



UNIVERSITAT POLITÈCNICA  
DE CATALUNYA

**ESCOLA TÈCNICA SUPERIOR  
D'ENGINYERIA DE TELECOMUNICACIÓ**

**Departament de Teoria del Senyal i  
Comunicacions**

**Contribución al Estudio de Técnicas de Acceso Aleatorio y  
al Análisis de la Calidad de Servicio en Sistemas de  
Transmisión por Paquetes para Comunicaciones Móviles  
basadas en CDMA**

Tesis Doctoral presentada en la  
Universitat Politècnica de Catalunya

Autor: **Jordi Pérez Romero**

Director: **Dr. Ramón Agustí Comes**

Febrero 2001



## *AGRADECIMIENTOS*

Desde este pequeño rincón me gustaría agradecer de forma especial el apoyo y la dedicación prestados por mi director de Tesis, Ramón Agustí, en el camino que nos ha conducido hasta la elaboración de este trabajo. También querría desde aquí agradecer la colaboración prestada por Oriol Sallent y en general por todos los demás compañeros del Grupo de Comunicaciones Radio.

Finalmente, expresar mi agradecimiento a mi familia y a mis amigos, sin cuyos ánimos y apoyo no hubiera sido posible la consecución de este trabajo.



**ÍNDICE**

<b>1. INTRODUCCIÓN.....</b>	<b>1</b>
<b>1.1. HACIA LAS COMUNICACIONES MÓVILES DE TERCERA GENERACIÓN.....</b>	<b>1</b>
1.1.1. COMUNICACIONES MÓVILES DE PRIMERA GENERACIÓN .....	1
1.1.2. COMUNICACIONES MÓVILES DE SEGUNDA GENERACIÓN .....	2
1.1.3. COMUNICACIONES MÓVILES DE TERCERA GENERACIÓN .....	4
<b>1.2. PROCESO DE ESTANDARIZACIÓN DE LOS SISTEMAS DE TERCERA GENERACIÓN.....</b>	<b>7</b>
<b>1.3. NUEVOS SERVICIOS Y APLICACIONES .....</b>	<b>12</b>
<b>1.4. OBJETIVOS DE LA PRESENTE TESIS DOCTORAL .....</b>	<b>13</b>
<b>2. CDMA COMO TÉCNICA DE ACCESO MÚLTIPLE EN LOS SISTEMAS DE COMUNICACIONES MÓVILES DE TERCERA GENERACIÓN.....</b>	<b>17</b>
<b>2.1. INTRODUCCIÓN. TÉCNICAS DE ACCESO MÚLTIPLE.....</b>	<b>17</b>
<b>2.2. PRINCIPIOS BÁSICOS DE CDMA.....</b>	<b>20</b>
<b>2.3. CARACTERÍSTICAS FUNDAMENTALES DE UN SISTEMA DS/CDMA.....</b>	<b>25</b>
2.3.1. SECUENCIAS CÓDIGO.....	25
2.3.1.1. Caracterización de las secuencias código en CDMA .....	25
2.3.1.1.1. La correlación cruzada periódica.....	26
2.3.1.1.2. La correlación aperiódica y la correlación impar.....	29
2.3.1.2. Familias de secuencias pseudoaleatorias para sistemas CDMA.....	31
2.3.1.2.1. Secuencias $m$ .....	31
2.3.1.2.2. Secuencias de Gold.....	35
2.3.1.2.3. Secuencias Gold-like y secuencias Dual-BCH.....	38
2.3.1.2.4. Secuencias de Kasami .....	39
2.3.2. PROBABILIDAD DE ERROR DE BIT EN DS/CDMA. HIPÓTESIS GAUSSIANA.....	40
2.3.3. CONTROL DE POTENCIA .....	45
2.3.3.1. Totalidad de usuarios con control de potencia en lazo abierto .....	47
2.3.3.2. Mezcla de usuarios con control en lazo abierto y en lazo cerrado .....	48
2.3.3.2.1. Usuario de referencia con control de potencia en lazo abierto.....	48
2.3.3.2.2. Usuario de referencia con control de potencia en lazo cerrado .....	49
2.3.4. RECEPTOR RAKE .....	51
2.3.5. SINCRONISMO EN DS/CDMA .....	52
2.3.6. DS/CDMA EN SISTEMAS CELULARES. REUSO FRECUENCIAL.....	54
2.3.7. CODIFICACIÓN DE CANAL .....	55
<b>2.4. DS/CDMA EN LA PROPUESTA UTRA FDD PARA UMTS .....</b>	<b>55</b>
2.4.1. ARQUITECTURA DE PROTOCOLOS PARA EL INTERFAZ RADIO UMTS .....	55
2.4.1.1. Canales físicos .....	57
2.4.1.2. Canales de transporte.....	58
2.4.1.3. Canales lógicos .....	59
2.4.2. ESTRUCTURA DE TRAMA BÁSICA.....	59
2.4.3. SECUENCIAS CÓDIGO EMPLEADAS.....	61
2.4.3.1. Códigos de canalización .....	62
2.4.3.2. Códigos de scrambling .....	63
2.4.4. PROCEDIMIENTOS DEFINIDOS EN UTRA FDD .....	65
2.4.4.1. Sincronización .....	65
2.4.4.2. Control de Potencia .....	66
2.4.4.3. Acceso aleatorio .....	66
2.4.4.3.1. Acceso a través del canal PRACH.....	66
2.4.4.3.2. Acceso a través del canal PCPCH.....	67

<b>3. PROTOCOLOS DE ACCESO MÚLTIPLE: EL PROTOCOLO ISMA-DS/CDMA.....</b>	<b>69</b>
<b>3.1. INTRODUCCIÓN. NECESIDAD DE UN PROTOCOLO DE ACCESO MÚLTIPLE .....</b>	<b>69</b>
<b>3.2. EL PROTOCOLO ISMA .....</b>	<b>72</b>
3.2.1. ISMA DE BANDA ESTRECHA .....	72
3.2.2. ISMA EN UN ESQUEMA DE ACCESO DS/CDMA .....	78
3.2.3. MODELO DE MARKOV ISMA-DS/CDMA .....	81
3.2.3.1. Consideraciones respecto al funcionamiento del sistema .....	81
3.2.3.2. Análisis de ISMA-DS/CDMA por medio de cadenas de Markov .....	82
3.2.3.2.1. Determinación de la matriz de transición de estados .....	83
3.2.3.2.1.1. Caso $K-m-r>0$ . Existen códigos libres. ....	83
3.2.3.2.1.2. Caso $K-m-r=0$ . No existen códigos libres. ....	91
3.2.3.2.2. Cálculo del <i>throughput</i> del sistema.....	95
3.2.3.2.2.1. Throughput de paquetes iniciales.....	96
3.2.3.2.2.2. Throughput de paquetes en estado transmisión .....	96
3.2.3.2.3. Cálculo del retardo medio.....	98
3.2.3.3. Validación del modelo teórico .....	98
<b>3.3. ANÁLISIS DE PRESTACIONES DEL PROTOCOLO ISMA-DS/CDMA .....</b>	<b>100</b>
3.3.1. INFLUENCIA DEL NÚMERO DE CÓDIGOS .....	100
3.3.2. INFLUENCIA DE LA PROBABILIDAD DE REACCEDER A UN CÓDIGO $P_R$ .....	103
3.3.3. INFLUENCIA DE LA PROBABILIDAD DE RETRANSMISIÓN $P_B$ .....	105
3.3.4. ALGORITMO DE OPTIMIZACIÓN DE LAS PROBABILIDADES $P_R$ Y $P_B$ .....	108
3.3.4.1. Caso ideal. El estado del sistema es conocido. ....	109
3.3.4.2. Caso no ideal. Algoritmo de estimación del estado del sistema. ....	110
3.3.5. COMPARACIÓN CON S-ALOHA - DS/CDMA .....	114
<b>3.4. CONCLUSIONES.....</b>	<b>118</b>
<b>4. EL PROTOCOLO ISMA-DS/CDMA EN UNA ESTRUCTURA DE TRAMAS FDD .....</b>	<b>121</b>
<b>4.1. INTRODUCCIÓN.....</b>	<b>121</b>
<b>4.2. PROTOCOLO ISMA-DS/CDMA FDD .....</b>	<b>122</b>
<b>4.3. ESTRATEGIAS DE OPTIMIZACIÓN DE ISMA-DS/CDMA FDD .....</b>	<b>126</b>
4.3.1. ESQUEMA DE REFERENCIA IDEAL.....	126
4.3.2. REGULACIÓN DE LAS PROBABILIDADES DE ACCESO.....	128
4.3.3. ALGORITMOS ADAPTATIVOS DE CAMBIO DE VELOCIDAD SOBRE ISMA-DS/CDMA FDD .....	133
4.3.3.1. Estrategia 1: algoritmo MS. ....	137
4.3.3.2. Estrategia 2: algoritmo Th basado en umbrales .....	137
4.3.3.3. Estrategia 3: algoritmo ThMS.....	139
4.3.3.4. Comparación entre las tres estrategias propuestas .....	140
<b>4.4. COMPARACIÓN DE ISMA-DS/CDMA FDD CON OTROS PROTOCOLOS .....</b>	<b>150</b>
4.4.1. COMPARACIÓN CON S-ALOHA-DS/CDMA .....	150
4.4.2. COMPARACIÓN CON DQRAP/CDMA.....	151
<b>4.5. CONCLUSIONES.....</b>	<b>155</b>
<b>5. ESTUDIO DE LAS ESTRATEGIAS DE RETRANSMISIÓN ARQ .....</b>	<b>159</b>
<b>5.1. INTRODUCCIÓN. ESTRATEGIAS ARQ. ....</b>	<b>159</b>
5.1.1. ESTRATEGIA ARQ HÍBRIDA DEL TIPO I.....	159
5.1.2. ESTRATEGIA ARQ HÍBRIDA DEL TIPO II .....	160
<b>5.2. ESTUDIO ANALÍTICO DE LA ESTRATEGIA ARQ HÍBRIDA DEL TIPO II EN UN ENTORNO</b>	
<b>DS/CDMA.....</b>	<b>163</b>
5.2.1. MODELADO BASADO EN CADENAS DE MARKOV EN PRESENCIA DE TRÁFICO DE POISSON.....	165
5.2.1.1. Definición de los estados de la cadena de Markov .....	165

5.2.1.2. Modelo de generación de mensajes .....	166
5.2.1.3. Probabilidades de recuperar correctamente un paquete.....	167
5.2.1.4. Probabilidades de transición de estado .....	168
5.2.1.5. Resolución de la cadena de Markov. Estudio de los puntos de equilibrio.....	170
5.2.1.6. Cálculo de las prestaciones del sistema .....	175
5.2.2. EXTENSIÓN DEL MODELO DE MARKOV PARA FUENTES DE TRÁFICO ON/OFF .....	178
5.2.2.1. Definición de los estados de la cadena de Markov .....	180
5.2.2.2. Probabilidades de transición de estado .....	181
5.2.2.3. Resolución de la cadena de Markov .....	182
5.2.2.4. Cálculo de las prestaciones del sistema .....	183
5.2.3. VALIDACIÓN DEL MODELO DE MARKOV MEDIANTE SIMULACIÓN .....	184
<b>5.3. ANÁLISIS DE PRESTACIONES DE LA ESTRATEGIA ARQ HÍBRIDA DEL TIPO II .....</b>	<b>187</b>
5.3.1. INFLUENCIA DE LA PROBABILIDAD DE RETRANSMISIÓN $P_B$ .....	187
5.3.2. COMPARACIÓN ENTRE LAS ESTRATEGIAS ARQ Y ARQ HÍBRIDAS DE LOS TIPOS I Y II .....	189
5.3.2.1. Variación de la carga ofrecida por usuario .....	189
5.3.2.2. Variación del número de usuarios en el sistema.....	190
5.3.2.3. Efecto conjunto del número de usuarios y de la carga ofrecida por usuario .....	192
5.3.3. ARQ-II COMO ALTERNATIVA A UN ALGORITMO DE CAMBIO DE VELOCIDADES .....	194
5.3.3.1. Motivación.....	194
5.3.3.2. Comparación con un algoritmo adaptativo de cambio de velocidades.....	195
<b>5.4. ESTRATEGIAS ARQ EN ISMA-DS/CDMA .....</b>	<b>196</b>
5.4.1. DEFINICIÓN DE LOS CÓDIGOS: COTA DE VARSHARMOV-GILBERT.....	196
5.4.2. CONSIDERACIONES RESPECTO AL ESQUEMA ARQ HÍBRIDO DEL TIPO II EN ISMA-DS/CDMA FDD CON ALGORITMO THMS .....	198
5.4.3. EVALUACIÓN DE PRESTACIONES .....	199
<b>5.5. CONCLUSIONES .....</b>	<b>202</b>

## **6. CALIDAD DE SERVICIO EN SISTEMAS DE TRANSMISIÓN POR PAQUETES BASADOS EN ISMA-DS/CDMA FDD .....** **205**

<b>6.1. INTRODUCCIÓN.....</b>	<b>205</b>
6.1.1. PROTOCOLO DE ACCESO MÚLTIPLE .....	206
6.1.2. ALGORITMO DE GESTIÓN DE RECURSOS .....	207
6.1.3. CONTROL DE ADMISIÓN .....	209
<b>6.2. EL PROTOCOLO ISMA-DS/CDMA EN UN CONTEXTO FDD CON GARANTÍAS DE CALIDAD DE SERVICIO.....</b>	<b>213</b>
6.2.1. EL PROTOCOLO ISMA-DS/CDMA FDD CON MECANISMO DE SONDEO .....	213
6.2.2. DESCRIPCIÓN DEL ALGORITMO DE GESTIÓN DE RECURSOS .....	218
<b>6.3. EVALUACIÓN DE LAS PRESTACIONES DE LA ESTRATEGIA PROPUESTA .....</b>	<b>220</b>
6.3.1. ESTUDIO PARA USUARIOS DE DATOS CON ALTAS RESTRICCIONES DE RETARDO (USUARIOS <i>LOW DELAY</i> ) .....	221
6.3.1.1. Influencia de los parámetros del mecanismo de sondeo.....	223
6.3.1.2. Estudio en términos de capacidad .....	226
6.3.2. ESTUDIO PARA USUARIOS DE DATOS CON RESTRICCIONES RELAJADAS DE RETARDO (USUARIOS <i>LONG DELAY</i> ) .....	227
6.3.2.1. Influencia de los parámetros del mecanismo de sondeo.....	228
6.3.2.2. Estudio en términos de capacidad .....	231
6.3.3. ANÁLISIS DEL SISTEMA EN PRESENCIA SIMULTÁNEAMENTE DE USUARIOS <i>LOW DELAY</i> Y USUARIOS <i>LONG DELAY</i> .....	233
6.3.3.1. Influencia mutua del mecanismo de sondeo.....	233
6.3.3.2. Análisis comparativo en términos de capacidad.....	235
6.3.4. ESTUDIO EN PRESENCIA DE TRÁFICO DE VOZ .....	238
6.3.5. ESTUDIO EN PRESENCIA DE UNA CLASE DE SERVICIO DE TIPO <i>BEST EFFORT</i> .....	241
<b>6.4. CONCLUSIONES .....</b>	<b>244</b>

<b>7. ESTRATEGIAS DE ASIGNACIÓN DE CANALES EN UN ESQUEMA TDD-TD/CDMA</b>	<b>247</b>
<b>7.1. INTRODUCCIÓN</b>	<b>247</b>
<b>7.2. DESCRIPCIÓN GENERAL DE LA ESTRUCTURA DE CANALES FÍSICOS DEFINIDA EN UTRA TDD</b>	<b>248</b>
7.2.1. ORGANIZACIÓN DE LA ESTRUCTURA DE TRAMAS Y DE RANURAS TEMPORALES	248
7.2.2. CÓDIGOS DE ENSANCHADO	249
7.2.2.1. Transmisión multicódigo y transmisión con múltiples ganancias de procesado	251
7.2.3. ESTRUCTURA DE LAS RÁFAGAS EN UTRA TDD	252
7.2.3.1. Campo de Datos	252
7.2.3.2. Midámbulo	253
7.2.3.3. Período de guarda	255
7.2.3.4. Ráfaga de acceso	255
7.2.3.5. Ráfaga de sincronización	255
<b>7.3. PECULIARIDADES DEL DUPLEXADO TDD EN UN ENTORNO TD/CDMA</b>	<b>257</b>
7.3.1. CONTROL DE POTENCIA	257
7.3.2. ESTRATEGIAS DE DIVERSIDAD	258
7.3.2.1. Combinación pre-rake	258
7.3.2.2. Diversidad por preselección de antena	259
7.3.3. MECANISMOS DE ASIGNACIÓN DINÁMICA DE CANALES (DCA)	260
7.3.4. PROBLEMÁTICA DE LA DIFERENTE ASIMETRÍA EN UN ENTORNO CELULAR	261
<b>7.4. ESTUDIO DE ESTRATEGIAS DE DCA PARA TDD-TD/CDMA</b>	<b>264</b>
7.4.1. ALGORITMO DCA BASADO EN AVANCE TEMPORAL	264
7.4.1.1. Comparación respecto de una asignación aleatoria	267
7.4.1.1.1. Influencia del radio de la celda	271
7.4.1.1.2. Influencia de la variabilidad del tráfico	273
7.4.2. ALGORITMO DCA BASADO EN ASIGNACIÓN ORDENADA	275
7.4.3. ALGORITMO DCA BASADO EN NIVELES DE POTENCIA	277
7.4.4. ALGORITMO DCA BASADO EN MECANISMOS ADAPTATIVOS	285
<b>7.5. CONCLUSIONES</b>	<b>290</b>
<b>8. CALIDAD DE SERVICIO EN UN ESQUEMA POR PAQUETES TDD-TD/CDMA</b>	<b>291</b>
<b>8.1. INTRODUCCIÓN</b>	<b>291</b>
<b>8.2. PROTOCOLOS DE ACCESO MÚLTIPLE PARA TDD-TD/CDMA</b>	<b>291</b>
8.2.1. EL PROTOCOLO ISMA-TD/CDMA	291
8.2.1.1. Reglas de funcionamiento del protocolo ISMA-TD/CDMA para TDD	293
8.2.2. EL PROTOCOLO DSA++	296
8.2.2.1. Reglas de funcionamiento del protocolo DSA++ en TDD-TD/CDMA	298
8.2.3. COMPARATIVA DE PRESTACIONES A NIVEL DE ACCESO	300
<b>8.3. CALIDAD DE SERVICIO EN TDD-TD/CDMA</b>	<b>311</b>
8.3.1. ALGORITMO DE GESTIÓN DE RECURSOS	311
8.3.1.1. Conjunto de recursos a gestionar	311
8.3.1.2. Descripción de las peticiones de transmisión	313
8.3.1.2.1. Peticiones básicas	315
8.3.1.2.2. Peticiones de sondeo	316
8.3.2. ALGORITMO WISPER	318
8.3.2.1. Priorización	318
8.3.2.2. Distribución de recursos	319
8.3.2.3. Ejemplo de priorización y distribución de recursos	320
8.3.3. ALGORITMO WISPER CON DOBLE <i>TIMEOUT</i>	322
8.3.4. INTERRELACIÓN ENTRE EL ALGORITMO DE GESTIÓN DE RECURSOS, EL PROTOCOLO DE ACCESO MÚLTIPLE Y LA ESTRATEGIA DCA	323
8.3.4.1. Interrelación entre el algoritmo de gestión de recursos y el protocolo de acceso múltiple	323



---

8.3.4.2. Interrelación con la estrategia DCA empleada .....	326
8.3.5. ANÁLISIS DE PRESTACIONES. REGIÓN DE ADMISIÓN.....	327
8.3.5.1. Estudio en ausencia de sondeo .....	327
8.3.5.2. Estudio con el mecanismo de sondeo incorporado.....	331
8.3.5.3. Efecto del doble timeout.....	334
<b>8.4. CONCLUSIONES .....</b>	<b>336</b>
<b><u>9. CONCLUSIONES Y LÍNEAS FUTURAS DE INVESTIGACIÓN .....</u></b>	<b><u>339</u></b>
<b>9.1. CONCLUSIONES .....</b>	<b>339</b>
<b>9.2. LÍNEAS FUTURAS DE INVESTIGACIÓN .....</b>	<b>343</b>
<b><u>10. REFERENCIAS BIBLIOGRÁFICAS .....</u></b>	<b><u>345</u></b>
<b><u>11. PUBLICACIONES REALIZADAS.....</u></b>	<b><u>353</u></b>
<b><u>GLOSARIO DE SIGLAS .....</u></b>	<b><u>355</u></b>



## **1. INTRODUCCIÓN**

### **1.1. Hacia las comunicaciones móviles de tercera generación**

Desde que los servicios de telefonía móvil automática fueron introducidos allá por la década de los 70, han constituido uno de los segmentos que ha experimentado un mayor y más rápido crecimiento dentro del sector de las telecomunicaciones, hasta el punto de que el teléfono móvil se ha convertido hoy en día en uno de los elementos más habituales de la vida cotidiana. Este crecimiento ha sido posible en primer lugar gracias a los acuerdos en materia de estandarización llevados a cabo por organismos intergubernamentales como la ITU (*International Telecommunications Union*) o la ETSI (*European Telecommunications Standards Institute*) que han posibilitado la existencia de economías de escala en el ámbito de un mercado común, resultando en una reducción del precio de los terminales y la consiguiente extensión del mercado a un mayor número de clientes potenciales. En segundo lugar, gracias a la propia evolución tecnológica, que ha permitido mejorar las prestaciones ofrecidas por los servicios ofertados no sólo desde el punto de vista del usuario final, reflejadas en una mayor velocidad de transmisión, una mejor calidad de recepción y una mayor confidencialidad de las comunicaciones, sino también desde la perspectiva de los operadores, en términos de una mayor capacidad y un uso más eficiente de los recursos radioeléctricos.

La evolución de los sistemas de comunicaciones móviles, desde su introducción hasta la actualidad, ha transcurrido en las diferentes fases que se especifican a continuación:

#### **1.1.1. Comunicaciones móviles de primera generación**

La principal característica de los primeros sistemas de comunicaciones móviles es la utilización de modulaciones analógicas para la transmisión de la información. Si bien ya existía entonces un cierto abanico de servicios diferenciados, tales como la radiomensajería o incluso las aplicaciones de transmisión de datos, era el servicio básico de voz el principal objetivo de estos sistemas, aunque con diferentes modalidades según se tratara de telefonía pública, privada o simplemente del empleo de extensiones inalámbricas de la red fija.

Algunos ejemplos de sistemas de primera generación se detallan a continuación:

a) **Sistemas de telefonía pública:** Destinados a permitir a un usuario generar o recibir llamadas de voz hacia cualquier otro usuario, ya sea de la red telefónica fija o móvil. El aspecto clave de estos sistemas para poder ofrecer un uso eficiente del espectro radioeléctrico sobre un elevado número de usuarios es la división de la región de cobertura en un conjunto de células, cada una servida por una estación base, de modo que es posible reutilizar las mismas frecuencias en células ubicadas a una cierta distancia. Dentro de estos sistemas destacan por ejemplo AMPS (*American Mobile Phone System*) en Estados Unidos, NMT (*Nordic Mobile Telephone*) desarrollado por Ericsson en Suecia, y empleado en varios países europeos, como por ejemplo España, TACS (*Total Access Communications System*), surgido en Europa como versión de AMPS y NTT (*Nippon Telephone and Telecommunications*), desarrollado en Japón. Todos estos sistemas eran de marcado ámbito nacional y no albergaban la posibilidad de interconectividad entre redes de diferentes países o *roaming*.

b) Sistemas de telefonía privada (sistemas troncales): Destinados a dar servicio de voz a grupos cerrados de usuarios, que no requieren del acceso a la red telefónica pública. Este tipo de sistemas acostumbran a ser operados por las compañías propietarias tras la adjudicación de unos determinados canales.

c) Sistemas de telefonía sin hilos (extensiones inalámbricas de la red fija): Estos sistemas, concebidos esencialmente para aplicaciones domésticas, se basan en la conexión de un transmisor/receptor radio a la línea telefónica fija, lo que permite sustituir el terminal fijo por otro inalámbrico en una cierta área de cobertura reducida con una baja capacidad de movilidad. Si bien los primeros sistemas de estas características fueron introducidos sin ningún tipo de legislación, rápidamente surgieron algunos estándares como CT0 o CT1.

d) Sistemas de radiomensajería: Permiten dirigir mensajes alfanuméricos de aviso de forma unidireccional hacia terminales móviles. Estaban basados en el protocolo POCSAG (*Post Office Code Standards Advisory Group*), que fue adoptado en España por Telefónica en 1989. Con objeto de permitir la operatividad internacional, surgieron algunos sistemas fruto de consorcios entre países como Eurosignal, entre Francia, Alemania y Suiza, en 1971, o Euromessage entre Francia, Alemania, Italia y Gran Bretaña, en 1989.

e) Sistemas de comunicaciones móviles de datos: Si bien los sistemas celulares o los sistemas troncales ofrecían una cierta capacidad de transmisión de datos, también existían en Europa sistemas propietarios con esta funcionalidad específica. Entre ellos destacan el sistema Mobitex de Ericsson o el Ardis de Motorola.

### 1.1.2. Comunicaciones móviles de segunda generación

Con la irrupción de la tecnología digital en el ámbito de las comunicaciones móviles surgieron los sistemas denominados de segunda generación que permitían mejorar las prestaciones ofrecidas por los de primera generación aprovechando las características de dicha tecnología. Como ventajas principales se distinguen:

- la capacidad para incrementar la calidad de recepción gracias a la posibilidad de incorporar técnicas de equalización y códigos correctores de errores
- la mayor privacidad en las comunicaciones fruto del empleo de técnicas de criptografía sobre las secuencias de bits transmitidas
- la posibilidad de emplear nuevas técnicas de acceso múltiple como las basadas en división en tiempo TDMA o en código CDMA, que permiten mejorar la eficiencia en el uso del espectro radioeléctrico
- la mayor capacidad para la transmisión de datos con diferentes velocidades binarias

Entre los sistemas de segunda generación destacan los enumerados a continuación.

a) Sistemas de telefonía pública.

En la línea de los sistemas NMT o TACS, en 1982 se planteó el desarrollo de un sistema que fuera un estándar a nivel europeo y que proporcionara la capacidad de interconexión entre redes de diferentes países. De este modo, surgió el denominado GSM (*Global System for Mobile communications*) [1], trabajando en la banda de 900 MHz con una técnica de acceso híbrida TDMA/FDMA, y que gracias a su rápido desarrollo ha logrado

imponerse no sólo en Europa sino también en otros países como los del sudeste asiático, Australia o los países árabes. Esto constituye uno de los grandes logros de GSM que le ha permitido imponerse a otros sistemas como los desarrollados en Japón (sistema JDC, *Japanese Digital Cellular*) o en Estados Unidos (sistemas IS-54, *Interim Standard 54*, o D-AMPS, *Digital AMPS*, como evolución de AMPS, e IS-95, que incorpora como aspecto diferencial la tecnología basada en el acceso múltiple por división en código CDMA).

Al margen del servicio básico de voz, este tipo de sistemas presentan capacidades para la transmisión de datos, aunque únicamente en modo circuito y con velocidades reducidas, lo que no los hace especialmente apropiados en un entorno de tráfico variable como el que típicamente se encuentra en aplicaciones de datos como la conexión a Internet. A modo de ejemplo, GSM es capaz de soportar una velocidad de transmisión únicamente de hasta 9.6 kb/s, tras la incorporación de códigos correctores de errores para adaptarse a los requerimientos más elevados en cuanto a probabilidad de error de los sistemas de transmisión de datos.

Fruto de la evolución de GSM para ofrecer una mayor capacidad y nuevos servicios diferenciados, han surgido las denominadas GSM fase + y GSM fase ++, así como la extensión a la banda de los 1800 MHz, denominada DCS-1800 (*Digital Cellular System - 1800 MHz*).

b) Sistemas de telefonía privada: La evolución de los sistemas troncales hacia la tecnología digital se ha reflejado en el desarrollo del estándar TETRA (*Trans European Trunked Radio*), a finales de 1995, de concepción similar a GSM pero con unas funcionalidades específicas para los grupos cerrados de usuarios. Al igual que GSM, incorpora también facilidades para la transmisión de datos, pudiéndose llegar hasta una velocidad máxima de 28.8 kb/s.

c) Sistemas sin hilos:

La segunda generación de las extensiones inalámbricas de la red fija se ha plasmado en la especificación, por parte de ETSI, del estándar DECT (*Digital European Cordless Telecommunications* renombrado luego, para poner de manifiesto que su ámbito no estaba restringido a Europa, como *Digital Enhanced Cordless Telecommunications*) [2]. DECT va más allá de las simples extensiones que suponían los sistemas de primera generación CT0 y CT1, convirtiéndose en un sistema celular con conexión a la red fija, aunque ofreciendo una reducida movilidad en comparación con un sistema como GSM.

DECT emplea como técnica de acceso, al igual que GSM, un híbrido FDMA/TDMA, y tiene como peculiaridad frente a otros sistemas el uso de una técnica de duplexado por división en tiempo TDD. Es capaz de ofrecer tanto servicios de voz como de datos, alcanzando velocidades de hasta 64 kb/s, superiores a las de GSM, aunque todavía en modo circuito.

En Japón, el sistema que se ha desarrollado en este ámbito ha sido PHS (*Personal Handyphone System*), implantado con gran éxito, mientras que en Estados Unidos se ha desarrollado el estándar PACS (*Personal Access Communications Services*).

d) Sistemas de radiomensajería: La evolución de este tipo de sistemas hacia la segunda generación ha dado lugar al estándar ERMES (*European Radio Message System*), de mayor capacidad que POCSAG y con cobertura internacional.

Respecto de este tipo de sistemas, es de destacar también el servicio que GSM ofrece para el envío y recepción de mensajes cortos unidireccionales, denominado SMS (*Short Message Service*).

e) Redes locales inalámbricas (*Wireless LAN*): Estos de sistemas persiguen la interconexión de diferentes ordenadores en redes de área local sin hacer uso de cables de conexión, pero manteniendo la compatibilidad con las redes LAN convencionales. Son útiles en la implantación de redes en edificios con dificultades para el cableado. Los requerimientos de movilidad son mucho más reducidos que en los sistemas de telefonía, lo que permite una mayor velocidad de transmisión en entornos de interiores, del orden de 1 Mb/s. Los dos principales estándares que han surgido para este tipo de aplicaciones son IEEE 802.11 e HIPERLAN (*High Performance Radio LAN*), persiguiendo este último velocidades de hasta 20 Mb/s. Es de destacar que, a diferencia del resto de sistemas, orientados a conexión, los sistemas para redes locales inalámbricas están orientados a transmisión por paquetes, lo que exige el empleo de protocolos específicos para gestionar el acceso al medio de transmisión, tales como CSMA/CA (*Carrier Sense Multiple Access / Collision Avoidance*).

### 1.1.3. Comunicaciones móviles de tercera generación

La actual irrupción de los denominados sistemas de comunicaciones móviles de tercera generación, cuyas licencias de operación ya han sido adjudicadas en varios países a lo largo del año 2000, y que se espera que entren en funcionamiento durante el año 2001, surge principalmente debido a las siguientes motivaciones:

a) En primer lugar, fruto del espectacular crecimiento del grado de penetración que han venido presentando los sistemas de comunicaciones celulares de segunda generación, superando ya en ciertos países al de los sistemas fijos. En relación a este aspecto, téngase en cuenta que si bien un teléfono fijo tiene un ámbito de uso familiar, el teléfono móvil presenta un uso unipersonal, lo que le permitirá un grado de penetración superior.

Este crecimiento tenderá a llevar a la saturación los actuales sistemas de segunda generación, por lo que se hace patente la búsqueda de nuevas bandas de frecuencias y de nuevos sistemas que permitan hacer frente a la demanda con un uso de los recursos más eficiente.

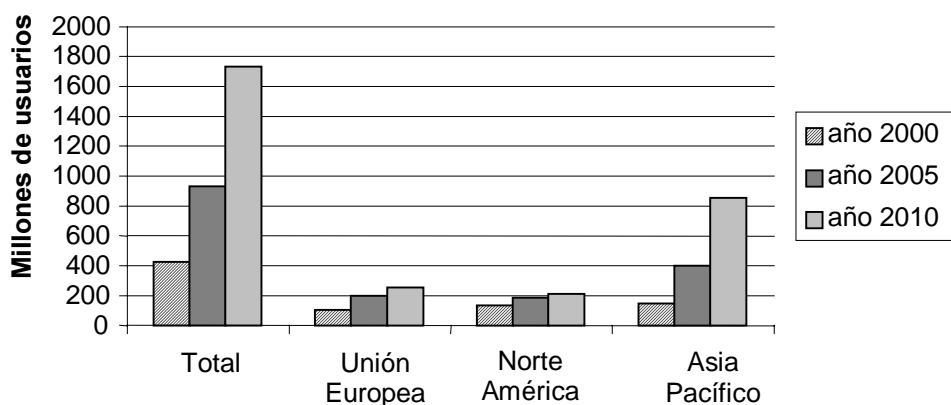


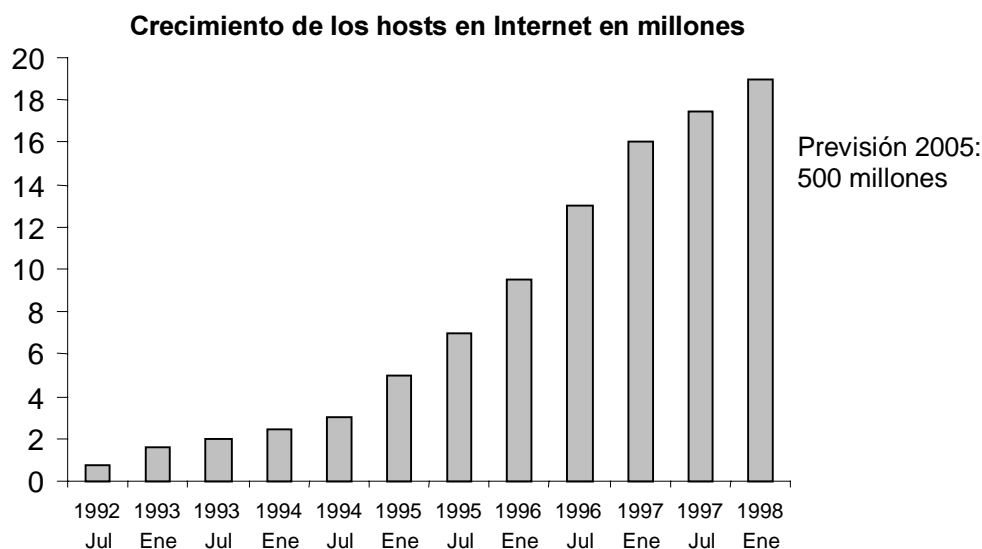
Figura 1.1 Previsiones de crecimiento de los usuarios de telefonía móvil

En la Figura 1.1 se muestran, a modo de ilustración, las previsiones de crecimiento en los usuarios de telefonía móvil para la próxima década según [3], donde se observa como

prácticamente se prevé doblar el número de usuarios cada 5 años, especialmente en lo que a la región asiática del Pacífico se refiere, motivo por el que, de hecho, es Japón uno de los países que lidera el camino hacia la implantación de los sistemas de tercera generación.

b) No hay que olvidar que, paralelamente a la evolución de las comunicaciones móviles, otro de los segmentos del sector de las telecomunicaciones que en la última década está experimentando un mayor grado de crecimiento es el del acceso a Internet. Obsérvese a modo de ejemplo en la Figura 1.2 la evolución experimentada en el número de *hosts* conectados a Internet según [4], conjuntamente con la previsión esperada para el año 2005.

A la vista del crecimiento del acceso a Internet y de la evolución del mercado de las comunicaciones móviles es de esperar que la combinación de ambos en un acceso a Internet desde redes móviles pueda suponer un enorme mercado potencial de cara a los próximos años. Si bien los sistemas celulares de segunda generación como GSM son capaces de ofrecer acceso a Internet, lo hacen en modo circuito, lo que presenta enormes limitaciones no sólo en términos de la velocidad de transmisión empleada sino también de la eficiencia en el uso de los recursos, pues este tipo de aplicaciones se caracterizan por generar la información a ráfagas con lo que durante buena parte del tiempo el circuito no es utilizado. Estas limitaciones redundan por un lado en una reducida capacidad para ofrecer este tipo de servicios, y por el otro en un precio de conexión para los usuarios mucho más elevado del que se puede llegar a ofrecer en una red fija.



*Figura 1.2 Evolución del número de hosts en Internet*

En consecuencia, es deseable el diseño de nuevos sistemas que sean capaces de hacer frente a estas limitaciones con un uso más efectivo de los recursos, capaces de adaptarse a las nuevas características del tráfico mediante técnicas de transmisión orientadas a paquetes, constituyendo éste uno de los retos al que los sistemas de tercera generación deberán hacer frente.

c) También hay que tener presente la creciente demanda en servicios multimedia de alta velocidad, tales como vídeo, audio, videoconferencia, juegos interactivos, acceso a bases de datos, transferencia de ficheros, ... que se ha venido experimentando en los últimos años, en parte motivada por las mayores facilidades del acceso a Internet a través de las redes fijas de

banda ancha. La integración de todos estos servicios dentro del marco de una red móvil, a la vez que suponer un mercado de enorme atractivo para compañías operadoras y proveedores de servicio, plantea también una serie de retos en los sistemas de tercera generación, pues se deben gestionar los escasos recursos radioeléctricos adecuadamente para poder ofrecer dichos servicios bajo unos parámetros de calidad de servicio (retardo, velocidad de transmisión, ...) similares a los de la red fija pero haciendo frente a las peculiaridades de la transmisión por radio en entornos móviles.

La Figura 1.3 pone de manifiesto el mercado potencial que este tipo de servicios supone en el ámbito de las comunicaciones móviles, presentando las perspectivas de crecimiento del número de abonados totales a sistemas móviles en la Unión Europea y diferenciando aquéllos que únicamente emplearán servicios de voz o de datos de baja velocidad. Como se observa, es a partir del año 2000 cuando empieza a existir un cierto porcentaje de usuarios con servicios de alta velocidad, con previsiones del 16 % para el año 2005 y del 30 % para el año 2010. Se prevé incluso que el número de abonados móviles con requerimientos únicamente de voz o baja velocidad llegue a decrecer en tanto que los usuarios abonados tenderán a aprovechar al completo las facilidades que puedan ofrecer los nuevos sistemas [5].

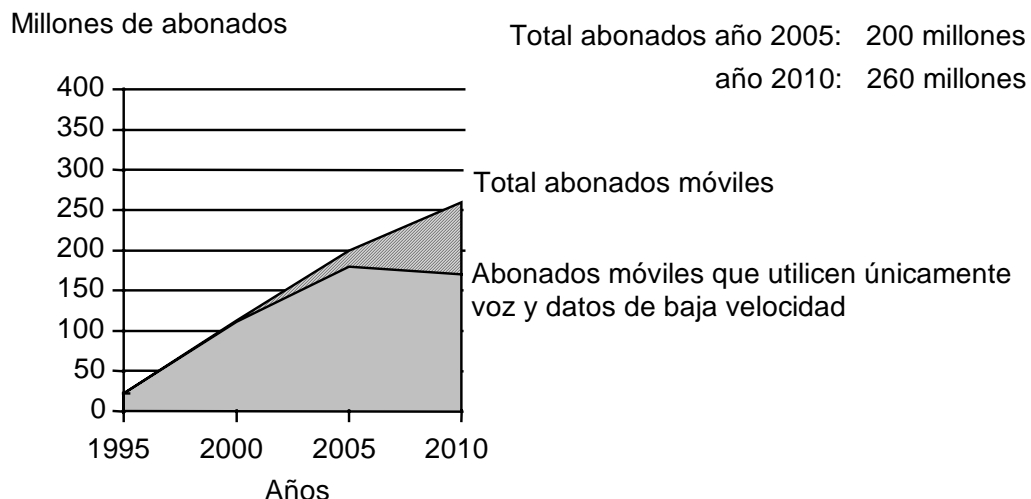


Figura 1.3 Perspectivas de utilización de los servicios de datos de alta velocidad en la Unión Europea

d) Por último, reseñar también el interés en lograr un sistema de comunicaciones móviles verdaderamente global que permita una movilidad universal con operación entre redes pertenecientes a países diferentes, llegando incluso a reunir bajo un sistema común las tres zonas geográficas de mayor influencia que son Europa, Estados Unidos y Japón.

El ámbito de actuación de los sistemas de tercera generación se pretende mostrar gráficamente en la Figura 1.4, como una forma de englobar bajo un único sistema los diferentes entornos existentes, en función de la cobertura ofrecida, desde los sistemas vía satélite hasta los más reducidos entornos de interiores, con objeto de permitir una movilidad universal de terminales capaces de soportar aplicaciones personalizadas de muy variada naturaleza.

En el marco de la ITU las redes de comunicaciones móviles de tercera generación se engloban en el denominado IMT-2000 (*International Mobile Telecommunications*), antiguamente FPLMTS (*Future Public Land Mobile Telecommunications System*), siendo



UMTS (*Universal Mobile Telecommunications System*) el planteamiento europeo desarrollado por ETSI dentro de IMT-2000.

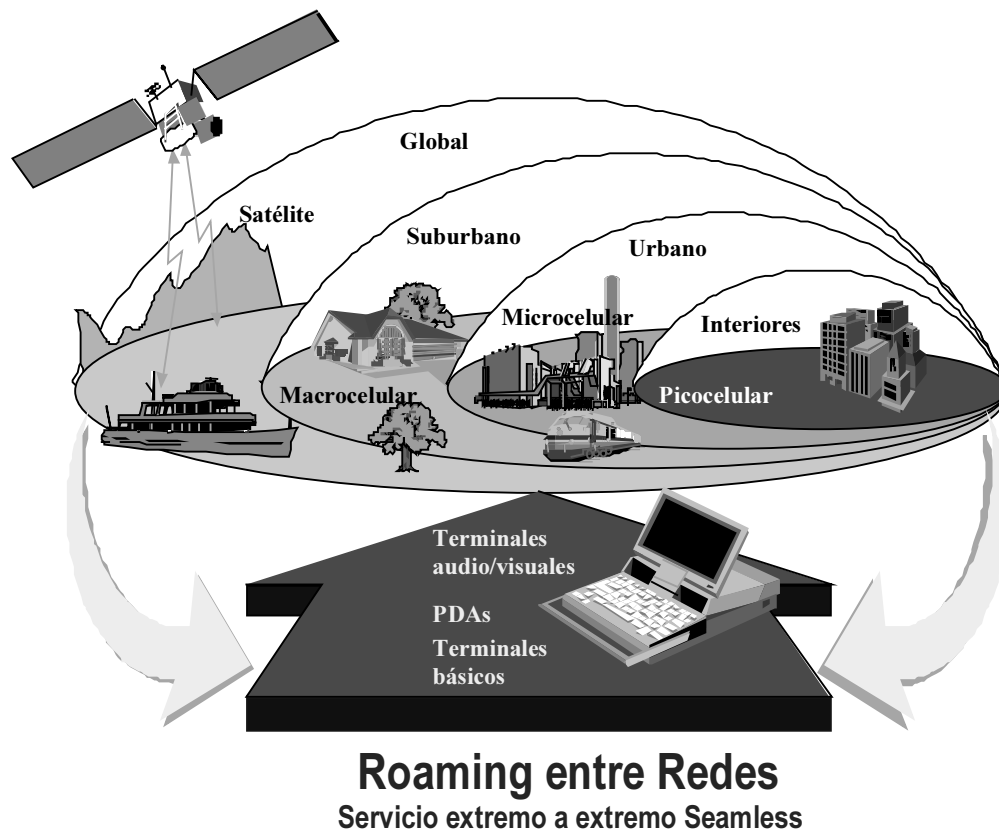


Figura 1.4 Ámbito de movilidad en los sistemas de tercera generación

### 1.2. Proceso de estandarización de los sistemas de tercera generación

Como resultado del conjunto de demandas planteadas, el diseño de los sistemas de tercera generación se aborda desde la perspectiva de los siguientes requerimientos [6]:

- Velocidades de transmisión de hasta 2 Mb/s.
- Velocidades variables bajo demanda en función de las características de cada servicio.
- Capacidad de multiplexado de servicios con diferentes requerimientos de calidad dentro de una misma conexión, como por ejemplo voz, vídeo o transferencia de datos en modo paquete (correo electrónico, transferencia de ficheros, ...).
- Capacidad de soportar un amplio abanico de requerimientos de retardo, para acomodar desde servicios en tiempo real hasta servicios de datos de tipo *best effort* (sin calidad de servicio garantizada).
- Capacidad de soportar requerimientos de calidad desde un 10% de tasa de error de trama hasta un  $10^{-6}$  de tasa de error de bit.
- Coexistencia de sistemas de segunda y tercera generación y posibilidad de efectuar *handovers* entre sistemas diferentes.

- Soporte de tráfico asimétrico entre los enlaces ascendente y descendente, como sería el caso habitual de la navegación por Internet.
- Alta eficiencia espectral
- Coexistencia de los modos de operación FDD y TDD

El concepto de universalidad en los sistemas de tercera generación no puede ser entendido sin la existencia de una banda de frecuencias radio común a nivel mundial. Para ello, la WARC (*World Administrative Radio Conference*) dispuso de 230 MHz en la banda de los 2 GHz (1885-2025 MHz y 2110-2200 MHz) para uso mundial en el interfaz aire de IMT-2000, incluyendo tanto la componente terrestre como las comunicaciones móviles por satélite (MSS, *Mobile Satellite Services*), tal y como se presenta en la Figura 1.5. Si bien esta banda es común tanto para Europa como para los países asiáticos como China o Japón, no ocurre lo mismo en Estados Unidos, donde dicha banda ya había sido asignada a algunos operadores de sistemas de segunda generación PCS (*Personal Communications Systems*), y no se ha dispuesto de más espectro para los sistemas de tercera generación, por lo que la solución planteada por el momento ha sido la de reutilizar la banda de PCS para IMT-2000, de donde surge la cuestión de cómo armonizar los servicios IMT-2000 entre Estados Unidos y el resto de regiones [6]. Análogamente, otro aspecto diferencial en la asignación ocurre en Europa y Japón donde la totalidad de la banda no será empleada por IMT-2000 sino que la parte de las frecuencias más bajas se mantiene ocupada por los sistemas DECT y PHS, respectivamente.

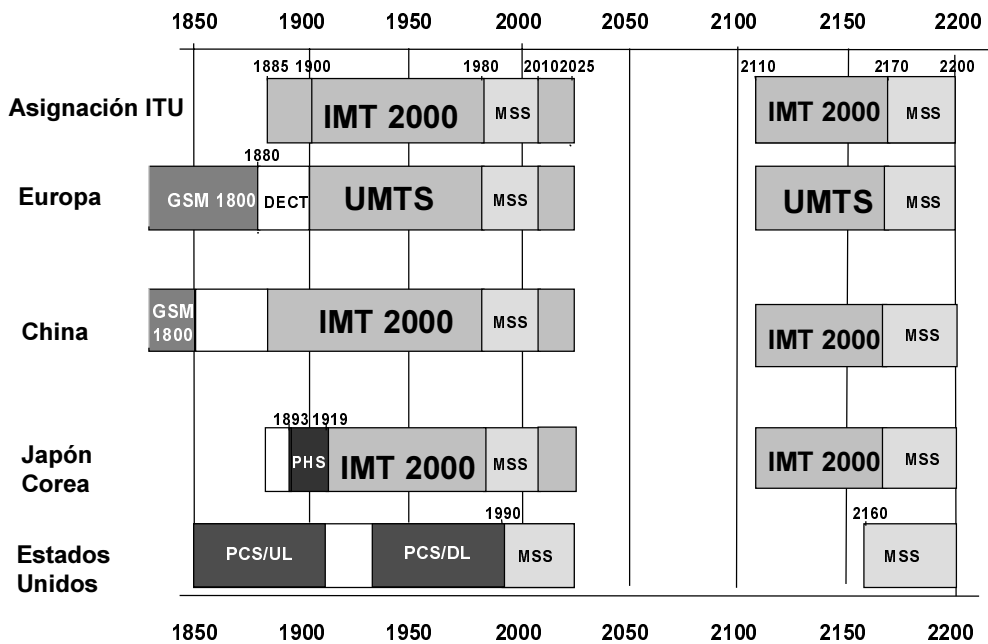


Figura 1.5 Bandas asignadas para IMT-2000

En relación a Europa, la banda total asignada a UMTS se subdivide en dos bandas pareadas, 1920 a 1980 MHz y 2110 a 2170 MHz, destinadas al modo de operación FDD para los enlaces ascendente y descendente, respectivamente, y dos bandas no pareadas, 1900 a 1920 MHz y 2020 a 2025 MHz, destinadas al modo de operación TDD.

Al margen de la banda de frecuencias, otro de los aspectos importantes a armonizar en el desarrollo de los sistemas de tercera generación fue la decisión sobre la tecnología de acceso radio más apropiada para ser utilizada. Bajo este prisma, el proceso de selección de

dicha tecnología se realizó en una fase inicial por separado en las diferentes regiones durante los años 1997 y 1998.

Por estas fechas, en Europa ya había existido un largo período de investigación iniciado en 1988 con programas como RACE I (*Research of Advanced Communication Technologies in Europe*), seguido de RACE II, donde se desarrollaron los interfaces aire CODIT (*Code Division Testbed*) basado en la técnica de acceso múltiple CDMA y ATDMA (*Advanced TDMA Mobile Access*), basado en TDMA. A finales de 1995, se inició el programa ACTS (*Advanced Communication Technologies*) dentro del cual el proyecto FRAMES (*Future Radio Wideband Multiple Access System*), con participación de las principales compañías del sector de las comunicaciones móviles, perseguía ya la definición de una propuesta de interfaz para UMTS. Como resultado, se plantearon a ETSI las propuestas *Wideband CDMA* (WCDMA) y *Wideband TDMA* (WTDMA).

Dentro de este escenario, el ETSI, bajo el marco de IMT-2000, definió en Junio de 1997 los siguientes cuatro grupos para el estudio y evaluación de las propuestas planteadas hasta la fecha [7]:

a) *Wideband CDMA*: Basado en una técnica de acceso múltiple por división en código con espaciado de 5 MHz entre canales, e inicialmente con duplexado FDD y TDD. Entre sus ventajas presentaba un interfaz de gran flexibilidad para acomodar diferentes servicios con distintas velocidades, motivo por el que presentó una buena acogida [8]. Su gran inconveniente era el modo de operación TDD.

b) *Wideband TDMA*: Planteaba un esquema puramente TDMA con portadoras espaciadas 1.6 MHz para poder ofrecer servicios de alta velocidad, con el empleo de salto en frecuencia, aceptando duplexado FDD y TDD y con dos longitudes diferentes de ráfaga destinadas a cubrir servicios de alta y baja velocidad. La principal problemática de esta propuesta era precisamente la menor longitud de la ráfaga en el caso de baja velocidad, pues se podía traducir en una muy elevada potencia de pico o de lo contrario en una muy baja potencia media, lo que planteaba problemas de cobertura en servicios básicos como por ejemplo la voz.

c) *Wideband TDMA/CDMA*: Basada en una técnica híbrida TDMA/CDMA con espaciado entre portadoras de 1.6 MHz, haciendo uso de técnicas de reducción de la interferencia a través de la detección multiusuario entre ráfagas transmitidas simultáneamente en una misma ranura temporal (*time slot*) y aceptando duplexado FDD y TDD. El principal inconveniente radicaba en la complejidad asociada al receptor.

d) OFDMA (*Orthogonal Frequency Division Multiple Access*): Basada en tecnología OFDM consistente en distribuir la información entre diferentes portadoras ortogonales. El principal problema de esta propuesta era la transmisión en el enlace ascendente, con variaciones muy grandes de envolvente que daban lugar a problemas en el diseño de los amplificadores de potencia.

Tras un proceso de evaluación de las diferentes propuestas, ETSI decidió en Enero de 1998 seleccionar WCDMA como estándar para el modo de operación FDD en la banda pareada y WTDMA/CDMA para operación TDD en la banda no pareada.

Con respecto al Japón, ARIB (*Association for Radio Industries and Businesses*) evaluó tres tecnologías diferentes basadas en WCDMA, WTDMA y OFDMA, decidiendo en 1997 el

uso de WCDMA tanto para los modos de operación FDD como TDD, lo que tuvo una cierta influencia en la elección posterior de ETSI.

El panorama se presentaba más complejo en Estados Unidos debido a la existencia de diferentes tecnologías de acceso entre los sistemas de segunda generación como TDMA en D-AMPS o CDMA en IS-95, de modo que se intentó definir para cada uno de los sistemas existentes, un camino para la evolución hacia la tercera generación, traducándose en las siguientes propuestas a la ITU:

- a) W-CDMA N/A : Propuesta muy similar al WCDMA de ETSI y de ARIB.
- b) UWC-136 (*Universal Wireless Communications - 136*): Correspondiente a la evolución de D-AMPS hacia la tercera generación con una combinación de TDMA de banda estrecha y de banda ancha, esta última destinada a los servicios de 2 Mb/s.
- c) cdma2000: Resultado de la evolución de IS-95, manteniendo sus principios básicos de funcionamiento aunque con un ancho de banda superior. Para el enlace descendente se añade la opción de trabajo en modo multiportadora (*multi-carrier*).
- d) WIMS W-CDMA (*Wireless multimedia and Messaging Services W-CDMA*): Propuesta no derivada de ningún sistema de segunda generación previo, basada en un acceso CDMA con ganancia de procesamiento constante y empleando multicódigo para conseguir múltiples velocidades de transmisión.
- e) WP-CDMA (*Wideband Packet CDMA*): Surge de la convergencia entre W-CDMA N/A y WIMS W-CDMA, añadiendo como característica fundamental la presencia de un canal común específico para la transmisión de paquetes en el enlace ascendente.

Dado que el panorama planteado estaba conduciendo hacia el desarrollo de diferentes tecnologías estandarizadas simultáneamente a nivel mundial, y con objeto de garantizar la compatibilidad de los equipos de unas regiones a otras, se decidió en 1998 la creación del denominado 3GPP (*3<sup>rd</sup> Generation Partnership Project*) a fin de unir esfuerzos a nivel global en la estandarización de los sistemas de tercera generación [9]. Formaban parte de este consorcio, conjuntamente con fabricantes y operadores, los organismos encargados de la estandarización en las diferentes regiones, a saber, el ETSI de Europa, ARIB y TTC (*Telecommunication Technology Committee*) de Japón, TTA (*Telecommunications Technology Association*) de Corea y T1P1 de Estados Unidos, añadiéndose en 1999 CWTS (*China Wireless Telecommunication Standard Group*) de China. Dentro de 3GPP el trabajo quedó subdividido en cuatro grandes grupos (TSG: *Technical Specification Group*) responsables de la elaboración de las diferentes especificaciones técnicas:

- *Radio Access Network TSG*
- *Core Network TSG*
- *Service and System Aspects TSG*
- *Terminals TSG*

Fruto del trabajo de armonización llevado a cabo en el 3GPP durante el año 2000 se ha desarrollado la *Release 99* de las especificaciones técnicas del interfaz radio UTRA (UMTS *Terrestrial Radio Access* y rebautizado como *Universal Terrestrial Radio Access*) en sus

modalidades FDD y TDD a partir de las diferentes propuestas de WCDMA y de TDMA/CDMA. En este sentido, uno de los aspectos más significativos a los que 3GPP ha tenido que hacer frente ha sido por ejemplo el cambio de la tasa de chips de los 4.096 Mc/s de la propuesta inicial para UTRA realizada por ETSI a una nueva tasa fijada en 3.84 Mc/s.

En tanto que 3GPP se ha preocupado hasta el momento de la especificación de los interfaces basados en WCDMA, la evolución de IS-95 hacia cdma2000 se ha mantenido en el denominado 3GPP2, con especial interés en el modo multiportadora.

Por otra parte, no hay que olvidar tampoco la evolución del sistema GSM hacia la tercera generación a través de su extensión (*General Packet Radio System*) para tráfico orientado a paquetes o EDGE (*Enhanced Data rates for GSM Evolution*) para llegar a soportar velocidades mayores de transmisión de hasta 500 kb/s empleando esquemas de modulación más sofisticados, aspectos que serán progresivamente añadidos a las líneas de trabajo del 3GPP.

Por último, también es necesario tener presente el proceso de desarrollo de la parte fija de la red (*core network*). En este sentido, aparecen tres soluciones para la interconexión de los interfaces radio desarrollados. Las dos primeras se basan en una evolución de las redes ya existentes de los sistemas de segunda generación, como sería el caso de GSM o de las redes IS-41 para Estados Unidos, lo que sin duda puede facilitar enormemente a los operadores la implantación de los sistemas de tercera generación. La tercera alternativa se plantea para los operadores como algo más a largo plazo y consistiría en una arquitectura de red nueva basada totalmente en el protocolo IP (*Internet Protocol*), orientada a tráfico de paquetes.

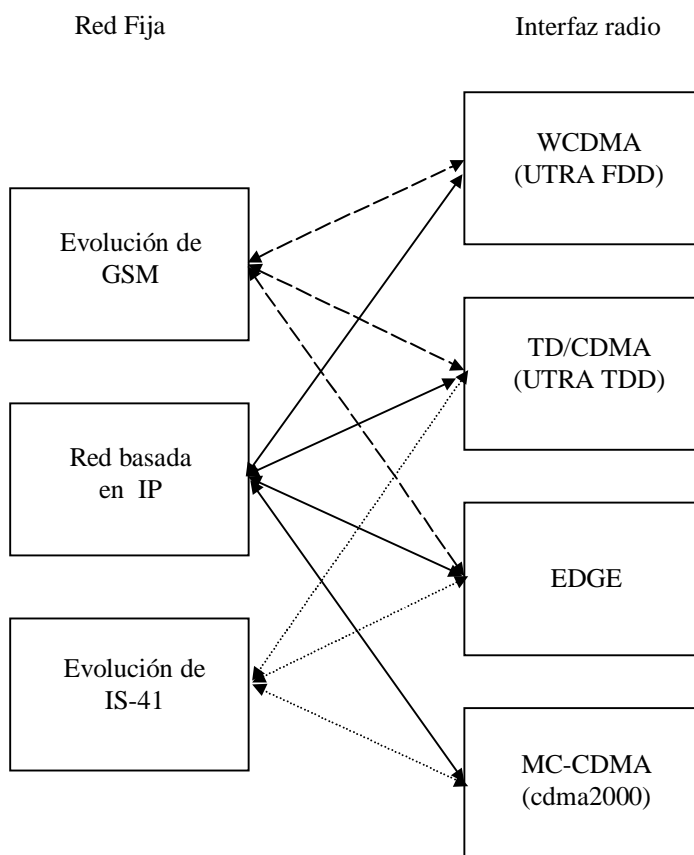


Figura 1.6 Combinaciones de redes de tercera generación

Así, teniendo en cuenta las alternativas citadas para el interfaz radio y para la red fija en los sistemas de tercera generación, la Figura 1.6 muestra las posibles combinaciones de redes que serán empleadas por los operadores. Con objeto de mantener la movilidad global entre redes con el uso de terminales multimodo capaces de trabajar con diferentes interfaces radio, se hace precisa la definición de funciones de interconexión (IWF, *Interworking Function*) entre las diferentes redes existentes.

### **1.3. Nuevos servicios y aplicaciones**

Sin lugar a dudas no podría entenderse el desarrollo de los sistemas de tercera generación sin la inclusión de toda una nueva gama de servicios asociados a las mayores velocidades de transmisión que pueden lograrse gracias a la mayor flexibilidad del nuevo interfaz radio. Así, aunque posiblemente serán en los primeros años de UMTS las aplicaciones de voz las que todavía predominen como servicio mayoritario, se prevé en el futuro la progresiva introducción de nuevos servicios orientados a la transmisión de datos y a las aplicaciones multimedia, cuyos requerimientos de calidad serán en general muy diferentes de los asociados a la voz, y para los que deberán ser definidos mecanismos de gestión de recursos eficientes que tengan en cuenta las peculiaridades del tráfico.

Bajo esta perspectiva, en UMTS se consideran cuatro clases de servicios diferentes, en función del grado de tolerancia al retardo de cada una:

#### 1.- Servicios conversacionales:

Requieren del envío de información en tiempo real extremo a extremo con tráfico de características bastante simétricas, por lo que suponen requerimientos muy estrictos de retardo, en general impuestos por las propias limitaciones de la percepción humana.

Dentro de este tipo de servicios destacarían las aplicaciones siguientes:

- voz: para este servicio se prevé emplear una técnica AMR (*Adaptive Multi-rate*) para la codificación de la señal vocal con múltiples velocidades entre 4.75 kb/s y 12.2 kb/s. Se pretenden explotar las posibilidades de reducción de interferencias en CDMA proporcionadas por la transmisión discontinua, evitando la transmisión durante los períodos de silencio mediante el uso de detectores de actividad.

- videotelefonía: corresponde a la transmisión simultánea de voz e imágenes a lo largo de una conversación, precisando de unos requerimientos de tasa de error más reducida, debido a la compresión de la señal de vídeo, que en el caso del servicio básico de voz. Para ofrecer este servicio en modo circuito se ha definido la utilización de la recomendación ITU-T Rec. H.324M, mientras que en modo paquete se están barajando dos alternativas como son ITU-T Rec. H.323 e IETF SIP.

- videojuegos: intercambio de información de vídeo, datos e incluso audio entre dos extremos asociada a juegos de ordenador, con estrictos requerimientos de retardo y de tasa de error.

#### 2.- Servicios de flujo (*streaming*):

A diferencia de los conversacionales, este tipo de servicios plantea típicamente la descarga de flujos de información en dirección hacia el usuario, existiendo por lo tanto un grado de asimetría muy elevado. Si bien en este caso las restricciones de retardo extremo a

extremo son relajadas, sí que es preciso preservar las variaciones en el retardo de la información recibida para que el usuario la perciba como un flujo continuo idéntico al generado en el extremo emisor.

Dentro de este tipo de servicio se englobarían las aplicaciones de descarga de tráfico multimedia a través de Internet, tales como el vídeo bajo demanda, los vídeo-clips, las videoconferencias, ...

### 3.- Servicios interactivos:

En este tipo de servicios se requiere de un grado de interacción entre el usuario y el equipo situado al otro extremo de la conexión para la obtención de información ubicada en este extremo, aunque sin llegar a una situación de tipo conversacional. Por consiguiente, existirá un cierto límite en el máximo retardo tolerado para la información, que dependerá de cada aplicación en concreto, y además se requerirá de un elevado grado de integridad en la información recibida. Son servicios que en general presentan una fuerte asimetría pues mientras que el usuario de un extremo únicamente suele enviar pequeños comandos, éstos desencadenan en el extremo remoto la descarga de informaciones de mucho mayor volumen.

Entre este tipo de servicios destacan, por ejemplo, el acceso a bases de datos, la navegación WWW, la toma de medidas a distancia o los juegos interactivos de ordenador a través de la red. Mención aparte merecen también los llamados servicios dependientes de la localización (*Location-based services*) a través de los cuales un terminal, en función de la posición que ocupa en la red tiene acceso a una serie de informaciones u otra, como por ejemplo disponibilidad de hoteles y restaurantes en una zona, mapas, ...

### 4.- Servicios en *background*:

Corresponden a aquellas aplicaciones en las que el destino no espera la información con un cierto retardo específico limitado, pues no se requiere de interactividad entre los dos extremos de la comunicación. En cualquier caso, sí que es preciso garantizar la integridad de la información transmitida.

En este tipo de servicios se englobarían la entrega de correos electrónicos, el envío de mensajes cortos SMS y también el acceso a bases de datos o la descarga de ficheros que no requieran de interactividad.

#### **1.4. Objetivos de la presente tesis doctoral**

Dentro del marco planteado para los servicios y sistemas de tercera generación, uno de los aspectos clave a dilucidar es el de la técnica de conmutación a emplear. Si bien en algunos casos estrategias basadas en conmutación de circuitos pueden ser apropiadas, especialmente cuando la transferencia de información es continua, como ocurriría con los servicios conversacionales o los servicios de tipo *streaming*, en muchos otros, donde la generación de tráfico presenta una naturaleza de por sí discontinua, que requiere del envío de ráfagas de información más o menos grandes separadas por períodos de inactividad, las estrategias basadas en conmutación de paquetes pueden resultar más apropiadas desde el punto de vista de un mejor aprovechamiento de los recursos radio y de un menor tiempo de establecimiento de los enlaces.

De todas formas, en el ámbito de la estandarización, hasta el momento las diferentes propuestas realizadas han concentrado todos sus esfuerzos en lo que a la transmisión orientada a circuitos se refiere, sin explotar suficientemente toda la funcionalidad asociada a la transmisión orientada a paquetes, quizá en parte motivado por la presencia de redes fijas evolución de las existentes en los sistemas de segunda generación como GSM, basadas en transmisión de circuitos y por la mayor predominancia que los servicios en modo circuito pueden tener en las primeras fases de implantación de UMTS. Sin embargo, es de esperar que, a medida que se produzca la transición hacia los servicios orientados a la transmisión de datos y hacia redes fijas totalmente basadas en IP, las técnicas de transmisión por paquetes en el interfaz aire cobren una mayor fuerza por su mayor flexibilidad siempre que sean capaces de mantener los niveles de calidad de servicio establecidos para las diferentes aplicaciones.

Así pues, en base al contexto planteado, la presente tesis doctoral se propone como objetivo fundamental el estudio y desarrollo de nuevas técnicas de transmisión orientadas a paquetes capaces de garantizar unos ciertos niveles de calidad de servicio especificados, sobre una técnica de acceso múltiple CDMA con los modos de duplexado FDD y TDD.

Para abordar este objetivo, se partirá de la estructura en capas de la arquitectura de referencia OSI (*Open Systems Interconnection*) que subdivide un sistema de comunicaciones en un conjunto de funcionalidades asociadas a 7 niveles diferentes denominados como físico, enlace, red, transporte, sesión, presentación y aplicación. Si bien los 7 niveles están presentes en los dos extremos de la comunicación, es habitual que los elementos intermedios únicamente contengan desde el nivel físico hasta el nivel de red.

En entornos de transmisión por radio en los que existen medios de transmisión compartidos, se suele plantear una subdivisión adicional del nivel de enlace en dos sub-capas denominadas como MAC (*Medium Access Control*) y LLC (*Logical Link Control*), siendo la primera la responsable de gestionar el acceso al medio de transmisión mientras que sobre la segunda recaen funcionalidades relacionadas con garantizar la integridad de la información transmitida mediante mecanismos de retransmisión.

Así pues, partiendo de un nivel físico específico, como es el fijado por la técnica de acceso empleada CDMA, si se desean gestionar los recursos en modo paquete para ofrecer unas ciertas garantías de calidad de servicio, es preciso desarrollar mecanismos asociados con el nivel MAC que deberán tener presentes las características del nivel LLC a efectos de las posibles retransmisiones que deban efectuarse. En concreto, para llevar a cabo este objetivo, el punto de partida de esta tesis ha sido la identificación de las funcionalidades específicas de gestión de la calidad de servicio que aparecen en el nivel MAC cuando se tiene en cuenta un entorno de transmisión por paquetes, en el que los usuarios únicamente dispondrán de recursos cuando lo requieran según sus requerimientos de tráfico, y que difieren de las habitualmente consideradas en un entorno basado en circuitos. Dichas funcionalidades son:

- protocolo de acceso múltiple: especifica el conjunto de reglas a seguir por parte de los terminales para lograr el acceso al sistema.
- algoritmo de gestión de recursos: a partir del conjunto de usuarios que han logrado el acceso a través del protocolo, es preciso efectuar una ordenación de las transmisiones en base a los recursos disponibles según los requerimientos de calidad a cumplir. Como resultado de este proceso se deberán determinar parámetros de la transmisión tales como la ganancia de procesamiento o el nivel de potencia a utilizar por cada usuario al cual se permita transmitir. En un contexto de tipo TDMA/FDMA este tipo de mecanismos se suelen limitar a repartir un cierto



recurso temporalmente entre los usuarios, motivo por el que son denominados algoritmos de *scheduling*. Sin embargo, al considerarse un entorno CDMA, no basta con dicha distribución temporal sino que es preciso ir un poco más allá y arbitrar mecanismos para el control de la interferencia propia de la técnica de acceso empleada. Por ello, a lo largo de este trabajo, se referirá a este tipo de estrategias bajo el nombre de *algoritmos de gestión de recursos* y no simplemente como *algoritmos de scheduling*.

- estrategias de asignación dinámica de canales (DCA, del inglés *Dynamic Channel Allocation*): permiten dilucidar cual es el recurso más apropiado para efectuar las transmisiones. Estas estrategias únicamente aplican en entornos como TDD TD/CDMA en los que las condiciones de interferencia de cada ranura temporal pueden ser diferentes, pero no en un esquema puramente FDD CDMA, donde todos los códigos son indiferentes en términos de interferencia

- control de admisión: en base a la evaluación conjunta de las alternativas para cubrir cada una de las tres funcionalidades anteriores se definiría la capacidad máxima en lo que a número de usuarios que pueden aceptarse en el sistema se refiere, de donde surge esta nueva funcionalidad puramente de control responsable de garantizar que el número de usuarios no supere el máximo determinado.

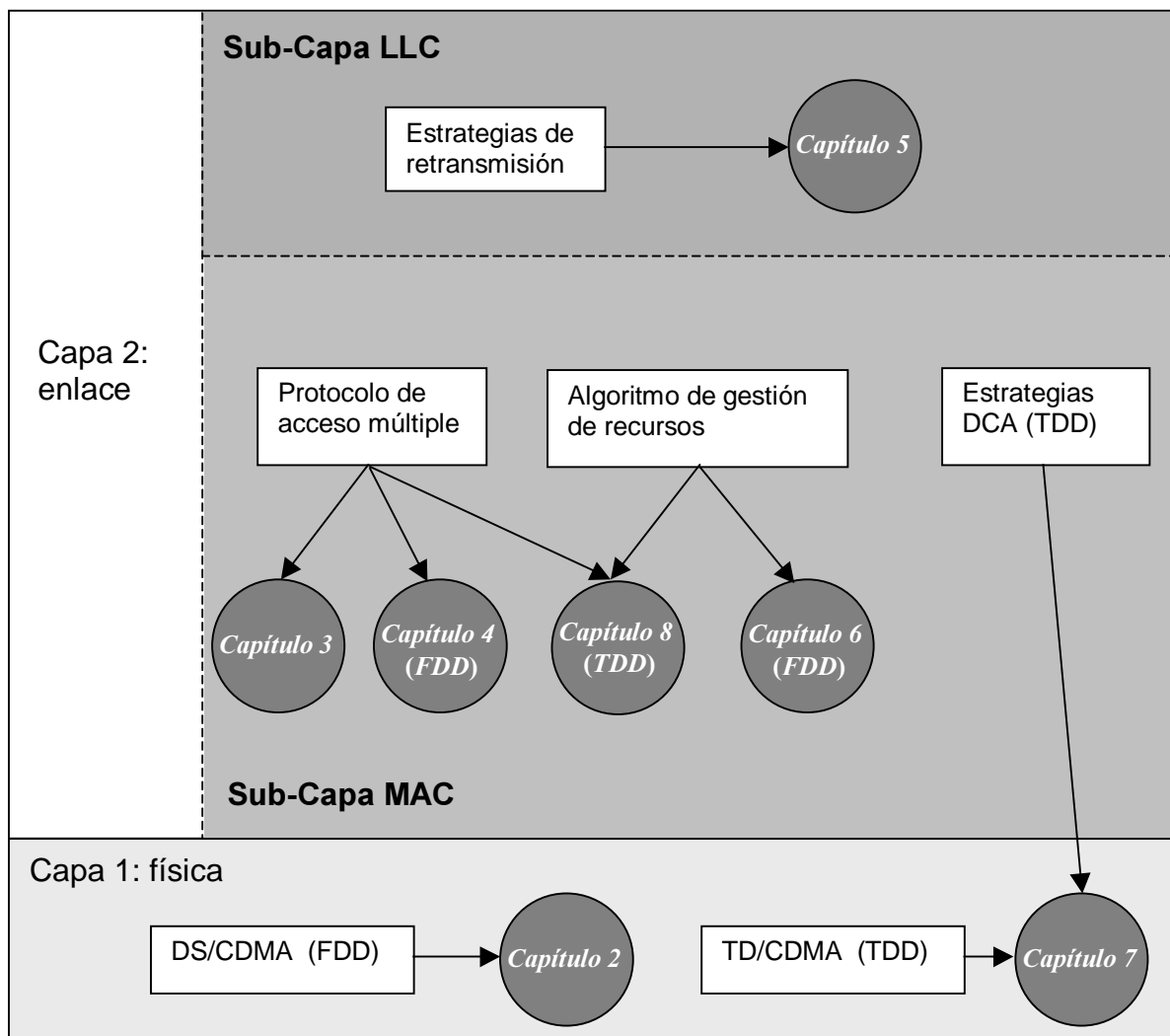


Figura 1.7 Planteamiento del trabajo

De acuerdo con este planteamiento para abordar los objetivos propuestos, en la Figura 1.7 se muestra esquemáticamente la estructura de organización del presente estudio, indicándose la correspondencia entre cada uno de sus capítulos y las diferentes funcionalidades cubiertas.

En particular, el estudio se iniciará, sobre la base del duplexado FDD, en el capítulo 2 con una exposición sobre los aspectos más relevantes a nivel físico de la técnica de acceso DS/CDMA, tras lo que los capítulos 3 y 4 abordarán el análisis de los aspectos relativos al protocolo de acceso múltiple. Como base del trabajo se considerará el protocolo de acceso aleatorio ISMA (*Inhibit Sense Multiple Access*), que ofrece unas buenas prestaciones con respecto a otros protocolos extensamente utilizados como S-ALOHA aun manteniendo una gran simplicidad. A partir de ISMA, se desarrollará en el capítulo 4 un protocolo optimizado para una estructura de tramas FDD. Los aspectos relativos al nivel LLC, y en particular a las estrategias de retransmisión, serán cubiertos a lo largo del capítulo 5, contemplándose su incorporación sobre el protocolo de acceso desarrollado en los capítulos anteriores. El análisis basado en la técnica de duplexado FDD concluirá en el capítulo 6, donde se presentarán mecanismos para garantizar la calidad de servicio especificada, con el desarrollo de un algoritmo de gestión de recursos. Respecto del control de admisión, obsérvese que esta funcionalidad es esencialmente un resultado de la evaluación conjunta del protocolo de acceso y del algoritmo de gestión de recursos, por lo que no se tratará de forma específica sino que se obtendría directamente a partir del tipo de resultados que serán presentados.

Por último, en los capítulos 7 y 8 se abordarán los aspectos relativos a la técnica de duplexado por división en tiempo TDD, con un esquema de acceso TD/CDMA. En concreto, en el capítulo 7 se expondrán las características principales del nivel físico a la vez que se propondrán diferentes estrategias DCA para distribuir los recursos apropiadamente tratando de minimizar las interferencias del sistema. A su vez, en el capítulo 8 se regresará al protocolo de acceso ISMA pero ahora en el nuevo contexto TDD y se desarrollarán mecanismos de gestión de recursos para garantizar los requerimientos de calidad específicos. El capítulo 9 enumerará las principales conclusiones resultantes del estudio realizado.

## **2. CDMA COMO TÉCNICA DE ACCESO MÚLTIPLE EN LOS SISTEMAS DE COMUNICACIONES MÓVILES DE TERCERA GENERACIÓN**

### **2.1. Introducción. Técnicas de Acceso Múltiple.**

Las denominadas técnicas de acceso múltiple surgen de la necesidad de poder permitir a usuarios diferentes compartir un mismo medio físico de transmisión como el interfaz aire dentro del ámbito de las comunicaciones móviles. La idea básica que aparece en la definición de estas estrategias radica en la capacidad de separación que debe existir en el extremo receptor entre las señales provenientes de cada uno de los usuarios, para que puedan ser recuperadas de forma independiente y sin verse afectadas por las señales del resto. Dicho de otro modo, y matemáticamente hablando, es preciso que las señales transmitidas por los diferentes usuarios que comparten el mismo medio físico sean ortogonales entre sí, lo que garantiza su capacidad de separación.

La condición para que dos señales  $v(t)$  y  $w(t)$  sean ortogonales viene dada, en los dominios temporal y frecuencial, por:

$$\int v(t) w(t) dt = \int V(f) W(f) df = 0 \quad (2.1)$$

De esta definición se desprende que siempre que no exista solapamiento a nivel frecuencial o a nivel temporal entre dos señales, éstas serán ortogonales entre sí, pues esto implicaría que el integrando constituido por el producto de las dos señales en el dominio frecuencial o temporal sería nulo.

A partir del concepto de ortogonalidad surgen tres técnicas básicas de acceso múltiple sobre las que se sustentan los diferentes sistemas de comunicaciones, y que son las que a continuación se detallan:

#### **- Acceso múltiple por división en frecuencia (FDMA, del inglés *Frequency Division Multiple Access*).**

El principio de esta técnica de acceso múltiple consiste en ortogonalizar las señales en banda base por medio de su traslación a bandas frecuenciales diferentes del espectro radioeléctrico, permitiéndose que los diferentes usuarios transmitan simultáneamente. En recepción, para separar la señal de un usuario de las del resto, basta con sintonizarse con la frecuencia empleada por el transmisor deseado y filtrar la señal recibida teniendo en cuenta su ancho de banda ocupado.

En la Figura 2.1 se muestra una representación gráfica de cómo diferentes usuarios comparten el medio de transmisión haciendo uso de la técnica de acceso FDMA. Como puede apreciarse, en un sistema de comunicaciones que disponga de un ancho de banda total de  $B_T$  Hz, y para un ancho de banda de la señal de cada usuario de  $B_c$  Hz, se puede dar cabida a un total de  $K=B_T/B_c$  usuarios que transmiten simultáneamente. Cabe destacar la necesidad de que la separación entre las portadoras o frecuencias centrales de cada banda sea como mínimo igual al ancho de banda  $B_c$  de cada usuario, lo que garantiza la ortogonalidad entre todas las señales transmitidas.

Esta técnica de acceso ha sido ampliamente utilizada por los diferentes sistemas de radiocomunicaciones y, de hecho, todavía hoy cualquier sistema que emplee el espectro radioeléctrico conserva una cierta componente FDMA como mínimo a través de la asignación de bandas diferentes de dicho espectro para diferentes sistemas. Respecto de su relación con los sistemas de comunicaciones móviles, esta técnica fue la empleada por los sistemas denominados de primera generación, tales como NMT o AMPS, basados en modulaciones analógicas.

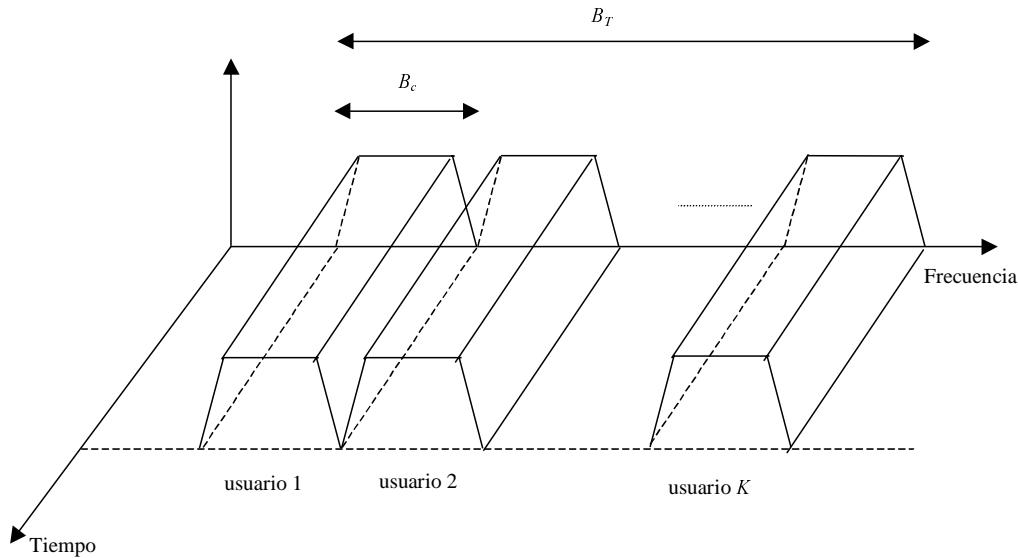


Figura 2.1 Técnica de acceso múltiple FDMA

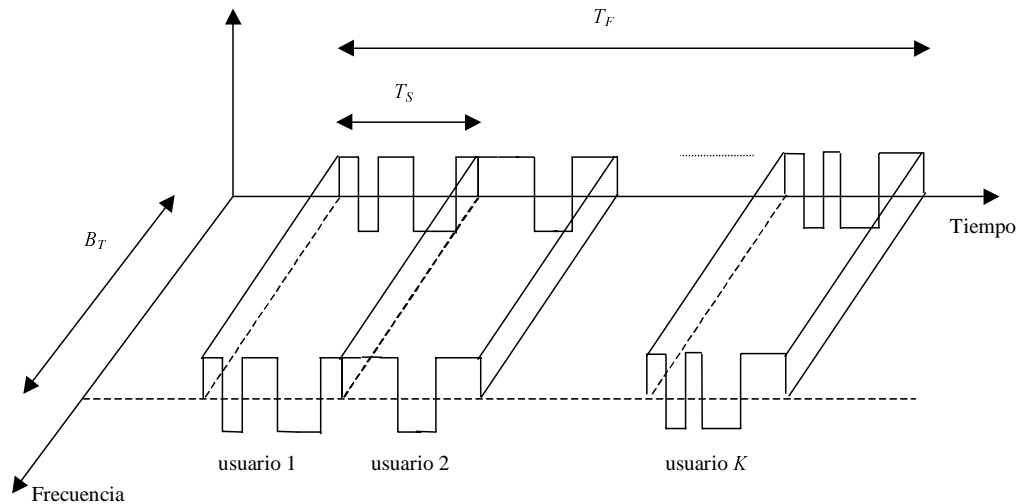
**- Acceso múltiple por división en tiempo (TDMA, del inglés *Time Division Multiple Access*)**

A diferencia de la técnica FDMA, el acceso TDMA permite a diferentes usuarios compartir una misma banda frecuencial a través de restringir la transmisión de cada uno a un cierto intervalo temporal denominado ranura (en inglés *time slot*). En consecuencia, en este caso la capacidad de separación entre señales en el receptor viene propiciada por la no existencia de solapamiento temporal.

Esta técnica de acceso aparece ligada habitualmente a una estructura de tramas repetidas periódicamente y cada una formada por un número de ranuras temporales, con lo que a cada usuario se le permitiría transmitir una vez cada trama. En cualquier caso, nótese que esta estrategia obliga a disponer de mecanismos apropiados de sincronización para que cualquier usuario conozca sin ambigüedad posible cual es el intervalo en el que puede transmitir. Igualmente, debe evitarse la posibilidad de que las señales de usuarios diferentes pudieran llegar a solaparse en un mismo intervalo temporal por ejemplo debido a los diferentes tiempos de propagación de cada uno, lo que se puede conseguir mediante mecanismos como el avance temporal definido en GSM.

La Figura 2.2 ilustra gráficamente cómo diferentes usuarios comparten el medio de transmisión según TDMA. Como puede observarse, para una trama de duración  $T_F$  s subdividida en ranuras temporales de duración  $T_s$  s, el número de usuarios a los que se podrá dar cabida en el sistema en este caso es de  $K=T_F/T_s$ , y cada vez que uno de ellos transmita hará uso de todo el ancho de banda asignado,  $B_T$ .

Tradicionalmente, los esquemas de multiplexación basados en TDMA se han empleado para comunicaciones alámbricas, tales como la estructura de tramas MIC 30 + 2 (Modulación por Impulsos Codificados) utilizada por ejemplo para el transporte de señales vocales entre centrales de conmutación. Dentro del ámbito de las comunicaciones móviles, este esquema se utiliza por ejemplo dentro de los sistemas de segunda generación como GSM, en combinación con el esquema FDMA. En particular, en el sistema GSM se emplea un acceso FDMA con la existencia de 125 bandas frecuenciales de 200 kHz cada una y un acceso TDMA en tanto que cada una de estas bandas presenta una estructura de tramas de 4.615 ms subdivididas en 8 ranuras temporales, lo que permite disponer de hasta 8 comunicaciones en cada portadora.



*Figura 2.2 Técnica de acceso múltiple TDMA*

**- Acceso múltiple por división en código (CDMA, del inglés *Code Division Multiple Access*)**

El modo de funcionamiento de este esquema de acceso consiste en ortogonalizar las señales de los diferentes usuarios mediante el empleo de secuencias código ortogonales entre sí, lo que permite a dichos usuarios el transmitir simultáneamente y emplear a su vez la misma banda frecuencial. En recepción, basta con conocer la secuencia código de cada usuario para conseguir separar cada una de las señales.

En la Figura 2.3 se muestra gráficamente cómo diferentes usuarios comparten el medio de transmisión según la técnica CDMA, y como puede apreciarse los usuarios emplean al mismo tiempo todo el ancho de banda disponible. En este caso, la limitación respecto del número máximo de usuarios que pueden tolerarse en el sistema no es tan clara como en los casos TDMA y FDMA, para los que existe un número fijo de canales disponible dado por el ancho de banda de cada canal, el ancho de banda total o la duración de la trama y de la ranura temporal. Por el contrario, en CDMA, hay que tener en cuenta las siguientes consideraciones:

- Cuando se hace uso para separar las señales de los diferentes usuarios de códigos totalmente ortogonales entre sí, se dispone en general de familias de códigos bastante reducidas. De esta forma, puede existir una limitación en el número de usuarios motivada por el número total de códigos disponible.

- Sin embargo, muy habitualmente, y con objeto de disponer de un número de secuencias código mayor, no se emplean códigos que sean totalmente ortogonales sino que es suficiente con que tengan unas buenas propiedades de correlación. En este caso, las señales de los diferentes usuarios se pueden separar pero se mantiene un cierto nivel de interferencia residual tanto mayor como mayor sea el número de usuarios transmitiendo simultáneamente. Esto se traduce en una cierta tasa de error en la señal recuperada dependiente de los usuarios existentes en el sistema, por lo que el límite máximo de usuarios que pueden tolerarse dependerá directamente de la tasa de error que cada uno pueda tolerar. Así, no puede hablarse de un límite de capacidad rígido como en los casos TDMA y FDMA sino que existe una capacidad *soft* en tanto que se podrán aceptar más usuarios si sus requerimientos de tasa de error son más relajados.

En cualquier caso, esta última limitación no impide que, en ciertas circunstancias, especialmente dentro de la transmisión por paquetes, la limitación en cuanto a número de códigos, directamente traducida en número de receptores del sistema, también deba ser tenida en consideración, como se discutirá en capítulos posteriores.

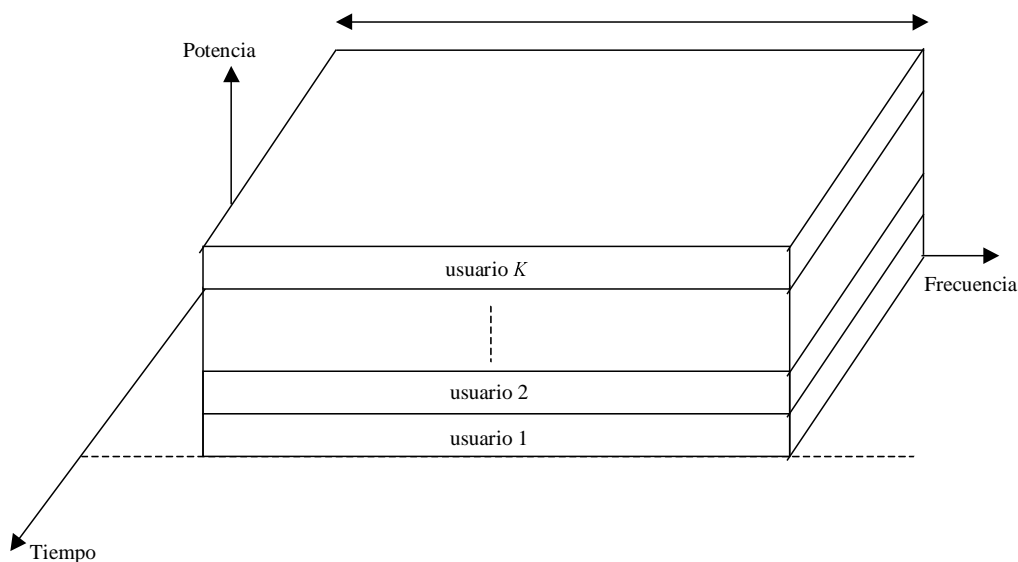


Figura 2.3 Técnica de acceso múltiple CDMA

La técnica de acceso CDMA presenta su origen en las técnicas de espectro ensanchado que fueron desarrolladas en el ámbito militar como estrategia para proporcionar robustez frente a interferencias de banda estrecha y para llevar a cabo comunicaciones secretas gracias a la apariencia de ruido de las señales transmitidas. En los sistemas de comunicaciones móviles, ha sido utilizada ya en algunos sistemas de segunda generación, como IS-95 en Estados Unidos impulsado por la empresa Qualcomm Inc., pero son los sistemas de tercera generación los que harán un uso extensivo de este mecanismo, tal y como se plantea en las diferentes propuestas para UMTS. Es por este motivo por lo que el presente capítulo tiene como objeto el presentar las principales características de esta técnica que será la asumida a lo largo de todo el trabajo.

## 2.2. Principios básicos de CDMA

La técnica de acceso múltiple CDMA se engloba dentro de las denominadas técnicas de espectro ensanchado [10], basadas en distribuir la potencia de la señal a transmitir a lo

largo de una banda frecuencial mucho más grande de la estrictamente necesaria, lo que se traduce en una densidad espectral de potencia que puede tomar valores inferiores incluso al ruido térmico. Esta característica propicia que las comunicaciones CDMA sean capaces de coexistir con otras transmisiones de banda estrecha sin verse afectadas por éstas.

Fundamentalmente existen dos técnicas para proporcionar el ensanchamiento espectral en CDMA, a saber:

- CDMA por Salto en Frecuencia (FH/CDMA, del inglés *Frequency Hopping CDMA*): consiste en efectuar la transmisión de la señal de información alternando la frecuencia portadora según una secuencia pseudoaleatoria de frecuencias diferentes conocida por el receptor. Esta característica dota a la transmisión de una diversidad inherente que permite que aun cuando la transmisión a una frecuencia pueda verse degradada por el canal no ocurra así para el resto de frecuencias. Uno de los inconvenientes que dificulta la puesta en práctica de esta estrategia radica en la necesidad de disponer de sintetizadores de frecuencias capaces de efectuar los cambios de frecuencia en tiempos muy inferiores al período de bit.
- CDMA por Secuencia Directa (DS/CDMA, del inglés *Direct Sequence CDMA*): en este caso el ensanchamiento espectral se produce por medio de la multiplicación de cada bit de información por una secuencia código diferente para cada usuario que presenta una variación mucho más rápida que la de la señal de información. En recepción basta con multiplicar nuevamente por la misma secuencia para devolver el espectro recibido a su forma original.

Dentro de las dos técnicas CDMA comentadas, es DS/CDMA la que constituye la base de funcionamiento de los sistemas de comunicaciones móviles de tercera generación, y por lo tanto es la que se analizará en detalle a continuación.

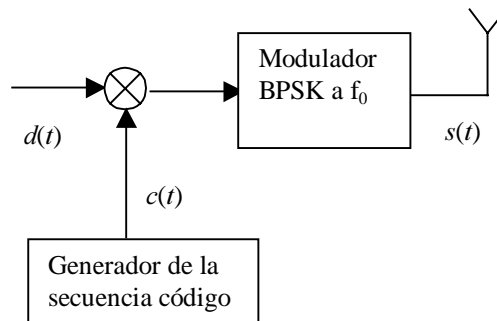


Figura 2.4 Transmisor DS/CDMA

Considérese el esquema correspondiente a un transmisor DS/CDMA con modulación BPSK (*Binary Phase Shift Keying*) como el que se muestra en la Figura 2.4. En la Figura 2.5 se muestra, igualmente, un ejemplo de evolución temporal de las diferentes señales involucradas. La señal de información a transmitir,  $d(t)$ , presenta un período de bit de duración  $T_b$ , esto es:

$$d(t) = A \sum_k b_k p(t - kT_b) \tag{2.2}$$

donde los bits  $b_k$  se suponen codificados según +1, -1,  $A$  es la amplitud que determinará la potencia transmitida y  $p(t)$  corresponde al pulso conformador.

De este modo, suponiendo la existencia de un pulso conformador rectangular, la densidad espectral de potencia es:

$$S_d(f) = A^2 T_b \frac{\text{sen}^2(\pi T_b f)}{(\pi T_b f)^2} \quad (2.3)$$

que presenta un ancho de banda entre ceros de valor  $BW_d = 2/T_b$ .

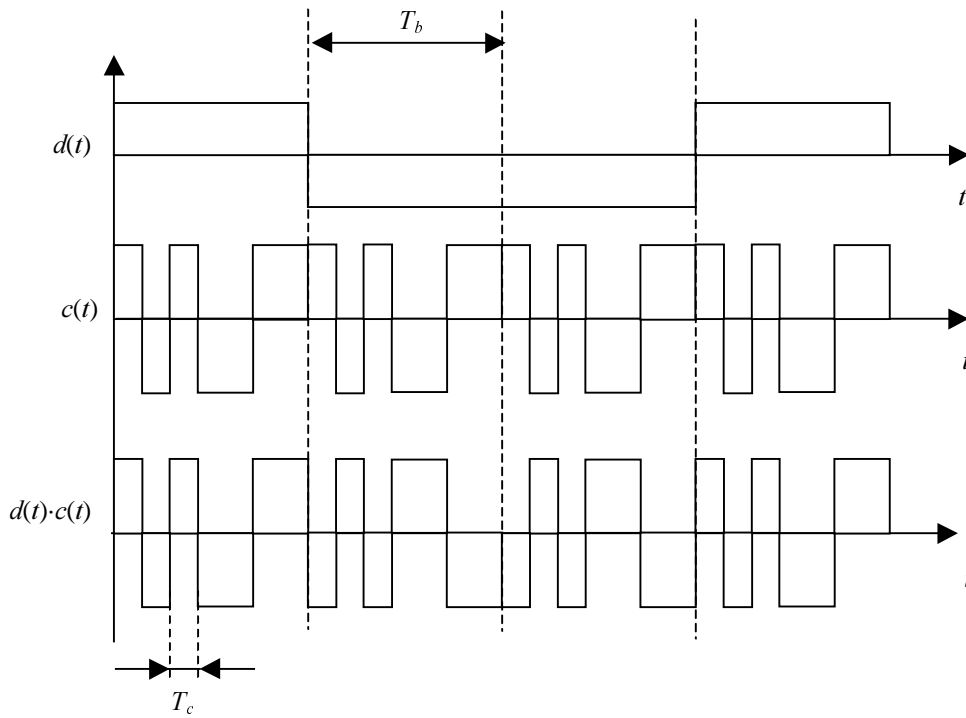


Figura 2.5 Evolución temporal de una señal DS/CDMA

La secuencia código utilizada  $c(t)$  está formada por  $N$  valores pseudoaleatorios denominados *chips*, cada uno de ellos de duración  $T_c$  (a modo de ejemplo, en la Figura 2.5 se muestra un caso con  $N=7$ ). Esta secuencia se repite periódicamente cada  $T_b$ , de modo que se cumple la relación  $N=T_b/T_c$ . La variación temporal de  $c(t)$  viene en consecuencia dada por:

$$c(t) = \sum_k \sum_{i=0}^{N-1} c_i p_c(t - iT_c - kT_b) \quad (2.4)$$

donde  $c_i$  son los valores +1 ó -1 de los chips y  $p_c(t)$  es un pulso conformador rectangular de duración  $T_c$ .

Así pues, la señal que finalmente se estará transmitiendo,  $s(t)$ , vendrá dada por:

$$s(t) = d(t)c(t) \cos(2\pi f_0 t) = A \sum_k b_k \sum_{i=0}^{N-1} c_i p_c(t - iT_c - kT_b) \cos(2\pi f_0 t) \quad (2.5)$$

Como puede apreciarse, presenta una variación temporal que viene fundamentalmente gobernada por el período de chip  $T_c$ , tal y como se observa en el ejemplo de la Figura 2.5.



Teniendo en cuenta la naturaleza pseudoaleatoria de la secuencia de chips, la densidad espectral de potencia de la señal paso bajo  $d(t) \cdot c(t)$  será:

$$S_{d \cdot c}(f) = A^2 T_c \frac{\text{sen}^2(\pi T_c f)}{(\pi T_c f)^2} = \frac{A^2 T_b}{N} \frac{\text{sen}^2\left(\pi \frac{T_b}{N} f\right)}{\left(\pi \frac{T_b}{N} f\right)^2} \quad (2.6)$$

que presenta un ancho de banda entre ceros de valor  $BW_s = 2/T_c = 2N/T_b$ .

En consecuencia, la banda ocupada por la señal  $s(t)$  se ha ensanchado en un factor  $N = T_b/T_c$  respecto de la banda ocupada por la señal de información  $d(t)$  a la vez que la densidad espectral de potencia se ha reducido en un factor  $N$ , manteniéndose igual la potencia total transmitida, tal y como se representa en la Figura 2.6 para un caso con  $N=7$ . Esto deja entrever que la relación  $N$ , esto es, el número de chips existentes en cada bit transmitido, es uno de los parámetros más importantes de un sistema DS/CDMA y se conoce con el nombre de *ganancia de procesamiento*, en tanto que, cuanto mayor sea esta relación, mayor es la robustez del sistema frente a la existencia de interferencias.

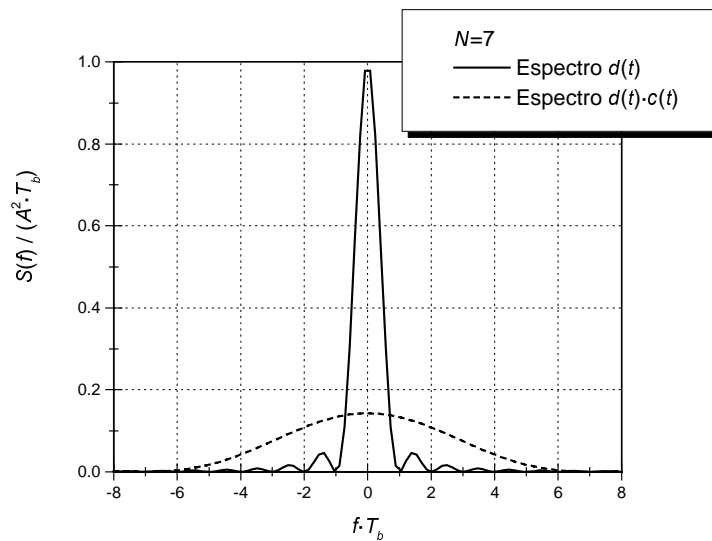


Figura 2.6 Ensanchamiento espectral en DS/CDMA

En la Figura 2.7 se muestra el diagrama de bloques correspondiente al receptor DS/CDMA. Esencialmente está constituido por un generador local de la secuencia código  $c(t)$  que debe ser idéntica a la empleada en transmisión, y por un desmodulador BPSK.

De acuerdo con el proceso de recepción, asumiendo que se recibiera una señal  $s(t)$  idéntica a la transmitida, si la secuencia código  $c(t)$  generada localmente en recepción y la secuencia código recibida en la señal  $s(t)$  estuvieran perfectamente sincronizadas a nivel de chip, la señal a la salida del primer multiplicador sería:

$$r(t) = s(t) \cdot c(t) = d(t)c(t)c(t)\cos(2\pi f_0 t) = d(t)\cos(2\pi f_0 t) \quad (2.7)$$

puesto que el producto de la secuencia código  $c(t)$  consigo misma es 1. Nótese como la señal  $r(t)$  presentará una densidad espectral con ancho de banda entre ceros  $2/T_b$  igual al de la señal original  $d(t)$ , con lo que la multiplicación de  $s(t)$  por  $c(t)$  en esencia efectúa el proceso inverso al ensanchado que se llevó a cabo en emisión. En consecuencia, tras el proceso de desmodulación, integrando la señal en períodos de  $T_b$  se obtendrán los diferentes bits enviados  $b_k$  a partir de:

$$x_k = \frac{A}{2} T_b \cdot b_k \tag{2.8}$$

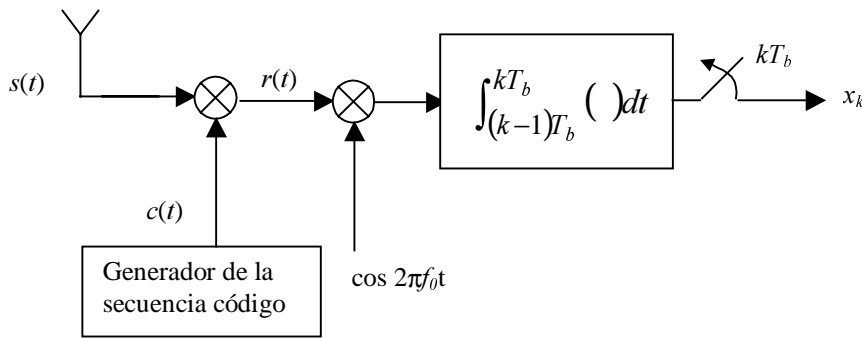


Figura 2.7 Receptor DS/CDMA

Supóngase ahora que, conjuntamente con la señal de usuario deseada  $s(t)$ , se recibe la señal interferente de otro usuario codificada con otra secuencia  $c_i(t)$  y con igual potencia que la del usuario útil. En caso de que los códigos empleados fueran perfectamente ortogonales, la multiplicación chip a chip de las secuencias  $c(t) \cdot c_i(t)$  valdría 0 lo que supondría la cancelación total de la señal proveniente del usuario interferente. Por el contrario, en el caso, más habitual, de que los códigos no fueran ortogonales sino que simplemente presentaran una baja correlación cruzada, el producto  $c(t) \cdot c_i(t)$  no sería 0 sino que daría lugar a una señal todavía de espectro ensanchado que presentaría una densidad espectral por debajo de la de la señal útil en un factor del orden de la ganancia de procesado. Así, igualmente se recuperarían los bits del usuario útil pero con una cierta probabilidad de error tanto menor como mayor sea la ganancia de procesado empleada.

Igualmente, supóngase ahora que conjuntamente con la señal del usuario deseada se recibe una cierta señal interferente  $i(t)$  de banda estrecha y de potencia  $P_I$ , con una fase aleatoria  $\varphi_i$  uniformemente distribuida entre 0 y  $2\pi$ :

$$i(t) = \sqrt{2P_I} \cos(2\pi f_0 t + \varphi_i) \tag{2.9}$$

Al multiplicar en el receptor la señal interferente  $i(t)$  por la secuencia código y por la portadora local se tendrá, prescindiendo del término a frecuencia  $2f_0$ , que será filtrado por el integrador:

$$i'(t) = i(t) \cdot c(t) \cdot \cos(2\pi f_0 t) = \sqrt{\frac{P_I}{2}} \cos \varphi_i \sum_k \sum_{i=0}^{N-1} c_i p_c(t - iT_c - kT_b) \tag{2.10}$$

que no es más que una señal de espectro ensanchado. Es fácil demostrar que, tras el proceso de integración en un período  $T_b$ , la señal interferente resultante presenta una potencia igual a:

$$P_{\text{int}} = \frac{P_I T_c T_b}{4} \quad (2.11)$$

De donde la relación  $(E_b/N_0)$  (energía de bit respecto a densidad espectral de la señal interferente) a la salida del desmodulador se relacionará con la relación señal a interferente a la entrada del receptor  $(C/I)_i$  a través de:

$$\left( \frac{E_b}{N_0} \right) = \frac{\frac{A^2}{2} T_b}{P_I T_c} = \left( \frac{C}{I} \right)_i N \quad (2.12)$$

Por lo tanto, por el hecho de haber ensanchado la interferencia de banda estrecha en el receptor, se ha logrado una mejora a la salida en un factor igual a la ganancia de procesamiento  $N$  respecto de la relación señal a interferente a la entrada, lo que pone de manifiesto la importancia de este parámetro como medida de la robustez frente a interferencias del esquema DS/CDMA.

### **2.3. Características fundamentales de un sistema DS/CDMA**

Una vez descritos los principios básicos de funcionamiento asociados a la técnica de acceso múltiple DS/CDMA a continuación se detallan algunos de los aspectos fundamentales que lo diferencian del resto de técnicas de acceso.

#### **2.3.1. Secuencias código.**

##### *2.3.1.1. Caracterización de las secuencias código en CDMA*

Quizá uno de los elementos clave para el buen funcionamiento del esquema DS/CDMA consiste en la elección de las secuencias código pseudoaleatorias que permitirán distinguir las señales provenientes de los diferentes usuarios. En particular, ya se ha comentado que la situación ideal consistiría en emplear secuencias que fueran totalmente ortogonales entre sí, lo que garantizaría la total capacidad de separación de las señales involucradas. A estos efectos, se considera que dos secuencias  $c_1(n)$  y  $c_2(n)$  de duración  $N$  chips son ortogonales entre sí si cumplen la relación:

$$\sum_{i=0}^{N-1} c_1(i) \cdot c_2(i) = 0 \quad (2.13)$$

Si bien existen familias de secuencias totalmente ortogonales entre sí, como los códigos de Walsh o las secuencias de Hadamard, los problemas principales que presentan son dos: por un lado la existencia de un número reducido de secuencias en la familia, y por el otro el hecho de que la ortogonalidad únicamente se garantiza si las secuencias están perfectamente alineadas a nivel de chip, pero no si alguna de ellas está desplazada del resto, lo que puede degradar las prestaciones enormemente. Nótese, por otro lado, que esta situación será bastante habitual en transmisiones originadas en terminales móviles, debido a los diferentes tiempos de propagación involucrados.

Así pues, dentro de este contexto, surge la necesidad de definir secuencias código que, aun no siendo totalmente ortogonales entre sí, presenten buenas propiedades de capacidad de

separación de las señales a la vez que garanticen la existencia de un número elevado de secuencias en cada familia. En particular, a la hora de seleccionar una familia de secuencias código para ser empleadas con DS/CDMA, surgen tres requerimientos importantes a tener en cuenta:

- (a) Cada secuencia ha de ser fácilmente distinguible de cualquier versión desplazada temporalmente de sí misma. Esta propiedad permitirá por un lado facilitar la sincronización de la secuencia código recibida con la secuencia generada localmente en el receptor y por el otro reducir la interferencia de las diferentes réplicas de la señal recibidas debido a la propagación multicamino característica del entorno móvil.
- (b) Cada secuencia ha de ser fácilmente distinguible del resto de secuencias código de la misma familia, con independencia del desplazamiento temporal entre ellas. Esta propiedad permitirá la capacidad de separación de las señales de usuarios diferentes minimizando su interferencia mutua.
- (c) El número de secuencias de la familia que cumplan las dos propiedades anteriores ha de ser suficientemente elevado como para poder dar cabida a un buen número de usuarios en el sistema.

Con objeto de evaluar cuantitativamente las propiedades anteriores citadas de forma cualitativa es preciso recurrir a la definición de una serie de funciones de correlación que permiten cuantificar el grado de similitud que existe entre dos secuencias de chips, y que servirán para presentar, posteriormente, algunas familias de secuencias código utilizadas en DS/CDMA.

#### 2.3.1.1.1. La correlación cruzada periódica.

La función de correlación cruzada periódica para dos secuencias  $x(n)$ ,  $y(n)$  en general complejas de  $N$  chips repetidos periódicamente se define como [11]:

$$\theta_{x,y}(\tau) = \sum_{n=0}^{N-1} x(n)y^*(n+\tau) \quad (2.14)$$

donde  $\tau$  corresponde al desplazamiento temporal en chips existente entre las dos secuencias y toma valores enteros.

El caso particular de que ambas secuencias sean iguales proporciona la definición de la autocorrelación de la secuencia  $x(n)$  como:

$$\theta_x(\tau) = \sum_{n=0}^{N-1} x(n)x^*(n+\tau) \quad (2.15)$$

Así, la anterior propiedad (a) relativa a que una secuencia sea fácilmente de cualquier versión desplazada de sí misma se puede formular matemáticamente en términos de que su autocorrelación presente un valor elevado en el origen y valores bajos para el resto de desplazamientos temporales. Dentro de este contexto, resultan interesantes las secuencias con autocorrelación bivaluada, que toma un valor elevado en  $\tau=0$  y un valor bajo e idéntico para todos los demás desplazamientos  $\tau$ .

Análogamente, la propiedad (b) anterior relativa a la fácil capacidad de separación entre secuencias se puede formular matemáticamente en términos de una baja correlación cruzada para cualquier valor de  $\tau$ .

A continuación se enumeran las propiedades más significativas de las funciones de correlación cruzada y de autocorrelación:

$$1.- \theta_{x,y}(-\tau) = \theta_{y,x}^*(\tau) \tag{2.16}$$

$$2.- \theta_{x,y}(\tau) = \theta_{x,y}(\tau + N) \tag{2.17}$$

$$3.- |\theta_x(-\tau)| = |\theta_x(\tau)| \tag{2.18}$$

$$4.- \sum_{\tau=0}^{N-1} \theta_{x,y}(\tau) \theta_{x,y}^*(\tau + n) = \sum_{\tau=0}^{N-1} \theta_x(\tau) \theta_y^*(\tau + n) \tag{2.19}$$

siendo  $n$  un entero entre 0 y  $N-1$ . Para el caso  $n=0$  se obtiene:

$$\sum_{\tau=0}^{N-1} |\theta_{x,y}(\tau)|^2 = \sum_{\tau=0}^{N-1} \theta_x(\tau) \theta_y^*(\tau) \tag{2.20}$$

$$5.- \sum_{\tau=0}^{N-1} \theta_{x,y}(\tau) = \sum_{i=0}^{N-1} x(i) \sum_{j=0}^{N-1} y^*(j) \tag{2.21}$$

o en términos de la autocorrelación:

$$\sum_{\tau=0}^{N-1} \theta_x(\tau) = \left| \sum_{i=0}^{N-1} x(i) \right|^2 \tag{2.22}$$

$$6.- \theta_{T^i x, T^j y}(\tau) = \theta_{x,y}(\tau + j - i) \tag{2.23}$$

donde  $T^i x$  denota la secuencia resultante de desplazar cíclicamente a la izquierda  $i$  posiciones la secuencia  $x=(x_0, x_1, \dots, x_{N-1})$ , esto es  $T^i x=(x_i, x_{i+1}, \dots, x_{N-1}, x_0, \dots, x_{i-1})$ . Se denomina a la secuencia así obtenida una *fase* de la secuencia original  $x$ .

Según esta última notación, la correlación cruzada entre dos secuencias  $x$  e  $y$  se puede expresar también en términos del producto escalar entre vectores como:

$$\theta_{x,y}(\tau) = \langle x, T^\tau y \rangle \tag{2.24}$$

Si bien estas expresiones asumen secuencias genéricas de valores complejos cualesquiera, en DS/CDMA es habitual que las secuencias código tomen únicamente valores dentro del conjunto  $\{1,-1\}$  donde el valor ‘1’ se corresponde con el ‘0’ lógico y el valor ‘-1’ con el ‘1’ lógico. Bajo estas circunstancias, es posible calcular la correlación cruzada como:

$$\theta_{x,y}(\tau) = N - 2HW(x \oplus T^\tau y) \quad (2.25)$$

donde  $HW(x \oplus T^\tau y)$  denota el peso de Hamming, esto es el número de '1's, de la secuencia obtenida al calcular bit a bit la función OR-exclusiva (suma módulo 2) para las secuencias  $x$  y  $T^\tau y$  expresadas según los valores lógicos '0' y '1'.

Una conclusión interesante que se deriva de la propiedad 4 radica en que, si dos secuencias presentan una correlación cruzada nula, las dos secuencias no pueden presentar una autocorrelación bivaluada. Para la demostración, considérense dos secuencias  $x$ ,  $y$  de período  $N$  chips con autocorrelación bivaluada, esto es:

$$\theta_x(\tau) = \begin{cases} A & \tau \bmod N = 0 \\ \alpha & \tau \bmod N \neq 0 \end{cases} \quad (2.26)$$

$$\theta_y(\tau) = \begin{cases} B & \tau \bmod N = 0 \\ \beta & \tau \bmod N \neq 0 \end{cases} \quad (2.27)$$

donde necesariamente por el hecho de ser bivaluadas,  $A \neq \alpha$  y  $B \neq \beta$ .

Supóngase ahora que ambas secuencias presentaran una correlación cruzada nula, esto es que  $\theta_{x,y}(\tau)=0$ . Aplicando la expresión (2.19) correspondiente a la propiedad 4, se obtendría que, para un desplazamiento  $n=0$ :

$$AB + \alpha\beta(N-1) = 0 \quad (2.28)$$

y para el resto de valores de  $n$  entre 1 y  $N-1$ :

$$A\beta + \alpha B + \alpha\beta(N-2) = 0 \quad (2.29)$$

De estas relaciones se deduce que necesariamente se debería cumplir que  $(B-\beta)(A-\alpha)=0$  y que por lo tanto o bien  $A=\alpha$  o bien  $B=\beta$ , lo que contradice el hecho de que ambas secuencias presentan autocorrelación bivaluada.

En consecuencia, de esta propiedad se deduce que en general, al seleccionar las secuencias apropiadas para DS/CDMA, el hecho de querer conseguir una correlación cruzada nula entre secuencias para reducir al máximo la interferencia mutua entre usuarios diferentes puede perjudicar sobre las propiedades de autocorrelación de las secuencias y por lo tanto sobre la facilidad para sincronizarlas.

Por otro lado, se definen los valores de pico de la correlación cruzada y de la autocorrelación para una cierta familia  $\chi$  de secuencias como:

$$\theta_c = \max \left\{ \left| \theta_{x,y}(\tau) \right| : 0 \leq \tau \leq N-1, \forall x, y \in \chi, x \neq y \right\} \quad (2.30)$$

$$\theta_a = \max \left\{ \left| \theta_x(\tau) \right| : 1 \leq \tau \leq N-1, \forall x \in \chi \right\} \quad (2.31)$$

y se denotará el valor máximo de las dos cotas como  $\theta_{max}$ .

Es obvio que para las secuencias apropiadas en DS/CDMA interesará reducir al máximo estos valores de pico, pues el primero aporta una idea del nivel de interferencia que un usuario generaría sobre el resto y el segundo permite cuantificar si en la autocorrelación existen lóbulos secundarios elevados que puedan dificultar el proceso de sincronización de las secuencias. A efectos de comparar las diferentes familias de secuencias en términos de estos valores de pico, en la literatura existen cotas superiores de los mismos.

Así, en [12] se demuestra que, dado un conjunto de  $K$  secuencias de período  $N$  cuya autocorrelación en el origen sea  $N$ , se cumple la siguiente relación entre los valores de pico de las correlaciones:

$$\left(\frac{\theta_c^2}{N}\right) + \frac{N-1}{N(K-1)} \left(\frac{\theta_a^2}{N}\right) \geq 1 \quad (2.32)$$

De esta relación nuevamente se desprende la existencia de un compromiso entre conseguir una baja correlación cruzada y una baja autocorrelación, ya que fijado el valor de pico  $\theta_c$  automáticamente queda fijada una cota inferior del valor máximo de la autocorrelación  $\theta_a$  y viceversa.

Análogamente, de la relación (2.32) se desprende una cota inferior para  $\theta_{max}$  que recibe el nombre de cota de Welch y que establece un límite al comportamiento en términos de correlación de una familia de  $K$  secuencias.

$$\theta_{max} \geq N \sqrt{\frac{K-1}{KN-1}} \quad (2.33)$$

Si bien la cota anterior es válida para secuencias en general complejas, en el caso particular de considerar secuencias binarias con  $K \geq N$ , existe otra cota inferior más restrictiva para  $\theta_{max}$  y que se denomina cota de Sidelnikov [13]:

$$\theta_{max} > \sqrt{2(N-1)} \quad (2.34)$$

En el caso particular de que  $N=2^n-1$  siendo  $n$  un número entero, como es habitual en muchas familias de secuencias como las que después se analizarán, a partir de la cota de Sidelnikov se obtiene que [11]:

$$\theta_{max} > -1 + 2^{(n+1)/2} \quad (2.35)$$

#### 2.3.1.1.2. La correlación aperiódica y la correlación impar.

Además de la correlación periódica anteriormente definida, existen dos funciones más que también deben ser tenidas en cuenta para la evaluación de secuencias apropiadas para DS/CDMA y que surgen de tener en cuenta que en un sistema de estas características en general no existe sincronización a nivel de bit entre las diferentes señales recibidas. Así, para evaluar la interferencia de una secuencia sobre otra deben tenerse en cuenta no sólo las propiedades de correlación cruzada de las secuencias en sí mismas sino las propiedades de correlación cuando se consideran también los diferentes bits transmitidos pues, según el valor de éstos, el conjunto de  $N$  chips interferentes puede no coincidir con los  $N$  chips de la secuencia interferente original.

A modo de ejemplo, obsérvese la Figura 2.8 en la que se muestra el bit  $A(n)$  de un cierto usuario útil, codificado con un período de la secuencia  $a=\{a_0, a_1, \dots, a_{N-1}\}$  en presencia de un usuario interferente cuyos bits se codifican con la secuencia  $b=\{b_0, b_1, \dots, b_{N-1}\}$  pero que presenta un desfase de  $\tau$  chips respecto del usuario útil. Como puede apreciarse, la interferencia en este caso no viene dada directamente por la secuencia  $b$  sino por la secuencia  $\{B(n-1)\cdot b_{N-\tau}, B(n-1)\cdot b_{N-\tau+1}, \dots, B(n-1)\cdot b_{N-1}, B(n)\cdot b_0, B(n)\cdot b_1, \dots, B(n)\cdot b_{N-\tau-1}\}$ , que depende de los valores específicos de los bits  $B(n)$  y  $B(n-1)$ .

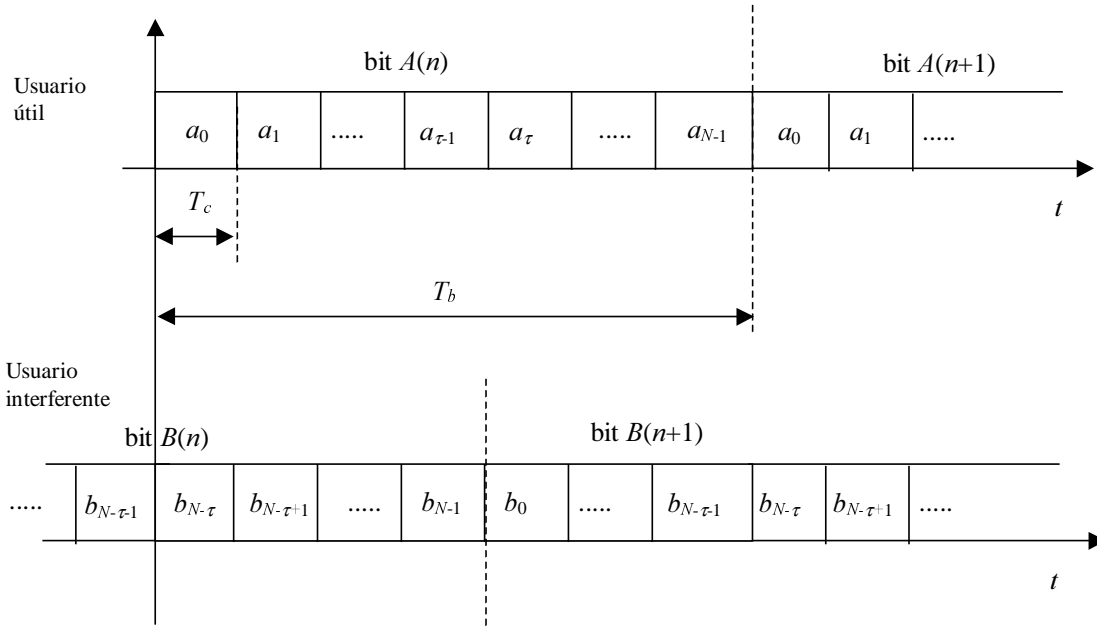


Figura 2.8 Influencia sobre la interferencia del desfase entre señales a nivel de bit

De este modo, en el receptor sincronizado con la secuencia del usuario útil, se obtendrá a la salida tras multiplicar las señales recibidas por dicha secuencia e integrar (de acuerdo con el esquema mostrado en la Figura 2.7):

$$\begin{aligned}
 X_a(n) &= \sum_{i=0}^{\tau-1} (A(n)a(i) + B(n-1)b(i+N-\tau))a(i)T_c + \sum_{i=\tau}^{N-1} (A(n)a(i) + B(n)b(i-\tau))a(i)T_c = \\
 &= NT_c A(n) + T_c \left\{ B(n-1) \sum_{i=0}^{\tau-1} b(i+N-\tau)a(i) + B(n) \sum_{i=\tau}^{N-1} b(i-\tau)a(i) \right\}
 \end{aligned}
 \tag{2.36}$$

Donde el bit detectado corresponde al primer término mientras que el segundo término corresponde a la interferencia observada. En el caso de que el desfase temporal  $\tau$  fuera nulo o bien si los bits  $B(n)$  y  $B(n-1)$  fueran idénticos, la interferencia coincidiría con la correlación cruzada periódica entre las secuencias  $a$  y  $b$ . Sin embargo, cuando estas condiciones no se den, es preciso recurrir a otras funciones características de las secuencias para modelar esta interferencia.

Así pues, se define en primer lugar la correlación aperiódica de dos secuencias  $x$  e  $y$  de período  $N$  como [10]:



$$C_{x,y}(\tau) = \begin{cases} \sum_{i=0}^{N-\tau-1} x(i)y^*(i+\tau) & 0 \leq \tau \leq N-1 \\ \sum_{i=0}^{N+\tau-1} x(i-\tau)y^*(i) & 1-N \leq \tau < 0 \\ 0 & |\tau| \geq N \end{cases} \quad (2.37)$$

La definición de la autocorrelación aperiódica surge igualmente de (2.37) cuando las dos secuencias  $x$  y  $y$  son la misma.

A partir de la definición de la correlación aperiódica, la expresión (2.36) donde aparece el efecto de la interferencia se puede redefinir como:

$$X_a(n) = NT_c A(n) + T_c B(n-1)C_{b,a}(\tau - N) + T_c B(n)C_{b,a}(\tau) \quad 0 \leq \tau \leq N-1 \quad (2.38)$$

Existe la siguiente relación entre las correlaciones periódica y aperiódica:

$$\theta_{x,y}(\tau) = C_{x,y}(\tau) + C_{x,y}(\tau - N) \quad 0 \leq \tau \leq N-1 \quad (2.39)$$

y en particular:

$$\theta_{x,y}(0) = C_{x,y}(0) \quad (2.40)$$

Por otra parte, con respecto al término de interferencia de la expresión (2.38), éste puede tomar dos valores según la relación entre los bits  $B(n)$  y  $B(n-1)$ . En el caso de ser iguales, dicho término no es más que  $T_c \cdot B(n) \cdot \theta_{b,a}(\tau)$ , mientras que en el caso contrario en que  $B(n) = -B(n-1)$ , presenta el valor  $T_c \cdot B(n) \cdot [C_{b,a}(\tau) - C_{b,a}(\tau - N)]$ . Esto conduce a definir la denominada correlación impar como [10]:

$$\hat{\theta}_{x,y}(\tau) = C_{x,y}(\tau) - C_{x,y}(\tau - N) \quad 0 \leq \tau \leq N-1 \quad (2.41)$$

de donde idénticamente se definiría la autocorrelación impar cuando  $x=y$ .

En definitiva, la conclusión importante a destacar radica en la necesidad de seleccionar conjuntos de secuencias pseudoaleatorias apropiadas para DS/CDMA teniendo no únicamente en cuenta los valores de pico de la correlación periódica sino manteniendo también acotadas las correlaciones aperiódica e impar.

Teniendo presentes las propiedades mencionadas y las características deseables para las secuencias código, a continuación se presentan algunas de las familias de secuencias más utilizadas.

### 2.3.1.2. Familias de secuencias pseudoaleatorias para sistemas CDMA

#### 2.3.1.2.1. Secuencias $m$

Si bien estas secuencias no se utilizan en la práctica en la técnica de acceso múltiple DS/CDMA debido principalmente a limitaciones en el número de secuencias con buenas

propiedades de correlación que pueden obtenerse, resulta de interés su análisis pues constituyen la base para la construcción de otras familias de secuencias más numerosas.

Las secuencias  $m$ , también denominadas secuencias PN, se generan a partir de registros de desplazamiento linealmente realimentados (LFSR del inglés *Linear Feedback Shift Register*) como el de la Figura 2.9. La realimentación viene definida por el polinomio de coeficientes binarios (0,1):

$$h(x) = h_0x^n + h_1x^{n-1} + h_2x^{n-2} + \dots + h_{n-1}x + h_n \tag{2.42}$$

con  $h_0=h_n=1$ , siendo  $n$  el número de biestables del registro. El significado de  $h_i$  es tal que si  $h_i=1$  la  $i$ -ésima realimentación del LFSR está presente, mientras que si  $h_i=0$  no lo está. Todas las sumas efectuadas son módulo 2.

Cada estado viene constituido por conjuntos de  $n$  dígitos binarios correspondientes cada uno al contenido de uno de los biestables, existiendo por lo tanto un total de  $2^n$  estados diferentes. Partiendo de un estado inicial, en cada ciclo de reloj la realimentación proporcionará un cambio de estado, con lo que la secuencia generada vendrá dada siempre por el valor del último biestable en cada ciclo, y se repetirá periódicamente cada vez que la realimentación provoque un regreso al estado inicial. De este modo, el período de la secuencia generada será máximo cuando el registro sea capaz de pasar por todos los estados posibles con excepción del formado por todo '0's que es un estado absorbente pues, en caso de pasar por él, el sistema se mantendría indefinidamente. En consecuencia, el período máximo de cualquier secuencia generada es de  $N=2^n-1$ .

Obsérvese que cada polinomio  $h(x)$  da lugar a una única secuencia cuyas diferentes versiones desplazadas o fases se obtienen de variar el estado inicial del registro. Por otra parte, es importante constatar que no todos los polinomios de realimentación dan lugar a secuencias de período máximo, por lo que resulta necesario definir las condiciones que debe cumplir un polinomio  $h(x)$  para conseguir dicha periodicidad máxima. En particular, la condición necesaria y suficiente para que esto se cumpla es que  $h(x)$  sea un polinomio primitivo.

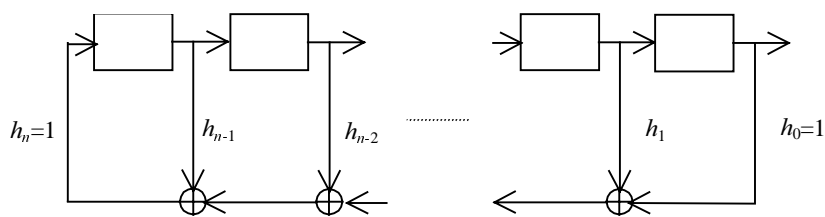


Figura 2.9 Estructura de un LFSR para la generación de secuencias  $m$

Matemáticamente hablando, se dice que un polinomio de grado  $n$  es primitivo cuando es irreducible (esto es, no es divisible por ningún polinomio de grado no nulo menor que  $n$ ) y cuando además no divide a ningún polinomio de la forma  $x^k+1$  con  $k < 2^n-1$ . Bajo esta condición, las raíces del polinomio  $h(x)$  toman la forma  $\alpha^{2^i}$  para  $i=0, \dots, n-1$ , siendo  $\alpha$  un elemento primitivo del cuerpo de Galois  $GF(2^n)$  que cumple la igualdad  $\alpha^{2^n-1} = 1$ .

Así pues, fijada una longitud de  $N=2^n-1$ , el número de secuencias  $m$  que pueden formar una familia de códigos para ser empleada en DS/CDMA vendrá dada por el número de polinomios primitivos de grado  $n$  que existan. A modo de ejemplo, para el caso  $n=3$  ( $N=7$ ) los

dos únicos polinomios primitivos que existen son  $h_1(x)=x^3+x+1$  y  $h_2(x)=x^3+x^2+1$ , que dan lugar respectivamente a las secuencias  $c_1=\{1,0,0,1,1,1,0\}$  y  $c_2=\{1,0,0,1,0,1,1\}$ .

Las propiedades más relevantes de las secuencias  $m$  generadas por un polinomio primitivo  $h(x)$  de grado  $n$  se enumeran a continuación:

- *Propiedad I:* El período es  $N=2^n-1$ .

- *Propiedad II:* Existen exactamente  $N$  secuencias generadas por  $h(x)$  y se corresponden con las  $N$  fases o desplazamientos cíclicos de una ellas, denotada como  $u$ . Se generan por medio de la variación del estado inicial del LFSR. Estas fases se denotan como  $u, Tu, T^2u, T^3u, \dots, T^{N-1}u$ .

- *Propiedad III:* La suma bit a bit (módulo 2) de dos fases diferentes de una secuencia proporciona una tercera fase de la misma secuencia. Matemáticamente hablando, dados dos enteros  $i, j$ , tales que  $0 \leq i, j < N$ , existe un único entero  $k$  diferente de  $i, j$  tal que  $0 \leq k < N$  y que cumple  $T^i u \oplus T^j u = T^k u$ .

- *Propiedad IV:* El número de '1's de una secuencia es igual al número de '0's más uno, lo que equivale a decir que el peso de Hamming viene dado por:

$$HW(u) = 2^{n-1} = \frac{1}{2}(N + 1) \tag{2.43}$$

- *Propiedad V:* La autocorrelación de una secuencia se puede obtener, haciendo uso de la expresión (2.25) como:

$$\theta_u(\tau) = N - 2HW(u \oplus T^\tau u) = \begin{cases} N - 2HW(u \oplus u) = N & \text{si } \tau \bmod N = 0 \\ N - 2 \cdot \frac{1}{2}(N + 1) = -1 & \text{si } \tau \bmod N \neq 0 \end{cases} \tag{2.44}$$

lo que demuestra que las secuencias  $m$  presentan una autocorrelación bivaluada.

- *Propiedad VI:* De entre todas las fases de una secuencia  $m$  tan solo existe una tal que, al ser diezmada por 2 (tomando uno de cada dos elementos de la secuencia repetida periódicamente) se obtenga la misma secuencia, esto es, se cumpla que  $\tilde{u}(i) = \tilde{u}(2i)$ . Esta fase, denotada por  $\tilde{u}$ , se denomina *fase característica* de la secuencia  $u$ .

- *Propiedad VII:* Sea  $v=u_q$  la secuencia obtenida al diezmar por  $q$  la secuencia  $u$ , esto es,  $v(i)=u(q \cdot i)$ . El período de dicha secuencia es  $N/\text{mcd}(N,q)$ , y viene generada por el polinomio  $\hat{h}(x)$  cuyas raíces son  $\alpha^{q2^i}$  siendo  $\alpha^{2^i}$  para  $i=0, \dots, n-1$  las raíces de  $h(x)$ . Nótese como la secuencia  $v$  será de período máximo  $N$  únicamente si  $\text{mcd}(N,q)=1$ , siendo en este caso  $\hat{h}(x)$  primitivo.

A la vista de las diferentes propiedades, uno de los aspectos más relevantes de las secuencias  $m$  de cara a su utilización en DS/CDMA radica en el buen comportamiento en términos de autocorrelación, al ser esta bivaluada con una relación de lóbulo principal a secundario de valor  $N$ , lo que facilita enormemente la sincronización de dichas secuencias.

Respecto al comportamiento en términos de correlación cruzada entre secuencias  $m$ , haciendo uso de las igualdades (2.20) y (2.44) se llega a que, para dos secuencias  $u, v$  de período máximo  $N$ , su correlación cruzada cumple que:

$$\sum_{\tau=0}^{N-1} |\theta_{u,v}(\tau)|^2 = \sum_{\tau=0}^{N-1} \theta_u(\tau)\theta_v^*(\tau) = N^2 + (-1)(-1)(N-1) = N^2 + N - 1 \quad (2.45)$$

de modo que el valor cuadrático medio de la correlación cruzada, contemplando todos los  $N$  posibles valores del desplazamiento  $\tau$  será:

$$\frac{\sum_{\tau=0}^{N-1} |\theta_{u,v}(\tau)|^2}{N} = N + 1 - \frac{1}{N} = 2^n - \frac{1}{2^n - 1} \approx 2^n \quad (2.46)$$

y el correspondiente valor eficaz será de aproximadamente

$$\sqrt{\frac{\sum_{\tau=0}^{N-1} |\theta_{u,v}(\tau)|^2}{N}} \approx 2^{n/2} = \sqrt{N+1} \quad (2.47)$$

que se encuentra aproximadamente un factor  $\sqrt{N}$  por debajo de la autocorrelación en el origen.

En cualquier caso, debe notarse que estas expresiones únicamente proporcionan una estimación de la correlación cruzada en términos medios, mientras que los valores de pico dependerán de las secuencias particulares consideradas. Así, respecto al valor de pico de la correlación cruzada periódica  $\theta_c$  para parejas de secuencias  $m$ , la literatura presenta los siguientes resultados [10]:

1.- Para cualquier valor de  $n$  no múltiplo de 4 existen parejas de secuencias  $m$  que cumplen que  $\theta_c = t(n)$  definido como:

$$t(n) = 1 + 2 \left\lfloor \frac{n+2}{2} \right\rfloor \quad (2.48)$$

Estas parejas reciben el nombre de *parejas preferidas*, y los polinomios primitivos que las generan constituyen una pareja de *polinomios preferidos*. Para dichas parejas, la correlación periódica toma únicamente tres valores diferentes del conjunto:

$$\theta_{u,v}(\tau) \in \{-1, t(n)-2, -t(n)\} \quad (2.49)$$

siendo  $t(n)$  el valor de pico.

2.- Para valores de  $n$  pares, una secuencia y su versión temporalmente invertida, denominadas *parejas recíprocas*, presentan una correlación cruzada con valor de pico  $\theta_c = t(n)-2$ , siendo la correlación cruzada multivaluada.

3.- Para  $n$  múltiplo de 4 no existen parejas preferidas de secuencias pero sí existen ciertas parejas cuyos elementos cumplen la propiedad  $v(i)=u((t(n)-2)\cdot i)$  y cuya correlación cruzada toma únicamente 4 valores diferentes con valor de pico igual a  $\theta_c = t(n)-2$ . Dichos valores pertenecen al conjunto:

$$\theta_{u,v}(\tau) \in \left\{ 1 + 2^{(n+2)/2}, -1 + 2^{n/2}, -1, -1 - 2^{n/2} \right\} \quad (2.50)$$

El problema que surge es que todos los resultados anteriores aplican únicamente a parejas de secuencias, mientras que el interés de DS/CDMA radica en conseguir familias con un gran número de secuencias todas ellas con buenas propiedades. Una posibilidad, por lo tanto, consiste en la búsqueda de conjuntos de secuencias tales que cualquier pareja de dicho conjunto sea una pareja preferida, lo que acota en cualquier caso la correlación cruzada al valor  $t(n)$ . Dichos conjuntos se denominan maximalmente conexiónados y, dado el grado  $n$  de los polinomios primitivos que generan estas secuencias, el tamaño de uno de estos conjuntos se denota por  $M_n$ .

Para diferentes valores de  $n$  entre 1 y 16 los tamaños de los conjuntos maximalmente conexiónados son:

$$M_1 = M_2 = 0$$

$$M_4 = M_8 = M_{12} = M_{16} = 0 \text{ (si } n \text{ es múltiplo de 4 no existen parejas preferidas)}$$

$$M_3 = M_6 = M_9 = M_{15} = 2$$

$$M_5 = M_{10} = M_{14} = 3$$

$$M_{11} = M_{13} = 4$$

$$M_7 = 6$$

En consecuencia, para  $n$  inferior a 16 a lo sumo se pueden encontrar conjuntos de 6 secuencias  $m$  con buenas propiedades de correlación cruzada, lo que supone una escasa cantidad para cubrir las necesidades de una técnica de acceso múltiple. En el caso de que se aceptaran conjuntos con parejas no preferidas los picos de correlación podrían ser excesivos. A modo de ilustración de la degradación que se produciría, considérese el caso  $n=7$  ( $N=127$ ), para el cual las parejas preferidas presentan una correlación máxima de 17. Si no se restringiera el conjunto a las secuencias preferidas, el pico de correlación pasa a ser de hasta 41, tan solo una tercera parte del valor de la autocorrelación en el origen.

#### 2.3.1.2.2. Secuencias de Gold

El desarrollo de las denominadas secuencias de Gold [14][15] surge de la necesidad de encontrar familias suficientemente numerosas de secuencias pseudoaleatorias con valores de pico de la correlación cruzada similares a los de las secuencias  $m$ . En particular, y para conseguir este propósito, es preciso sacrificar algunos de los aspectos interesantes de las secuencias  $m$  analizadas, como el hecho de ser de longitud máxima o el disponer de una muy buena autocorrelación.

A efectos de presentar las secuencias de Gold, se tendrá en cuenta en primer lugar una propiedad existente para el producto de polinomios según la cual si  $h_1(x)$  es un polinomio que

genera mediante un LFSR las diferentes fases  $T^i u$  de una secuencia de período  $P_1$  con  $0 \leq i < P_1$ , y  $h_2(x)$  es otro polinomio sin ningún factor en común con  $h_1(x)$  que genera las fases  $T^j v$  de otra secuencia de período  $P_2$  con  $0 \leq j < P_2$ , el polinomio  $f(x) = h_1(x) \cdot h_2(x)$  generará el conjunto de secuencias de la forma  $T^i u \oplus T^j v$ , además de las secuencias originales  $T^i u$  y  $T^j v$  [10]. Obsérvese que, dado que el polinomio  $f(x)$  no es irreducible pues se puede descomponer en los polinomios  $h_1(x)$  y  $h_2(x)$ , en ningún caso será primitivo y en consecuencia las secuencias que genere no serán de longitud máxima.

Así, cualquiera de las secuencias generadas por el polinomio  $f(x)$  se podrá expresar de una de estas tres formas en función de las secuencias  $u$  y  $v$  generadas por los polinomios originales:

$$T^i u \tag{2.51}$$

$$T^j v \tag{2.52}$$

$$T^i u \oplus T^j v \tag{2.53}$$

Dado que  $0 \leq i < P_1$  y  $0 \leq j < P_2$  existirán un total de  $P_1$  secuencias de la forma (2.51) con período  $P_1$ ,  $P_2$  secuencias de la forma (2.52) con período  $P_2$  y por último  $P_1 \cdot P_2$  secuencias de la forma (2.53) con período en este caso  $P = \text{mcm}(P_1, P_2)$ .

De acuerdo a esta metodología de generación, las secuencias de Gold se corresponden con el caso particular en que los dos polinomios  $h_1(x)$  y  $h_2(x)$  sean primitivos de grado  $n$ , con lo que  $P_1 = P_2 = P = N = 2^n - 1$ , y además las secuencias que generan  $u, v$  constituyan una pareja preferida de secuencias.

En consecuencia, partiendo de las expresiones (2.51), (2.52) y (2.53) tomando una única de las  $N$  fases de cada secuencia posible, se obtiene una familia de  $N+2$  secuencias de período  $N = 2^n - 1$  que constituyen el conjunto:

$$G(u, v) = \{u, v, u \oplus v, u \oplus T v, u \oplus T^2 v, \dots, u \oplus T^{N-1} v\} \tag{2.54}$$

Así, las secuencias de Gold se podrán generar, tal y como se aprecia en la Figura 2.10, como la suma módulo 2 de las secuencias  $m$  proporcionadas en las salidas de dos LFSR realimentados según los polinomios  $h_1(x)$  y  $h_2(x)$ . Para generar las secuencias  $u, v$  de este modo bastará con inicializar con todo '0's uno de los dos LFSR mientras que el resto de secuencias de la forma  $u \oplus T^i v$  se obtendrán variando el estado inicial de uno de los dos LFSR, que proporcionará a su salida las  $N$  fases  $T^i v$ , para un estado inicial no nulo específico del otro LFSR que proporcionará a su salida la secuencia  $u$ .

Con objeto de evaluar las prestaciones de este tipo de códigos en términos de su correlación cruzada, considérense dos secuencias  $y, z$  generadas por  $f(x)$ , de modo que la secuencia  $s = y \oplus T^r z$  también será generada por  $f(x)$  y tomará una de las tres formas definidas por (2.51), (2.52) y (2.53). En el caso de ser de la forma  $T^i u$  o  $T^j v$ , se corresponderá con una secuencia  $m$  de período  $N$  originada por un polinomio de grado  $n$  primitivo, por lo que su peso de Hamming vendrá dado según la expresión (2.43) por:

$$HW(s) = HW(y \oplus T^r z) = (N+1)/2 \tag{2.55}$$

con lo que la correlación cruzada periódica entre  $y, z$  será, a partir de (2.25) i (2.55):

$$\theta_{y,z}(\tau) = N - 2HW(y \oplus T^\tau z) = -1 \quad (2.56)$$

Por el contrario, si la secuencia  $s$  toma la forma  $T^i u \oplus T^j v$ , teniendo en cuenta la relación

$$HW(s) = HW(T^i u \oplus T^j v) = HW(u \oplus T^{j-i} v) \quad (2.57)$$

la correlación cruzada entre  $y$ ,  $z$  será:

$$\theta_{y,z}(\tau) = N - 2HW(y \oplus T^\tau z) = N - 2HW(u \oplus T^{j-i} v) = \theta_{u,v}(j-i) \quad (2.58)$$

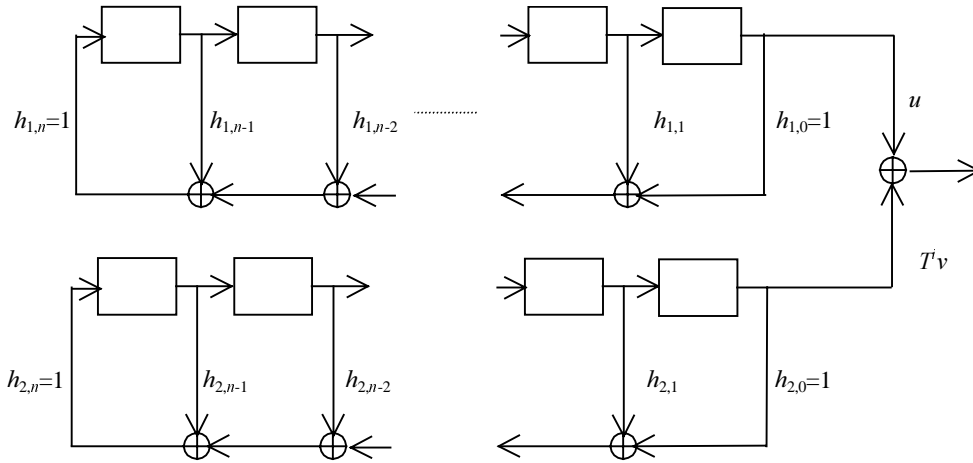


Figura 2.10 Generador de códigos de Gold

Un desarrollo análogo teniendo en consideración únicamente la secuencia  $y$  permite ver que si la secuencia  $y \oplus T^\tau y$  toma la forma  $T^i u$  o  $T^j v$ , la autocorrelación de  $y$  vendrá dada por:

$$\theta_y(\tau) = N - 2HW(y \oplus T^\tau y) = -1 \quad (\tau > 0) \quad (2.59)$$

mientras que si la secuencia  $y \oplus T^\tau y$  toma la forma  $T^i u \oplus T^j v$ , la autocorrelación de  $y$  será:

$$\theta_y(\tau) = N - 2HW(y \oplus T^\tau y) = N - 2HW(u \oplus T^{j-i} v) = \theta_{u,v}(j-i) \quad (\tau > 0) \quad (2.60)$$

Por consiguiente, para las secuencias de Gold queda demostrado que las funciones de correlación cruzada y de autocorrelación toman el mismo conjunto de valores que la correlación cruzada de las secuencias  $u, v$ . En particular, los valores de pico de la autocorrelación y de la correlación cruzada serán idénticos y se corresponderán con:

$$\theta_c = \theta_a = \max\{|\theta_{u,v}(\tau)|: 0 \leq \tau \leq N-1\} \quad (2.61)$$

Por lo tanto, teniendo en cuenta que  $u, v$  constituyen una pareja preferida de secuencias, la correlación de las secuencias de Gold será trivaluada y tomará alguno de los valores del conjunto (2.49), con un valor de pico para la correlación cruzada y para la autocorrelación igual a  $t(n)$ .

Por comparación con la cota de Sidelnikov (2.35) se puede apreciar que las secuencias de Gold presentan un comportamiento muy cercano al óptimo definido por esta cota, y además constituyen conjuntos de secuencias de tamaño  $N+2$ , mucho mayores que los

obtenidos empleando secuencias  $m$ . En contrapartida, se debe tolerar un cierto empeoramiento de la autocorrelación.

Respecto del comportamiento en términos de la correlación aperiódica e impar para las secuencias de Gold, existe una cota debida a Massey y Uhan que acota el valor de pico de la correlación impar como:

$$\hat{\theta}_c \leq 2^{n-1} + 2^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor} + 1 \quad (2.62)$$

### 2.3.1.2.3. Secuencias Gold-like y secuencias Dual-BCH

Las secuencias Gold-like y las secuencias Dual-BCH constituyen otros dos tipos de secuencias que permiten la existencia de conjuntos grandes con buenas propiedades de correlación [10].

Para su generación, considérese  $u$  una secuencia  $m$  de período  $N=2^n-1$  generada por el polinomio primitivo  $h_1(x)$  de grado  $n$  par. Por otra parte, considérese  $q$  un valor entero tal que  $\text{mcd}(q,N)=3$ . Sean  $v^{(k)}$  para  $k=0, 1$  y  $2$  las secuencias resultantes de diezmar por  $q$  las diferentes fases  $T^k u$ . Según la propiedad VII de las secuencias  $m$  (ver sección 2.3.1.2.1), el período de estas secuencias es  $N'=N/3$  y son generadas por un polinomio  $h_2(x)$  cuyas raíces son las potencias  $q$ -ésimas de las raíces del polinomio  $h_1(x)$ .

En consecuencia, sea  $y$  una secuencia generada por el polinomio  $f(x)= h_1(x) \cdot h_2(x)$ , podrá tomar una de estas tres formas, con  $0 \leq i \leq N-1$ ,  $0 \leq j \leq N'-1$  y  $0 \leq k \leq 2$ :

$$y = T^i u \quad (2.63)$$

$$y = T^j v^{(k)} \quad (2.64)$$

$$y = T^i u \oplus T^j v^{(k)} \quad (2.65)$$

Seleccionando únicamente las secuencias de longitud  $N$ , lo que supone excluir las de la forma (2.64), se obtiene el siguiente conjunto de  $N+1$  secuencias:

$$H_q(u) = \{u, u \oplus v^{(0)}, u \oplus T v^{(0)}, \dots, u \oplus T^{N'-1} v^{(0)}, u \oplus v^{(1)}, u \oplus T v^{(1)}, \dots, u \oplus T^{N'-1} v^{(1)}, \\ u \oplus v^{(2)}, u \oplus T v^{(2)}, \dots, u \oplus T^{N'-1} v^{(2)}\} \quad (2.66)$$

En el caso particular de que  $q=t(n)$  y  $n$  no sea múltiplo de 4 se puede demostrar que  $h_2(x)$  es un polinomio primitivo, de modo que el conjunto de secuencias generado constituye una familia de códigos de Gold. Por el contrario, si  $n$  es múltiplo de 4, se cumple la relación  $\text{mcd}(t(n), 2^n-1)=3$ , de modo que  $f(x)$  da lugar al conjunto de secuencias  $H_{t(n)}(u)$ , conocido como el conjunto de secuencias *Gold-like* [10].

La correlación cruzada de estas secuencias toma valores del conjunto:

$$\{-1, -t(n), t(n)-2, -s(n), s(n)-2\} \quad (2.67)$$

donde

$$s(n) = 1 + 2^{n/2} = (t(n) + 1) / 2 \quad (2.68)$$



y se sigue cumpliendo, al igual que con las secuencias de Gold,  $\theta_{\max}=t(n)$  y la cota para la correlación impar definida en (2.62).

Con la misma técnica de generación se pueden construir las denominadas secuencias *Dual-BCH*. En este caso se toma  $q=3$  con lo que, como  $n$  es par, se cumple  $\text{mcd}(3,2^n-1)=3$ . El conjunto de secuencias obtenido es ahora  $H_3(u)$  con iguales propiedades de correlación que las secuencias Gold-like.

#### 2.3.1.2.4. Secuencias de Kasami

Para generar esta otra familia de secuencias se parte de un valor de  $n$  par y de  $u$ , una secuencia  $m$  de período  $N=2^n-1$  generada por el polinomio  $h_1(x)$ . Si se diezma esta secuencia por el valor  $s(n)$  definido en (2.68) se obtiene una secuencia  $w$  cuyo período, según la propiedad VII de las secuencias  $m$  (ver sección 2.3.1.2.1) es:

$$N' = \frac{2^n - 1}{\text{mcd}(2^n - 1, 2^{n/2} + 1)} = \frac{2^n - 1}{\text{mcd}((2^{n/2} - 1)(2^{n/2} + 1), 2^{n/2} + 1)} = \frac{2^n - 1}{2^{n/2} + 1} = 2^{n/2} - 1 \quad (2.69)$$

y será generada por el polinomio  $h_2(x)$  de grado  $n/2$  que tiene como raíces las potencias  $s(n)$ -ésimas de las raíces de  $h_1(x)$ .

De esta forma, el polinomio de grado  $3n/2$  construido como  $f(x) = h_1(x) \cdot h_2(x)$  generará, al margen de otras secuencias de período  $N'$ , las secuencias de período  $N$  del conjunto:

$$K_s(u) = \{u, u \oplus w, u \oplus Tw, \dots, u \oplus T^{N'-1}w\} \quad (2.70)$$

Este es el denominado *conjunto pequeño de secuencias de Kasami* [10][16], constituido por  $N' + 1 = 2^{n/2} = (N+1)^{1/2}$  secuencias diferentes cuya correlación toma valores pertenecientes al conjunto

$$\{-1, -s(n), s(n)-2\} \quad (2.71)$$

por lo que el valor de pico de la correlación cruzada es  $\theta_{\max=s(n)} = 1 + 2^{n/2}$ , aproximadamente la mitad del valor obtenido para las secuencias de Gold. En contrapartida, el número de secuencias existentes en la familia es más reducido.

Análogamente, considérese ahora que  $h_3(x)$  es el polinomio que genera la secuencia  $v = u_{t(n)}$  obtenida al diezmar la secuencia  $u$  por  $t(n)$ . Dado que  $n$  es par, tal y como se ha expuesto en el apartado anterior el polinomio  $h_1(x) \cdot h_3(x)$  dará lugar al conjunto de secuencias de Gold  $G(u, v)$  en el caso de que  $n$  no sea múltiplo de 4 o bien al conjunto de secuencias Gold-like  $H_{t(n)}$  si  $n$  es múltiplo de 4.

Así, partiendo de la propiedad del producto de polinomios definida en la sección 2.3.1.2.2, se puede construir el polinomio  $f(x) = h_1(x) \cdot h_2(x) \cdot h_3(x)$  que generará las secuencias suma de las secuencias de cada uno de los tres polinomios en que se descompone. Mediante esta técnica se construye el denominado *conjunto grande de secuencias de Kasami*, del que se diferencian dos casos posibles:

1)  $n$  es par pero no múltiplo de 4. En este caso  $h_1(x) \cdot h_3(x)$  genera las secuencias de Gold  $G(u, v)$ . Por lo tanto, el conjunto total contendrá estas secuencias con su correspondiente suma con las fases de la secuencia  $w$ , lo que da lugar a un total de  $2^{n/2}(2^n + 1)$  secuencias definidas como:

$$K_L(u) = G(u, v) \cup \left[ \bigcup_{i=0}^{2^{n/2}-2} \{T^i w \oplus G(u, v)\} \right] \quad (2.72)$$

2)  $n$  es par y múltiplo de 4. Ahora el polinomio  $h_1(x) \cdot h_3(x)$  genera las secuencias Gold-like  $H_{t(n)}$ , de modo que el conjunto total contendrá estas secuencias con su correspondiente suma con las fases de la secuencia  $w$ , además de la suma de las secuencias  $v$  de período  $N/3$  con las fases de  $w$ , que también resultan en secuencias de período  $N$ . En total el conjunto está formado por  $2^{n/2}(2^n+1) - 1$  secuencias, definidas por:

$$K_L(u) = H_{t(n)}(u) \cup \left[ \bigcup_{i=0}^{2^{n/2}-2} \{T^i w \oplus H_{t(n)}(u)\} \right] \cup \{v^{(j)} \oplus T^k w\} \quad (2.73)$$

con  $0 \leq j \leq 2$  y  $0 \leq k < (2^{n/2}-1)/3$

Obsérvese como la generación de estas secuencias puede llevarse a cabo en la práctica como la suma de las salidas de tres registros LFSR realimentados según los polinomios  $h_1(x)$ ,  $h_2(x)$  y  $h_3(x)$  fijando adecuadamente los estados iniciales para obtener cada secuencia.

Igualmente, hay que hacer notar que el conjunto grande de secuencias de Kasami incluye como subconjuntos a las secuencias de Gold o las secuencias Gold-like en su caso así como al conjunto pequeño de secuencias de Kasami.

Respecto a las propiedades de correlación cruzada de las secuencias del conjunto grande de Kasami, son las mismas que para las secuencias de Gold, por lo que el valor de pico de dicha correlación cruzada es  $t(n)$ . Igualmente, en relación a la correlación impar, mientras que para el conjunto grande la cota es la misma que para las secuencias de Gold, para el conjunto pequeño la cota viene ahora establecida como:

$$\hat{\theta}_c \leq 2^{n-1} + 2^{(n-2)/2} + 1 \quad (2.74)$$

Como ha podido apreciarse, el conjunto grande de secuencias de Kasami es capaz de proporcionar un elevado número de secuencias con correlación acotada, adecuado para DS/CDMA. A modo de ejemplo, considérese un sistema con  $n=8$ , esto es  $N=255$ . Para este valor se pueden obtener 257 secuencias de Gold (en este caso, aunque no existan parejas preferidas por ser  $n$  múltiplo de 4 es posible obtener secuencias de Gold a partir de secuencias recíprocas), mientras que el número de secuencias Gold-like es de 256, el conjunto pequeño de secuencias de Kasami contiene 16 secuencias y el conjunto grande dispone de 4111.

### 2.3.2. Probabilidad de error de bit en DS/CDMA. Hipótesis gaussiana

Uno de los aspectos importantes a considerar cuando se trabaja con un sistema de comunicaciones como DS/CDMA consiste en disponer de expresiones para evaluar la probabilidad de error de bit bajo diferentes condiciones de interferencia. El empleo de este tipo de expresiones permite caracterizar el nivel físico de forma simple y centrar el estudio en los aspectos relativos a las capas superiores. A estos efectos, de entre los numerosos trabajos que han sido desarrollados en la literatura relativos a las técnicas de espectro ensanchado destaca la conocida como hipótesis gaussiana [17] que ha sido extensamente utilizada gracias a su enorme simplicidad y que a continuación se presenta.

Considérese el receptor DS/CDMA de un cierto usuario según el esquema de la Figura 2.7, sincronizado con la secuencia código de dicho usuario. A la entrada del receptor existe en un momento dado la siguiente señal:

$$r(t) = AB_0(t)a_0(t)\cos(2\pi f_0 t) + \sum_{i=1}^{K-1} AB_i(t - \tau_i)a_i(t - \tau_i)\cos(2\pi f_0 t + \phi_i) + n(t) \quad (2.75)$$

donde  $n(t)$  representa al ruido térmico de densidad espectral  $N_0/2$ , y  $B_i(t)$   $0 \leq i < K$  representan a las secuencias de bits recibidas de un conjunto de  $K$  usuarios, cada una codificada con un código  $a_i(t)$ , es decir:

$$B_i(t) = \sum_n b_i(n)p_b(t - nT_b) \quad (2.76)$$

$$a_i(t) = \sum_n \sum_{k=0}^{N-1} c_i(k)p_c(t - nT_b - kT_c) \quad (2.77)$$

siendo  $b_i(n)$  y  $c_i(k)$  los diferentes bits y chips, respectivamente, de valores pertenecientes al conjunto  $\{1, -1\}$ , mientras que  $p_b(t)$  representa un pulso rectangular de duración  $T_b$  correspondiente a un bit y  $p_c(t)$  un pulso rectangular de duración  $T_c$  correspondiente a un chip.

Se asume que, gracias al control de potencia, las señales de todos los usuarios presentan una amplitud  $A$  idéntica. Sin pérdida de generalidad, se considerará al usuario 0 como el usuario útil con cuya secuencia se encuentra sincronizado el receptor, de modo que  $\tau_i$  y  $\phi_i$  representan el retardo y el desfase respectivamente de las señales del resto de usuarios con respecto de la del usuario útil, pues se considera un sistema DS/CDMA asíncrono en que, debido a los diferentes tiempos de propagación, no existe sincronización entre las señales recibidas.  $\tau_i$  y  $\phi_i$  son variables aleatorias distribuidas uniformemente entre 0 y  $T_b$ , y entre 0 y  $2\pi$ , respectivamente.

De este modo, según el esquema del receptor perfectamente sincronizado con la secuencia  $a_0(t)$  y con la frecuencia  $f_0$ , la señal a la entrada del integrador de período  $T_b$  será:

$$w(t) = \frac{A}{2}B_0(t) + \sum_{i=1}^{K-1} \frac{A}{2}B_i(t - \tau_i)a_i(t - \tau_i)a_0(t)\cos \phi_i + n(t)a_0(t)\cos(2\pi f_0 t) \quad (2.78)$$

Para estimar cual es el valor de la  $E_b/N_0$  a la salida del receptor es preciso analizar el valor resultante de integrar en períodos de bit la señal (2.78), distinguiendo por un lado el término de señal útil y por el otro el término de interferencia y ruido. Sin pérdida de generalidad, se considerará la integración únicamente en el período 0 a  $T_b$  correspondiente al bit  $b_0(0)$  del usuario útil. En consecuencia, el término correspondiente a la señal útil será:

$$Z_0 = \int_0^{T_b} \frac{A}{2}B_0(t)dt = \frac{AT_b}{2}b_0(0) \quad (2.79)$$

Mientras que el término debido al ruido térmico será:

$$Z_n = \int_0^{T_b} n(t) a_0(t) \cos(2\pi f_0 t) dt = \sum_{l=0}^{N-1} c_0(l) \int_{lT_c}^{(l+1)T_c} n(t) \cos(2\pi f_0 t) dt \quad (2.80)$$

cuya varianza se puede calcular como:

$$E[Z_n^2] = \sum_{l=0}^{N-1} \int_{lT_c}^{(l+1)T_c} E[n^2(t)] \cos^2(2\pi f_0 t) dt = \frac{NT_c N_0'}{4} = \frac{N_0' T_b}{4} \quad (2.81)$$

Respecto de la interferencia del resto de usuarios, considérese en primer lugar el término correspondiente al usuario  $i$ -ésimo ( $1 \leq i \leq K-1$ ) a la salida del integrador:

$$\begin{aligned} Z_i &= \frac{A}{2} \cos \varphi_i \int_0^{T_b} B_i(t - \tau_i) a_i(t - \tau_i) a_0(t) dt = \\ &= \frac{A}{2} \cos \varphi_i \left[ b_i(-1) \int_0^{\tau_i} a_i(t - \tau_i) a_0(t) dt + b_i(0) \int_{\tau_i}^{T_b} a_i(t - \tau_i) a_0(t) dt \right] \end{aligned} \quad (2.82)$$

Para evaluar las integrales de esta última expresión basta con considerar que el retardo  $\tau_i$  cumplirá  $lT_c \leq \tau_i \leq (l+1)T_c$  lo que permite calcular cada integral chip a chip como:

$$\begin{aligned} \int_0^{\tau_i} a_0(t) a_i(t - \tau_i) dt &= (\tau_i - lT_c) \sum_{k=0}^l c_0(k) c_i(N-l+k-1) + ((l+1)T_c - \tau_i) \sum_{k=0}^{l-1} c_0(k) c_i(N-l+k) = \\ &= C_{i,0}(l-N)T_c + [C_{i,0}(l+1-N) - C_{i,0}(l-N)](\tau_i - lT_c) = R_{i,0}(\tau_i) \end{aligned} \quad (2.83)$$

$$\begin{aligned} \int_{\tau_i}^{T_b} a_0(t) a_i(t - \tau_i) dt &= (\tau_i - lT_c) \sum_{k=l+1}^{N-1} c_0(k) c_i(k-l-1) + ((l+1)T_c - \tau_i) \sum_{k=l}^{N-1} c_0(k) c_i(k-l) = \\ &= C_{i,0}(l)T_c + [C_{i,0}(l+1) - C_{i,0}(l)](\tau_i - lT_c) = \hat{R}_{i,0}(\tau_i) \end{aligned} \quad (2.84)$$

Donde  $C_{i,0}$  es la función de correlación aperiódica de las secuencias  $a_0(t)$  y  $a_i(t)$ , tal y como se definió en (2.37). Por lo tanto:

$$Z_i = \frac{A}{2} \cos \varphi_i [b_i(-1)R_{i,0}(\tau_i) + b_i(0)\hat{R}_{i,0}(\tau_i)] \quad (2.85)$$

La varianza de  $Z_i$  vendrá dada por:

$$E[Z_i^2] = \frac{A^2}{4} E[\cos^2 \varphi_i] E[(b_i(-1)R_{i,0}(\tau_i) + b_i(0)\hat{R}_{i,0}(\tau_i))^2] \quad (2.86)$$

Teniendo en cuenta la distribución estadística de las variables  $\tau_i$ ,  $\varphi_i$ ,  $b_i(-1)$  y  $b_i(0)$ , se llega a:

$$E[Z_i^2] = \frac{A^2}{8T_b} \int_0^{T_b} (R_{i,0}^2(\tau_i) + \hat{R}_{i,0}^2(\tau_i)) d\tau_i = \frac{A^2}{8T_b} \sum_{l=0}^{N-1} \int_{lT_c}^{(l+1)T_c} (R_{i,0}^2(\tau_i) + \hat{R}_{i,0}^2(\tau_i)) d\tau_i = \frac{A^2 T_b^2}{24N^3} r_{i,0} \quad (2.87)$$

habiéndose definido  $r_{i,0}$  como:

$$r_{i,0} = \sum_{l=0}^{N-1} C_{i,0}^2(l-N) + C_{i,0}^2(l+1-N) C_{i,0}^2(l-N) + C_{i,0}^2(l+1-N) + C_{i,0}^2(l) + C_{i,0}^2(l+1) C_{i,0}^2(l) + C_{i,0}^2(l+1) \quad (2.88)$$

Bajo estas consideraciones, la hipótesis gaussiana consiste en asumir que la estadística de la interferencia y el ruido total presentará una distribución gaussiana lo que garantiza que la potencia interferente total pueda calcularse como la suma de las potencias de cada una de las señales individuales. Esta aproximación obedece al teorema central del límite según el cual cuando una variable aleatoria es la suma de un número suficientemente grande de variables aleatorias su distribución se aproximará a la gaussiana con independencia de la estadística de cada una de dichas variables. Por este motivo, la hipótesis gaussiana será tanto más válida como mayor sea el número de usuarios interferentes en el sistema.

Así pues, la potencia total de interferencia y ruido que percibirá el usuario útil será:

$$\sigma^2 = E[Z_n^2] + \sum_{i=1}^{K-1} E[Z_i^2] = \frac{N_0 T_b}{4} + \frac{A^2 T_b^2}{24N^3} \sum_{i=1}^{K-1} r_{i,0} \quad (2.89)$$

Nótese que los términos  $r_{i,0}$  se podrán calcular a partir de las funciones de correlación aperiódica de las diferentes secuencias código involucradas [17][18]. En cualquier caso, en [17] se presenta la siguiente aproximación que permite obtener una expresión genérica para secuencias pseudoaleatorias como las presentadas en la sección 2.3.1 basadas en las secuencias  $m$ :

$$\frac{1}{6N^3} \sum_{i=1}^{K-1} r_{i,0} \approx \frac{K-1}{3N} \quad (2.90)$$

De modo que la potencia total de interferencia y ruido se expresa como:

$$\sigma^2 = \frac{N_0 T_b}{4} + \frac{A^2 T_b^2 (K-1)}{12N} \quad (2.91)$$

De donde finalmente, la relación  $E_b/N_0$  teniendo en cuenta la potencia asociada al término útil (2.79) será:

$$\frac{E_b}{N_0} = \frac{\frac{A^2}{4} T_b^2}{2\sigma^2} = \frac{\frac{A^2}{4} T_b^2}{\frac{N_0 T_b}{2} + \frac{A^2 T_b^2 (K-1)}{6N}} \approx \frac{3N}{2(K-1)} \quad (2.92)$$

La última aproximación considera el sistema limitado por interferencias y en consecuencia desprecia el efecto del ruido térmico. Así pues, teniendo en cuenta que la modulación empleada es BPSK la probabilidad de error de bit puede ser calculada a partir de [19]:

$$p_e = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{E_b}{N_0}} \right) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{3N}{2(K-1)}} \right) \quad (2.93)$$

A partir de aquí, en el caso de que se estuvieran transmitiendo paquetes de  $L$  bits con una cierta capacidad correctora en general de  $t$  errores la probabilidad de error de paquete o *BLER* (del inglés *Block Error Rate*) en función de la  $E_b/N_0$ , abreviada como  $\gamma$ , es:

$$P_c(\gamma) = 1 - \sum_{n=0}^t \binom{L}{n} p_e^n (\gamma) (1 - p_e(\gamma))^{L-n} \quad (2.94)$$

La expresión de la probabilidad de error de bit (2.93) ha sido ampliamente utilizada debido a su sencillez para el modelado del nivel físico en sistemas DS/CDMA, motivo por el que a lo largo del presente estudio se hará un extenso uso de la misma. Si bien se puede argumentar que esta aproximación presenta resultados poco precisos cuando el número de usuarios en el sistema es reducido, esto es cierto desde el punto de vista de la probabilidad de error de bit, pero no es tan problemático en un entorno de transmisión de paquetes donde la medida de mayor interés es la probabilidad de error de paquete. En efecto, cuando en el sistema existen pocos usuarios transmitiendo simultáneamente, la probabilidad de error de bit es en general muy pequeña como para que las imprecisiones en su cálculo motivadas por la hipótesis gaussiana afecten significativamente sobre la probabilidad de que un paquete se reciba correctamente, que será próxima a 1. Este aspecto ha sido tratado en [20] y [21], donde además se comparan los resultados en términos de *throughput* o número de paquetes correctamente transmitidos obtenido mediante la hipótesis gaussiana y también mediante una simulación exhaustiva a nivel de chip de un esquema DS/CDMA. En cualquier caso cabe destacar también la existencia de estudios en la literatura para determinar expresiones más precisas que la hipótesis gaussiana cuando el número de usuarios simultáneos es reducido, como la denominada hipótesis gaussiana mejorada de Morrow [22][23].

Otro aspecto a tener en cuenta radica en la consideración que se ha efectuado hasta el momento en el análisis de que el número de chips por bit coincide exactamente con la periodicidad de las secuencias empleadas, de modo que en cada bit se repite siempre la misma secuencia de chips. En efecto, esta consideración no siempre es cierta pues en muchos casos, como de hecho ocurre en los códigos empleados en la propuesta UTRA FDD, se emplean períodos de secuencias superiores al número de chips por bit, de modo que cada bit viene codificado por diferentes chips. Existen en la literatura estudios al respecto como [24] donde se analiza la correlación aperiódica para diferentes posibilidades de la relación entre el período de la secuencia  $p$  y el número de chips por bit  $N$ . La conclusión que se extrae es que, en tanto que se cumpla  $p \geq N$ , no existen diferencias muy significativas en el valor cuadrático

de dicha correlación respecto del caso  $p=N$ , salvo que se seleccionaran grupos muy específicos de secuencias que permitieran reducir la correlación. Por consiguiente, a lo largo del presente estudio se asumirá que la hipótesis gaussiana presenta validez en presencia de códigos con una periodicidad mayor al número de chips por bit, lo que en particular será útil para emplear diferentes velocidades de transmisión con una misma secuencia código simplemente a través de introducir más o menos chips en cada bit.

### **2.3.3. Control de potencia**

Una de las consideraciones efectuadas en el apartado anterior para el cálculo de la probabilidad de error de bit ha sido el suponer que la amplitud de las diferentes señales a la entrada del receptor era la misma, siendo el control de potencia el responsable de garantizarlo. Es precisamente este mecanismo uno de los aspectos fundamentales de todo sistema DS/CDMA pues al ser una técnica de acceso limitada por interferencias en la que las señales comparten tiempo y banda, los desajustes en la potencia recibida por parte de los diferentes usuarios, ubicados a diferentes distancias de su estación base, pueden degradar enormemente las prestaciones ofrecidas. Este es el conocido como efecto cerca-lejos, del inglés *near-far effect*, por el que, a pesar del ensanchamiento espectral producido, que reduce la densidad espectral de potencia de cada usuario, un usuario ubicado cerca de la estación base puede enmascarar la señal de usuarios más alejados tal y como se ilustra en la Figura 2.11.

Existen esencialmente dos posibilidades para llevar a cabo el control de potencia:

- *control de potencia en lazo abierto*: consiste en que los terminales ajusten por sí mismos el nivel de potencia transmitido en función de la medida de potencia que efectúan de una cierta señal piloto enviada por la base en el enlace descendente con una potencia conocida. La principal ventaja de esta técnica radica en que no es necesario que cada terminal disponga de un canal dedicado en el enlace descendente, sino que basta con un único canal común que transmita la señal piloto. Por el contrario, el gran problema consiste en que las pérdidas de propagación en los enlaces ascendente y descendente no son iguales cuando trabajan a frecuencias diferentes, debido a la variación rápida del canal originada por la propagación multicamino. Por este motivo, mediante esta técnica únicamente es posible compensar las variaciones lentas del canal, lo que puede originar en un momento dado diferencias sustanciales en la potencia proveniente de cada terminal.

- *control de potencia en lazo cerrado*: mediante esta estrategia, cada terminal dispone en el enlace descendente de un canal de control dedicado a través del cual se le notifica si debe incrementar o reducir la potencia en función del nivel con que ha sido recibido en su última transmisión. De este modo, y a diferencia del caso en lazo abierto, ahora el control se efectúa partiendo de las pérdidas realmente observadas en el propio enlace ascendente, lo que permite compensar adecuadamente los desvanecimientos rápidos del canal móvil y por lo tanto garantiza mucho más un nivel similar de potencia para cada terminal. Los aspectos a diseñar apropiadamente para llevar a cabo este tipo de control son, por un lado, la periodicidad con la que se llevan a cabo los cambios de potencia, y que debe ser más rápida que las variaciones del canal, y por otro lado el nivel de incremento que corresponde a cada actualización de potencia, y que deberá tener presente la profundidad de los desvanecimientos.

Así pues, bajo la suposición de un control de potencia ideal en lazo cerrado que garantizara que todos los usuarios fueran recibidos con la misma potencia, las expresiones para la probabilidad de error de bit y de paquete desarrolladas en el apartado anterior serían válidas. Sin embargo, también hay que tener en cuenta que dentro de un contexto de

transmisión por paquetes como el que será objeto del presente estudio, la posibilidad de llevar a la práctica un control de potencia en lazo cerrado puede presentar algunos impedimentos. En particular, se debe notar que en este entorno los terminales no disponen siempre de un canal en el enlace descendente, sino que la situación habitual será que efectúen los accesos según un cierto protocolo para conseguir un canal para transmitir, por lo que, a lo sumo durante este acceso inicial, el control únicamente podrá llevarse a cabo según un mecanismo de lazo abierto y la potencia recibida se verá afectada de un cierto desvanecimiento que en términos de amplitud se puede modelar por una estadística de tipo Rayleigh. Es posteriormente, una vez se haya llegado a adquirir un canal en el enlace ascendente cuando se podrá pensar en la existencia de un canal asociado en el descendente que permita el control en lazo cerrado.

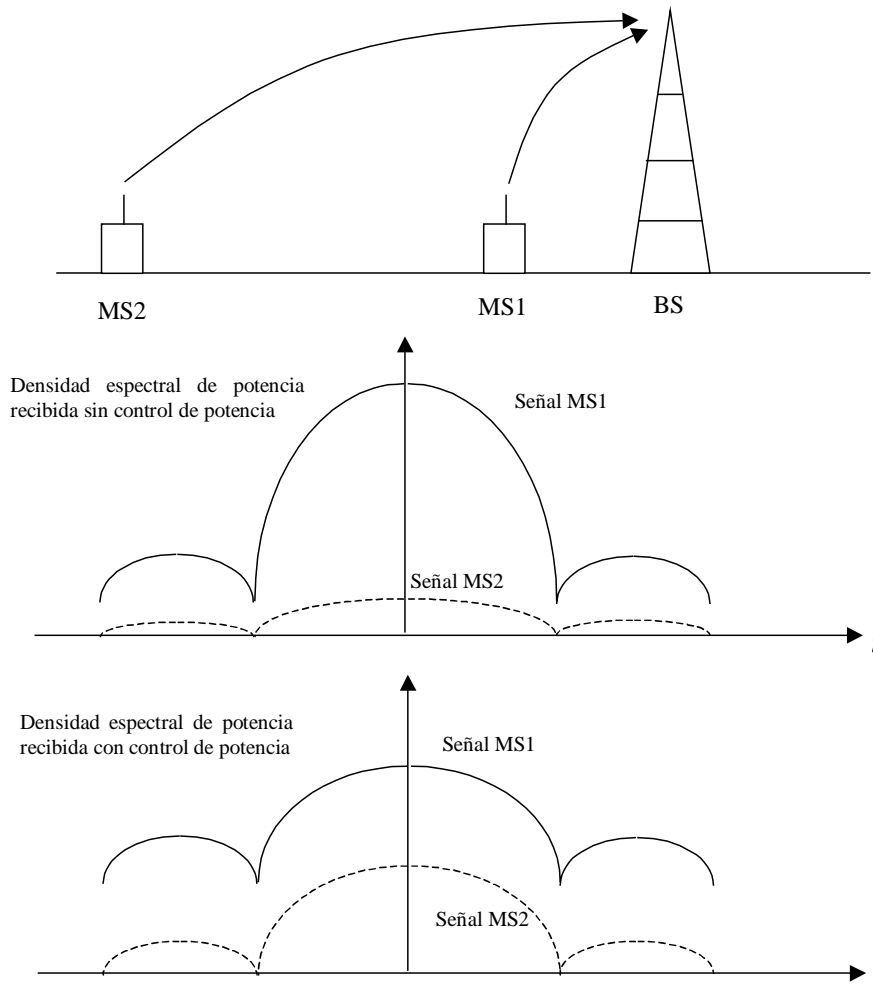


Figura 2.11 Necesidad del control de potencia en DS/CDMA

Por consiguiente, en un contexto de transmisión por paquetes será usual la coexistencia de usuarios que trabajen con control de potencia en lazo abierto, esto es, los que acceden inicialmente, con otros usuarios que apliquen un control en lazo cerrado, que serán los que ya hayan logrado con anterioridad el acceso satisfactoriamente.

Si bien en la literatura existen numerosos ejemplos de cálculo de la probabilidad de error de bit en un entorno de desvanecimientos Rayleigh como el considerado para el control de potencia en lazo abierto [25][26], no ocurre lo mismo cuando se tiene en cuenta un entorno mixto de usuarios que aplican control de potencia en lazo abierto y lazo cerrado. Por este motivo, a continuación se plantea el análisis de esta situación según el trabajo publicado en



[27], desarrollando expresiones para la estadística de variación de la  $E_b/N_0$  total observada a efectos de calcular la probabilidad de error de paquete. Se consideran, al margen de la situación en la que todos los usuarios aplican control de potencia en lazo cerrado y que da lugar a las expresiones ya conocidas (2.93) y (2.94), las posibilidades de que todos los usuarios apliquen control en lazo abierto y de la existencia de usuarios de ambas clases, diferenciando en este caso entre las situaciones donde el usuario útil aplique control en lazo abierto o en lazo cerrado.

### 2.3.3.1. Totalidad de usuarios con control de potencia en lazo abierto

Se asume la existencia de un grupo de  $k+1$  usuarios que transmiten simultáneamente en el enlace ascendente aplicando control de potencia en lazo abierto. Todos ellos utilizan una ganancia de procesamiento  $G_p$  y no existe sincronización entre las señales recibidas. De este modo, la potencia recibida para cada usuario seguirá una estadística exponencial de igual nivel medio  $\sigma$  para todos los usuarios, existiendo independencia entre las potencias recibidas de cada uno. Bajo estas circunstancias, y menospreciando el ruido térmico, la relación  $E_b/N_0$ , denotada como  $\gamma$ , se puede expresar, bajo un razonamiento análogo al que condujo a (2.92), como:

$$\gamma = \frac{3G_p}{2} \frac{\alpha_0^2}{\sum_{i=1}^k \alpha_i^2} = \frac{3G_p}{2} \frac{X}{Y} \quad (2.95)$$

donde se denota el nivel de potencia recibido por el usuario útil o de referencia por medio de la variable aleatoria  $X = \alpha_0^2$ , cuya función densidad de probabilidad (*pdf*, del inglés *probability density function*) es:

$$f_X(x) = \frac{1}{\sigma} e^{-\frac{x}{\sigma}} \quad x > 0 \quad (2.96)$$

mientras que  $Y = \alpha_1^2 + \dots + \alpha_k^2$  representa la potencia interferente total recibida del resto de usuarios como suma de  $k$  variables exponenciales independientes. Es fácil demostrar que la función densidad de probabilidad de esta potencia interferente viene dada por:

$$f_Y(y) = \frac{y^{k-1}}{\sigma^k (k-1)!} e^{-\frac{y}{\sigma}} \quad y > 0 \quad (2.97)$$

Obsérvese como  $\gamma$  es una variable aleatoria cuya estadística debe ser determinada para conocer la probabilidad de error de bloque. En particular, su función de distribución de probabilidad se puede expresar analíticamente como:

$$F_\gamma(\gamma) = P\left(\frac{3G_p X}{2 Y} \leq \gamma\right) = \int_0^\infty e^{-\frac{x}{\sigma}} \int_{\frac{3G_p x}{2\gamma}}^\infty \frac{1}{\sigma^{k+1}} \frac{y^{k-1}}{(k-1)!} e^{-\frac{y}{\sigma}} dy dx = 1 - \left(\frac{2\gamma}{3G_p} + 1\right)^{-k} \quad \gamma > 0 \quad (2.98)$$

En consecuencia, la *pdf* se obtiene inmediatamente a través de derivar (2.98) con respecto a  $\gamma$ .

$$f_{\gamma}(\gamma) = \frac{2k}{3G_p} \left( \frac{2\gamma}{3G_p} + 1 \right)^{-k-1} \quad \gamma > 0 \quad (2.99)$$

Es de destacar que esta estadística es muy similar a una distribución de Pareto. En particular, se puede comprobar como la variable  $\beta$  obtenida como la función lineal de  $\gamma$  definida por  $\beta = 2\gamma/(3G_p) + 1$  sigue exactamente una distribución de Pareto de parámetros  $(1, k)$ , que presenta una media infinita para  $k=1$  y una varianza también infinita para  $k=1$  y  $k=2$ . El significado físico de la variable así obtenida no es más que el cociente a la entrada del receptor entre la potencia total, incluyendo la del usuario útil y la de los interferentes, y la potencia total interferente.

De este modo, la probabilidad de error media de bit se podría calcular como:

$$p_e = \int_0^{\infty} \frac{1}{2} \operatorname{erfc}(\sqrt{\gamma}) f_{\gamma}(\gamma) d\gamma \quad (2.100)$$

y, análogamente, la probabilidad de error de bloque sería:

$$BLER = \int_0^{\infty} P_c(\gamma) f_{\gamma}(\gamma) d\gamma \quad (2.101)$$

con  $P_c(\gamma)$  definida en (2.94).

### 2.3.3.2. Mezcla de usuarios con control en lazo abierto y en lazo cerrado

#### 2.3.3.2.1. Usuario de referencia con control de potencia en lazo abierto

Considérese a continuación un sistema en el que el usuario de referencia aplica control de potencia en lazo abierto y en el que existen dos grupos de usuarios interferentes: por un lado  $k$  usuarios que también aplican control en lazo abierto y por el otro  $m$  usuarios que aplican un control en lazo cerrado ideal. Bajo estas circunstancias, la variable aleatoria  $\gamma$  correspondiente a la  $E_b/N_0$  será:

$$\gamma = \frac{3G_p}{2} \frac{\alpha_0^2}{m\sigma + \sum_{i=1}^k \alpha_i^2} = \frac{3G_p}{2} \frac{X}{(m\sigma + Y)} \quad (2.102)$$

donde las variables aleatorias  $X$  e  $Y$  son las mismas que se definieron en la sección anterior, y donde se ha supuesto que la potencia media recibida  $\sigma$  es la misma para todos los usuarios.

Así, la función de distribución de probabilidad de  $\gamma$  se puede calcular como:

$$F_{\gamma}(\gamma) = P\left(\frac{3G_p}{2} \frac{X}{Y + m\sigma} \leq \gamma\right) = P\left(\frac{3G_p}{2\gamma} X - m\sigma \leq Y\right) \quad (2.103)$$

Esta expresión se puede simplificar mediante el cambio de variable  $a=3G_p/2\gamma$ , distinguiendo al efectuar la integración de las funciones densidad de probabilidad de  $X$  e  $Y$  entre los intervalos  $x \geq m\sigma/a$  y  $x < m\sigma/a$ . De este modo, se llega a:

$$\begin{aligned}
 P(aX - m\sigma \leq Y) &= \int_0^{\frac{m\sigma}{a}} e^{-\frac{x}{\sigma}} \int_0^{\infty} \frac{1}{\sigma^{k+1}} \frac{y^{k-1}}{(k-1)!} e^{-\frac{y}{\sigma}} dy dx + \\
 &+ \int_{\frac{m\sigma}{a}}^{\infty} e^{-\frac{x}{\sigma}} \int_{ax-m\sigma}^{\infty} \frac{1}{\sigma^{k+1}} \frac{y^{k-1}}{(k-1)!} e^{-\frac{y}{\sigma}} dy dx = \\
 &= 1 - e^{-\frac{m}{a}} + e^{-\frac{m}{a}} \left( 1 - \left( \frac{a}{1+a} \right)^k \right) = 1 - \left( \frac{2\gamma}{3G_p} + 1 \right)^{-k} e^{-\frac{2m}{3G_p}\gamma} \quad \gamma > 0
 \end{aligned} \tag{2.104}$$

Con lo que la *pdf* buscada, derivando la anterior expresión, es

$$f_{\gamma}(\gamma) = \frac{2}{3G_p} \left( \frac{2\gamma}{3G_p} + 1 \right)^{-k} \left[ k \left( \frac{2\gamma}{3G_p} + 1 \right)^{-1} + m \right] e^{-\frac{2m}{3G_p}\gamma} \quad \gamma > 0 \tag{2.105}$$

A partir de esta *pdf* se calcularían la probabilidad media de error de bit y de bloque según las expresiones (2.100) y (2.101).

### 2.3.3.2.2. Usuario de referencia con control de potencia en lazo cerrado

Por último, considérese que el usuario de referencia transmite con control de potencia en lazo cerrado en un entorno con dos grupos de interferentes:  $k$  usuarios que aplican un control de potencia en lazo abierto y  $m$  usuarios que lo aplican en lazo cerrado. En consecuencia,  $\gamma$  ahora puede expresarse como:

$$\gamma = \frac{3G_p}{2} \frac{\sigma}{m\sigma + \sum_{i=1}^k \alpha_i^2} = \frac{3G_p}{2} \frac{\sigma}{(m\sigma + Y)} \tag{2.106}$$

con  $Y$  definida como en los apartados anteriores.

Así, la función de distribución de probabilidad de  $\gamma$  es:

$$\begin{aligned}
 F_{\gamma}(\gamma) &= P\left( \frac{3G_p}{2} \frac{\sigma}{Y + m\sigma} \leq \gamma \right) = \int_{\left(\frac{3G_p}{2\gamma} - m\right)\sigma}^{\infty} \frac{y^{k-1}}{\sigma^k (k-1)!} e^{-\frac{y}{\sigma}} dy = \\
 &= e^{-\left(\frac{3G_p}{2\gamma} - m\right)} \sum_{n=0}^{k-1} \frac{1}{(k-n-1)!} \left( \frac{3G_p}{2\gamma} - m \right)^{k-1-n} \quad 0 < \gamma < \frac{3G_p}{2m}, \quad k \geq 1
 \end{aligned} \tag{2.107}$$

Y derivando esta última expresión se llegaría a la *pdf* buscada como:

$$f_{\gamma}(\gamma) = \frac{3G_p}{2\gamma^2(k-1)!} \left( \frac{3G_p}{2\gamma} - m \right)^{k-1} e^{-\left( \frac{3G_p}{2\gamma} - m \right)} \quad 0 < \gamma < \frac{3G_p}{2m} \quad k \geq 1 \quad (2.108)$$

Obsérvese como  $f_{\gamma}(\gamma)=0$  para  $\gamma > 3G_p / 2m$ , lo que significa que la  $E_b/N_0$  está acotada superiormente por el valor correspondiente al caso en que todos los usuarios aplicaran control de potencia en lazo cerrado y no hubiera usuarios con control en lazo abierto. Nuevamente, la probabilidad de error de bit y de bloque se calcularían a partir de (2.100) y (2.101).

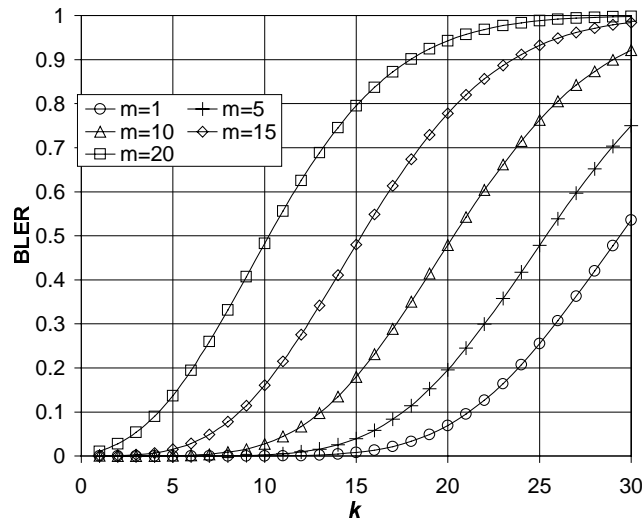


Figura 2.12 Probabilidad de error de bloque para el caso del usuario de referencia con control en lazo cerrado y para diferentes valores de m y k

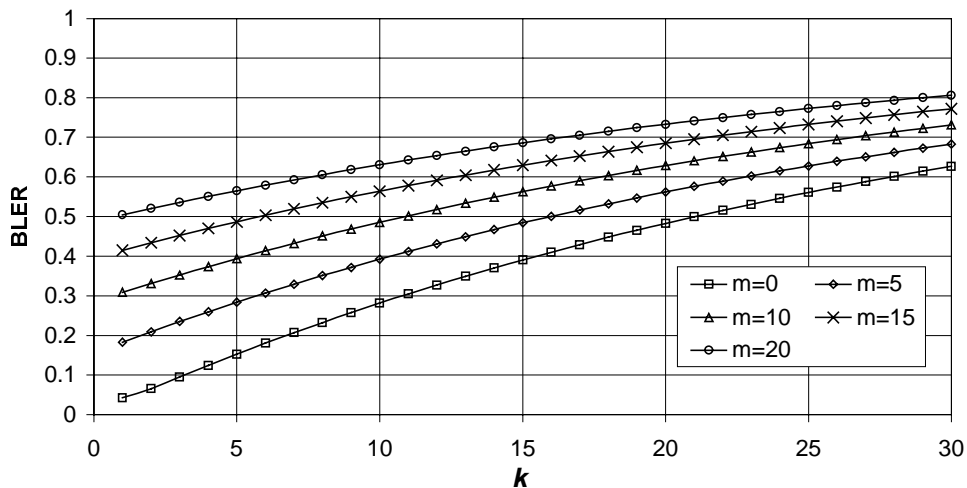


Figura 2.13 Probabilidad de error de bloque para el caso del usuario de referencia con control en lazo abierto y para diferentes valores de m y k

A efectos de ilustrar estos cálculos, en la Figura 2.12 se muestra la probabilidad de error de bloque  $BLER$  para diferentes valores de  $k$  y  $m$  cuando el usuario de referencia aplica un control de potencia en lazo cerrado y en la Figura 2.13 cuando el control de potencia es en lazo abierto, para una situación con ganancia de procesamiento  $G_p=64$  y una longitud de paquete

de  $L=640$  bits con un código bloque corrector de  $t=3$  errores. Obsérvese como para cargas bajas y medias, la *BLER* es superior en el caso de que el usuario trabaje con control en lazo abierto pues los desvanecimientos rápidos perjudican el nivel de señal útil recibida para este usuario. Por el contrario, cuando el usuario aplica control en lazo cerrado, la ausencia de desvanecimientos permite mantener valores de la *BLER* más reducidos. Nótese en cualquier caso como, al incrementar la carga, el empeoramiento de *BLER* es más pronunciado en el caso de control en lazo cerrado que en el caso de lazo abierto, lo que se traduce en que, para cargas muy elevadas, la *BLER* llega a ser mejor con control en lazo abierto que en lazo cerrado. El motivo hay que buscarlo en que la estadística Rayleigh puede llegar en ciertos casos a favorecer el nivel de señal recibido, por lo que, aun en presencia de muchos usuarios, puede darse que algunos de ellos transmitan correctamente por el hecho de disponer puntualmente de unas condiciones de propagación favorables. En cualquier caso, esto únicamente se da para valores de carga muy elevados que originan igualmente una *BLER* todavía elevada, por lo que en general no suele ser una situación deseable.

### **2.3.4. Receptor rake**

Otra de las características fundamentales de la técnica de acceso múltiple DS/CDMA se basa en la inherente diversidad frecuencial proporcionada por el gran ancho de banda de transmisión empleado. En particular, este aspecto puede ser aprovechado para utilizar la propagación multicamino de forma constructiva y mejorar el proceso de detección gracias a la capacidad de discriminar la señal recibida a nivel de chip. El denominado receptor rake, cuyo esquema se presenta en la Figura 2.14, hace uso de esta propiedad para aprovechar la diversidad intrínseca de DS/CDMA.

Esencialmente, el receptor rake, introducido originalmente por Price y Green en 1958, presenta como idea fundamental el construir un filtro adaptado a la señal recibida por medio de un conjunto de brazos, capturándose en cada uno la contribución proveniente de uno de los diferentes caminos de propagación. De este modo, sea un canal cuya respuesta impulsional se caracteriza por un conjunto de  $L$  caminos en instantes  $(T_1, T_2, \dots, T_i, \dots, T_L)$ , cada uno con amplitud  $h(T_i)$ . En cada brazo del receptor se multiplica la señal recibida por la amplitud conjugada correspondiente a cada camino y por la secuencia código retardada adecuadamente. Así, gracias a las propiedades de autocorrelación de las secuencias código empleadas, cada brazo captura únicamente la energía proveniente del camino de propagación asociado a su retardo, mientras que el resto de caminos los percibe como interferentes. En consecuencia, el receptor lo que hace es utilizar constructivamente las señales de cada componente multicamino y combinarlas para efectuar la decisión del símbolo que se haya transmitido. Se puede demostrar que este esquema de combinación proporciona una mejora análoga a la incorporada en los sistemas de banda estrecha por la diversidad con combinación de máximo ratio (MRC, del inglés *Maximum Ratio Combining*) de orden  $L$ .

Es preciso ajustar dinámicamente tanto los retardos como los coeficientes según la estimación de canal que pueda llevarse a cabo mediante el uso de símbolos piloto, de modo que en todo momento se estén capturando los  $L$  caminos de propagación más significativos, pues en general puede existir un número de caminos superior a  $L$ . En la práctica, no se suelen usar más de 3 ó 4 brazos para la construcción de este receptor.

La resolución para la detección de caminos diferentes viene dada por el tiempo de chip  $T_c$  según las secuencias código empleadas.

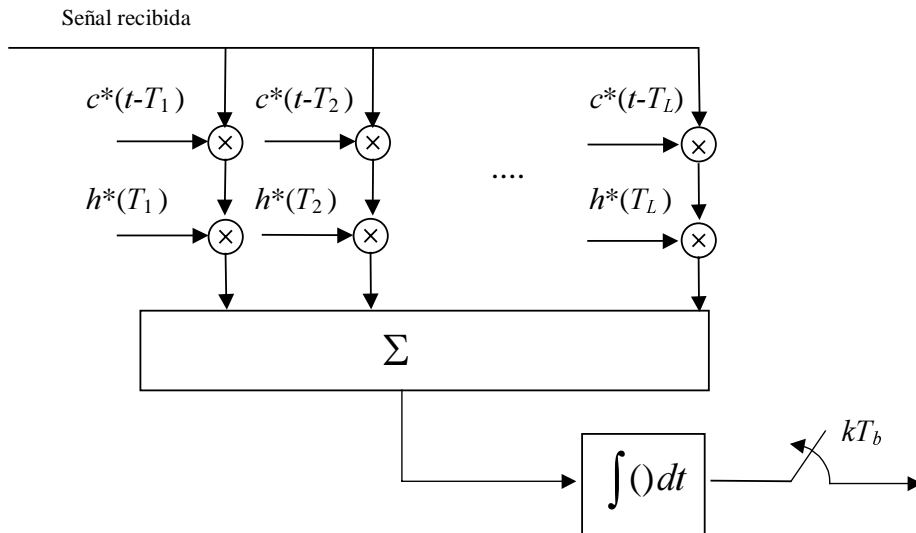


Figura 2.14 Esquema del receptor rake

### 2.3.5. Sincronismo en DS/CDMA

Uno de los requerimientos importantes para todo esquema de acceso DS/CDMA consiste en ser capaz en el receptor de sincronizar perfectamente a nivel de chip la secuencia código localmente generada con la secuencia recibida. Este aspecto puede ser especialmente crítico en sistemas de transmisión por paquetes, en los que cabe la posibilidad de que no se mantenga un canal de forma continuada entre el móvil y la estación base.

En general, es habitual plantear la solución al problema del sincronismo en dos etapas: en primer lugar un ajuste grueso o fase de adquisición, a través del cual se debe garantizar que el desplazamiento temporal máximo entre la secuencia recibida y la localmente generada es inferior a la mitad del período de chip  $T_c$ , y un ajuste fino o fase de seguimiento a través del cual se consigue un alineamiento perfecto entre las dos secuencias.

En cualquier caso, para poder llevar a cabo estas fases del sincronismo es preciso que el transmisor envíe durante un tiempo la señal de información sin modular o bien modulada con unos ciertos símbolos conocidos, lo que puede efectuarse al inicio de la transmisión como preámbulo o a través de un canal de control paralelo. Partiendo de esta consideración, existen dos grandes técnicas para la fase de adquisición del sincronismo, como son la búsqueda serie y la búsqueda paralelo.

El esquema de búsqueda paralelo, mostrado en la Figura 2.15, se basa en multiplicar la secuencia recibida por diferentes versiones de la secuencia localmente generada retardadas  $T_c/2$  y escoger aquella de las ramas que presente un mayor nivel a la salida. En cada rama se consideran  $p$  chips de la secuencia, de modo que, cuanto mayor sea  $p$ , más ajustado será el sincronismo pero también se requerirá de un tiempo mayor para lograrlo. En cualquier caso para secuencias de longitud  $N$  chips, obsérvese la necesidad de disponer de hasta  $N$  correladores en paralelo, lo que puede conducir a un esquema de sincronismo excesivamente voluminoso cuando las secuencias son largas, como es habitual en la práctica.

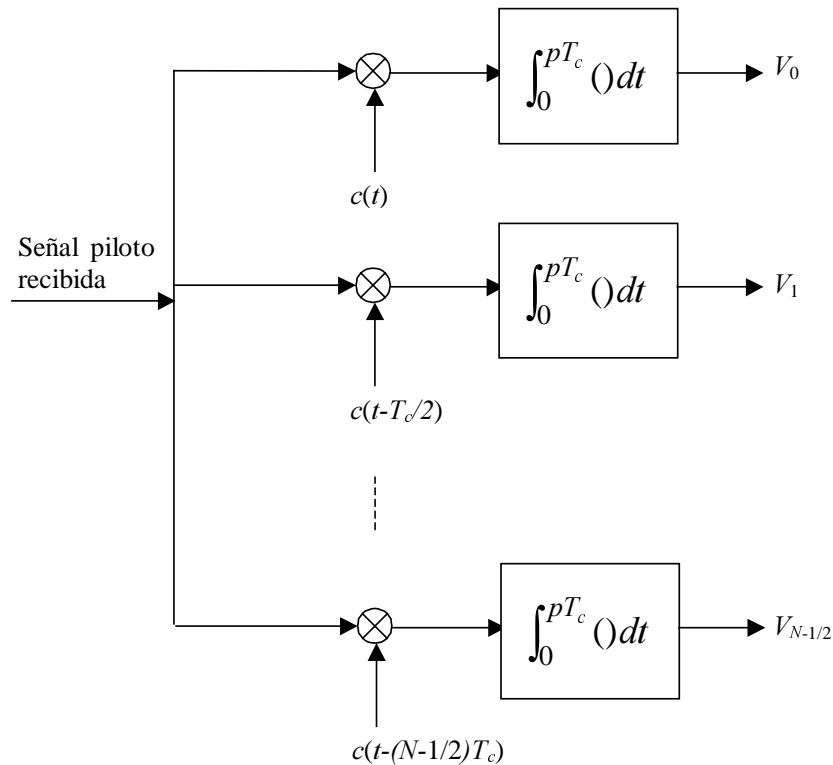


Figura 2.15 Esquema de la adquisición paralelo

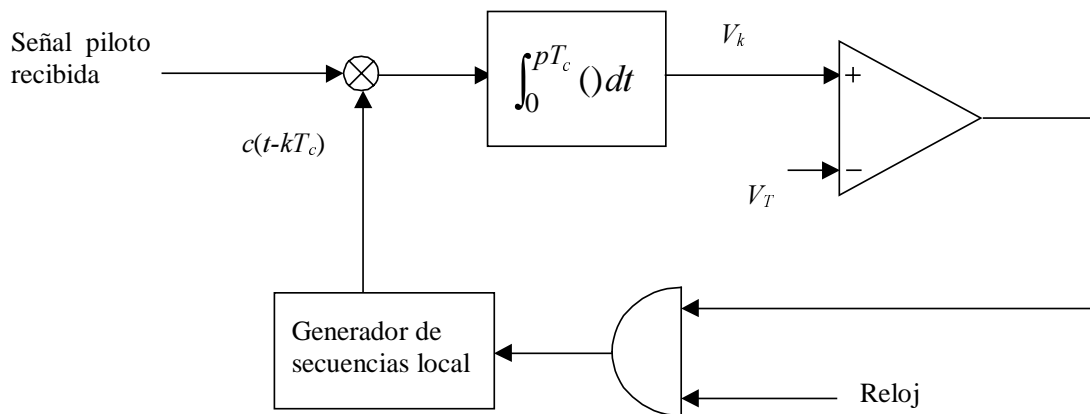


Figura 2.16 Esquema de la adquisición serie

Es posible reducir la complejidad y el tamaño del receptor si en lugar de la búsqueda paralelo se emplea la denominada búsqueda serie, a costa de tolerarse un mayor tiempo de adquisición. El esquema de esta búsqueda se presenta en la Figura 2.16. Esencialmente consiste en tomar valores de la correlación cada  $p$  chips entre la secuencia recibida y la localmente generada y compararlos con un cierto umbral establecido  $V_T$ . Si se supera este umbral, la adquisición se da por concluida. En caso contrario, se retrasa el generador local un total de  $T_c/2$  hasta lograr que las secuencias se encuentren alineadas a lo sumo  $T_c/2$ . Obsérvese como, según el desfase inicial entre las dos secuencias, pueden ser precisos varios periodos de chip hasta lograr dicho alineamiento.

Una vez el sincronismo ha sido adquirido mediante una de las dos estrategias citadas, el siguiente paso consiste en mantenerlo, para lo cual se emplean circuitos DLL (*Delay Locked Loop*) corrigiendo el desfase en función del error detectado entre las secuencias recibida y generada.

### 2.3.6. DS/CDMA en sistemas celulares. Reuso frecuencial.

Históricamente, desde la introducción de los sistemas de acceso DS/CDMA, se han llevado a cabo numerosos estudios comparativos de capacidad con respecto de la técnica de acceso por división en tiempo TDMA. Sin embargo, en el caso de considerar una célula o celda aislada, el gran ancho de banda requerido por DS/CDMA en general no compensa en términos de eficiencia medida en usuarios/Km<sup>2</sup>/Hz a los sistemas TDMA. Por el contrario, es al considerar un entorno celular cuando surgen los verdaderos beneficios de un sistema de acceso DS/CDMA [28][29].

En concreto, el aspecto más importante de DS/CDMA frente a TDMA en un entorno constituido por diferentes células radica en la posibilidad de efectuar un reuso frecuencial total, esto es, emplear la misma banda de frecuencias en todas las células existentes en el sistema, gracias a que DS/CDMA permite que usuarios diferentes hagan uso de la misma frecuencia para transmitir. Por el contrario, en los sistemas TDMA, la existencia de celdas vecinas que trabajaran con la misma frecuencia daría lugar a situaciones de elevada interferencia que degradarían la transmisión, por lo que es preciso definir patrones de reuso del espectro en función del radio de las celdas empleadas, lo que conduce a la definición de conjuntos de células o *clusters* en los que cada célula emplea frecuencias diferentes. Consecuentemente, la necesidad de reutilizar el espectro respetando unos ciertos límites de distancia reduce sustancialmente la eficiencia de un esquema TDMA respecto de uno DS/CDMA que es capaz de efectuar un reuso completo.

En cualquier caso, debe puntualizarse que la consideración de un esquema DS/CDMA en un entorno celular implica que deban tenerse en cuenta en el receptor de una cierta estación base dos contribuciones a la interferencia total, como son la interferencia intracelular y la interferencia intercelular. Si bien la primera corresponde a un término para el que mediante el control de potencia se puede garantizar que todos los usuarios contribuyan con el mismo nivel, al considerar la interferencia intercelular esto no es así pues son las celdas vecinas quienes efectúan el control de potencia de las transmisiones que originan esta interferencia. Por este motivo, la contribución de la interferencia intercelular depende en cada caso de las condiciones de propagación existentes así como del número de usuarios que transmita en cada una de las celdas. A este respecto, se han efectuado también numerosos estudios en los que se modela la contribución de las celdas vecinas sobre la interferencia total como una cierta fracción  $f$  de la interferencia intracelular, donde  $f$  depende de las condiciones de propagación consideradas y presenta valores alrededor de 0.6 [28][30].

Análogamente, otra de las ventajas de DS/CDMA en un contexto celular se basa en que, gracias al reuso frecuencial total, es posible que terminales que se encuentren en la región fronteriza entre diferentes celdas sean servidos simultáneamente por dichas celdas. Así, las señales recibidas se combinan dando lugar a una mejora por diversidad en términos de la relación señal a interferente total. Desde el punto de vista de traspasos o *handovers*, esta característica permite el llamado *soft handover* por el que un terminal que se aleje de una base y se acerque a otra pueda combinar durante un tiempo la señal transmitida por ambas, dando lugar a una transición progresiva entre las dos celdas. El caso particular en que esta transición se lleve a cabo entre sectores de una misma base se conoce como *softer handover* [31][32].



### 2.3.7. Codificación de canal

Finalmente, otro aspecto a remarcar del acceso DS/CDMA consiste en la capacidad para incorporar codificación de canal sin una penalización en términos de ancho de banda como ocurre en los sistemas de banda estrecha. De esta forma, es posible mejorar la capacidad del sistema en cuanto a número de usuarios que transmiten simultáneamente gracias al uso de códigos correctores de errores sin modificar el ancho de banda empleado.

En efecto, esto surge de la dependencia de la relación  $E_b/N_0$  con el número de usuarios presente en el sistema, y que se calculó en el apartado 2.3.7 mediante la expresión (2.93). A partir de aquí, fijado un requerimiento de mínimo  $E_b/N_0$  con una ganancia de procesamiento  $G_p$  se obtiene un límite al número de máximo de usuarios simultáneos en el sistema como:

$$K_{max} = 1 + \frac{\frac{3}{2}G_p}{\left(\frac{E_b}{N_0}\right)_{min}} \quad (2.109)$$

Resulta obvio que, cuando se emplea codificación de canal, el requerimiento de  $E_b/N_0$  mínimo para garantizar una cierta tasa de error es menor que cuando no se hace uso de codificación. En consecuencia, un sistema con codificación será capaz de soportar un mayor número de usuarios que un sistema sin codificación sin modificar el ancho de banda total utilizado.

## 2.4. DS/CDMA en la propuesta UTRA FDD para UMTS

Si bien algunos sistemas de segunda generación como IS-95 de Qualcomm hacen uso de la técnica de acceso DS/CDMA, es en el sistema de tercera generación UMTS (*Universal Mobile Telecommunications System*) donde esta técnica adquiere su mayor relevancia dentro de la propuesta de acceso radio WCDMA (*Wideband Code Division Multiple Access*), denominada en terminología del 3GPP como UTRA (*UMTS Terrestrial Radio Access*) en sus modalidades de duplexado por división en frecuencia FDD y en tiempo TDD, aunque en esta última se emplea un híbrido entre la técnica TDMA y DS/CDMA. Por este motivo, y en la línea del presente capítulo de exponer las características principales de la técnica de acceso DS/CDMA, a continuación se plantea una descripción de la propuesta UTRA FDD como ejemplo de aplicación práctica del esquema DS/CDMA [6][33]-[35].

### 2.4.1. Arquitectura de protocolos para el interfaz radio UMTS

Uno de los conceptos clave para comprender el papel que juega la técnica de acceso DS/CDMA como fuente de canalización dentro de la propuesta UTRA FDD es la arquitectura de protocolos definida para el interfaz radio entre terminal móvil y estación base [36], que se muestra en la Figura 2.17. En ella se distinguen los siguientes niveles:

- *Nivel físico*: Se encarga de transmitir la información a través del interfaz aire teniendo en cuenta la técnica de acceso múltiple DS/CDMA empleada. Entre sus funcionalidades cabe destacar entre otras la modulación y el proceso de ensanchado (*spreading*) haciendo uso de las secuencias código apropiadas en cada caso, el procesamiento de la señal de radiofrecuencia, la sincronización temporal y frecuencial a nivel de chip, bit y estructura de trama, el control de potencia, la codificación y entrelazado, la toma de medidas de potencia y el *soft handover*.

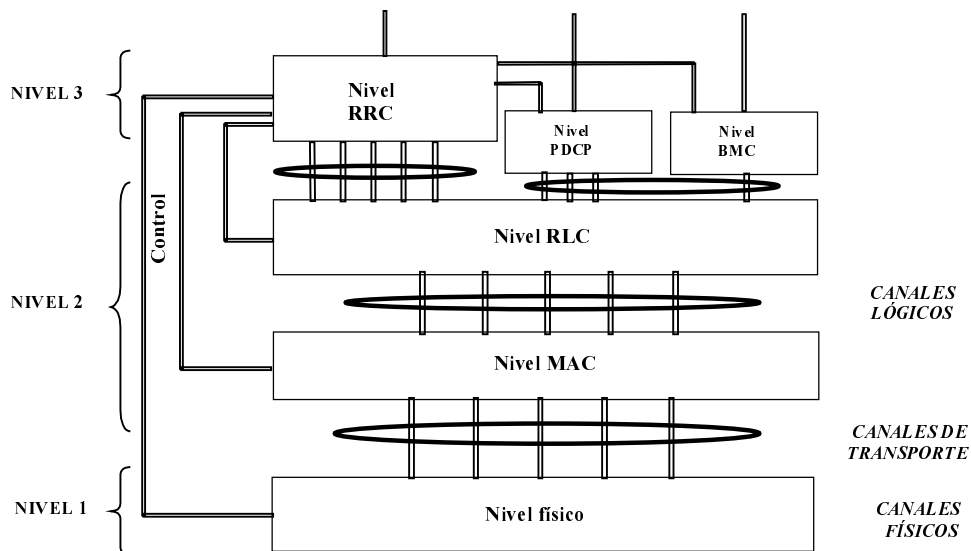


Figura 2.17 Arquitectura de protocolos para UMTS

- **Nivel MAC (Medium Access Control):** Ofrece a los niveles superiores servicios de transferencia de información, que entregan y reciben en forma de las denominadas PDUs (*Protocol Data Units*), efectuando el multiplexado y demultiplexado de las mismas en bloques de transporte que son entregados al nivel físico. Entre sus funcionalidades se encuentran entre otras la selección de los formatos de transporte adecuados, la gestión de prioridades entre flujos de información diferentes, la identificación de terminales en los canales comunes y en ciertos casos el cifrado (cuando no lo lleva a cabo el nivel RLC).

- **Nivel RLC (Radio Link Control):** Ofrece a los niveles superiores servicios de control de las PDUs transferidas en el nivel MAC. Entre sus funciones destacan entre otras la segmentación y el reensamblado de la información de los niveles superiores, el relleno con bits hasta completar el tamaño específico para las unidades de transmisión, la retransmisión de las PDUs erróneas, el control del secuenciamiento, el cifrado y el control de flujo. Puede trabajar en los siguientes tres modos:

- Modo transparente:** Transfiere la información de los niveles superiores sin efectuar ningún tipo de control más que descartar o marcar PDUs erróneas. En este caso, el cifrado de la información se lleva a cabo en el nivel MAC.
- Modo no reconocido:** Se efectúa un control de la información a nivel de secuenciamiento y detección de posibles duplicaciones pero no se llevan a cabo retransmisiones de las PDUs erróneas. Si una PDU no puede llegar a transmitirse, se elimina del buffer sin notificación a los niveles superiores.
- Modo reconocido:** Además de las funciones de secuenciamiento se emplea un mecanismo de retransmisión ARQ (*Automatic Repeat reQuest*) de las PDUs erróneas. Si una PDU no puede llegar a entregarse correctamente se notifica a los niveles superiores.

- **Nivel RRC (Radio Resource Control):** Lleva a cabo funciones de control tales como el establecimiento, mantenimiento y liberación de conexiones, medidas reportadas por los terminales, *paging* o selección inicial y reelección de celda.

- *Nivel PDCP (Packet Data Convergence Protocol)*: Existe únicamente en servicios orientados a transmisión de paquetes y su funcionalidad principal es la de efectuar la compresión y descompresión de la información redundante, como por ejemplo la asociada a las cabeceras de los protocolos TCP/IP de Internet.
- *Nivel BMC (Broadcast/Multicast Control)*: Se encarga de funciones relacionadas con la transmisión de mensajes asociados a servicios de difusión.

De acuerdo con la arquitectura planteada, se contemplan tres tipos genéricos de canales según su ubicación en dicha arquitectura, que se detallan a continuación:

#### 2.4.1.1. Canales físicos

Constituyen el soporte físico para el envío de la información a través del interfaz aire en función de la estructura de trama definida, el formato de las ráfagas de bits empleado y finalmente las secuencias código que permiten diferenciar unos canales físicos del resto.

Los canales físicos existentes en UTRA FDD son:

- *DPDCH/DPCCH (Dedicated Physical Data Channel / Dedicated Physical Control Channel)*: Son aquellos canales que se asignan a los terminales en modo dedicado, tanto en el enlace ascendente como en el descendente. El DPDCH se destina al envío de información de capas superiores y el DPCCH a la información de control de nivel físico como los bits piloto o los bits de control de potencia.
- *PCCPCH y SCCPCH (Primary Common Control Physical Channel y Secondary Common Control Physical Channel)*: Son canales comunes existentes únicamente en el enlace descendente. El PCCPCH es único en cada celda, utiliza una ganancia de procesamiento de valor 256 y es el canal físico sobre el que viaja el canal de transporte de difusión o *broadcast*. Respecto a los canales SCCPCH, pueden existir varios en cada celda y emplear ganancias de procesamiento variables.
- *PRACH (Physical Random Access Channel)*: Es el canal físico utilizado por el canal de transporte de acceso aleatorio RACH. Presenta una estructura de tramas diferente a la de los canales dedicados y adaptada a las características del protocolo de acceso empleado.
- *PCPCH (Physical Common Packet Channel)*: Es el canal físico sobre el que viaja el canal de transporte CPCH, destinado a los servicios de transmisión por paquetes.
- *PDSCH (Physical Downlink Shared Channel)*: Es un canal en el enlace descendente que presenta una ganancia de procesamiento variable y que está asociado a un canal dedicado que le proporciona el control de nivel físico.
- *SCH (Synchronisation Channel)*: Canal en el enlace descendente constituido por la secuencia código de sincronización primaria, común para todas las bases del sistema, y por un conjunto de secuencias código de sincronización secundarias, diferente para cada base. A través de la detección de estas secuencias los terminales logran conocer la estructura de trama empleada por la base y descubrir la secuencia código utilizada por el canal PCCPCH.
- *CPICH (Common Pilot Channel)*: Canal en el enlace descendente que transporta, con ganancia de procesamiento fija e igual a 256, una secuencia conocida de símbolos a través de la

cual se puede efectuar la estimación de canal y realizar medidas de potencia de las diferentes celdas.

- PICH (*Paging Indication Channel*): Canal en el enlace descendente que contiene un conjunto de indicadores de *paging* para informar a terminales sobre cuándo deben decodificar la información del canal de transporte PCH asociado.

- AICH (*Acquisition Indication Channel*), CSICH (*CPCH Status Indication Channel*) y CD/CA-ICH (*Collision Detection/Channel Assignment Indication Channel*): Conjunto de canales que transportan una serie de indicadores empleados en los procedimientos de acceso definidos para el canal PCPCH, y en el caso del AICH también para el canal PRACH.

#### 2.4.1.2. Canales de transporte

Proporcionan al nivel de acceso al medio MAC un servicio de transporte de información sobre los canales físicos. Vienen definidos por las características a nivel de formato de transmisión (codificación, entrelazado, cantidad de información, ...) con que los datos serán enviados a través del interfaz aire, con independencia del contenido de esta información. Cada canal de transporte viaja sobre uno o varios canales físicos.

En UTRA FDD se definen los siguientes canales de transporte:

- DCH (*Dedicated Channel*): Es un canal que existe tanto en el enlace ascendente como el descendente y que requiere de un proceso de asignación a un usuario específico para poder ser utilizado. Permite el cambio del formato de transmisión cada 10 ms, pudiéndose adaptar así a diferentes velocidades de transmisión de la información transportada. Dispone de control de potencia en lazo cerrado y soporta la realización de *soft handover*. Viaja sobre el canal físico DPDCH.

- BCH (*Broadcast Channel*): Es un canal común en el enlace descendente que transporta información de difusión específica de la red o de una celda. Viaja sobre el canal físico PCCPCH.

- FACH (*Forward Access Channel*): Es un canal común en el enlace descendente que transporta información hacia terminales cuya localización en una celda es conocida. Dada su condición de canal común es preciso identificar al terminal al cual va destinada la información. Puede transportar información de control como respuestas a un acceso aleatorio y también paquetes cortos de datos. Viaja sobre canales físicos SCCPCH.

- PCH (*Paging Channel*): Canal común en el enlace descendente empleado para enviar información hacia un terminal cuya ubicación no se conoce a nivel de celda sino de área de localización. Ejemplos de esta información pueden ser la notificación de llamadas entrantes dirigidas hacia dicho terminal. Viaja sobre canales físicos SCCPCH.

- RACH (*Random Access Channel*): Canal común en el enlace ascendente destinado al acceso a la red por parte de terminales y también al envío de paquetes cortos. Viaja sobre el canal físico PRACH.

- CPCH (*Common Packet Channel*): Canal común en el enlace ascendente destinado al envío de paquetes más largos de los que pueden ser transmitidos a través del canal RACH. Viaja

sobre un canal físico PCPCH y en el enlace descendente tiene asociado un canal destinado a efectuar un control de potencia en lazo cerrado.

- *DSCH (Downlink Shared Channel)*: Canal en el enlace descendente, asociado a un canal dedicado, y que se asigna en momentos puntuales de la conexión dedicada con objeto de adaptarse a fluctuaciones esporádicas de la tasa de transmisión, presentando utilidad en un contexto de transmisión por paquetes. Viaja sobre un canal físico PDSCCH.

Nótese la existencia de algunos canales físicos sobre los que no viaja ningún canal de transporte, como el CPICH o el SCH. El motivo es que estos canales simplemente envían información del nivel físico pero no de los niveles superiores.

#### 2.4.1.3. Canales lógicos

Son aquellos canales de los que se sirve el nivel MAC para proporcionar servicios de transferencia de datos a las capas superiores. Cada canal lógico viene descrito por el tipo de información que transfiere. Viajan sobre canales de transporte.

Los canales lógicos definidos en UTRA FDD son:

- *BCCH (Broadcast Control Channel)*: Canal en el enlace descendente que transporta información específica del sistema (códigos disponibles, parámetros relacionados con el acceso, celdas vecinas, ...). Viaja sobre canales de transporte de tipo BCH y en algún caso FACH.

- *PCCH (Paging Control Channel)*: Canal en el enlace descendente que transporta información de *paging* hacia usuarios, como por ejemplo notificación de llamadas entrantes. Viaja sobre un canal de transporte PCH.

- *DCCH (Dedicated Control Channel)*: Canal bidireccional para el envío de información de control dedicada entre el terminal y la red, como por ejemplo mensajes relacionados con el establecimiento y liberación de llamada. Según el caso puede viajar sobre canales de transporte DCH, RACH, CPCH, FACH o DSCH.

- *CCCH (Common Control Channel)*: Canal bidireccional para el intercambio de información de control entre el terminal y la red cuando todavía no se dispone de canales dedicados. Típicamente ocurre con los mensajes relacionados con el acceso a la red y la consiguiente confirmación. Así, viaja sobre canales de transporte RACH y FACH.

- *DTCH (Dedicated Traffic Channel)*: Canal bidireccional para el intercambio de información de usuario entre el terminal y la red. Según si la información se envía en modo circuito o en modo paquete puede viajar sobre canales de transporte DCH, RACH, CPCH, FACH o DSCH.

- *CTCH (Common Traffic Channel)*: Canal unidireccional punto a multipunto destinado al envío de información de usuario hacia un grupo de terminales específicos. Viaja sobre canales FACH.

#### 2.4.2. Estructura de trama básica

UTRA FDD está previsto que trabaje en las bandas de 1920 a 1980 MHz y de 2110 a 2170 MHz para los enlaces ascendente y descendente, respectivamente, con una separación de

portadoras de 5 MHz. Cada portadora trabaja con una tasa de 3.84 Mchips/s, con pulsos conformadores del tipo coseno realizado con factor de *roll-off* de 0.22.

Existe una estructura de trama básica de duración 10 ms empleada por los diferentes canales físicos, que se distinguen entre sí por las secuencias código utilizadas y también por el modo como se distribuyen los diferentes campos de información en dicha trama. A modo de ejemplo de esta estructura, en la Figura 2.18 se presenta la organización de los canales dedicados en el enlace ascendente DPDCH y DPCCH. Las características a destacar son las siguientes:

- Cada trama está subdividida en 15 ranuras temporales, numeradas del 0 al 14. Cada una de ellas se corresponde con un ciclo del control de potencia, por lo que cada terminal utiliza todas las ranuras temporales de la trama sin existir ninguna componente de acceso TDMA.

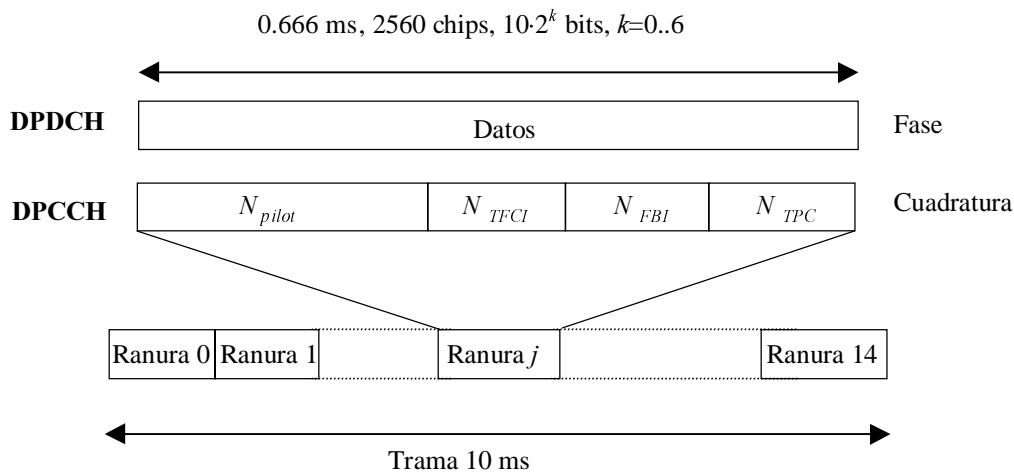


Figura 2.18 Estructura de tramas de los canales DPDCH/DPCCH ascendente

- En la componente en fase de cada ranura temporal se transmite la información de datos asociada al DPDCH, con un total de 2560 chips. La ganancia de procesamiento empleada toma valores de la forma  $256/2^k$ , con  $k$  entero entre 0 y 6, lo que se corresponde con ganancias entre 4 y 256 en potencias de 2. Así, el número de bits por ranura temporal en la componente en fase es de  $10 \cdot 2^k$ .

- En la componente en cuadratura de cada ranura temporal viaja el canal de control DPCCH, con una ganancia de procesamiento fija de valor 256. Este canal de control transporta un total de  $N_{pilot}$  bits piloto destinados a la estimación de la respuesta impulsional del canal,  $N_{TFCI}$  bits que incorporan información sobre el formato de transporte empleado,  $N_{TPC}$  bits destinados a comunicar incrementos o decrementos del control de potencia y  $N_{FBI}$  bits de información de realimentación entre móvil y base utilizada en el proceso de *soft handover* y también para ajustar los coeficientes de ponderación de las antenas transmisoras en caso de emplearse diversidad en transmisión en la base. Según el número de bits de cada campo existen diferentes formatos de ranura temporal definidos [33].

- Empleando ganancias de procesamiento variables, la estructura de trama definida permite transmitir hasta 9600 bits por trama. Sin embargo, es posible incrementar la velocidad de transmisión utilizando hasta 6 canales DPDCH en paralelo con un único canal DPCCH, multiplexados con diferentes secuencias código. En este caso, se establece que los 6 canales

trabajen con ganancia de procesamiento 4 y que tres canales viajen en la componente en fase y los otros tres en la componente en cuadratura conjuntamente con el DPCCCH.

- En el caso del canal dedicado en el enlace descendente, las ganancias de procesamiento varían en potencias de 2 entre 4 y 512. En lugar de multiplexarse los canales de control y datos en las componentes en fase y cuadratura, se efectúa una multiplexación temporal que da lugar a un formato de ranura temporal como el de la Figura 2.19, donde de cada pareja de bits se obtiene un símbolo QPSK (*Quadrature Phase Shift Keying*). Si en el enlace ascendente se hubiera realizado de la misma manera, en el caso de no disponer de información de datos pero sí de control, como suele ocurrir ante transmisión discontinua, esta transmisión de control podría ocasionar una interferencia audible para otros equipos, motivo por el que se optó por la multiplexación en las componentes en fase y cuadratura, garantizando que, aun en ausencia de señal de datos, la potencia no se transmita en forma discontinua [6].

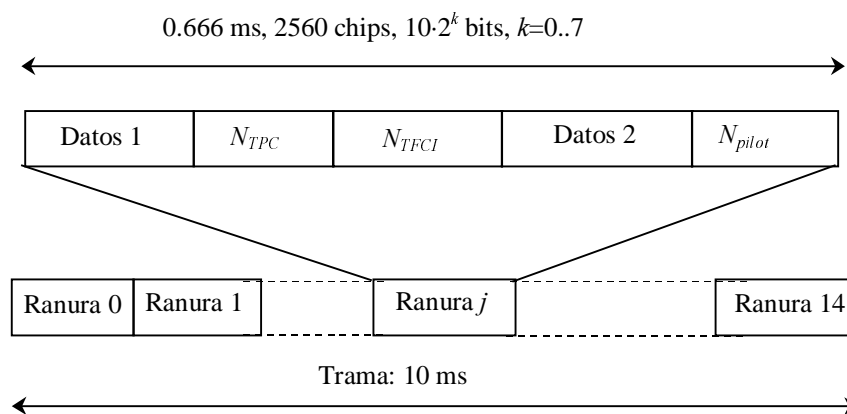


Figura 2.19 Canal físico dedicado en el enlace descendente

Con respecto al resto de canales físicos existentes, el PCCPCH, SCCPCH, PDSCH y CPICH presentan esencialmente la misma estructura de trama que el canal dedicado en el enlace descendente, con pequeñas variaciones según los campos de cada ranura temporal. Por el contrario, los canales PRACH, PCPCH y SCH presentan una estructura con algunas diferencias más significativas relacionadas con los procedimientos de acceso y sincronización, que serán descritos posteriormente dentro de este mismo capítulo.

### 2.4.3. Secuencias código empleadas

En UTRA FDD, el proceso de ensanchado de los diferentes canales físicos según DS/CDMA para ser enviados a través del interfaz aire se lleva a cabo en dos etapas, tal y como se muestra en la Figura 2.20:

- *canalización*: se multiplican los diferentes bits por la secuencia código de canalización, integrante de un conjunto de códigos ortogonales. Este proceso se efectúa por separado para la componente en fase y en cuadratura, aunque el código de canalización podría ser el mismo para ambas. Permite diferenciar las transmisiones originadas en un mismo equipo: así, en el enlace ascendente permite diferenciar los flujos de información de un mismo usuario, por ejemplo en el caso de transmitirse simultáneamente varios canales DPDCCH, como se ha comentado en el apartado anterior. Por el contrario, en el enlace descendente el código de canalización permite distinguir flujos de usuarios diferentes.

- *scrambling*: los chips obtenidos del proceso de canalización en las componentes en fase y en cuadratura se combinan en símbolos complejos que son multiplicados nuevamente por una secuencia código no ortogonal denominada código de *scrambling*. Dado que este proceso ya se realiza a nivel de chip, no modifica el ancho de banda de la señal transmitida sino que únicamente garantiza la posibilidad de separar señales transmitidas desde diferentes equipos. Así, en el enlace ascendente cada terminal emplea un código de *scrambling* diferente para diferenciarse del resto, y en el enlace descendente las señales de estaciones base diferentes viajan en códigos de *scrambling* distintos.

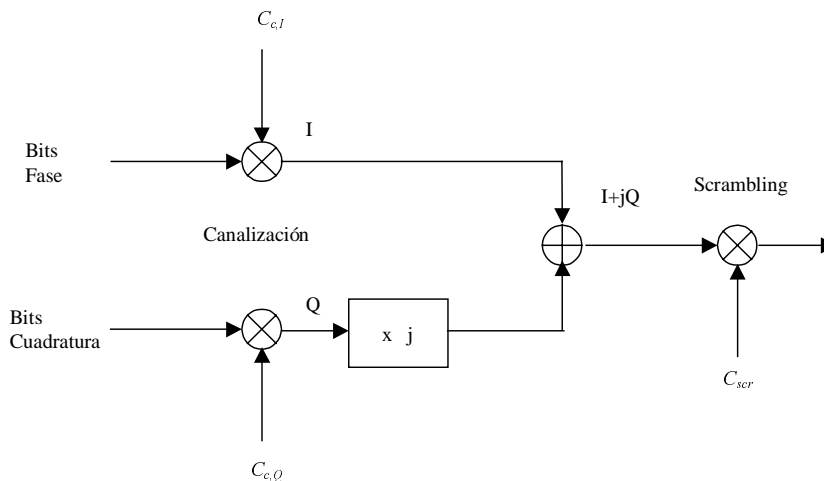


Figura 2.20 Proceso de ensanchado en UTRA FDD

Nótese que el proceso de *scrambling* se realiza en base a la multiplicación de símbolos complejos, con lo que en recepción será preciso multiplicar la secuencia recibida por su conjugada. Este procesado a nivel de símbolos complejos garantiza que, con independencia de la diferencia de potencia entre las señales de las componentes en fase y cuadratura, la constelación resultante a la salida del transmisor presente unas variaciones de envolvente reducidas que no supongan un elevado requerimiento de linealidad para los amplificadores utilizados [6]. A modo de ejemplo, considérese la transmisión en el enlace ascendente, donde típicamente la componente en cuadratura transporta únicamente el canal de control con ganancia de procesado 256 mientras que la componente en fase transporta canales de datos con ganancia de procesado variable entre 4 y 256, lo que puede originar que la potencia que se transmita en esta última componente sea muy superior a la de la primera. Si no se efectuara el *scrambling* complejo sino por separado en cada componente, la constelación resultante presentaría variaciones de envolvente muy pronunciadas exigiendo elevada linealidad a los amplificadores.

A continuación se describen los códigos empleados en el proceso de canalización y de *scrambling*.

#### 2.4.3.1. Códigos de canalización

Los códigos empleados en el proceso de canalización pertenecen a una familia de códigos ortogonales que permite el uso de múltiples ganancias de procesado, denominados códigos OVVSF (*Orthogonal Variable Spreading Factor*) y propuestos originalmente en [37].

La generación de este tipo de secuencias se basa en un esquema de tipo árbol como el mostrado en la Figura 2.21. A partir de una rama básica de ganancia de procesado 1 se



obtienen las secuencias de ganancias de procesamiento mayores. En concreto, para pasar de una ganancia de procesamiento  $G_p$  a  $2G_p$ , lo que se hace es, en la rama superior, duplicar la secuencia origen, y en la rama inferior duplicar e invertir dicha secuencia. De esta forma se obtienen conjuntos de  $G_p$  secuencias de longitud  $G_p$  chips todas ellas ortogonales y denotadas como  $c_{G_p,k}$  con  $k=0..G_p-1$ . Es importante tener presente que la ortogonalidad no se preserva entre una secuencia y las de  $G_p$  diferentes que se encuentran en su misma rama del árbol, por lo que si se está utilizando una determinada secuencia, no se podrán emplear simultáneamente otras de la misma rama.

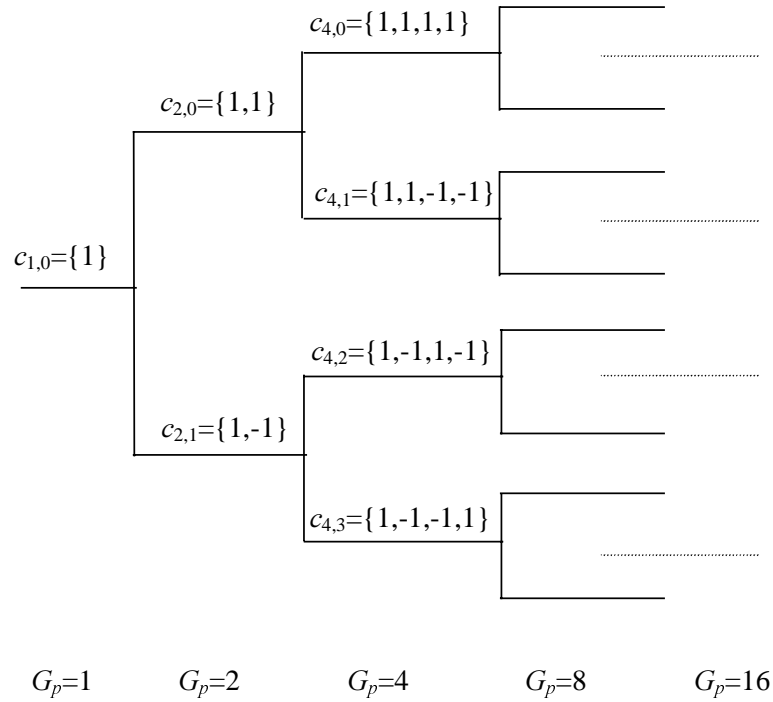


Figura 2.21 Árbol de códigos OVFS

A modo de ejemplo, se define que en el enlace ascendente el canal de control DPCCH viaje siempre con el código de canalización  $c_{256,0}$ , al igual que el CPICH en el enlace descendente. A su vez, el PCCPCH viaja con el código de canalización  $c_{256,1}$ .

#### 2.4.3.2. Códigos de scrambling

Respecto de los códigos de scrambling complejos empleados en el enlace ascendente, se construyen a partir de dos códigos reales  $c_1$  y  $c_2$  según:

$$c_{scr}(k) = c_1(k) \left( 1 + j(-1)^k c_2(2k) \right) \quad k = 0, 1, \dots, 38399 \quad (2.110)$$

Los códigos  $c_1$  y  $c_2$ , pueden ser de dos tipos básicos, con las siguientes propiedades:

a) Códigos largos, empleados si la base dispone simplemente de un receptor rake :

-  $c_1$  y  $c_2$  son segmentos de 38400 chips (igual a la duración de una trama) de códigos de Gold de período  $2^{25}-1=33554431$  chips.

-  $c_2$  se construye a partir del mismo código de Gold que  $c_1$  pero con un desplazamiento de 16777232 chips.

- Las secuencias  $m$  que, sumadas chip a chip, generan la familia de códigos de Gold empleada tienen como polinomios generadores:

$$h(x) = x^{25} + x^3 + 1 \quad (2.111)$$

$$g(x) = x^{25} + x^3 + x^2 + x + 1 \quad (2.112)$$

b) Códigos cortos, utilizados si la base dispone de receptores con capacidad de detección multiusuario o con técnicas avanzadas de cancelación de interferencias.

-  $c_1$  y  $c_2$  se obtienen en este caso a partir de la secuencia de la familia de códigos cuaternarios  $S(2)$  definida como:

$$z(k) = a(k) + 2b(k) + 2c(k) \quad k = 0..254 \quad (2.113)$$

donde la suma es módulo 4 y las secuencias constituyentes  $a$ ,  $b$  y  $c$  se generan del mismo modo que las secuencias  $m$  pero con operaciones con símbolos cuaternarios. A efectos de conseguir una periodicidad de 256 chips se fuerza la igualdad  $z(255)=z(0)$ . Existe una correspondencia definida entre los símbolos cuaternarios 0,1,2,3 y los símbolos complejos  $1+j$ ,  $-1+j$ ,  $-1-j$ ,  $1-j$ , respectivamente, con lo que a partir de  $z(k)$  se obtiene una secuencia compleja cuyas partes real e imaginaria serán las secuencias binarias  $c_1$  y  $c_2$ .

En relación al enlace descendente, únicamente se utilizan códigos largos de *scrambling*, que también son fragmentos de 38400 chips de códigos de Gold, en este caso de período  $2^{18}-1=262143$  chips, con polinomios generadores:

$$h(x) = x^{18} + x^7 + 1 \quad (2.114)$$

$$g(x) = x^{18} + x^{10} + x^7 + x^5 + 1 \quad (2.115)$$

En este caso, el código de *scrambling* complejo toma como parte real directamente el código de Gold obtenido mediante estos polinomios y como parte imaginaria el código con un desplazamiento de 131072 chips.

Con objeto de facilitar el proceso de búsqueda de celda por parte del móvil, si bien existe un total de 262143 códigos de *scrambling* para el enlace descendente, se limita el conjunto de códigos utilizados a 8192. Éstos se subdividen en 512 grupos de 16 códigos, existiendo en cada grupo un código de los denominados primarios. Cada estación base dispone de un único código primario, donde viajan los canales CPICH y PCCPCH. Por otro lado, el total de 512 códigos primarios se vuelve a subdividir en 64 grupos cada uno con 8 códigos primarios. En el proceso de búsqueda de celda, el terminal obtiene información del canal de sincronización SCH de una celda que le indica el conjunto de 8 códigos al que pertenece el código primario utilizado por dicha celda, de tal manera que el terminal limita el proceso de búsqueda de código a estos 8 códigos posibles.

## 2.4.4. Procedimientos definidos en UTRA FDD

### 2.4.4.1. Sincronización

El procedimiento de sincronización tiene por objeto permitir a un terminal conectarse con una estación de base y poder efectuar medidas sobre ella. Para ello, debe ser capaz en última instancia de detectar el código de *scrambling* que transporta el canal piloto CPICH y el canal PCCPCH que a su vez lleva la información de difusión.

En base a la estructura de trama del canal de sincronización, mostrada en la Figura 2.22, el procedimiento actúa en tres fases:

1) Sincronización a nivel de ranura temporal (*time slot*): se consigue tras detectar el canal SCH primario que transporta el código de sincronización primario  $c_p$  durante 256 chips al inicio de cada ranura según la estructura de trama básica empleada por el enlace descendente en los canales CPICH y PCCPCH. Este código es único para todas las celdas. Tras su detección se sabrá donde empieza cada ranura pero no donde empieza cada trama.

2) Sincronización de trama: Consiste en detectar el canal SCH secundario, compuesto por una combinación  $i$  de 15 códigos de sincronización secundarios  $c_s^{i,k}$ ,  $k=0..14$ , transmitidos uno en cada ranura temporal. Existe un total de 64 combinaciones predefinidas a partir de un total de 16 códigos de sincronización secundarios, asignándose una diferente a cada celda. Dado que ninguna combinación posible puede ser generada a partir de un desplazamiento cíclico de otra, una vez detectada esta combinación se conoce donde empieza y donde acaba la trama.

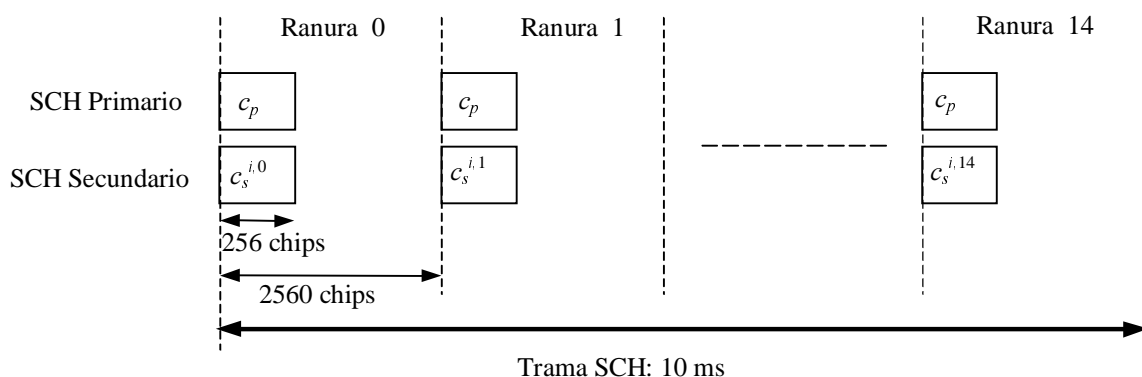


Figura 2.22 Estructura de trama del canal de sincronización

3) Identificación del código de *scrambling* primario utilizado por la celda: Existe una correspondencia directa entre la combinación de códigos SCH secundarios empleada por una celda y el conjunto de 8 códigos de *scrambling* al que pertenece el código de *scrambling* primario utilizado por dicha celda. En consecuencia, tras detectar el canal SCH secundario, el terminal simplemente debe efectuar una correlación entre la señal recibida y los 8 códigos posibles del grupo, hasta detectar cual es el código de *scrambling* primario que emplea la celda, y que transporta, en códigos de canalización conocidos, el canal CPICH y el canal de difusión que le permite extraer toda la información relevante del sistema.

#### 2.4.4.2. Control de Potencia

En UTRA FDD se define la aplicación de control de potencia en lazo cerrado en los canales dedicados y también en el canal CPCH exceptuando al inicio de la transmisión. Por el contrario, los canales RACH y FACH utilizan control de potencia en lazo abierto.

Respecto al control en lazo cerrado, se lleva a cabo para ajustar el nivel requerido de relación señal a interferente con incrementos o decrementos de 1 ó 2 dB en la potencia transmitida efectuados en cada ranura temporal de la estructura de trama de 10 ms. Esto permite una tasa de 1500 comandos de control de potencia por segundo.

En caso de que el terminal se encuentre en una situación de *soft handover*, existen un conjunto de algoritmos para combinar adecuadamente las indicaciones de control de potencia efectuadas por las diferentes bases que mantienen conexión con el terminal y tomar la decisión de incrementar o reducir la potencia.

#### 2.4.4.3. Acceso aleatorio

Los procedimientos de acceso aleatorio son aquellos que debe emplear un terminal móvil que no dispone de canal dedicado para enviar información hacia la red, ya sea información de control (peticiones de llamada, actualizaciones de localización, ...) como tráfico de paquetes. En UTRA FDD se distinguen dos procedimientos de acceso aleatorio, ligados a los canales PRACH y PCPCH, respectivamente,

##### 2.4.4.3.1. Acceso a través del canal PRACH

Este procedimiento de acceso se basa en la estructura de tramas de los canales PRACH y AICH, tal y como se muestra en la Figura 2.23. Ambos canales están estructurados en tramas de 20 ms subdivididas en 15 ranuras de acceso (AS, del inglés *access slots*) numeradas del 0 al 14, con lo que tanto la trama como las ranuras presentan el doble de duración que la trama básica de 10 ms de los canales dedicados. Entre el inicio de trama del canal AICH en el enlace descendente y el canal PRACH en el ascendente existe un retardo de 1.5 AS.

Cada canal PRACH está caracterizado por un código de *scrambling* y por un conjunto de 16 firmas, que no son más que 16 secuencias ortogonales específicas de símbolos complejos utilizadas en la transmisión de los preámbulos de acceso (AP en la Figura 2.23).

El proceso seguido por los terminales para el envío de información se puede resumir en los siguientes pasos:

- 1.- Decodificación del canal de difusión para determinar los canales PRACH existentes y sus correspondientes códigos de *scrambling*.
- 2.- Selección aleatoria de uno de los canales, una ranura de acceso y una de las firmas.
- 3.- Transmisión de un preámbulo de acceso de 4096 chips en la ranura seleccionada. Para ello se aplica un control de potencia en lazo abierto en función de la potencia medida en el enlace descendente. El preámbulo está compuesto por la firma escogida multiplicada por el código de *scrambling* correspondiente.
- 4.- Se decodifica en el canal AICH del enlace descendente el indicador AI (*Acquisition Indicator*) correspondiente a la ranura y a la firma seleccionada. Si AI=0 significa que la

base no ha detectado el preámbulo, con lo que se incrementa el nivel de potencia transmitido en un cierto valor y se repite el proceso. Por el contrario, si  $AI=-1$  significa que la red ha detectado el preámbulo pero no se permite el acceso al terminal, con lo que se deberá repetir el proceso dejando transcurrir un cierto tiempo.

5.- En el caso de que  $AI=1$ , el terminal inicia la transmisión de la parte de mensaje, con una duración de 10 ó 20 ms, pudiéndose aplicar una ganancia de procesado entre 32 y 256.

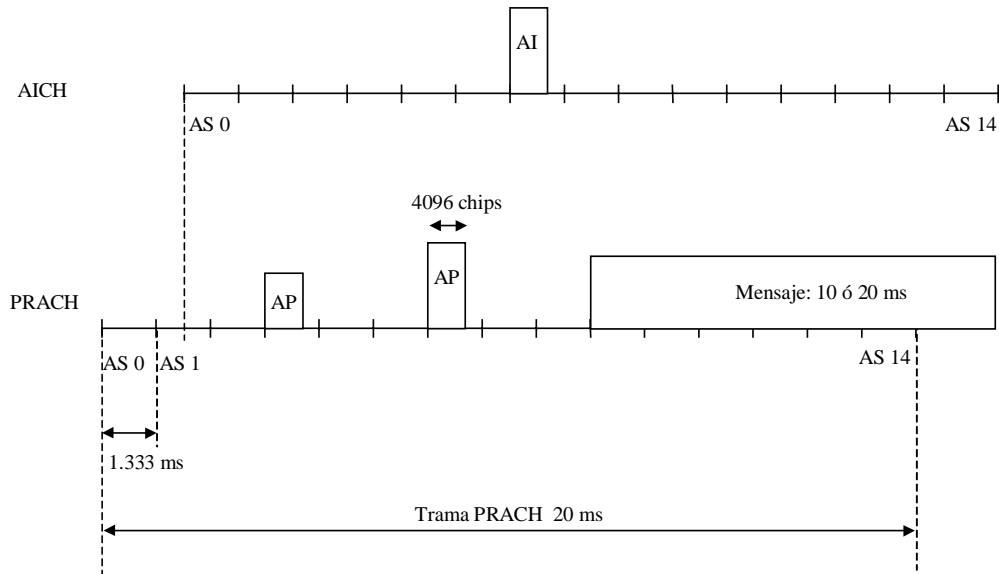


Figura 2.23 Estructura de trama y acceso a través del canal PRACH

#### 2.4.4.3.2. Acceso a través del canal PCPCH

Con objeto de mejorar las posibilidades de transmisión de paquetes largos en UTRA FDD con respecto al canal PRACH, se ha ido desarrollando en las últimas versiones de las especificaciones el canal físico común de transmisión de paquetes PCPCH [38], que esencialmente mantiene la misma estructura que el PRACH pero permite la transmisión de paquetes más largos con control de potencia y además dispone de un mecanismo para reducir la probabilidad de colisión. La estructura de trama y el procedimiento de acceso se muestran en la Figura 2.24.

Fundamentalmente, el proceso de acceso es idéntico al del PRACH hasta que se produce la detección del indicador  $AI=1$  a través del canal AICH. A partir de este instante, lo que hace el terminal es, en lugar de iniciar la transmisión del mensaje, seleccionar nuevamente una signatura y, tres ranuras de acceso después de haber enviado el preámbulo AP, transmitir el preámbulo de detección de colisiones CD. Tras esto, se escucha en el canal del enlace ascendente CD/CA-ICH la signatura escogida comprobándose que, efectivamente, la base transmite un indicador CD, de modo que se podrá pasar a la fase de transmisión del mensaje, que puede tener una longitud de varias tramas de 10 ms. Si el indicador no se recibiera en el enlace descendente, el proceso de acceso se abortaría y se reintentaría con posterioridad.

El mecanismo de detección de colisiones permite solventar la situación en que, tras la fase de preámbulos AP, más de un usuario hubiera seleccionado la misma signatura y la misma ranura de acceso, con lo que se produciría colisión en la transmisión de los mensajes. Forzando a los posibles usuarios que se encuentren en esta situación a que vuelvan a

seleccionar una signatura y a transmitir el preámbulo CD la probabilidad de colisión en la fase de mensaje se ve reducida.

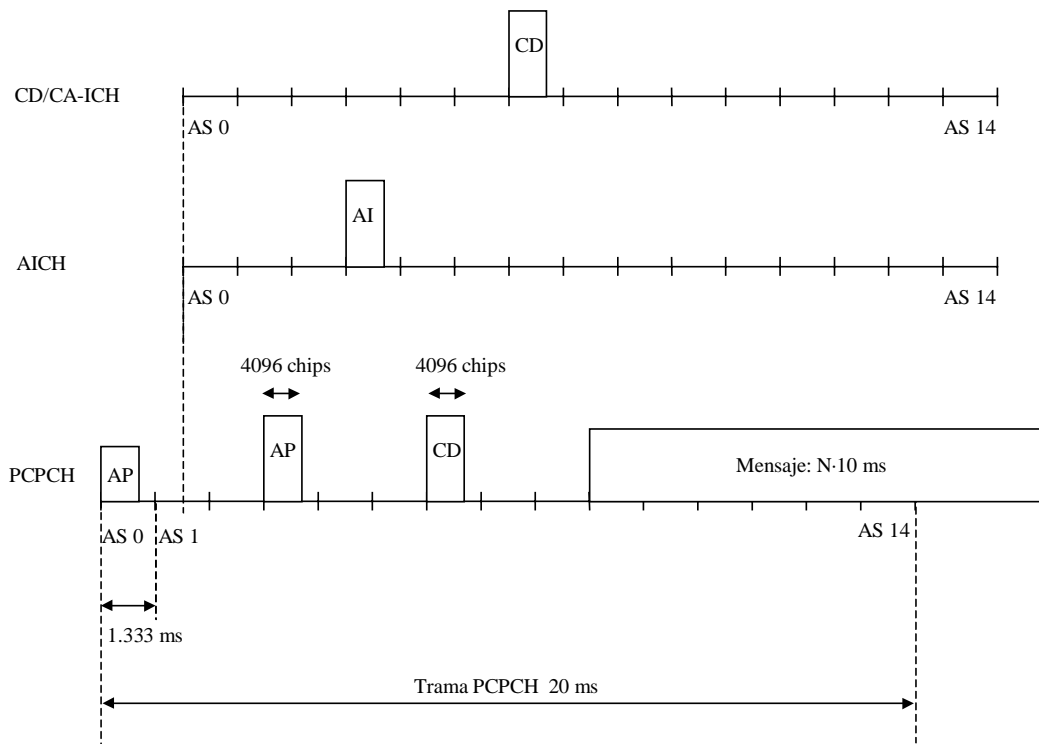


Figura 2.24 Estructura de trama y acceso a través del canal PCPCH

Otra de las diferencias importantes a destacar entre el canal PCPCH y el canal PRACH es la existencia de control de potencia en lazo cerrado en la fase de transmisión de mensaje gracias a un canal de control asociado en el enlace descendente. Para garantizar un mejor control de potencia incluso se habilita la posibilidad de destinar 8 ranuras temporales sin información al inicio de mensaje destinados únicamente a estabilizar el control de potencia.

Por último, destacar que en las últimas versiones de las especificaciones del canal PCPCH han aparecido dos nuevas funcionalidades que pueden aplicarse: en primer lugar, la del canal CSICH (*CPCH Status Indication Channel*), que informa de los canales PCPCH ocupados en cada instante para evitar que los terminales intenten acceder a ellos, y en segundo lugar, la posibilidad de emplear mensajes de asignación de canal en el canal CD/CA-ICH, y que permiten redireccionar los terminales hacia canales CPCH diferentes de los utilizados en el procedimiento de acceso.

### **3. PROTOCOLOS DE ACCESO MÚLTIPLE: EL PROTOCOLO ISMA-DS/CDMA**

#### **3.1. Introducción. Necesidad de un protocolo de acceso múltiple**

Dentro del contexto de los mecanismos de transmisión por paquetes para sistemas de tercera generación, destinados a hacer frente a servicios de transmisión de datos o de Internet, cuya generación de información presenta una naturaleza discontinua o a ráfagas, a diferencia de los sistemas de segunda generación, que esencialmente consideraban la transmisión de voz, la asignación de recursos en propiedad a los diferentes usuarios en modo circuito puede resultar poco eficiente en tanto que su utilización vendrá marcada por la propia discontinuidad de la fuente de información, y que esta asignación impedirá la posible utilización de dicho recurso por otros usuarios que realmente sí dispongan de información para transmitir. Por el contrario, las estrategias en modo paquete, en las que los recursos únicamente se asignan a medida que son requeridos, presentan un mayor grado de eficiencia pues son capaces de hacer frente a la variabilidad del tráfico de los servicios considerados gracias a disponer de mecanismos que arbitren eficientemente el acceso de los usuarios a los recursos disponibles, a la vez que no requieren de largos tiempos de establecimiento. De este modo, surge una multiplexación estadística de los usuarios en función de sus fuentes de información que permite que un conjunto de recursos sea compartido por un número de usuarios superior al número de recursos disponible, al contrario de lo que ocurre con los mecanismos en modo circuito, en los que dentro del sistema se puede dar cabida a tantos usuarios como recursos existan. Por otra parte, es de esperar que, con la evolución de las redes fijas hacia redes totalmente basadas en IP, los sistemas de transmisión radio por paquetes cobren importancia no sólo para los servicios puramente de tipo Internet sino también para otros servicios con mayores requerimientos de calidad.

Así pues, dentro de los sistemas de transmisión por paquetes surge la necesidad de disponer de protocolos de acceso múltiple, cuyo objetivo es controlar el acceso de un conjunto de usuarios a una serie de recursos compartidos. Esencialmente definen un conjunto de reglas de funcionamiento para determinar *cómo* los usuarios deben lograr el acceso a dichos recursos. Existe en la literatura un gran número de protocolos de acceso múltiple definidos y, fundamentalmente, todos ellos juegan con el grado de aleatoriedad del acceso, de modo que existe una gradación que iría desde el acceso puramente aleatorio de protocolos como S-ALOHA hasta otras estrategias controladas por la estación base que reducen la aleatoriedad al máximo donde se englobarían, por ejemplo, las técnicas de sondeo o *polling*. En función de este grado de aleatoriedad, a continuación se detalla una primera clasificación que se podría efectuar de los protocolos de acceso múltiple [21].

- **Asignación fija:** Se reparte la capacidad del canal (banda de frecuencia, ranura temporal o código) de forma estática entre los diferentes usuarios, que disponen del recurso de forma continua independientemente de si la transmisión de información es continuada o no. Propiamente aquí no existe ningún tipo de protocolo, puesto que no se establecen reglas específicas para regular el acceso al recurso, por lo que únicamente estaría contemplada la técnica de acceso utilizada (FDMA, TDMA o DS/CDMA).

- **Asignación bajo demanda:** Se reparte la capacidad del canal ordenadamente entre los usuarios que disponen de algún tipo de información para transmitir. Dentro de este tipo de estrategias se englobarían las técnicas de sondeo o *polling*, en las que de forma centralizada la

estación base periódicamente preguntaría a los usuarios si disponen de información para transmitir y en caso afirmativo les asignaría el recurso en cuestión. La gran ventaja de estas técnicas es que garantizan que cada usuario disponga del recurso en propiedad sin verse afectado por el resto pero, en contrapartida, si hay muchos usuarios involucrados, el retardo consumido para preguntar a usuarios que después no dispondrán de información para transmitir es muy grande y puede originar retrasos en quienes verdaderamente sí necesitan del recurso.

- **Acceso aleatorio repetitivo:** Los usuarios acceden al recurso de forma aleatoria, sin disponer de información sobre lo que va a hacer el resto de usuarios, lo que origina que puedan producirse colisiones en el caso de que dos o más de ellos quieran acceder a un mismo recurso simultáneamente. En este caso, deben habilitarse mecanismos para resolver estas colisiones. El ejemplo más clásico de este tipo de protocolos lo constituye el protocolo ALOHA o su versión ranurada S-ALOHA [21][39].

- **Acceso aleatorio con reserva:** Mediante este tipo de protocolos existe únicamente posibilidad de colisionar en el acceso inicial al recurso, puesto que se efectúa sin tener ningún tipo de conocimiento de lo que va a hacer el resto de usuarios. Sin embargo, una vez se ha conseguido el recurso, se dispone de él en propiedad y se evita el acceso por parte de los demás usuarios. Dentro de este conjunto de protocolos se pueden destacar entre otros los siguientes:

a) PRMA (*Packet Reservation Multiple Access*) y PRMA++, en los que se habilita dentro de una estructura de trama un conjunto de ranuras temporales para enviar peticiones de acceso y otras ranuras temporales para la transmisión de información. En principio este protocolo fue diseñado para ser usado con la técnica de acceso TDMA, aunque también han aparecido versiones que permiten el uso de CDMA [40][41].

b) CSMA/CD (*Carrier Sense Multiple Access / Collision Detection*), que consiste en que los diferentes usuarios escuchan el canal antes de transmitir en él y únicamente en el caso de que se encuentre libre inician su transmisión, existiendo la posibilidad de colisionar debido a los diferentes retardos de propagación de la señal hacia los puntos donde se encuentran los distintos usuarios. Este protocolo es usado comúnmente en redes de área local alámbricas, pero presenta algunos problemas en entornos radio, como por ejemplo el problema del terminal oculto (*hidden terminal problem*), consistente en la no transitividad de la comunicación entre terminales. Versiones mejoradas y adaptadas al entorno radio de este protocolo son CSMA/CA (*Collision Avoidance*) y CSMA/CA con RTS/CTS (*Request To Send / Clear To Send*), utilizadas por el estándar para redes de área local inalámbricas IEEE 802.11. La mejora añadida por estas versiones viene dada por la incorporación de tiempos de escucha del canal así como por la transmisión de mensajes iniciales cortos para establecer la comunicación entre terminales (RTS y CTS), que permiten que aunque un terminal no pueda escuchar uno de ellos sí pueda escuchar el otro y por lo tanto pueda detectar la posible ocupación del canal [42][43].

c) ISMA (*Inhibit Sense Multiple Access*): Es una versión de CSMA en la cual existe un grado de centralización por parte de la estación base quien se encarga de indicar a los diferentes móviles que el canal está ocupado en un momento dado, evitando así posibles accesos [44]-[48]. Otra versión con los mismos fundamentos que ISMA es el denominado DSMA (*Digital Sense Multiple Access*) [49]-[51], en cuyo funcionamiento se considera que existen dos indicadores en el canal de bajada: uno para comunicar si el canal de subida está ocupado o no



(*channel status flag*) y el otro para indicar si el paquete enviado ha sido recibido o no correctamente (*decode status flag*).

d) DQRUMA (*Distributed Queueing Request Update Multiple Access*): En este protocolo existe una estructura organizada en ranuras temporales subdivididas en una parte formada por miniranuras de acceso y otra parte de tráfico. A partir de las peticiones recibidas en las miniranuras de acceso, la estación base realiza el proceso de gestión de recursos correspondiente indicando a cada usuario cuándo debe transmitir [52][53].

e) DQRAP (*Distributed Queueing Random Access Protocol*): En este protocolo existe, de forma similar a DQRUMA, una estructura de ranuras temporales subdividida en tres miniranuras de acceso y una ranura de tráfico. Existen además dos colas, una para la resolución de colisiones y otra para la transmisión, de modo que los usuarios, o en su defecto la estación base, deben llevar la contabilidad de estas dos colas. En el momento en que algún usuario dispone de información para transmitir, emite una petición de acceso en una de las miniranuras; en caso de producirse una colisión automáticamente se situará en la posición correspondiente de la cola de resolución de colisiones, mientras que si ha habido éxito en la petición se ubicará en la cola de transmisiones a la espera de disponer del canal para transmitir [54].

En tanto que los protocolos de asignación fija y bajo demanda serán especialmente apropiados para estadísticas de generación de tráfico con menor variabilidad y más próximas, por lo tanto, a las de los servicios en modo circuito, los protocolos de acceso aleatorio podrán ser más adecuados para transmisiones más esporádicas que presenten una mayor variabilidad. De este modo, la selección de un protocolo u otro dependerá fuertemente de las características del tráfico al que se deba hacer frente. Cuando se desea comparar protocolos de acceso múltiple entre sí los aspectos de calidad que deberán ser tenidos en cuenta son los siguientes:

- 1.- *Capacidad* en cuanto al número máximo de usuarios que el protocolo puede soportar manteniendo unas buenas prestaciones para todos ellos. Numéricamente, la capacidad se puede cuantificar a través del máximo número de transmisiones correctas por unidad de tiempo soportado por el protocolo.
- 2.- *Eficiencia* en la gestión de recursos, garantizando que los diferentes recursos existentes en el sistema se aprovechen al máximo de acuerdo a las necesidades de los terminales móviles, y evitando la existencia tanto de exceso de recursos no utilizados como de escasez de recursos.
- 3.- *Flexibilidad* para hacer frente a posibles variaciones en las condiciones del sistema, tanto las relacionadas con la carga global del mismo como aquellas relacionadas con la propia naturaleza estadística del canal radio móvil.
- 4.- *Estabilidad*, debiéndose evitar que el protocolo pueda dar lugar a situaciones de inestabilidad, en las que el número de paquetes a transmitir pueda crecer indefinidamente debido a una incapacidad del propio sistema para poder hacer frente a las necesidades de transmisión de los diferentes usuarios. Habitualmente, la característica de estabilidad se mantiene en tanto que no se superen unos ciertos niveles máximos de carga total ofrecida al sistema, dependientes de cada protocolo en particular, recayendo en otras funcionalidades del sistema global la labor de evitar que dichos niveles sean sobrepasados, como sería el caso del denominado control de admisión. Otras veces, es el propio protocolo el que define mecanismos para evitar que el sistema pueda ser inestable para cargas elevadas, en general basados en aplicar unas ciertas probabilidades antes de acceder al sistema (denominadas

probabilidades de *backoff*). De todos modos, cuando llegan a darse los niveles de carga que desencadenan el funcionamiento de estos mecanismos, el sistema puede dejar de ser operativo por los elevados retardos que pueden originarse.

5.- *Equitatividad* en la gestión de recursos, de modo que sean utilizados por los diferentes usuarios sin ningún tipo de discriminación o de predilección entre ellos, a menos que específicamente se defina algún tipo de prioridad.

Hay que hacer notar que los protocolos de acceso múltiple aquí citados no especifican la técnica de acceso a utilizar en el nivel físico ya que están situados en una capa superior de la estructura OSI, aunque algunos puedan ser más apropiados para unas técnicas que para otras. En cualquier caso, este trabajo se centrará en la consideración de la técnica de acceso múltiple DS/CDMA combinada con los protocolos correspondientes, con especial énfasis en el protocolo ISMA.

### **3.2. El protocolo ISMA**

#### **3.2.1. ISMA de banda estrecha**

El protocolo ISMA (*Inhibit Sense Multiple Access*) intenta reducir la aleatoriedad en el acceso por medio de una señalización desde la estación base, a través del enlace descendente, comunicando si un determinado canal del enlace ascendente está ocupado o no por otro usuario. El origen de un protocolo de estas características se encuentra en el denominado CSMA (*Carrier Sense Multiple Access*), protocolo según el cual cada terminal es capaz de detectar si el canal está libre u ocupado, lo que permite evitar en gran medida las colisiones. Esencialmente, el motivo de la intervención de la estación base consiste en solucionar el problema que surge al utilizar acceso radio, según el cual el terminal móvil no puede escuchar a través del canal de bajada lo que otros terminales envían en el de subida, con lo que no puede detectar cuando este canal está ocupado [44]-[48].

A modo de estudio, considérese inicialmente un esquema temporal no organizado en ranuras, de manera que cuando los terminales desean iniciar la transmisión de un paquete, primero escuchan el canal de bajada de la estación base que indica el estado de ocupación del canal de subida y, en caso de detectarse que está libre, transmiten el paquete. Por el contrario, en caso de que el canal esté ocupado, el terminal esperará a que se libere.

En la Figura 3.1 se muestra el diagrama temporal del funcionamiento del protocolo ISMA en un entorno sin ranuras temporales de banda estrecha, donde únicamente es válida una transmisión si no existe más de un usuario transmitiendo simultáneamente en el canal. Debido a los tiempos de propagación involucrados y al tiempo de procesado por parte de la base, existe un cierto tiempo de incertidumbre  $d$  desde que se inicia una transmisión hasta que la estación base marca el canal como ocupado, tiempo en el que es posible que se produzcan colisiones con otros usuarios [45]. Así, en el ejemplo mostrado en la Figura 3.1 se observa en primer lugar una colisión entre tres usuarios que han accedido simultáneamente al mismo canal, debido a este tiempo de incertidumbre  $d$ . Después de la colisión se muestra también una transmisión correcta del paquete 1.

Con el objetivo de evaluar este protocolo en términos de *throughput*, considérense los siguientes tiempos, mostrados en la Figura 3.1:

-  $T_p$ : Duración temporal de un paquete transmitido.

- $d$ : Intervalo de incertidumbre desde que llega un paquete a la estación base hasta que los terminales perciben el canal como ocupado. Este tiempo depende no sólo de los tiempos de propagación sino también del tiempo de proceso efectuado por la estación base. Si el tiempo de propagación es el factor dominante,  $d$  sería diferente para cada terminal, con lo que el análisis debería tener en cuenta aspectos relacionados con la posición de los terminales dentro de la celda. Así pues, por simplicidad, se tomará el valor de  $d$  igual para todos los terminales e igual a su valor máximo posible, lo que constituye una cota inferior a las prestaciones del protocolo.
- $T_1$ : Tiempo entre los inicios de la primera y la última transmisiones que han colisionado.
- $T_{IDLE}$ : Tiempo desde que deja de estar activa la señal de ocupación del canal ascendente (BUSY) hasta que otro terminal envía un nuevo paquete.

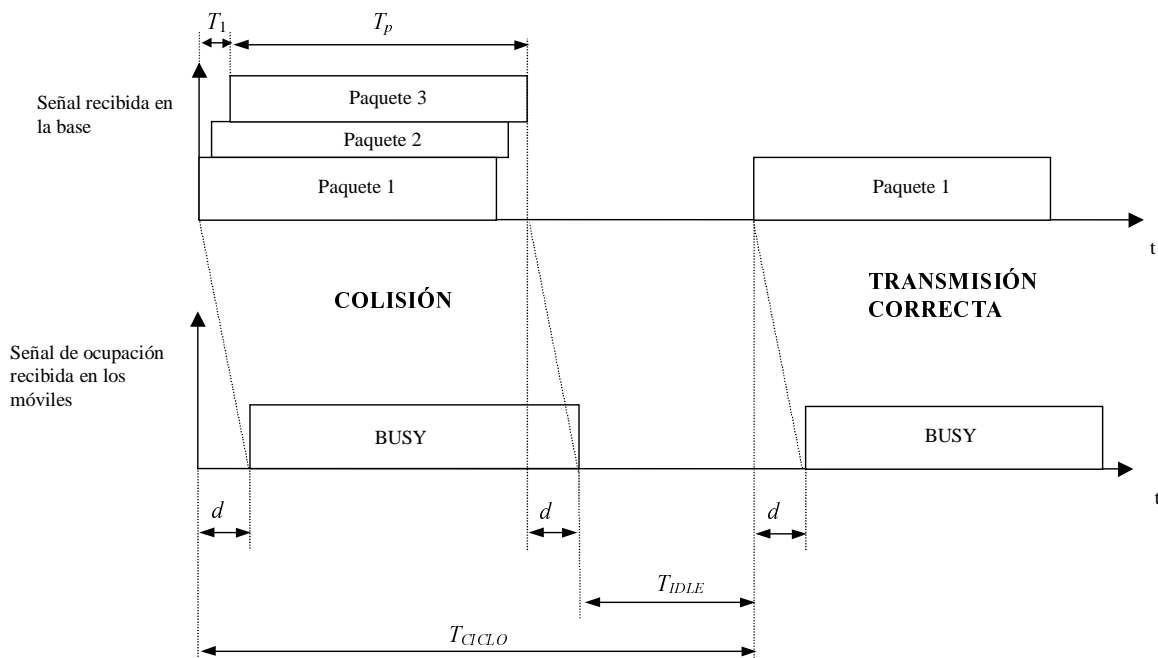


Figura 3.1 Esquema de funcionamiento de ISMA sin ramuras temporales

Bajo estas consideraciones, se puede definir el tiempo de ciclo del sistema como:

$$T_c = T_1 + T_p + d + T_{IDLE} \quad (3.1)$$

Si se considera que el tráfico de llegadas al sistema sigue una estadística de Poisson con una cierta tasa de  $G$  paquetes por unidad de tiempo la probabilidad de tener  $k$  llegadas en un intervalo de duración  $t$  viene dada por la expresión:

$$P_a(k, t) = \frac{(G \cdot t)^k}{k!} e^{-G \cdot t} \quad (3.2)$$

Así pues, se puede determinar la función de distribución de probabilidad acumulada del tiempo  $T_1$  considerando que este tiempo será inferior a  $t_1$  siempre que no exista ninguna nueva llegada entre los instantes  $t_1$  y  $d$ , con el origen de tiempos situado en la llegada del primer paquete. Por lo tanto:

$$F_{T_1}(t_1) = P(T_1 < t_1) = P_a(0, d - t_1) = e^{-G \cdot d} e^{G \cdot t_1} \quad 0 \leq t_1 \leq d \quad (3.3)$$

Y la función densidad de probabilidad vendrá dada por:

$$f_{T_1}(t_1) = \frac{\partial F_{T_1}(t_1)}{\partial t_1} = e^{-G \cdot d} G e^{G \cdot t_1} + e^{-G \cdot d} \delta(t_1) \quad 0 \leq t_1 \leq d \quad (3.4)$$

de donde el valor medio de  $T_1$  se puede calcular como:

$$E[T_1] = \int_0^d t_1 e^{-G \cdot d} G e^{G \cdot t_1} dt_1 = d - \frac{1}{G} + \frac{1}{G} e^{-G \cdot d} \quad (3.5)$$

Teniendo en cuenta que el tiempo entre llegadas es exponencial de media  $1/G$  y en consecuencia es un proceso sin memoria, el tiempo  $T_{IDLE}$  desde que la señal de ocupación (BUSY) deja de estar activa hasta que un usuario transmite un nuevo paquete seguirá la misma estadística exponencial que el tiempo entre llegadas. Por consiguiente, su media será:

$$E[T_{IDLE}] = \frac{1}{G} \quad (3.6)$$

Así pues, el tiempo medio de ciclo será:

$$E[T_c] = E[T_1] + d + T_p + E[T_{IDLE}] = T_p + 2d + \frac{1}{G} e^{-Gd} \quad (3.7)$$

Habitualmente se suele tomar como unidad de tiempo del sistema la duración de un paquete, con lo que  $T_p=1$  y el tiempo de ciclo es:

$$E[T_c] = 1 + 2d + \frac{1}{G} e^{-Gd} \quad (3.8)$$

Prescindiendo, por un lado de los posibles desvanecimientos del canal, y por el otro de la existencia del denominado efecto captura, por el que en una colisión se podría llegar a discriminar uno de los paquetes transmitidos si llega con un nivel de potencia muy superior al del resto, un paquete será transmitido correctamente siempre que no exista ninguna otra llegada en el tiempo de incertidumbre  $d$ , con lo que la probabilidad de transmisión correcta,  $P_s$ , vendrá dada por:

$$P_s = P_a(0, d) = e^{-Gd} \quad (3.9)$$

El *throughput* o número de paquetes correctamente transmitidos por unidad de tiempo del protocolo ISMA en el caso de no existir ranuras temporales ( $S_{NO\_SLOTTED}$ ) vendrá dado por el cociente entre el tiempo de transmisión de un paquete,  $T_p=1$ , ponderado por la probabilidad  $P_s$  de que dicha transmisión sea correcta, y el tiempo medio de ciclo, esto es:

$$S_{NO\_SLOTTED} = \frac{T_p P_s}{E[T_c]} = \frac{G e^{-Gd}}{G(1 + 2d) + e^{-Gd}} \quad (3.10)$$

Del mismo modo que se obtienen mejoras al pasar del protocolo ALOHA a su versión ranurada, S-ALOHA, también en ISMA se obtienen beneficios al considerarse una estructura temporal subdividida en ranuras. En este caso, existe una estructura de trama que fuerza a todos los paquetes a ser recibidos por la base en unos instantes temporales determinados, al inicio de cada ranura, por lo que únicamente podrá producirse colisión en dichos instantes. Análogamente, si se asume que el canal de bajada también está ranurado, la señal de inhibición del canal de subida únicamente será efectiva a partir de la primera ranura posterior al inicio de una transmisión, por lo que existe un retardo de 1 ranura para esta señal con respecto del inicio de la transmisión del paquete, que sería equiparable al valor  $d$  del sistema sin ranurar, tal y como se muestra en la Figura 3.2.

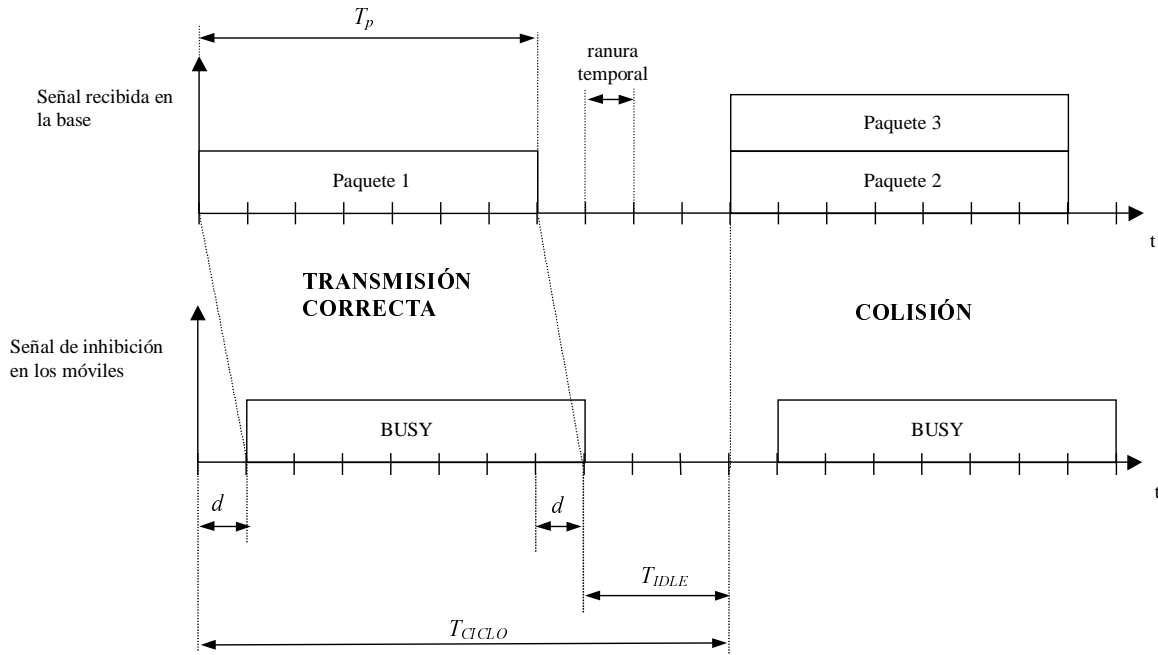


Figura 3.2 Esquema de funcionamiento de ISMA ranurado

De cara al análisis, es preciso definir el tiempo de ciclo, que será la contribución de los siguientes factores:

$$T_c = d + T_p + T_{IDLE} = d + 1 + T_{IDLE} \tag{3.11}$$

donde nuevamente se ha tomado como unidad de tiempo la duración de un paquete,  $T_p=1$ , y  $d$  es la duración de una ranura temporal según esta unidad de tiempo.

Para el cálculo del tiempo medio  $T_{IDLE}$  basta con recurrir a la estadística de llegadas, teniendo presente que todos los paquetes que lleguen dentro de una ranura con el canal no ocupado supondrán transmisiones al inicio de la siguiente ranura. De este modo, partiendo del instante de tiempo en que finaliza la señalización del período BUSY, el tiempo  $T_{IDLE}$  tomará su valor mínimo  $d$ , esto es, 1 ranura, si no se produce ninguna llegada en la primera ranura desde el final del período BUSY y una o más en la segunda, tomará el valor  $2d$  si no se producen llegadas en las dos primeras ranuras y una o más en la tercera, y así sucesivamente, lo que conduce a la definición de la siguiente sucesión:

$$\begin{aligned}
 E[T_{IDLE}] &= d \cdot P_a(0, d)(1 - P_a(0, d)) + 2d \cdot P_a(0, 2d)(1 - P_a(0, d)) + \dots = \\
 &= \sum_{k=0}^{\infty} k d e^{-Gkd} (1 - e^{-Gd}) = \frac{d e^{-Gd}}{1 - e^{-Gd}}
 \end{aligned}
 \tag{3.12}$$

Consecuentemente, sustituyendo en (3.11), el tiempo medio de ciclo vendrá dado por la expresión:

$$E[T_c] = \frac{1 + d - e^{-Gd}}{1 - e^{-Gd}}
 \tag{3.13}$$

Para el cálculo del *throughput* en el caso ranurado ( $S_{SLOTTED}$ ) bastará con considerar el número medio de paquetes transmitidos correctamente en un tiempo de ciclo,  $N_p$ , que será de 1 siempre que se produzca alguna llegada y ésta sea única en una ranura temporal. En consecuencia, para el cálculo de  $N_p$  bastará con aplicar la probabilidad de que exista una única llegada condicionada al hecho de que se haya producido alguna llegada, pues el tiempo de ciclo se define siempre en relación a la llegada de algún paquete. De este modo:

$$N_p = 1 \cdot P[\text{1 llegada} | \text{hay llegadas}] = \frac{P[\text{1 llegada}]}{P[\text{hay llegadas}]} = \frac{P_a(1, d)}{1 - P_a(0, d)} = \frac{G d e^{-Gd}}{1 - e^{-Gd}}
 \tag{3.14}$$

Con lo que el *throughput* se obtiene como el cociente entre  $N_p$  y  $E[T_c]$ , esto es:

$$S_{SLOTTED} = \frac{G d e^{-Gd}}{1 + d - e^{-Gd}}
 \tag{3.15}$$

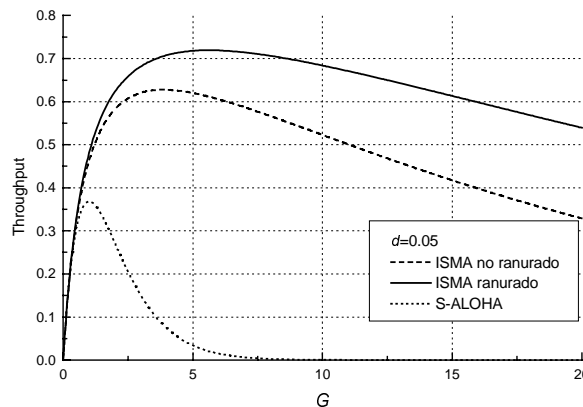


Figura 3.3 Throughput de ISMA para  $d=0.05$

A modo de ejemplo en la Figura 3.3 se muestran las gráficas de *throughput* para ISMA en los casos ranurado y sin ranurar y para S-ALOHA, considerando que el tiempo  $d$  es un 5% de la duración del paquete, mientras que en la Figura 3.4 se muestran las mismas gráficas para un tiempo  $d$  superior, de un 15%. Puede apreciarse como los valores de *throughput* obtenidos son bastante superiores a los de S-ALOHA, aunque empeoran al incrementar la duración del tiempo de incertidumbre o la duración de la ranura temporal  $d$ , pues valores de este tiempo más elevados suponen una mayor probabilidad de colisión. De hecho, el caso extremo de

considerar  $d=1$  ofrecería un mal comportamiento de ISMA en tanto que la información indicada por la base no se correspondería en ningún caso con el estado real del sistema al ocupar la región de incertidumbre todo el paquete. Este caso extremo se muestra en la Figura 3.5 donde se aprecia como el comportamiento es incluso peor que el de S-ALOHA pues en ISMA con  $d=1$  no sólo se pueden producir colisiones a lo largo de toda la transmisión del paquete sino que, además, el período en que la base marque ocupado se corresponderá con un intervalo sin ninguna transmisión, resultando, en consecuencia en un intervalo en que el canal está desaprovechado. Esta circunstancia pone de manifiesto que el comportamiento de ISMA sobre S-ALOHA será tanto mejor como mayor sea la longitud de los paquetes transmitidos respecto de la duración de la ranura temporal o la duración del intervalo de incertidumbre, pues en este caso el sistema toma mayor beneficio de la información difundida por la base.

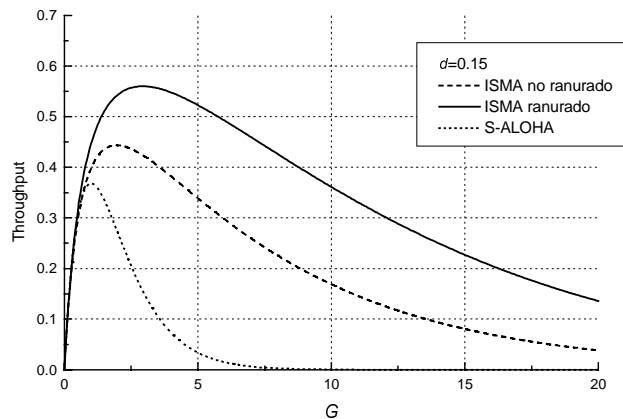


Figura 3.4 Throughput de ISMA para  $d=0.15$

Por otro lado, el resultado para el otro caso extremo, esto es, para el caso ideal de  $d$  tendiendo a 0 se muestra en la Figura 3.6, en la que se aprecia que no hay diferencias entre el caso ranurado y sin ranurar pues bajo ninguna circunstancia ocurren colisiones al eliminarse el tiempo de incertidumbre, por lo que el *throughput* presentaría un máximo teórico de valor 1. Partiendo de las expresiones anteriores para el *throughput*, se puede demostrar fácilmente que, para  $d$  tendiendo a 0, ambas expresiones adquieren la forma siguiente:

$$S_{SLOTTED}(d \rightarrow 0) = S_{NO\_SLOTTED}(d \rightarrow 0) = \frac{G}{1+G} \quad (3.16)$$

Nótese que, al contrario de lo que ocurre en S-ALOHA, con un *throughput* máximo de 0.36, en ISMA el máximo *throughput* que puede lograrse dependerá del valor del tiempo  $d$ , siendo mayor cuanto menor sea este tiempo. Desgraciadamente, no existe una expresión analítica que proporcione estos valores máximos, por lo que deben ser hallados numéricamente a partir de (3.10) y (3.15) para el caso no ranurado y ranurado, respectivamente. Así, derivando e igualando a 0 las expresiones del *throughput* para ambos casos se llega a las siguientes relaciones entre el valor de  $G$  que maximiza el *throughput*,  $G_{MAX}$ , y el valor de  $d$ :

- Para el caso no ranurado se llega a:

$$e^{-G_{MAX}d} = G_{MAX}^2 d(1+2d) \quad (3.17)$$

de donde se extraería numéricamente  $G_{MAX}$ , con lo que el *throughput* máximo sería:

$$S_{NO\_SLOTTED}^{MAX} = \frac{G_{MAX}^2 d}{1 + G_{MAX} d} \quad (3.18)$$

- Para el caso ranurado, procediendo igual con (3.15) se obtiene:

$$e^{-G_{MAX} d} = (1 - G_{MAX} d)(1 + d) \quad (3.19)$$

donde  $G_{MAX}$  también se calcularía numéricamente, obteniéndose el *throughput* máximo como:

$$S_{SLOTTED}^{MAX} = 1 - G_{MAX} d \quad (3.20)$$

A modo de ejemplo, para el caso presentado  $d=0.05$  se obtiene para el caso sin ranurar un *throughput* máximo de 0.63 y para el caso ranurado de 0.72.

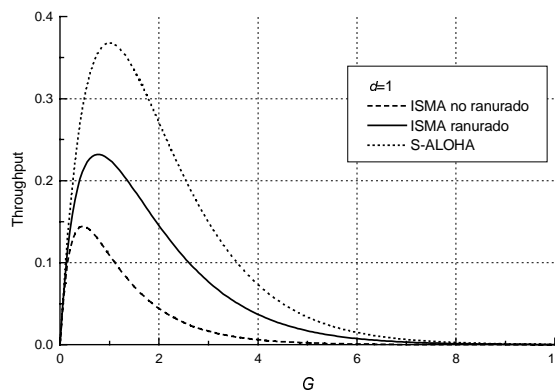


Figura 3.5 Throughput de ISMA para  $d=1$

### 3.2.2. ISMA en un esquema de acceso DS/CDMA

Los esquemas de acceso basados en TDMA y FDMA presentan como característica el hecho de que un canal (frecuencia - ranura temporal) únicamente puede ser utilizado por un usuario a la vez, de modo que, en el marco de un acceso aleatorio como por ejemplo S-ALOHA o el anteriormente analizado ISMA de banda estrecha, el intento de transmitir por parte de dos o más usuarios en un mismo canal producirá la pérdida por colisión de todos los paquetes involucrados en dicha transmisión, siempre considerando que se prescinde del denominado efecto captura por el que en una situación parecida algún paquete sí podría ser recibido correctamente si llegara con un nivel de potencia muy superior al del resto.

Por el contrario, cuando se considera como técnica de acceso un esquema DS/CDMA, donde los usuarios comparten frecuencia y tiempo, y la discriminación entre señales se lleva a cabo mediante el uso de códigos diferentes para cada uno, los protocolos de acceso múltiple como S-ALOHA o ISMA adquieren una nueva dimensión al permitirse el acceso simultáneo de varios usuarios al sistema. En estas circunstancias, el límite de usuarios en el canal deja de ser 1 para pasar a depender directamente de la interferencia entre los diferentes usuarios que acceden así como de otros parámetros inherentes al mecanismo de acceso usado tales como la



ganancia de procesamiento y el número de bits enviados y que finalmente se traducen en una cierta probabilidad de que el paquete transmitido sea o no correctamente recuperado.

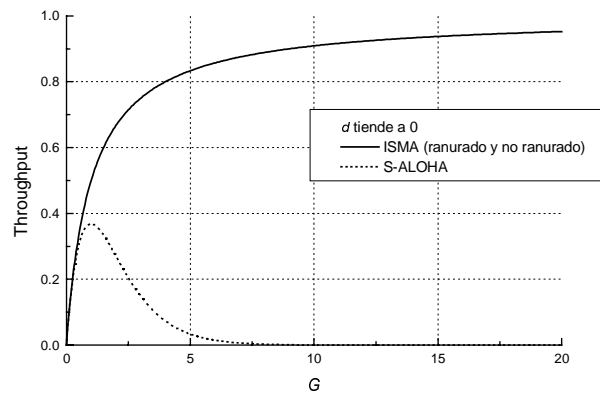


Figura 3.6 Throughput de ISMA para  $d$  tendiendo a 0

La adaptación del protocolo ISMA al esquema de acceso DS/CDMA pasa, consecuentemente, por la comunicación, por parte de la estación base, del estado de ocupación de cada una de las secuencias código. Esto se puede lograr mediante la transmisión de una palabra cuyos bits se correspondan con los códigos existentes en el sistema, de modo que existiría un bit por código de valor 0 (código libre) ó 1 (código ocupado). A todos los efectos, y dado el mejor comportamiento que se ha visto en el caso de banda estrecha, se considerará la existencia de un sistema organizado en ranuras temporales, en cada una de las cuales se transmitirá la palabra con los bits de ocupación de códigos.

Dentro del contexto de la técnica de acceso DS/CDMA, algunos aspectos de ISMA que deben ser tenidos en consideración son los que se plantean a continuación:

a) ISMA asume que en el sistema no existe una asignación previa entre códigos y usuarios, de modo que los usuarios deben lograr en primer lugar el acceso a los códigos disponibles, pudiendo existir, por lo tanto, un mayor número de usuarios en el sistema que de códigos, siempre que dichos usuarios no estén continuamente activos, como ocurre en los sistemas de transmisión por paquetes. Si bien el número de códigos con buenas propiedades de correlación cruzada que se maneja a nivel de sistema para el enlace ascendente en los sistemas de tercera generación es muy elevado, del orden de millones de códigos, gracias a familias como los códigos de Gold o los pertenecientes al conjunto grande de secuencias de Kasami, lo que podría inducir a pensar en que siempre existirán más códigos que usuarios, hay que tener en cuenta los siguientes aspectos para reconsiderar este razonamiento:

- Cada estación base dispondrá siempre de un número limitado de receptores, muy inferior al número total de códigos presente en el sistema, lo que en definitiva limita el número de códigos que pueden ser usados en una estación base, y que deben ser gestionados. Aun así, gracias a la capacidad de programación de estos receptores para generar cualquier código de la familia empleada, se podría argumentar el mantenimiento de una asignación previa de usuarios - códigos, regulándose únicamente el número de usuarios simultáneamente activos en el sistema en base al número de receptores. Esta posibilidad, sin embargo, aun pudiendo ser apropiada en un contexto de transmisión de circuitos, no resultaría adecuada al

considerarse un contexto de transmisión por paquetes, en el que los usuarios pueden iniciar sus transmisiones esporádicas en cualquier instante a priori no conocido, pues supondría que, ante una de estas transmisiones, cualquier receptor es capaz de detectar el código que se ha empleado en un tiempo suficientemente pequeño, lo que presenta enormes impedimentos al manejarse un conjunto de secuencias código muy elevado sobre los que sincronizarse. Igualmente, sería preciso habilitar procedimientos de gestión de receptores para determinar, ante una transmisión, cual de ellos debe sincronizarse al paquete recibido, lo que finalmente tendería a incrementar la complejidad del sistema. Consecuentemente, para un contexto de transmisión por paquetes, resulta mucho más apropiada la existencia en la estación base de un conjunto de receptores, cada uno sincronizado a un código fijo y predefinido, con lo que resultan fundamentales los protocolos para gestionar el acceso de los usuarios a dichos recursos, que pueden ser entendidos, indiferentemente, como códigos o receptores disponibles.

- El hecho de disponer de un número de códigos pequeño puede resultar beneficioso desde la perspectiva de poder aprovechar conjuntos de códigos con propiedades de correlación especialmente mejoradas, como sería el caso del conjunto pequeño de secuencias de Kasami [11][16], o incluso códigos ortogonales, como ocurre en el entorno de UTRA TDD, que permitirían reducir notablemente la interferencia del sistema.

b) El protocolo de acceso múltiple en el contexto DS/CDMA no deberá únicamente limitarse a la gestión del acceso al conjunto determinado de códigos, lo que ISMA logra simplemente comunicando el estado de ocupación de los códigos, sino que deberá también incorporar mecanismos para regular el nivel de interferencia presente en el sistema, que constituye una segunda limitación a añadir a la del número de códigos impuesta por las características de DS/CDMA.

c) La presencia de un conjunto de códigos para ser gestionados en modo paquete con un protocolo como ISMA, no impide, en cualquier caso, la coexistencia con otro conjunto de recursos en el sistema para ser empleados en modo circuito o dedicado, que deberán ser contemplados como un cierto nivel de interferencia adicional más o menos constante presente en el sistema.

d) Para que un protocolo como ISMA resulte eficiente frente a otros protocolos con un mayor grado de aleatoriedad como S-ALOHA, es preciso que cada usuario haga uso del código adquirido durante más de una ranura temporal, esto es, para la transmisión de más de un paquete si se entiende que cada paquete se corresponde con la duración de una ranura. Por el contrario, si se enviaran paquetes únicos los códigos sólo se utilizarían durante una ranura con lo que no tendría sentido marcarlos como ocupados por parte de la estación base. En este caso, un protocolo como S-ALOHA sería suficiente.

Si bien en el caso del protocolo ISMA en un entorno de banda estrecha ha sido fácil la determinación de la medida del *throughput*, cuando se consideran las características de la técnica de acceso DS/CDMA, en la que se pueden dar varias transmisiones simultáneas correctamente en función del nivel de interferencia global en el sistema y, por lo tanto hay que contemplar todas las posibilidades de acceso aleatorio de los usuarios a los diferentes códigos, así como sus interrelaciones, el análisis resulta más complejo y es preciso recurrir a otras herramientas matemáticas como los procesos de Markov. Por otra parte, este tipo de herramientas permite incorporar de forma simple aspectos que no fueron considerados en el estudio de banda estrecha como el efecto de las retransmisiones debidas a paquetes incorrectos o la posibilidad de transmisión de mensajes de longitud variable. Así pues, con

objeto de validar inicialmente las prestaciones de ISMA-DS/CDMA, a continuación se propone un modelo teórico del comportamiento de dicho protocolo basado en cadenas de Markov, tal y como se presentó en [55].

### 3.2.3. Modelo de Markov ISMA-DS/CDMA

#### 3.2.3.1. Consideraciones respecto al funcionamiento del sistema

En primer lugar se plantea el análisis de un sistema ISMA-DS/CDMA con  $N$  usuarios y  $K$  códigos disponibles, organizado temporalmente en ranuras. En cada una de ellas, la base difundirá el estado de los diferentes códigos (1 bit de valor ocupado/libre) así como el resultado de la transmisión del paquete de cada código (1 bit de valor correcto/incorrecto). Esta última información puede ser enviada por el mismo canal de difusión que la ocupación de los códigos o bien en el canal descendente asociado a cada código ascendente, a través del cual se podría enviar, además de esta información, otros comandos como el control de potencia. En este último caso, se asumiría que cuando un usuario logra el acceso a uno de los códigos ascendentes, automáticamente dispondría de un código en el enlace descendente para llevar el control de la transmisión.

A efectos de simplicidad, se supone también que el retardo en la transmisión de la anterior información es despreciable, de modo que al inicio de cada ranura todos los móviles conocerán tanto los códigos libres como el resultado de la transmisión del paquete anterior. Igualmente, se supone que esta información se recibe siempre libre de errores.

Se considera por otra parte un control de potencia ideal, esto es, que todos los móviles llegan a la estación base con igual nivel de potencia, lo que puede ser logrado mediante varios ciclos de control de potencia en la transmisión de cada paquete.

La ganancia de procesamiento del sistema es  $G_p$ . Dado el período de chip, dependiente del ancho de banda de transmisión, y la duración de cada ranura,  $G_p$  determina el número de bits que pueden enviarse en dicha ranura, esto es, la longitud de paquete  $L$ .

El modelo de generación de tráfico asume que los usuarios que se encuentran en estado de inactividad o *idle*, esto es, sin disponer de información para ser enviada, generan con una cierta probabilidad  $p_i$  mensajes de longitud distribuida según una variable geométrica de media  $1/p_m$  paquetes. Esencialmente, este modelo no es más que una discretización del típico modelo de llegadas de Poisson con longitud de mensaje exponencial, siendo la discretización necesaria por un lado porque las llegadas se producen únicamente en instantes fijos, al inicio de las ranuras, y por el otro porque la longitud de mensaje no puede tomar cualquier valor sino que siempre deberá ser un múltiplo de los  $L$  bits transmitidos, con el consiguiente proceso de relleno con ceros hasta cumplir dicha condición.

Una vez se ha generado un mensaje, lo primero que hace un móvil es escoger un código de entre los disponibles y enviar el primer paquete de dicho mensaje. Si no se produce colisión, esto es, si ningún otro usuario pretende transmitir en el mismo código, y si el paquete no tiene errores debidos a la interferencia multiusuario, automáticamente la base marcará el código seleccionado como ocupado y el móvil dispondrá de él para transmitir el resto del mensaje. Si por el contrario se produce colisión o error debido a las interferencias o bien si no había códigos disponibles, el móvil pasará a un estado denominado *backlogged* a la espera de reintentar el acceso al código en la siguiente ranura con probabilidad  $p_r$ .

Una vez un código ha sido adquirido por un usuario, transmite en él hasta la finalización del mensaje que deseaba enviar, pero en función del número de usuarios que estén también transmitiendo o intentando acceder, existe una cierta probabilidad de que el paquete recibido sea incorrecto debido a la interferencia multiusuario. Si esta situación se da, el usuario pasa a modo *retransmisión*, en el que intentará reenviar el paquete incorrecto en la siguiente ranura con probabilidad  $p_b$  hasta que finalmente el paquete sea correctamente recibido. La aplicación de esta probabilidad permitirá una cierta reducción de la interferencia presente en el sistema como resultado de haberse observado una transmisión errónea. El código adquirido no quedará libre hasta que se produzca la transmisión correcta del último paquete del mensaje, con lo que el usuario mantendrá el código aun cuando esté en modo de retransmisión. A estos efectos, será preciso que en cada paquete haya un indicador para comunicar a la estación base si se trata del último paquete del mensaje, con lo que deberá liberar el código en la siguiente ranura temporal, o bien si, por el contrario, todavía quedan paquetes, con el consiguiente mantenimiento del código. Por simplicidad en el análisis, por el momento se asumirá que los usuarios no generan nuevos mensajes hasta que se haya completado correctamente la transmisión del mensaje en curso.

### 3.2.3.2. Análisis de ISMA-DS/CDMA por medio de cadenas de Markov

El funcionamiento del sistema anteriormente descrito se puede modelar mediante una cadena de Markov en la que existen cuatro estados posibles para los diferentes usuarios:

- *Idle*: El usuario está a la espera de recibir nuevos mensajes con probabilidad  $p_i$  en cada ranura.
- *Backlogged*: El usuario ha intentado un acceso a un código y éste no se ha podido llevar a cabo correctamente bien porque se ha producido una colisión en código con otro usuario, bien porque ha habido errores debidos a las interferencias o incluso porque no existían códigos libres. Con una cierta probabilidad  $p_r$  se reintentará el acceso a por un código en las siguientes ranuras.
- *Transmisión*: El usuario ha conseguido el código seleccionado con lo que la estación base lo marca como ocupado y se dispone de él hasta la finalización del mensaje. Estando en este estado se transmite un paquete en cada ranura y se puede abandonar este estado bien para regresar a modo *idle* porque se ha acabado la transmisión del mensaje o bien para pasar al estado de *retransmisión* porque se han producido errores en la transmisión del paquete en curso.
- *Retransmisión*: A este estado se llega cuando se han producido errores en la transmisión del paquete, por lo que se esperará antes de volver a intentar el envío aplicando una cierta probabilidad  $p_b$ . En consecuencia,  $p_b$  será la probabilidad de abandonar este estado y regresar a *transmisión* en la siguiente ranura.

Bajo estas consideraciones, el comportamiento del sistema queda descrito mediante tres variables de estado  $N^B$ ,  $N^T$  y  $N^R$  correspondientes al número de usuarios en los estados *backlogged*, *transmisión* y *retransmisión*, respectivamente, mientras que el número de usuarios en estado *idle* vendrá implícitamente dado por  $N^I = N - N^T - N^R - N^B$ .

El objetivo del análisis va por lo tanto encaminado a determinar el vector de probabilidades de estado  $\pi = \{\pi_{i,m,r}\}$  donde cada elemento del vector vendrá dado por la probabilidad

$$\pi_{i,m,r} = P[N^B=i, N^T=m, N^R=r] \quad (3.21)$$

Para efectuar este cálculo será preciso conocer primero la matriz de transición de estados  $\mathbf{P}$  y resolver el sistema de ecuaciones en régimen permanente determinado por la relación:

$$\pi = \pi \cdot \mathbf{P} \quad (3.22)$$

con la condición implícita

$$\sum_{r=0}^K \sum_{m=0}^{K-r} \sum_{i=0}^{N-m-r} \pi_{i,m,r} = 1 \quad (3.23)$$

### 3.2.3.2.1. Determinación de la matriz de transición de estados

Los elementos de la matriz de transición de estados  $\mathbf{P}$  serán las probabilidades de transición  $p_{imr,jls}$  entre los estados en los que se encuentra el sistema en las ranuras  $k$  y  $k+1$ .

$$p_{imr,jls} = P \left[ N_{k+1}^B = j, N_{k+1}^T = l, N_{k+1}^R = s \mid N_k^B = i, N_k^T = m, N_k^R = r \right] \quad (3.24)$$

Para determinar estas probabilidades de transición será necesario distinguir dos casos posibles según si hay o no códigos disponibles en la ranura  $k$ , es decir, si  $K-m-r > 0$  o bien si  $K-m-r=0$ , ya que esto tendrá efecto sobre el número de usuarios que intenten acceder al canal, al estar inhibido totalmente el acceso cuando no existen códigos disponibles.

#### 3.2.3.2.1.1. Caso $K-m-r > 0$ . Existen códigos libres.

Para esta situación las transiciones entre los distintos estados vienen representadas en la Figura 3.7. Las variables aleatorias que aparecen en dicha figura en las ranuras  $k$  y  $k+1$  toman los siguientes valores:

- Número de usuarios en estado *backlogged*:

$$N_k^B = i \quad (3.25)$$

$$N_{k+1}^B = j \quad (3.26)$$

- Número de usuarios en estado de *transmisión*:

$$N_k^T = m \quad (3.27)$$

$$N_{k+1}^T = l \quad (3.28)$$

- Número de usuarios en estado de *retransmisión*:

$$N_k^R = r \quad (3.29)$$

$$N_{k+1}^R = s \quad (3.30)$$

- Número de usuarios que acceden al sistema provenientes del estado *idle* en la ranura  $k$ :

$$N_k^{AI} = a \tag{3.31}$$

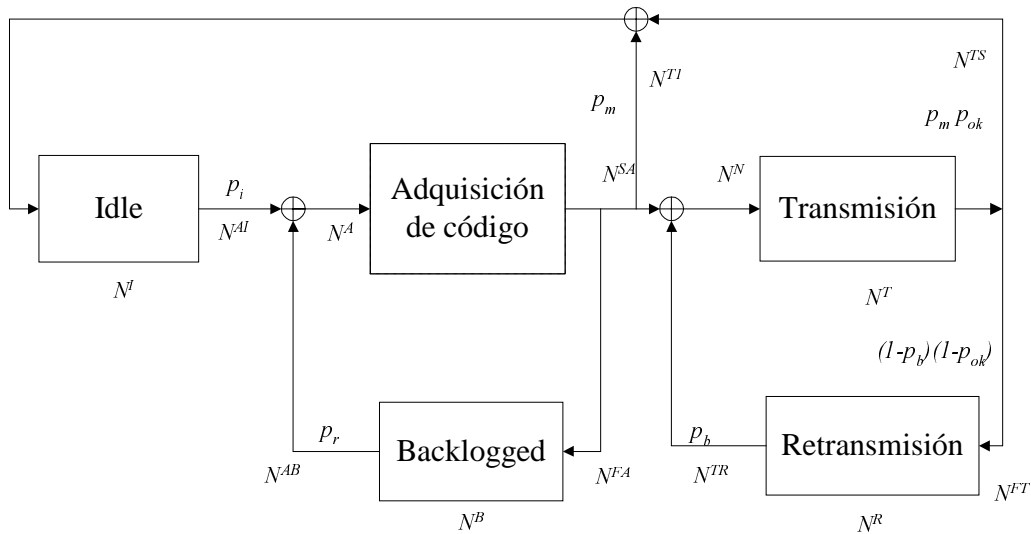


Figura 3.7 Transiciones de estados para el caso  $K-m-r > 0$

- Número de usuarios totales que intentan conseguir un código en la ranura  $k$ :

$$N_k^A = n \tag{3.32}$$

- Número de usuarios que intentan conseguir un código desde el estado *backlogged*:

$$N_k^{AB} = n - a \tag{3.33}$$

- Número de usuarios que consiguen acceder correctamente a un código:

$$N_k^{SA} = c \tag{3.34}$$

- Número de usuarios que no consiguen acceder correctamente a un código:

$$N_k^{FA} = n - c \tag{3.35}$$

- Número de usuarios que consiguen acceder correctamente a un código pero sólo tienen un paquete para transmitir, de manera que no mantienen el código:

$$N_k^{T1} = w \tag{3.36}$$

- Número de usuarios que salen del estado *retransmisión* para volver a transmitir un determinado paquete:

$$N_k^{TR} = t \tag{3.37}$$

- Número de usuarios que llegan al estado *transmisión*:

$$N_k^N = c - w + t \quad (3.38)$$

- Número de usuarios que regresan al estado *idle* desde el estado *transmisión* por haber finalizado el envío de su mensaje:

$$N_k^{TS} = z \quad (3.39)$$

- Número de usuarios que pasan al estado *retransmisión*:

$$N_k^{FT} = f \quad (3.40)$$

A partir de las equivalencias anteriores así como del diagrama de flujos expresado en la Figura 3.7 se pueden obtener las igualdades siguientes:

$$N_{k+1}^B - N_k^B = N_k^{FA} - N_k^{AB} \quad \Leftrightarrow \quad j - i = n - c - n + a = a - c \quad (3.41)$$

de donde

$$N_k^{AI} = a = j - i + c \quad (3.42)$$

$$N_{k+1}^T - N_k^T = N_k^N - N_k^{TS} - N_k^{FT} \quad \Leftrightarrow \quad l - m = c - w + t - z - f \quad (3.43)$$

$$N_{k+1}^R - N_k^R = N_k^{FT} - N_k^{TR} \quad \Leftrightarrow \quad s - r = f - t \quad (3.44)$$

y combinando las dos anteriores expresiones se obtiene que:

$$N_k^{TS} = z = c - w - l + m - s + r \quad (3.45)$$

$$N_k^{FT} = f = s - r + t \quad (3.46)$$

Se debe tener en cuenta que las magnitudes anteriores tomarán valores fundamentalmente impuestos por los límites en cuanto a número de usuarios en el sistema  $N$  y número de códigos totales  $K$  y por el hecho de que no se pueden considerar en ningún caso magnitudes negativas. Esto conduce a la determinación de las siguientes desigualdades que deberán ser contempladas:

$$0 \leq N_k^T = m \leq K \quad (3.47)$$

$$0 \leq N_k^R = r \leq K - m \quad (3.48)$$

$$0 \leq N_k^B = i \leq N - m - r \quad (3.49)$$

$$0 \leq N_{k+1}^T = l \leq K \quad (3.50)$$

$$0 \leq N_{k+1}^R = s \leq K - l \quad (3.51)$$

$$0 \leq N_{k+1}^B = j \leq N - l - s \quad (3.52)$$

$$c \geq N_k^{T1} = w \geq 0 \quad (3.53)$$

$$N_k^{TS} = z \geq 0 \Leftrightarrow c - w - l + m - s + r \geq 0 \Leftrightarrow c - l + m - s + r \geq w \quad (3.54)$$

De las dos últimas expresiones se deduce el margen de variación de  $w$ :

$$\min(c, c - l + m - s + r) \geq w \geq 0 \quad (3.55)$$

Por otro lado, hay que tener presente que el número de usuarios que regresan al estado *idle* en la ranura  $k$  será menor que el número de usuarios que había transmitiendo en la ranura  $k$  menos los que pasan a estado *retransmisión*, de donde se obtiene, haciendo uso de las relaciones (3.44) y (3.45):

$$\begin{aligned} N_k^T - N_k^{FT} \geq N_k^{TS} &\Leftrightarrow N_k^T - N_{k+1}^R + N_k^R - N_k^{TR} \geq N_k^{TS} \Leftrightarrow \\ \Leftrightarrow m - s + r - t \geq z = c - w - l + m - s + r &\Leftrightarrow t \leq w - c + l \end{aligned} \quad (3.56)$$

De igual modo, el número de usuarios que pasan a estado *retransmisión* en la ranura  $k$  será menor que el número de usuarios que había en el estado *transmisión* en la ranura  $k$ , de donde:

$$\begin{aligned} N_k^T \geq N_k^{FT} &\Leftrightarrow N_k^T \geq N_{k+1}^R - N_k^R + N_k^{TR} \Leftrightarrow \\ \Leftrightarrow m \geq s - r + t &\Leftrightarrow t \leq m - s + r \end{aligned} \quad (3.57)$$

Igualmente

$$\begin{aligned} N_k^{FT} \geq 0 &\Leftrightarrow N_{k+1}^R - N_k^R + N_k^{TR} \geq 0 \Leftrightarrow \\ \Leftrightarrow s - r + t \geq 0 &\Leftrightarrow t \geq r - s \end{aligned} \quad (3.58)$$

$$r \geq N_k^{TR} = t \geq 0 \quad (3.59)$$

Las cuatro últimas expresiones se pueden resumir en la siguiente desigualdad para el número de usuarios  $t$  que abandona el estado *retransmisión* en la ranura  $k$ :

$$\min(r, m - s + r, l - c + w) \geq t \geq \max(0, r - s) \quad (3.60)$$

En lo referente al número de usuarios  $c$  que acceden correctamente a un código se verificarán las siguientes desigualdades:

$$K - m - r \geq N_k^{SA} = c \geq 0 \quad (3.61)$$

$$N_k^A = n \geq N_k^{SA} = c \geq 0 \quad (3.62)$$



$$\begin{aligned}
 N_k^B \geq N_k^{AB} &\Leftrightarrow N_k^B \geq N_k^B - N_{k+1}^B + N_k^{FA} \Leftrightarrow \\
 &\Leftrightarrow i \geq i - j + n - c \Leftrightarrow c \geq n - j
 \end{aligned} \tag{3.63}$$

$$\begin{aligned}
 N_k^{AB} \geq 0 &\Leftrightarrow N_k^B - N_{k+1}^B + N_k^{FA} \geq 0 \Leftrightarrow \\
 &\Leftrightarrow i - j + n - c \geq 0 \Leftrightarrow n - j + i \geq c
 \end{aligned} \tag{3.64}$$

E igualmente se puede acotar el número de usuarios que acceden al sistema desde el estado *idle* haciendo uso de la relación (3.42) y del número de usuarios en dicho estado en la ranura  $k$ ,  $N_k^I$  a partir de las expresiones que se presentan a continuación:

$$\begin{aligned}
 N_k^I \geq N_k^{AI} = j - i + c &\Leftrightarrow N - i - m - r \geq j - i - c \Leftrightarrow \\
 &\Leftrightarrow N - m - r - j \geq c
 \end{aligned} \tag{3.65}$$

$$N_k^{AI} = j - i + c \geq 0 \Leftrightarrow c \geq i - j \tag{3.66}$$

Finalmente, las seis últimas desigualdades se traducen en la siguiente desigualdad global relativa al número de usuarios  $c$  que en la ranura  $k$  consiguen acceder correctamente a un código:

$$\min(K - m - r, n, n - j + i, N - m - r - j) \geq c \geq \max(0, i - j, n - j) \tag{3.67}$$

Por último, el número de usuarios total  $n$  que intentan acceder a un código en la ranura  $k$  se puede acotar como:

$$N_k^I + N_k^B \geq N_k^A = n \geq 0 \Leftrightarrow N - m - r \geq n \geq 0 \tag{3.68}$$

Para el cálculo de la probabilidad de transición entre dos estados definida en (3.24) se puede hacer uso de la siguiente condición de partición que recoge todos los posibles valores que pueden tomar las variables  $N_k^A$ ,  $N_k^{SA}$ ,  $N_k^{TR}$  y  $N_k^{T1}$  en función de las cuales se pueden expresar el resto de variables que definen el sistema, haciendo uso de los límites superiores e inferiores establecidos a partir de las desigualdades (3.55), (3.60), (3.67) y (3.68):

$$\sum_{n=0}^{N-m-r} \sum_{c=\max(0, i-j, n-j)}^{\min(K-m-r, n, n-j+i, N-m-r-j)} \sum_{w=0}^{\min(c, c-l+m-s+r)} \sum_{t=\max(0, r-s)}^{\min(r, m-s+r, l-c+w)} P \left[ \begin{array}{l} N_k^A = n, N_k^{SA} = c, \\ N_k^{T1} = w, N_k^{TR} = t \end{array} \middle| \begin{array}{l} N_k^B = i, N_k^T = m, \\ N_k^R = r \end{array} \right] = 1 \tag{3.69}$$

En el desarrollo que sigue a partir de (3.69) y, por simplicidad en la notación, se omitirán los límites de los sumatorios entendiéndose que estos límites son los mismos que existen en esta última expresión. Así, la probabilidad de transición de estados quedaría formulada del modo siguiente:

$$P_{imr, jls} = \sum_n \sum_c \sum_w \sum_t P \left[ \begin{array}{l} N_{k+1}^B = j, N_{k+1}^T = l, N_{k+1}^R = s, \\ N_k^A = n, N_k^{SA} = c, N_k^{T1} = w, N_k^{TR} = t \end{array} \middle| \begin{array}{l} N_k^B = i, N_k^T = m, N_k^R = r \end{array} \right] \tag{3.70}$$

Esta probabilidad se puede expresar en primer lugar en términos de las variables en la ranura  $k$  haciendo uso de las relaciones anteriormente expuestas entre dichas variables, y en

particular de (3.42), (3.45) y (3.46), obteniéndose como resultado la necesidad de calcular la siguiente probabilidad condicionada:

$$P_{imr,jls} = \sum_n \sum_c \sum_w \sum_t P \left[ \begin{array}{l} N_k^{AI} = j-i+c, N_k^{TS} = c-w-l+m-s+r, N_k^{FT} = s-r+t, \\ N_k^A = n, N_k^{SA} = c, N_k^{T1} = w, N_k^{TR} = t \end{array} \middle| \begin{array}{l} N_k^B = i, N_k^T = m, N_k^R = r \end{array} \right] \quad (3.71)$$

Esta última probabilidad se puede modificar aplicando las relaciones matemáticas propias de la probabilidad condicionada hasta obtener un conjunto de probabilidades que sean directamente calculables con funciones de probabilidad conocidas, tal y como se muestra en la ecuación que se presenta a continuación:

$$\begin{aligned} P_{imr,jls} &= \sum_n \sum_c \sum_w \sum_t P \left[ \begin{array}{l} N_k^{TS} = c-w-l+m-s+r, \\ N_k^{FT} = s-r+t \end{array} \middle| \begin{array}{l} N_k^{AI} = j-i+c, N_k^A = n, N_k^{SA} = c, N_k^{T1} = w, \\ N_k^{TR} = t, N_k^B = i, N_k^T = m, N_k^R = r \end{array} \right] \\ &= P \left[ N_k^{TR} = t \middle| \begin{array}{l} N_k^{AI} = j-i+c, N_k^A = n, N_k^{SA} = c, \\ N_k^{T1} = w, N_k^B = i, N_k^T = m, N_k^R = r \end{array} \right] P \left[ N_k^{T1} = w \middle| \begin{array}{l} N_k^{AI} = j-i+c, N_k^A = n, N_k^{SA} = c, \\ N_k^B = i, N_k^T = m, N_k^R = r \end{array} \right] \\ &= P \left[ N_k^{SA} = c \middle| \begin{array}{l} N_k^{AI} = j-i+c, N_k^A = n, \\ N_k^B = i, N_k^T = m, N_k^R = r \end{array} \right] P \left[ N_k^A = n \middle| \begin{array}{l} N_k^{AI} = j-i+c, N_k^B = i, \\ N_k^T = m, N_k^R = r \end{array} \right] P \left[ N_k^{AI} = j-i+c \middle| \begin{array}{l} N_k^B = i, N_k^T = m, \\ N_k^R = r \end{array} \right] \end{aligned} \quad (3.72)$$

Y eliminando aquellas condiciones que no afectan sobre el cálculo de cada uno de los factores, la expresión de la probabilidad de transición de estados se puede reescribir como:

$$\begin{aligned} P_{imr,jls} &= \sum_n \sum_c \sum_w \sum_t \underbrace{P \left[ N_k^{TS} = c-w-l+m-s+r, N_k^{FT} = s-r+t \middle| N_k^A = n, N_k^T = m \right]}_{(a)} \\ &= \underbrace{P \left[ N_k^{TR} = t \middle| N_k^R = r \right]}_{(b)} \underbrace{P \left[ N_k^{T1} = w \middle| N_k^{SA} = c \right]}_{(c)} \underbrace{P \left[ N_k^{SA} = c \middle| N_k^A = n, N_k^T = m, N_k^R = r \right]}_{(d)} \\ &= \underbrace{P \left[ N_k^{AB} = n-j+i-c \middle| N_k^B = i \right]}_{(e)} \underbrace{P \left[ N_k^{AI} = j-i+c \middle| N_k^I = N-i-m-r \right]}_{(f)} \end{aligned} \quad (3.73)$$

En esta última expresión se distinguen 6 términos cuyo cálculo es inmediato a partir de probabilidades conocidas. Además, cada uno está relacionado con alguno de los diferentes procesos que el protocolo ISMA-DS/CDMA lleva a cabo, tal y como se describe a continuación.

(a) El primer término está relacionado con el proceso de transmisión, y determina la probabilidad de que, de entre los  $m$  usuarios que se encuentran en el estado de *transmisión* en la ranura  $k$ , una parte finalice la transmisión del mensaje y regrese a *idle* y otra parte pase al estado de *retransmisión*. La evaluación de esta probabilidad pasa por considerar que cada uno de los  $m$  usuarios puede llevar a cabo tres acciones:

- Regresa a estado *idle* cuando el paquete que ha enviado llega libre de errores y además este paquete es el último del mensaje que se está transmitiendo, lo que ocurre con una probabilidad  $p_{ok}(x) \cdot p_m$ , siendo  $1/p_m$  la longitud media en paquetes de los mensajes que se están enviando y  $p_{ok}(x)$  la probabilidad de transmitir un paquete correctamente cuando existen  $x$  transmisiones simultáneas, dependiente directamente de la técnica de acceso empleada.
- Pasa a estado *retransmisión* cuando el paquete enviado tiene errores y además no decide retransmitirlo en la siguiente ranura, de modo que la probabilidad de que ocurra esta transición es  $(1 - p_{ok}(x)) \cdot (1 - p_b)$ .
- En cualquier otra circunstancia el móvil se mantiene en el estado de *transmisión*, por lo tanto con una probabilidad  $1 - p_{ok}(x) \cdot p_m - (1 - p_{ok}(x)) \cdot (1 - p_b)$ .

Desde esta perspectiva, la variable aleatoria bidimensional que determina el número de usuarios que regresan a estado *idle* y el número de usuarios que pasan a estado *retransmisión* sigue una función de distribución trinomial de parámetros  $m$ ,  $p_{ok}(x) \cdot p_m$  y  $(1 - p_{ok}(x)) \cdot (1 - p_b)$ , con lo que el primer término de (3.73) se puede evaluar como:

$$P \left[ N_k^{TS} = c - w - l + m - s + r, N_k^{FT} = s - r + t \mid N_k^A = n, N_k^T = m \right] = \binom{m - s + r - t}{c - w - l + m - s + r} \binom{m}{s - r + t} (p_{ok}(m+n) \cdot p_m)^{c-w-l+m-s+r} (1 - p_{ok}(m+n) \cdot p_m - (1 - p_{ok}(m+n))(1 - p_b))^{-c+w-t} ((1 - p_{ok}(m+n))(1 - p_b))^{s-r+t} \quad (3.74)$$

La probabilidad de transmitir un paquete correctamente  $p_{ok}(x)$  depende de la técnica de acceso múltiple utilizada, en este caso DS/CDMA, así como de las diferentes condiciones de propagación y codificación empleadas, lo que puede dar lugar a que no exista una expresión analítica para esta probabilidad y deba recurrirse a gráficos obtenidos como resultados de simulación. Sin embargo, bajo ciertas condiciones simplificadoras que son habitualmente empleadas en DS/CDMA, sí que es posible llegar a una expresión analítica. En particular, haciendo uso de la hipótesis gaussiana para modelar la estadística de las interferencias en una celda aislada, prescindiendo del ruido térmico, muy por debajo de dichas interferencias, y asumiendo la existencia de un control de potencia ideal para todos los usuarios capaz de compensar todos los desvanecimientos del canal, la probabilidad de error en el bit  $p_e$  está relacionada con el número de usuarios activos en un momento dado,  $x$ , y con la ganancia de procesamiento  $G_p$  del sistema según la expresión siguiente, demostrada en el capítulo 2:

$$p_e(x) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{3G_p}{2(x-1)}} \right) \quad (3.75)$$

Si además se considera que se envían paquetes de longitud  $L$  bits sin ningún tipo de código corrector, la probabilidad de que el paquete recibido sea correcto vendrá dada por la expresión:

$$p_{ok}(x) = (1 - p_e(x))^L \quad (3.76)$$

Para el caso analizado, debe puntualizarse que el número de usuarios que simultáneamente envían un paquete en el sistema es  $n+m$ , puesto que influyen no sólo los  $m$

usuarios que están en el estado de transmisión sino también aquellos  $n$  usuarios que pretenden conseguir un nuevo código y por lo tanto realizan un acceso.

(b) El segundo término refleja el número de terminales que deciden pasar del estado *retransmisión* al de *transmisión*. Partiendo de la consideración de que existen  $r$  terminales en modo *retransmisión*, y que deciden pasar al estado de *transmisión* con probabilidad  $p_b$ , el número de usuarios que cambia de estado seguirá una distribución binomial de parámetros  $r$  y  $p_b$ , con lo que la expresión para este término viene dada por:

$$P[N_k^{TR} = t \mid N_k^R = r] = \binom{r}{t} p_b^t (1 - p_b)^{r-t} \quad (3.77)$$

(c) El tercer término se corresponde con el número de terminales que consiguen un código pero que no lo mantienen debido a que sólo tienen un paquete para transmitir. Considerando que hay un total de  $c$  usuarios que han conseguido acceder a los códigos correctamente, y que cada uno de ellos finaliza el mensaje con probabilidad  $p_m$ , el número de usuarios que finalizan la transmisión con este primer paquete seguirá nuevamente una función de distribución binomial de parámetros  $c$  y  $p_m$ , de donde se deduce de forma inmediata que:

$$P[N_k^{T1} = w \mid N_k^{SA} = c] = \binom{c}{w} p_m^w (1 - p_m)^{c-w} \quad (3.78)$$

(d) El cuarto término está relacionado con la adquisición de código, y representa la probabilidad de que  $c$  usuarios adquieran correctamente un código sabiendo que hay  $n$  usuarios que intentan acceder, que hay  $K-m-r$  códigos disponibles y que la interferencia total es la originada por los  $m$  usuarios que están en estado de *transmisión* más los  $n$  usuarios que han decidido acceder a alguno de los códigos libres.

A efectos del cálculo de esta probabilidad es preciso diferenciar los dos efectos que pueden originar la pérdida del paquete enviado: la colisión con otros usuarios que seleccionen el mismo código y la incidencia de la interferencia, que puede causar que un paquete se reciba incorrectamente aun cuando sólo haya sido escogido el código por un único usuario.

Considerándose en primer lugar el efecto de la colisión en código, la probabilidad de que haya  $c_2$  éxitos de entre un total de  $n$  accesos a código sobre  $K-m-r$  códigos libres se puede calcular a través de un experimento equivalente que consiste en disponer de un conjunto de  $K-m-r$  cajas (los códigos) en las que se depositan de forma aleatoria un total de  $n$  bolas (los accesos) y determinar la probabilidad de que  $c_2$  cajas posean exactamente una bola. Se demuestra en [56] que esta probabilidad viene dada por la expresión:

$$F(c_2, n, K - m - r) = \frac{\binom{K - m - r}{c_2} \left[ \binom{n}{c_2} \left( \binom{K - m - r - c_2}{c_2} - \sum_{u=1}^{\alpha} (-1)^{u-1} \binom{K - m - r - c_2}{u} \binom{n - c_2}{n - c_2 - u} \binom{K - m - r - c_2 - u}{c_2 - u} \right) \right]}{\binom{K - m - r}{c_2} \binom{n}{c_2}} \quad (3.79)$$

donde

$$\alpha = \begin{cases} n - c_2 & \text{si } K - m - r \geq n \\ K - m - r - c_2 - 1 & \text{si } n > K - m - r \end{cases}$$

Para considerar el efecto de las interferencias hay que tener presente que, a pesar de que haya  $c_2$  usuarios que no hayan sufrido colisión, puede ser que sus paquetes hayan llegado con errores. De este modo, la probabilidad de tener  $c$  usuarios cuyos paquetes llegan correctamente se podrá calcular a partir de (3.79) como:

$$P\left[N_k^{SA} = c \mid N_k^A = n, N_k^T = m, N_k^R = r\right] = \sum_{c_2=c}^{\min(n, K-m-r)} \binom{c_2}{c} (p_{ok}(m+n))^c (1 - p_{ok}(m+n))^{c_2-c} F(c_2, n, K-m-r) \quad (3.80)$$

(e) El quinto término está relacionado con el número de usuarios en estado *backlogged* que deciden intentar el acceso a por un código. Teniendo en cuenta que los intentos se dan con probabilidad  $p_r$  entre un total de  $i$  usuarios, la probabilidad se determina a través de la expresión para la distribución binomial.

$$P\left[N_k^{AB} = n - j + i - c \mid N_k^B = i\right] = \binom{i}{n - j + i - c} p_r^{n-j+i-c} (1 - p_r)^{c-n+j} \quad (3.81)$$

(f) Por último, el sexto término se refiere a la probabilidad de tener un número dado de usuarios que abandonan el estado *idle* para intentar un acceso a por un código tras la llegada de un mensaje. Considerando que hay un total de  $N-i-m-r$  usuarios en estado *idle* y que dejan este estado con probabilidad  $p_i$ , la expresión buscada es:

$$P\left[N_k^{AI} = j - i + c \mid N_k^I = N - i - m - r\right] = \binom{N - i - m - r}{j - i + c} p_i^{j-i+c} (1 - p_i)^{N-m-r-j-c} \quad (3.82)$$

Así, finalmente, sustituyendo las anteriores expresiones (3.74), (3.77), (3.78), (3.80), (3.81) y (3.82) en la relación global (3.73) se llega a determinar la probabilidad de transición de estados para los estados iniciales  $(i, m, r)$  que cumplan  $K-m-r > 0$ . Por el contrario, el caso de ausencia de códigos libres  $K-m-r=0$  requiere de un análisis ligeramente distinto por el hecho de que bajo esta condición los usuarios no van a intentar ningún acceso a código, de modo que no van a interferir sobre el resto de usuarios que están transmitiendo.

### 3.2.3.2.1.2. Caso $K-m-r=0$ . No existen códigos libres.

El hecho de no disponer de códigos libres en una ranura modifica las posibles transiciones de estado de los diferentes usuarios debido a que el acceso a código va a estar inhibido, lo que se traduce en primer lugar en que los usuarios del estado *idle* que deseen enviar un nuevo mensaje van a pasar directamente a estado *backlogged* y en segundo lugar en que la probabilidad de error de los paquetes que envíen los usuarios del estado *transmisión* únicamente se verá afectada por la interferencia generada por ellos mismos, y en ningún caso por la interferencia debida a los accesos a código, como ocurriría si hubieran códigos libres. Según estas especificaciones, el diagrama de transiciones se refleja en la Figura 3.8, donde se aprecia, por un lado, que, con una cierta probabilidad  $p_i$  de generación de un nuevo mensaje, los usuarios pasan del estado *idle* al estado *backlogged* a la espera de que se liberen códigos, mientras que por el otro lado, los usuarios en estado *transmisión* siguen su curso afectados únicamente por la posibilidad de tener que retransmitir paquetes debido a la interferencia. Nótese que esta figura solamente refleja las transiciones en el caso particular de que el estado inicial  $(i, m, r)$  cumpla que  $K-m-r=0$ , lo que justifica la existencia de un estado futuro, el

*backlogged*, que en dicha figura no presente ningún flujo de salida, pues la salida de dicho estado estará supeditada al flujo de salida del estado *transmisión* hacia el estado *idle*, que supondrá la liberación de códigos y por lo tanto el paso al diagrama de transiciones del caso  $K-m-r>0$ , donde sí se permite la salida de usuarios del estado *backlogged*.

De acuerdo con dicho diagrama, las variables aleatorias involucradas en el sistema en las ranuras  $k$  y  $k+1$  toman los siguientes valores:

- Número de usuarios en estado *backlogged*:

$$N_k^B = i \tag{3.83}$$

$$N_{k+1}^B = j \tag{3.84}$$

- Número de usuarios en estado de *transmisión*:

$$N_k^T = m \tag{3.84}$$

$$N_{k+1}^T = l \tag{3.85}$$

- Número de usuarios en estado de *retransmisión*:

$$N_k^R = r \tag{3.87}$$

$$N_{k+1}^R = s \tag{3.88}$$

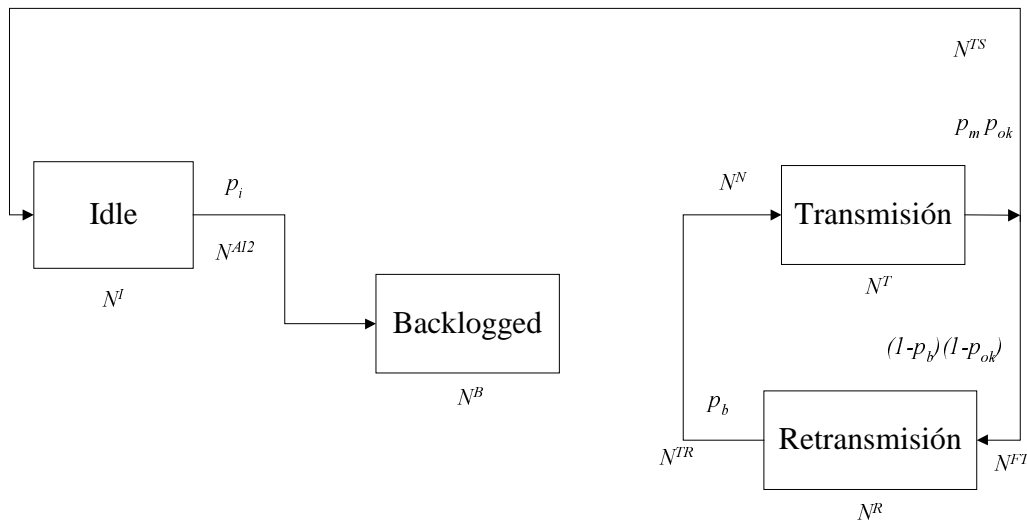


Figura 3.8 Transiciones de estado para el caso  $K-m-r=0$ .

- Número de usuarios a los que les llega un nuevo mensaje desde el estado *idle*, de modo que pasan a estado *backlogged*:

$$N_k^{AI2} = a_2 \tag{3.89}$$

- Número de usuarios que salen del estado *retransmisión* para pasar al estado *transmisión*:

$$N_k^{TR} = t \quad (3.90)$$

- Número de usuarios que regresan al estado *idle* desde el estado *transmisión* por haber finalizado su mensaje:

$$N_k^{TS} = z \quad (3.91)$$

- Número de usuarios que pasan a estado *retransmisión* por haberse producido algún error en el envío de un paquete:

$$N_k^{FT} = f \quad (3.92)$$

A partir de las anteriores equivalencias y de la Figura 3.8, del mismo modo que en el caso  $K-m-r>0$ , se deducen las siguientes igualdades:

$$N_{k+1}^B - N_k^B = N_k^{AI2} \quad \Leftrightarrow \quad j - i = a_2 \quad (3.93)$$

$$N_{k+1}^T - N_k^T = N_k^{TR} - N_k^{TS} - N_k^{FT} \quad \Leftrightarrow \quad l - m = t - z - f \quad (3.94)$$

$$N_{k+1}^R - N_k^R = N_k^{FT} - N_k^{TR} \quad \Leftrightarrow \quad s - r = f - t \quad (3.95)$$

Y combinando las dos últimas igualdades se obtiene:

$$N_k^{TS} = z = m - l - s + r \quad (3.96)$$

En este caso la condición de partición que se usará para la determinación de la probabilidad de transición de estado se efectuará por medio de la variable  $N_k^{TR} = t$ , cuyos límites quedan determinados por las siguientes desigualdades:

$$\begin{aligned} N_k^T - N_k^{FT} \geq N_k^{TS} &\Leftrightarrow N_k^T - N_k^{TR} + N_k^{TS} + N_{k+1}^T - N_k^T \geq N_k^{TS} \Leftrightarrow \\ \Leftrightarrow N_{k+1}^T - N_k^{TR} \geq 0 &\Leftrightarrow l \geq t \end{aligned} \quad (3.97)$$

$$\begin{aligned} N_k^T \geq N_k^{FT} &\Leftrightarrow N_k^T \geq N_{k+1}^R - N_k^R + N_k^{TR} \Leftrightarrow \\ \Leftrightarrow m \geq s - r + t &\Leftrightarrow t \leq m - s + r \end{aligned} \quad (3.98)$$

$$\begin{aligned} N_k^{FT} \geq 0 &\Leftrightarrow N_{k+1}^R - N_k^R + N_k^{TR} \geq 0 \Leftrightarrow \\ \Leftrightarrow s - r + t \geq 0 &\Leftrightarrow t \geq r - s \end{aligned} \quad (3.99)$$

$$r \geq N_k^{TR} = t \geq 0 \quad (3.100)$$

Las cuatro últimas expresiones se pueden resumir en:

$$\min(r, m - s + r, l) \geq t \geq \max(0, r - s) \quad (3.101)$$

De esta forma, la condición de partición a aplicar es:

$$\sum_{t=\max(0, r-s)}^{\min(r, m-s+r, l)} P\left[N_k^{TR} = t \mid N_k^B = i, N_k^T = m, N_k^R = r\right] = 1 \quad (3.102)$$

A partir de aquí, la probabilidad de transición de estado queda determinada, haciendo uso de las relaciones entre parámetros y de la probabilidad condicionada, por la expresión siguiente, donde nuevamente se han omitido los límites del sumatorio, entendiéndose que son los mismos que para la condición de partición expresada en (3.102):

$$\begin{aligned} p_{imr, jls} &= P\left[N_{k+1}^B = j, N_{k+1}^T = l, N_{k+1}^R = s \mid N_k^B = i, N_k^T = m, N_k^R = r\right] = \\ &= P\left[N_{k+1}^B = j \mid N_k^B = i, N_k^T = m, N_k^R = r\right] \sum_t P\left[N_k^{TR} = t, N_{k+1}^T = l, N_{k+1}^R = s \mid N_k^B = i, N_k^T = m, N_k^R = r\right] = \\ &= \underbrace{P\left[N_k^{AI2} = j - i \mid N_k^I = N - m - r - i\right]}_{(a)} \sum_t \underbrace{P\left[N_k^{TS} = m - l - s + r, N_k^{FT} = s - r + t \mid N_k^T = m\right]}_{(b)} \underbrace{P\left[N_k^{TR} = t \mid N_k^R = r\right]}_{(c)} \end{aligned} \quad (3.103)$$

Los tres términos que aparecen en la última expresión reflejan los valores siguientes:

(a) El primer término refleja el número de usuarios que desde modo *idle* pasan a estado *backlogged*, calculable mediante una distribución binomial de parámetros  $N-m-r-i$  y  $p_i$ .

(b) El número de usuarios que desde el estado *transmisión* regresan a estado *idle* o pasan al estado *retransmisión*, números que siguen una distribución trinomial de parámetros  $m$ ,  $p_{ok}(m) \cdot p_m$  y  $(1-p_{ok}(m)) \cdot (1-p_b)$ .

(c) Por último, el número de usuarios que pasan al estado *transmisión* provenientes del estado *retransmisión*, que sigue una distribución binomial de parámetros  $r$  y  $p_b$ .

De esta forma, la expresión para la probabilidad de transición de estados para el caso  $K-m-r=0$  es la siguiente:

$$\begin{aligned} p_{imr, jls} &= \binom{N-m-r-i}{j-i} p_i^{j-i} (1-p_i)^{N-m-r-j} \sum_t \binom{m-s+r-t}{m-l-s+r} \binom{m}{s-r+t} (p_{ok}(m) \cdot p_m)^{m-l-s+r} \\ & \quad (1-p_{ok}(m) \cdot p_m - (1-p_{ok}(m))(1-p_b))^{l-t} ((1-p_{ok}(m))(1-p_b))^{s-r+t} \binom{r}{t} p_b^t (1-p_b)^{r-t} \end{aligned} \quad (3.104)$$

Es necesario hacer notar dos condiciones que deben satisfacerse para poder aplicarse la expresión anterior:

$$\begin{cases} j \geq i \\ m+r-l-s \geq 0 \end{cases} \quad (3.105)$$

La primera de ellas está relacionada con el hecho de que, según el diagrama de transiciones para el caso  $K-m-r=0$ , no hay ningún usuario que abandone el estado *backlogged*, por lo que será imposible que se pase a un estado donde el número de usuarios en estado



*backlogged*,  $j$ , sea inferior al número de usuarios  $i$  que había en la ranura anterior. Por su parte, la segunda cota está relacionada de forma análoga con los estados *transmisión* y *retransmisión*: el número de usuarios total que se encuentra en uno de estos dos estados únicamente podrá decrecer en la ranura siguiente debido a que no pueden llegar nuevos usuarios provenientes de los estados *idle* o *backlogged*. Por lo tanto, el número de usuarios ( $m+r$ ) en la ranura  $k$  nunca podrá ser inferior al número de usuarios ( $l+s$ ) en la ranura  $k+1$ . En consecuencia, la probabilidad de transición entre estados tales que  $K-m-r=0$  y que no cumplan alguna de las dos condiciones anteriores será 0.

### 3.2.3.2.2. Cálculo del *throughput* del sistema

Las expresiones obtenidas anteriormente para los casos  $K-m-r>0$  y  $K-m-r=0$  permiten la evaluación de las probabilidades de transición de estados y la consiguiente construcción de la matriz de transición  $\mathbf{P}$ . No es difícil demostrar que la cadena de Markov así obtenida es ergódica, ya que cumple las propiedades de ser irreducible porque todos los posibles estados son accesibles desde otros estados en un número determinado de transiciones, ser aperiódica y ser los estados recurrentes positivos, ya que tras salir de un estado se regresa de nuevo a él dentro de un número finito más o menos grande de transiciones. Esta propiedad permite garantizar la existencia de un régimen permanente único independiente del estado inicial del sistema [57].

Dicho régimen permanente vendrá caracterizado por el vector de probabilidades de estado  $\pi = \{\pi_{i,m,r}\}$  cuyos elementos están definidos por la probabilidad:

$$\pi_{i,m,r} = P[N^B=i, N^T=m, N^R=r] \quad (3.106)$$

que se puede calcular mediante el siguiente sistema de ecuaciones en régimen permanente:

$$\pi = \pi \cdot \mathbf{P} \quad (3.107)$$

bajo la condición

$$\sum_{r=0}^K \sum_{m=0}^{K-r} \sum_{i=0}^{K-r-N-m-r} \pi_{i,m,r} = 1 \quad (3.108)$$

Conocido el vector  $\pi$  es posible evaluar el rendimiento del protocolo ISMA-DS/CDMA en términos de *throughput*, o número medio de paquetes correctamente transmitidos por ranura temporal, y de retardo de los mensajes enviados.

El *throughput* total se puede contemplar como la suma de dos contribuciones:

- el número de paquetes iniciales enviados correctamente, y que por lo tanto se habrán visto involucrados en un proceso de acceso a código
- el número de paquetes enviados correctamente desde el estado de *transmisión*, que únicamente se verán afectados por la interferencia multiusuario existente en el sistema en un momento dado

3.2.3.2.2.1. Throughput de paquetes iniciales

Para llevar a cabo este cálculo será necesario calcular la probabilidad de tener  $c$  paquetes iniciales correctos,  $P[N^{SA}=c]$  y ponderar este valor para todos los posibles valores de  $c$ . A su vez,  $P[N^{SA}=c]$  se puede evaluar calculando, para cada uno de los estados  $\{N^B=i, N^T=m, N^R=r\}$ , la probabilidad de tener  $c$  paquetes iniciales correctos ponderada por la probabilidad de cada estado en régimen permanente  $\pi_{i,m,r}$ . Por consiguiente, el problema se reduce a determinar el valor de la probabilidad condicionada  $P[N^{SA}=c | N^B=i, N^T=m, N^R=r]$ .

Nótese que este cálculo únicamente deberá ser efectuado para aquellos estados en los que  $K-m-r>0$ , puesto que en ausencia de códigos libres no existen paquetes iniciales. Por lo tanto, se debe tomar como referencia la Figura 3.7 para la determinación de los paquetes iniciales correctamente transmitidos en un estado concreto.

Para facilitar el cálculo de la probabilidad  $P[N^{SA}=c | N^B=i, N^T=m, N^R=r]$  resulta adecuado tomar en consideración el número  $a$  de usuarios que acceden al sistema desde el estado *idle*, así como el número de usuarios total  $n$  que intentan acceder a por un código. Esto permite la aplicación de la probabilidad condicionada para descomponer la probabilidad que se desea encontrar en factores directamente calculables mediante probabilidades conocidas. Aplicando este criterio se obtiene la siguiente expresión:

$$\begin{aligned}
 P[N^{SA}=c | N^B=i, N^T=m, N^R=r] &= \sum_{a=0}^{N-r-m-i} \sum_{n=a}^{i+a} P[N^{SA}=c, N^A=n, N^{AI}=a | N^B=i, N^T=m, N^R=r] = \\
 &= \sum_{a=0}^{N-r-m-i} \sum_{n=a}^{i+a} P[N^{SA}=c | N^A=n, N^B=i, N^T=m, N^R=r] P[N^{AB}=n-a | N^{AI}=a, N^B=i] \\
 &= \sum_{a=0}^{N-r-m-i} \sum_{n=a}^{i+a} P[N^{SA}=c | N^A=n, N^T=m, N^R=r] P[N^{AI}=a | N^I=N-m-r-i] \\
 &= \sum_{a=0}^{N-r-m-i} \sum_{n=a}^{i+a} P[N^{SA}=c | N^A=n, N^T=m, N^R=r] \binom{i}{n-a} p_r^{n-a} (1-p_r)^{i-n+a} \binom{N-r-m-i}{a} p_i^a (1-p_i)^{N-r-m-i-a}
 \end{aligned} \tag{3.109}$$

Donde la expresión  $P[N^{SA}=c | N^A=n, N^T=m, N^R=r]$  se calcula según (3.80).

Como se ha dicho, la expresión (3.109) es únicamente válida para  $K-m-r>0$ , siendo 0 en caso contrario.

Finalmente, pues, el *throughput* de paquetes iniciales se determina como:

$$S^I = \sum_{c=0}^K c \sum_{r=0}^K \sum_{m=0}^{K-r} \sum_{i=0}^{N-m-r} P[N^{SA}=c | N^B=i, N^T=m, N^R=r] \pi_{i,m,r} \tag{3.110}$$

3.2.3.2.2.2. Throughput de paquetes en estado transmisión

De forma análoga al desarrollo del apartado anterior, es necesario determinar, en primer lugar, la probabilidad de tener un número  $l$  de paquetes correctamente enviados desde el estado *transmisión* y ponderar para todos los valores de  $l$  posibles. Para ello, es preciso evaluar para cada estado la probabilidad  $P[l | N^B=i, N^T=m, N^R=r]$  de tener  $l$  paquetes correctamente transmitidos y ponderarla después según las diferentes probabilidades de

estado. A diferencia del caso anterior, ahora será preciso contemplar las posibilidades  $K-m-r>0$  y  $K-m-r=0$ , pues en ambas situaciones podrá haber paquetes correctamente transmitidos por los usuarios que ya dispongan de un código.

Nótese que el cálculo de  $P[l | N^B=i, N^T=m, N^R=r]$  es inmediato para el caso  $K-m-r=0$ , debido a que el único efecto que se debe tener en cuenta es el de la interferencia generada por los usuarios que se encuentran en modo de transmisión, al no existir ningún acceso a código. Así pues, la expresión para esta probabilidad en estas circunstancias viene dada directamente por la siguiente distribución binomial:

$$P[l | N^B = i, N^T = m, N^R = r] = \binom{m}{l} (p_{ok}(m))^l (1 - p_{ok}(m))^{m-l} \quad (3.111)$$

Por su parte, en el caso de disponer de códigos libres,  $K-m-r>0$ , resulta adecuado expresar la probabilidad  $P[l | N^B=i, N^T=m, N^R=r]$  en términos del número de usuarios  $a$  que acceden al sistema desde el estado *idle*, así como del número de usuarios total  $n$  que intentan acceder a por un código, de forma análoga a como se hizo en el apartado anterior, para así poder tener también en consideración el efecto de las interferencias generadas por los accesos a código. Según este procedimiento, se puede evaluar la probabilidad buscada de la siguiente forma:

$$\begin{aligned} P[l | N^B = i, N^T = m, N^R = r] &= \sum_{a=0}^{N-r-m-i} \sum_{n=a}^{i+a} P[l, N^A = n, N^{AI} = a | N^B = i, N^T = m, N^R = r] = \\ &= \sum_{a=0}^{N-r-m-i} \sum_{n=a}^{i+a} P[l | N^A = n, N^T = m] P[N^{AB} = n-a | N^{AI} = a, N^B = i] \\ &= \sum_{a=0}^{N-r-m-i} \sum_{n=a}^{i+a} \binom{m}{l} (p_{ok}(m+n))^l (1 - p_{ok}(m+n))^{m-l} \\ &\quad \binom{i}{n-a} p_r^{n-a} (1 - p_r)^{i-n+a} \binom{N-r-m-i}{a} p_i^a (1 - p_i)^{N-r-m-i-a} \end{aligned} \quad (3.112)$$

Nótese que las relaciones (3.111) y (3.112) únicamente serán válidas para aquellos estados tales que  $m \geq l$ , siendo 0 en cualquier otro caso, pues siempre el número de paquetes correctamente transmitidos  $l$  deberá ser a lo sumo igual al número de usuarios  $m$  en estado *transmisión*.

En definitiva el *throughput* de paquetes transmitidos se expresará, utilizando las igualdades (3.111) y (3.112) según si  $K-m-r=0$  ó  $K-m-r>0$ , respectivamente, como:

$$S^T = \sum_{l=0}^K l \sum_{r=0}^K \sum_{m=0}^{K-r} \sum_{i=0}^{N-m-r} P[l | N^B = i, N^T = m, N^R = r] \pi_{i,m,r} \quad (3.113)$$

Y el *throughput* total finalmente será la suma de las dos contribuciones:

$$S = S^T + S^I \quad (3.114)$$

### 3.2.3.2.3. Cálculo del retardo medio

Otro de los parámetros importantes que permiten evaluar las prestaciones de un protocolo de acceso múltiple es el retardo medio de transmisión de los mensajes que, al igual que el *throughput*, también es directamente calculable en términos de las probabilidades de estado en régimen permanente. Este retardo se puede estimar como el número medio de ranuras que transcurren desde que un usuario abandona el estado *idle* hasta que regresa de nuevo a él, por lo que se puede analizar el sistema desde la perspectiva de dos estados: *idle* y un estado mayor  $E'$  que englobaría al resto (*transmisión, backlogged y retransmisión*).

Se debe considerar el hecho de que todos los usuarios que entren en el estado  $E'$  tarde o temprano saldrán de él, gracias a la ergodicidad de la cadena de Markov analizada. Por lo tanto, se puede aplicar al estado  $E'$  la expresión de Little que relaciona el número medio de elementos en un sistema con el tiempo medio de permanencia y con la tasa de llegadas a dicho sistema  $\lambda$ , de modo que el tiempo que se desea calcular no es más que:

$$E[W] = 1 + \frac{E[N_{E'}]}{\lambda} \quad (3.115)$$

El factor 1 se ha añadido para contemplar el hecho de que las transiciones se producen entre dos ranuras, de modo que el tiempo mínimo para regresar al estado *idle* tras haberlo abandonado será siempre de 1 ranura, lo que viene a decir que para la transmisión de un mensaje se debe dedicar al menos 1 ranura, siendo imposible un retardo de 0.

$E[N_{E'}]$  es el número medio de elementos en el estado  $E'$  en un instante dado, que coincide con el número medio de usuarios en los estados *backlogged, transmisión y retransmisión*, esto es:

$$E[N_{E'}] = \sum_{r=0}^K \sum_{m=0}^{K-r} \sum_{i=0}^{K-m-r} (i+r+m) \pi_{imr} \quad (3.116)$$

Por otra parte, la tasa media de llegadas  $\lambda$  al estado  $E'$  se puede relacionar con el número de medio de usuarios en estado *idle* y con la probabilidad de generación de un nuevo mensaje  $p_i$  como:

$$\lambda = p_i (N - E[N_{E'}]) \quad (3.117)$$

De donde el retardo medio de transmisión de un mensaje no es más que:

$$E[W] = 1 + \frac{E[N_{E'}]}{p_i (N - E[N_{E'}])} \quad (3.118)$$

### 3.2.3.3. Validación del modelo teórico

Con el objetivo de validar el modelo teórico anteriormente expuesto se han llevado a cabo simulaciones basadas en el protocolo ISMA-DS/CDMA y se han contrastado con los resultados obtenidos de forma analítica.

Por limitaciones en el tiempo de ejecución de los equipos disponibles la comparación se ha considerado con un total de  $N=7$  usuarios que acceden a  $K=4$  códigos diferentes en un

sistema DS/CDMA con ganancia de procesamiento  $G_p=15$ , enviándose paquetes de longitud 250 bits sin capacidad correctora de errores. Se ha variado la probabilidad de generación de nuevos mensajes  $p_i$ , y se ha tomado una longitud de mensaje de media 10 paquetes según una distribución de probabilidad geométrica ( $p_m=0.1$ ). Bajo estas condiciones de simulación, en la Figura 3.9 se muestra la comparación entre el *throughput* total simulado y el obtenido analíticamente, mientras que en la Figura 3.10 se presentan los resultados en términos de retardo en la transmisión de mensajes. Se observa una coincidencia prácticamente total entre ambos resultados, lo que permite deducir que el modelo desarrollado se ajusta perfectamente a la realidad del protocolo.

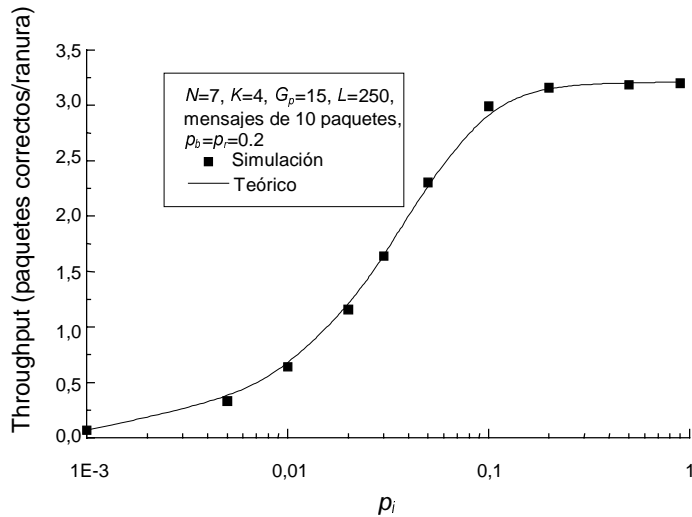


Figura 3.9 Comparación entre el *throughput* teórico y el simulado para el protocolo ISMA-DS/CDMA

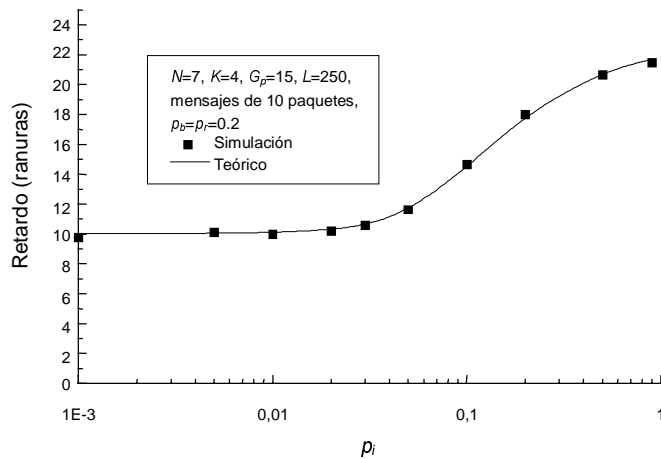


Figura 3.10 Comparación entre el retardo teórico y el simulado para el protocolo ISMA-DS/CDMA

A pesar de que la comparación se ha efectuado con un número de usuarios pequeño, sería igualmente extrapolable a números de usuarios mayores, puesto que, por un lado, en el cálculo efectuado la relación usuarios a códigos es suficientemente grande como para que los valores calculados se vean afectados por el proceso de adquisición de código debido a las colisiones, y por otra parte la relación entre el número de usuarios, la ganancia de procesamiento y la longitud de los paquetes permite que se manifieste también el efecto de la interferencia multiusuario, con lo que quedan reflejados los dos efectos que limitan el comportamiento del protocolo.

### 3.3. Análisis de prestaciones del protocolo ISMA-DS/CDMA

#### 3.3.1. Influencia del número de códigos

Las prestaciones del sistema ISMA-DS/CDMA están fundamentalmente limitadas por dos aspectos: las colisiones en el acceso a códigos por parte de varios usuarios y la influencia de la interferencia multiusuario propia de la técnica de acceso múltiple empleada. Sin embargo, el número de códigos  $K$  disponible en el sistema para la transmisión por paquetes influye de forma diferente sobre los dos aspectos considerados. Así, desde el punto de vista de las colisiones sería interesante que el número de códigos existente fuese elevado para así reducir al máximo la probabilidad de que dos usuarios seleccionaran el mismo código de entre el conjunto disponible. Por el contrario, desde el punto de vista de las interferencias, la existencia de muchos códigos y por lo tanto de la capacidad de disponer de muchos usuarios simultáneamente en el sistema sería contraproducente por cuanto que la interferencia mutua generada reduciría el número de paquetes correctamente recibidos. Este razonamiento induce a estudiar el comportamiento del sistema en función del número de códigos disponible  $K$ , tal y como se planteará en este apartado.

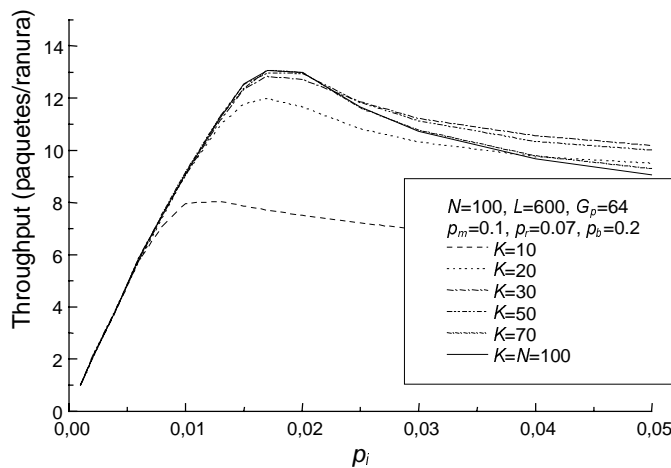


Figura 3.11 Throughput de ISMA-DS/CDMA para diferentes valores de  $K$

En la Figura 3.11 se muestra el resultado relativo al *throughput* para una situación con  $N=100$  usuarios,  $G_p=64$  y  $L=600$  bits en la que se ha ido variando el número de códigos disponible en el sistema  $K$ . Análogamente, en la Figura 3.12 se presenta la característica *throughput* respecto al retardo de transmisión de mensaje. A la vista de estas figuras se observa como, para valores de  $K$  aproximadamente menores que 30 en el caso analizado, las prestaciones del sistema mejoran al incrementarse el número de códigos, con una variación notable al comparar los casos  $K=10$  y  $K=20$  y todavía una variación significativa al pasar de  $K=20$  a  $K=30$ . El motivo hay que buscarlo en que, bajo estas condiciones, el sistema se encuentra limitado por las colisiones en el acceso a los recursos, con lo que valores de  $K$  pequeños suponen un número considerable de dichas colisiones al existir un conjunto pequeño de códigos para escoger. Por el contrario, para un número de códigos aproximadamente superior a 30 en el caso estudiado, las prestaciones no varían de forma significativa ni en cuanto a *throughput* ni en cuanto a retardo, lo que significa que, en estas circunstancias, la limitación fundamental del sistema vendrá motivada por las propias interferencias, de modo que incrementar el número de códigos no supone una mejora de las

prestaciones del protocolo. Nótese que cuando el sistema llega a esta situación de limitación por interferencias, tiende a existir una cierta autorregulación, pues el nivel de interferencias motivará que cuando se incremente el número de accesos, la probabilidad de lograr un código sea muy pequeña, lo que repercutirá sobre el hecho de que pocos usuarios pasen a modo *transmisión*, y esto tenderá a reducir la interferencia global del sistema, favoreciendo de nuevo la posibilidad de nuevos accesos. Esto justifica el lento decaimiento de la curva de *throughput* para cargas altas, con la tendencia general a que, cuanto mayor es el número de códigos  $K$ , más rápido es dicho decaimiento, debido a que en el sistema habrá más usuarios que hayan adquirido códigos y se originará un nivel de interferencia superior. De todos modos, respecto a esta autorregulación juegan un papel importante las probabilidades  $p_r$  y  $p_b$ , cuya influencia será analizada posteriormente.

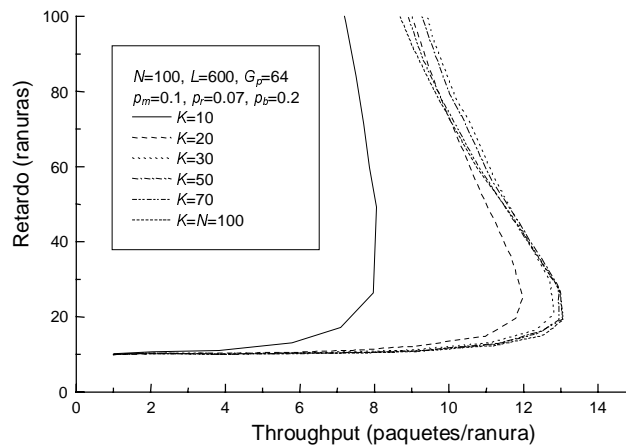


Figura 3.12 Throughput-retardo de ISMA-DS/CDMA para diferentes valores de  $K$

La conclusión importante que se extrae de los resultados observados respecto a *throughput* es la existencia de un valor máximo de dicho *throughput* que no se supera aun incrementando el número de códigos del sistema. La justificación de este hecho está en la limitación por interferencias inherente a la técnica de acceso DS/CDMA: supóngase que el número de códigos fuera muy superior al número de usuarios del sistema, lo que equivaldría a decir que en el sistema nunca habría colisiones en código; en estas circunstancias, al aumentar el número de usuarios en el sistema se incrementaría el nivel de interferencia, lo que se traduciría en que, a partir de un cierto límite, los paquetes no se transmitirían correctamente, con la consiguiente reducción de *throughput*. Consecuentemente, existe un número de usuarios activo que maximiza el *throughput* con un valor únicamente dependiente de la ganancia de procesamiento y de la longitud de los paquetes enviados. Así, independientemente del número de códigos existente en el sistema, este límite va a constituir una cota superior del *throughput* alcanzable. Lo que ocurre cuando hay pocos códigos es que el sistema está tan limitado por las colisiones que las prestaciones se alejan bastante de esta cota superior, con lo que se obtiene una ganancia efectiva como resultado de incrementar el número de códigos. Por el contrario, al aumentarse el número de códigos, el sistema deja de estar limitado por las colisiones y empieza a estar limitado por las interferencias, aproximándose a la mencionada cota máxima, por lo que cada vez se percibe menos ganancia como consecuencia de un incremento en el número de códigos.

Para el esquema DS/CDMA considerado, bajo la hipótesis gaussiana para el modelado de las interferencias y en ausencia de codificación, la cota máxima teórica que podría existir

para el *throughput* debido a las interferencias resultaría de la maximización de la siguiente función, que proporciona el número medio de transmisiones correctas cuando existen  $x$  transmisiones simultáneas en el sistema:

$$S = xp_{ok}(x) = x \left( 1 - \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{3G_p}{2(x-1)}} \right) \right)^L \quad (3.119)$$

Para el caso de  $G_p=64$  y  $L=600$  bits, resulta un *throughput* máximo teórico de 14.5 paquetes/ranura, y como puede comprobarse en la Figura 3.11 el máximo *throughput* obtenido al considerar el protocolo se encuentra alrededor de 13.3 transmisiones correctas/ranura, lo que supone una eficiencia del protocolo ISMA-DS/CDMA de alrededor del 91% respecto del máximo teórico, poniendo de manifiesto el buen comportamiento de dicho protocolo.

Con objeto de delimitar el valor máximo del número de códigos  $K_{max}$  por encima del cual no se obtienen beneficios al estar el sistema limitado por interferencias, en la Figura 3.13 se presentan las regiones de funcionamiento del protocolo para las que éste se encuentra limitado por interferencias o bien por colisiones, para diferentes niveles de carga ofrecida y para diferentes valores del número de códigos en el sistema  $K$ . Dicha gráfica corresponde al caso  $G_p=64$  y  $L=600$  y se ha obtenido evaluando para cada punto el número medio de accesos al sistema  $n_{acc}$ , el número medio de transmisiones  $n_t$  y el número medio de códigos no ocupados  $K_f$ . A partir de dichos valores se ha estimado la probabilidad de colisión  $p_{colisión}$  y la probabilidad de transmisión incorrecta debido a las interferencias  $p_{interf}$ , de acuerdo a las expresiones siguientes:

$$p_{colisión} = 1 - \left( 1 - \frac{1}{K_f} \right)^{n_{acc} - 1} \quad (3.120)$$

$$p_{interf} = 1 - \left( 1 - \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{3G_p}{2(n_{acc} + n_t - 1)}} \right) \right)^L \quad (3.121)$$

De la comparación de ambos valores se determina directamente si el sistema se encuentra limitado por colisiones o bien por interferencia multiusuario. El resultado mostrado en la Figura 3.13 ratifica los aspectos ya comentados, es decir, que para un número bajo de códigos el sistema se encuentra limitado por colisiones prácticamente para todos los niveles de carga considerados, mientras que al incrementarse el número de códigos decrece el margen de niveles de carga para los que el sistema se encuentra limitado por colisiones. Finalmente, se llega a un punto en el que prácticamente para todos los niveles de carga el sistema se encuentra limitado por interferencias y no por colisiones, que determina el máximo número de códigos  $K_{max}$  por encima del cual el sistema no obtiene beneficios, estando este valor alrededor de 28 códigos, lo que constituye una refinación del valor aproximado de 30 que se había observado en las anteriores curvas de *throughput*. Nótese en cualquier caso que, al mirar la gráfica, únicamente interesa el margen de cargas que va de 0 a la máxima carga teórica que puede soportar el sistema, y que en base a la ecuación (3.119) resulta ser de 14.5 paquetes/ranura=8700 bits/ranura.



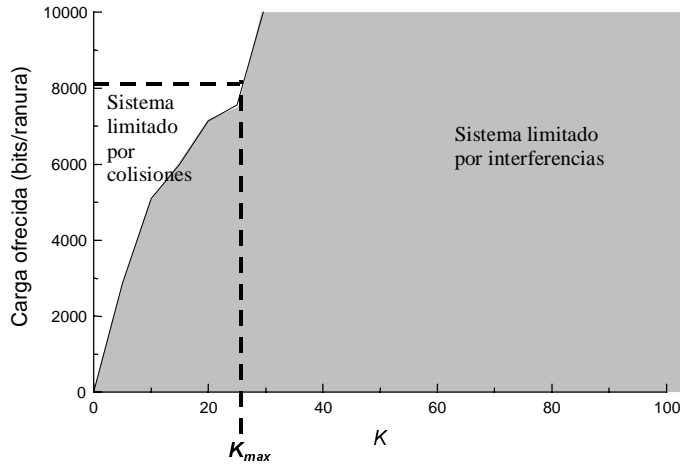


Figura 3.13 Influencia del número de códigos

De forma análoga, con el procedimiento descrito se pueden obtener los valores del número máximo de códigos a emplear para otras ganancias de procesamiento y longitudes de paquete. Los resultados obtenidos se muestran en la Tabla 3.1, y la conclusión a remarcar es que, tal y como puede apreciarse en los tres casos considerados, se cumple que aproximadamente el número máximo de códigos  $K_{max}$  está alrededor del doble del máximo *throughput* teórico  $S_{max}$  que puede lograrse para cada caso, como resultado de la maximización de (3.119). Cabe destacar, por último, que a nivel del número de códigos  $K_{max}$  no se han apreciado diferencias significativas al estudiarse el sistema para diferentes valores de las probabilidades  $p_r$  y  $p_b$ , que en cualquier caso influyen sobre otros aspectos que se analizarán en las secciones siguientes.

Tabla 3.1 Número máximo de códigos para diferentes ganancias de procesamiento

$G_p$	$L$ (bits)	$S_{max}$ (paquetes/ranura)	$K_{max}$
128	300	31.4	60
64	600	14.5	28
32	1200	7.0	15

### 3.3.2. Influencia de la probabilidad de reaccionar a un código $p_r$

La probabilidad de reintentar el acceso a un código  $p_r$  tras producirse una colisión o un error en la transmisión basa su importancia en la capacidad para regular el número de accesos al sistema y en consecuencia para limitar tanto el número de colisiones como la interferencia generada sobre los usuarios que ya hayan adquirido su código. Desde este punto de vista, puede interesar reducir esta probabilidad puesto que así se reducirá la interferencia debida a los accesos, pero también se traducirá en un retardo superior para los usuarios que hayan sufrido colisiones. Por el contrario, valores elevados de la probabilidad de reintento tenderán a incrementar el número de colisiones pues muchos de los usuarios que no hayan logrado el

acceso en una cierta ranura volverán a reintentarlo en la siguiente, con el consiguiente riesgo de sufrir nuevas colisiones.

Así pues, con objeto de analizar el efecto de esta probabilidad, en la Figura 3.14 se observa el *throughput* obtenido en un sistema DS/CDMA según el protocolo ISMA descrito para diferentes valores de la probabilidad de reintento  $p_r$ . Se observa que cuanto menor es  $p_r$  más lentamente se produce el decaimiento del *throughput* al aumentar la probabilidad de generación de nuevos mensajes  $p_i$  (y por lo tanto la carga), aunque, tal y como se aprecia en la Figura 3.15, empeoran ligeramente las prestaciones para cargas menores, en las que el retardo observado es mayor que para valores superiores de  $p_r$ , debido a una ralentización del acceso de los usuarios que hayan sufrido alguna colisión.

En relación a esta última figura debe destacarse que, en el modelo de generación de mensajes considerado, no se genera un nuevo mensaje hasta que se ha finalizado la transmisión del mensaje en curso, lo que sería equivalente a no considerar buffer de mensajes en el transmisor. Así, el retardo presentado sería únicamente el retardo asociado al protocolo, sin contemplar la posibilidad de ningún retardo asociado al tiempo de espera en cola y que, en cualquier caso, será tenido en cuenta en el próximo capítulo, donde se contemplará, entre otras cosas, que se generen nuevos mensajes mientras dura la transmisión en curso.

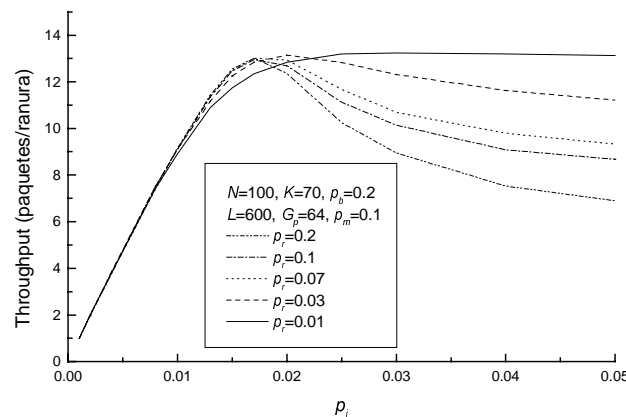


Figura 3.14 Throughput del sistema ISMA-DS/CDMA para diferentes valores de  $p_r$

Otra medida de interés para valorar el comportamiento de un sistema de estas características es el número medio de códigos libres existente, que debe ser contemplado en conjunción con otras curvas como la de *throughput* y retardo, y que se presenta en la Figura 3.16. En dicha figura se aprecia como el número de códigos libre decrece a medida que se va incrementando la carga pero hasta el punto en que el sistema llega a su *throughput* máximo, momento en que parece estabilizarse a un cierto valor más o menos constante. Este hecho pone de manifiesto que, una vez llegados a este nivel de carga, el sistema es incapaz de incrementar el número de accesos correctos a pesar de que crezca el número de intentos, limitado por la interferencia multiusuario existente. Igualmente, se observa como para las cargas más elevadas, el número de códigos libre es menor cuanto mayor es la probabilidad  $p_r$ , lo que indica que se incrementa el número de usuarios que se encuentran en estado de *transmisión* o de *retransmisión*. En estas condiciones de carga alta, el interés es reducir  $p_r$  para evitar accesos y así reducir el nivel de interferencia a fin de que los usuarios que están ocupando algún código lo liberen lo antes posible.

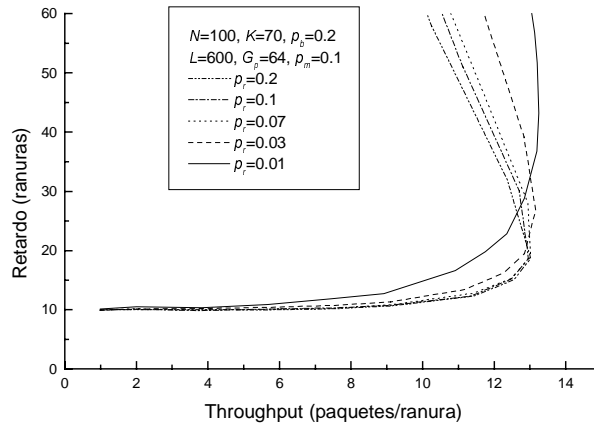


Figura 3.15 Retardo del sistema ISMA-DS/CDMA para diferentes valores de  $p_r$

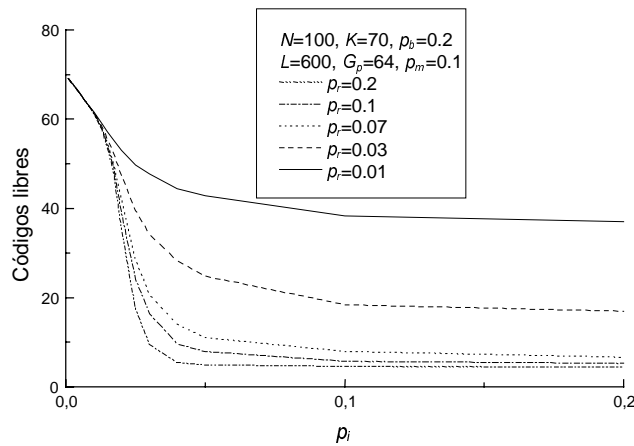


Figura 3.16 Número de códigos libres en un sistema ISMA-DS/CDMA para diferentes valores de  $p_r$

A la vista de los resultados obtenidos, la conclusión que se extrae del análisis de  $p_r$  es que, si bien para cargas elevadas interesa reducir dicha probabilidad, para cargas inferiores resultará beneficioso aumentarla para no penalizar innecesariamente a los usuarios que sufran colisiones. De este modo, más que trabajar con un valor de constante de  $p_r$  puede resultar más apropiada una estrategia adaptativa del valor de  $p_r$  en función del estado del canal en un momento dado, que podrá ser conocido a partir del número de códigos libres, difundido por la estación base.

### 3.3.3. Influencia de la probabilidad de retransmisión $p_b$

Otro de los aspectos que interesa analizar en un sistema ISMA-DS/CDMA es el efecto de la probabilidad de retransmisión  $p_b$  de los paquetes que no son correctamente recibidos una vez ya se dispone del código asignado. A primera vista, puede parecer lógico pensar que interesa trabajar con probabilidades de retransmisión altas para aprovechar al máximo el código que se tiene adquirido, especialmente si el sistema no está muy limitado por interferencias. Sin embargo, si se dispone de muchos códigos y en consecuencia hay muchos usuarios en el sistema, el uso de probabilidades de retransmisión elevadas puede hacer que

continuamente se estén produciendo errores en la transmisión con lo que no se puedan transmitir los mensajes correctamente y en consecuencia no se liberen los códigos, lo que sería negativo tanto en términos de acceso como de transmisión.

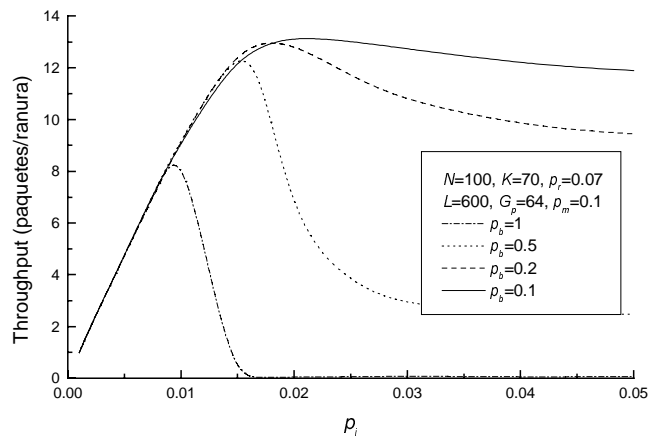


Figura 3.17 Throughput para diferentes valores de  $p_b$

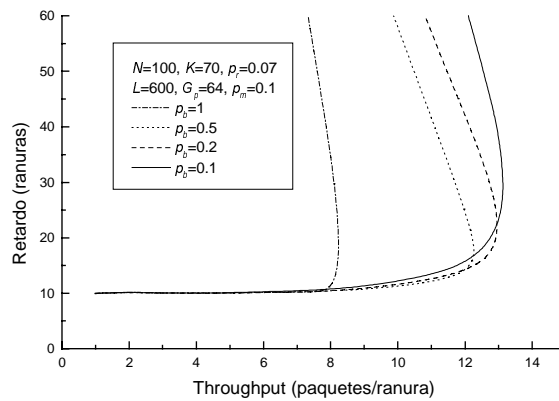


Figura 3.18 Retardo para diferentes valores de  $p_b$

En la Figura 3.17 se muestran los resultados en términos de *throughput* para diferentes valores de la probabilidad  $p_b$ , mientras que en la Figura 3.18 se presentan los resultados en términos de retardo. Los resultados que se observan son similares a los obtenidos en el apartado anterior al ir variando la probabilidad  $p_r$ . En ambos casos una reducción de la probabilidad resulta beneficioso para cargas elevadas. Por lo tanto, la idea de trabajar con  $p_b$  elevada para facilitar la transmisión de mensajes una vez se ha adquirido un código no es siempre adecuada, y los valores muy elevados son especialmente negativos según se desprende de las gráficas. Un razonamiento a esta circunstancia se encuentra en la Figura 3.19 donde se representa el número de códigos libres del sistema, de donde se deduce directamente el número de usuarios que tienen un código adquirido. Este número es suficiente como para que, aun en ausencia de nuevos accesos a código, si todos estos usuarios transmitieran simultáneamente, el nivel de interferencia generado fuese tan elevado que prácticamente no se recibieran paquetes correctos. En concreto, para los parámetros de ganancia de procesamiento y longitud de paquete utilizados, se ha deducido numéricamente de la ecuación (3.119) que el

número de usuarios transmitiendo simultáneamente en el canal que maximiza el número de paquetes correctamente enviados es de unos 16 aproximadamente, mientras que en todos los casos de la figura el número de usuarios que tienen un código es muy superior. Esto implica que, para garantizar que haya transmisiones correctas y se puedan liberar códigos, no todos los usuarios deben transmitir a la vez, lo que finalmente se traduce en una necesidad de reducir la probabilidad  $p_b$ .

Se observa que, contrariamente a lo que pasaba al variar  $p_r$ , en que el número de códigos libres era menor cuanto mayor era esta probabilidad, ocurre lo contrario al variar  $p_b$ , lo que es lógico en tanto que valores bajos de dicha probabilidad harán que los usuarios conserven el código durante más tiempo a la vez que limitarán las interferencias, facilitando, al menos desde este punto de vista, el acceso de nuevos usuarios que contribuirá a reducir más el número de códigos libre. Por el contrario, valores altos de  $p_b$  originarán un nivel de interferencias que provocará por un lado que no se lleguen a producir nuevos accesos al dificultar la obtención de un código, y por otra parte que los usuarios que poseen un código lo mantengan al no poder enviar los paquetes correctamente, con lo que el número de códigos libres se mantendrá en un valor más elevado que para valores bajos de  $p_b$ .

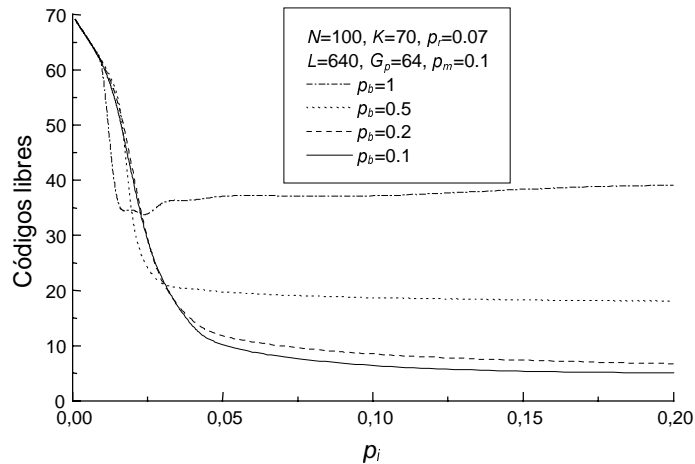


Figura 3.19 Número de códigos libre para diferentes valores de  $p_b$

Así pues, si la conclusión general del apartado anterior era que lo adecuado en términos de  $p_r$  era que no tuviese un valor constante sino dependiente del estado del sistema en un momento dado, o dicho de otra forma, incrementar el valor cuando hay códigos libres y reducirlo a medida que existe un menor número de ellos, la conclusión respecto al valor de  $p_b$  a utilizar es que parece que ha de estar en cierta manera ligado a la utilización que se hace de los códigos. En particular, si el sistema fuese capaz de que en todo momento el número de códigos asignado fuese tal que quedasen suficientes códigos disponibles como para no entorpecer el acceso a código y que además el nivel de interferencia generado estuviera controlado, podría ser ventajoso trabajar con valores altos de  $p_b$ . De lo contrario, se debería reducir  $p_b$ . Esta condición, por lo tanto, permite supeditar el valor de  $p_b$  a que necesariamente se efectúe un control suficientemente adecuado de las interferencias por medio de  $p_r$ , tal y como se expondrá en el apartado siguiente.

### 3.3.4. Algoritmo de optimización de las probabilidades $p_r$ y $p_b$

En los apartados anteriores se ha visto que es ventajoso de cara a optimizar las prestaciones del sistema prescindir de valores fijos de la probabilidad de reintentar el acceso a código,  $p_r$ , y hacer este valor variable en función del estado del sistema en cuanto a número de códigos disponibles en un momento dado. En este apartado se analiza una posible forma de optimizar el valor de esta probabilidad.

En primer lugar se debe considerar que el *throughput* del sistema vendrá dado por la suma de los accesos a código correctos más el número de paquetes enviados correctamente desde el estado transmisión. En concreto, para un número de usuarios  $n_{act}$  que transmiten y un número de usuarios  $n_{acc}$  que pretenden conseguir un código de entre un conjunto de  $K_f$  códigos libres en un momento dado, el *throughput* será:

$$S = n_{act} \left( 1 - \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{3G_p}{2(n_{act} + n_{acc} - 1)}} \right) \right)^L + n_{acc} \left( 1 - \frac{1}{K_f} \right)^{n_{acc} - 1} \left( 1 - \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{3G_p}{2(n_{act} + n_{acc} - 1)}} \right) \right)^L \quad (3.122)$$

El primer término tiene en cuenta los paquetes transmitidos desde un código ya adquirido y por lo tanto sólo está afectado por las interferencias, mientras que el segundo término hace referencia a los paquetes enviados para acceder a un código, de modo que debe incluir tanto la probabilidad de colisión como el efecto de las interferencias.

Si se considera un número de códigos libre suficiente como para prescindir de las colisiones en código, la anterior expresión presenta un máximo dependiente únicamente de la ganancia de procesamiento y de la longitud del paquete considerada para un valor óptimo de  $n_{acc} + n_{act}$ . En particular, para  $G_p=64$  y  $L=600$  bits este máximo se da aproximadamente para  $n_{acc} + n_{act} = 16$ , con  $S_{max}$  aproximadamente igual a 14.5 paquetes/ranura. Lo interesante parece pues mantener el total de usuarios que acceden al sistema lo más cerca posible a este valor óptimo. Si esta condición se cumpliera se tendrían controlados los errores debidos a las interferencias, de modo que, entonces, resultaría interesante que los usuarios que poseen un código transmitieran continuamente, esto es, que  $p_b=1$ , tal y como se ha comentado en el apartado anterior, pues el número de retransmisiones será en general reducido.

Bajo esta última condición, el número de usuarios que poseen un código coincidirá con la diferencia entre los códigos existentes  $K$  y los códigos libres  $K_f$ , con lo que la expresión (3.122) se podría formular únicamente en función de  $K_f$  y de  $n_{acc}$ :

$$S = \left( (K - K_f) + n_{acc} \left( 1 - \frac{1}{K_f} \right)^{n_{acc} - 1} \right) \left( 1 - \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{3G_p}{2(K - K_f + n_{acc} - 1)}} \right) \right)^L \quad (3.123)$$

A partir de aquí es posible determinar el número de accesos óptimo que maximiza el *throughput* para cada número de códigos libre e intentar que éste sea el número de accesos que se produzcan a través de la variación de la probabilidad  $p_r$ . En un sistema real, para evitar los sucesivos cálculos, bastaría con tener tabulada la correspondencia entre el número de códigos libre y el número de accesos óptimo.

3.3.4.1. Caso ideal. El estado del sistema es conocido.

En primer lugar se puede considerar la situación ideal en la que se conoce el estado del sistema, y en concreto cuántos usuarios hay en cada instante en los estados *transmisión*, *retransmisión*, *backlogged* e *idle*, esto es,  $n_t$ ,  $n_r$ ,  $n_b$ ,  $n_i$ , respectivamente. Además, se conoce el número de códigos libre  $K_f$  y el número total de códigos  $K$  así como la probabilidad de generación de nuevos mensajes en modo *idle*,  $p_i$ .

Para cada valor de  $K_f$  se debe determinar en primer lugar el número de usuarios que deberían acceder a por un código en la siguiente ranura,  $n_{acc}$ , y a partir de aquí deducir la probabilidad  $p_r$  a aplicar según la relación siguiente.

$$n_{acc} = n_b p_r + n_i p_i \tag{3.124}$$

de donde se deduce que:

$$p_r = \frac{n_{acc} - n_i p_i}{n_b} \tag{3.125}$$

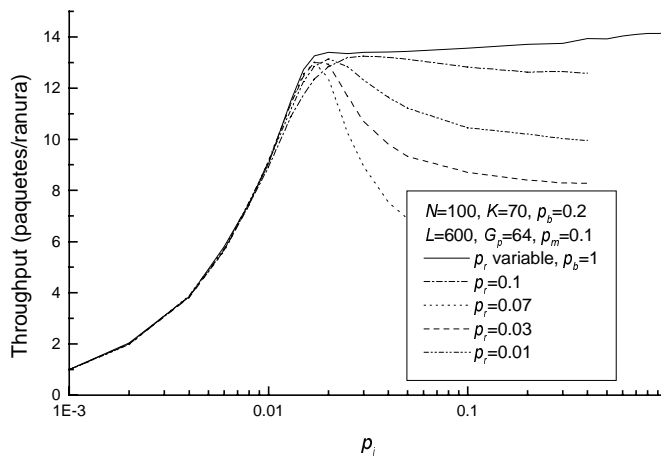


Figura 3.20 Throughput de ISMA-DS/CDMA con  $p_r$  variable frente a  $p_r$  fija

En la Figura 3.20, la Figura 3.21 y la Figura 3.22 se ofrecen los resultados de aplicar el anterior procedimiento en cuanto a *throughput*, retardo y códigos libres, respectivamente. Se observa como para cualquier carga la estrategia de  $p_r$  variable presenta los mejores *throughputs* y retardos con respecto a los casos de trabajar con probabilidades fijas. Además, se observa como el número de códigos libres se mantiene en un nivel próximo a 55 para cargas elevadas, lo que implica que el número de usuarios en el canal estará cercano al óptimo de 16.

De todos modos, estos resultados deben contemplarse como una cota superior de las prestaciones que pueden alcanzarse en un sistema de estas características, ya que en una situación realista ni la estación base ni los terminales móviles serán capaces de conocer con exactitud el número de usuarios que existe en cada estado. Por lo tanto, para poder conseguir un comportamiento que se aproxime a esta cota superior, es necesario realizar estimaciones del estado del sistema fundamentalmente a partir de parámetros conocidos como el número de

códigos libres en un momento dado y el número de códigos disponibles en el sistema, tal y como se detallará a continuación.

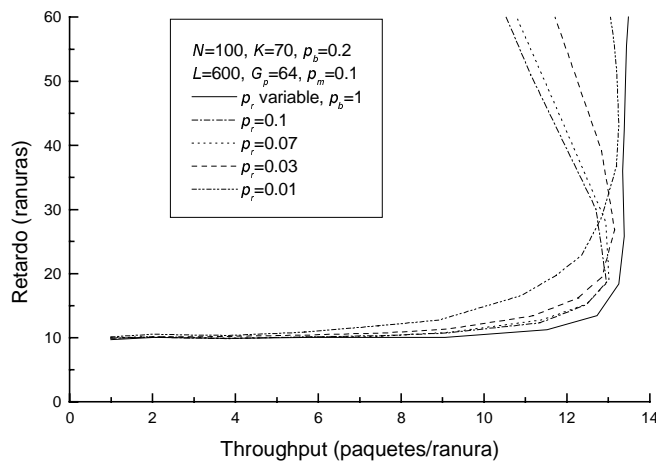


Figura 3.21 Retardo de ISMA-DS/CDMA con  $p_r$  variable frente a  $p_r$  fija

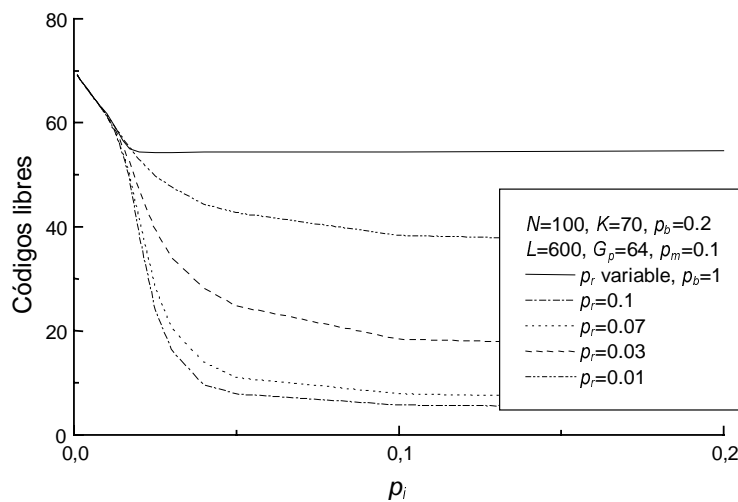


Figura 3.22 Número de códigos libres de ISMA-DS/CDMA con  $p_r$  variable frente a  $p_r$  fija

### 3.3.4.2. Caso no ideal. Algoritmo de estimación del estado del sistema.

Fundamentalmente, la información que es conocida por la estación base y por los móviles será en primer lugar el número de códigos  $K$  total disponible en dicha estación base, el número de códigos libres  $K_j(k)$  en una ranura dada  $k$ , y las características del tráfico, que se reflejan en la probabilidad de generación de nuevo mensaje  $p_i$ , asumiéndose que el tipo de tráfico para todos los terminales es el mismo. Adicionalmente se considerará que se conoce el número  $N$  de usuarios totales en el sistema, bajo la hipótesis de que todo móvil que quiera utilizar el canal de transmisión de paquetes de una estación base deberá estar registrado en dicha estación, con lo que  $N$  será el número total de usuarios que están registrados y que por lo tanto pueden enviar paquetes siguiendo las reglas del protocolo.



A partir de los códigos libres es posible calcular el número de nuevos accesos a códigos  $n_{acc}$  según la relación (3.123) vista con anterioridad. Sin embargo, para a partir de aquí determinar la probabilidad  $p_r$  a aplicar, es preciso estimar los valores de  $n_t$ ,  $n_r$ ,  $n_b$ ,  $n_i$ . Para ello, se puede hacer uso de las siguientes aproximaciones.

En primer lugar, se partirá de una estimación inicial  $n_t(0) = n_r(0) = n_b(0) = 0$  y  $n_i(0)=N$ , lo que refleja que el sistema no está ocupado antes de empezar a funcionar. A partir de aquí se puede estimar el estado en una ranura  $k+1$  a partir del estado en  $k$  según las relaciones:

$$n_r(k+1) = 0 \quad (3.126)$$

puesto que se asume que se utilizan los códigos adecuadamente de modo que se puede trabajar con  $p_b=1$ , con lo que en ningún caso se pasa al estado de *retransmisión*.

$$n_t(k+1) = K - K_f(k) \quad (3.127)$$

siendo  $K_f(k)$  el número de códigos libres al final de la ranura  $k$ , por lo que el número de usuarios que transmitirán en la ranura siguiente será la diferencia entre este valor y el número de códigos total.

A su vez, el número de usuarios en el estado *backlogged* en la ranura  $k+1$  se podrá estimar como

$$n_b(k+1) = n_b(k) - n_b(k)p_r(k) + (n_i(k)p_i + n_b(k)p_r(k)) - n_{accok}(k) = n_b(k) + n_i(k)p_i - n_{accok}(k) \quad (3.128)$$

ya que el número de usuarios en estado *backlogged* será el número de usuarios que había en la ranura  $k$  descontando los usuarios que deciden acceder a código desde el modo *backlogged*, esto es  $n_b(k)p_r(k)$ , y añadiendo los usuarios que fracasan en su intento de acceso a código, que corresponde a  $(n_i(k)p_i + n_b(k)p_r(k)) - n_{accok}(k)$  siendo  $n_{accok}(k)$  el número de accesos correctos a código en la ranura  $k$ .

Este último valor,  $n_{accok}(k)$ , se puede deducir de la información del canal de bajada acerca de los códigos disponibles y de las transmisiones exitosas, pues no será más que el número de transmisiones exitosas en la ranura  $k$  que se hayan producido dentro del conjunto de códigos que se encontraba libre en la ranura anterior,  $K_f(k-1)$ .

A partir de estos valores se puede estimar la probabilidad a aplicar en la siguiente ranura,  $p_r(k+1)$  previo cálculo del número de accesos a código deseado para maximizar la expresión (3.123) en función de los códigos disponibles.

En definitiva, los pasos anteriores se resumen en el siguiente algoritmo, que se expresa en notación de pseudo-código:

Valores iniciales:  $k=0$ ,  $n_t(0)=N$ ,  $n_i(0)=0$ ,  $n_b(0)=0$ ,  $n_{acc} = n_t(0) \cdot p_i$

Repetir{

Determinación de la probabilidad a aplicar:

$$p_r(k) = \max \left\{ \min \left\{ 1, \frac{n_{acc} - n_i(k)p_i}{n_b(k)} \right\}, 0 \right\} \quad (3.129)$$

Transmisión de paquetes y extracción de la información del canal de bajada.

Determinación de  $K_f(k)$  y  $n_{accok}(k)$

$$n_t(k+1) = K - K_f(k)$$

$$n_b(k+1) = n_b(k) + n_i(k) \cdot p_i - n_{accok}(k)$$

$$\begin{aligned}
 n_i(k+1) &= N - n_b(k+1) - n_r(k+1) \\
 \text{Cálculo de } n_{acc} &\text{ óptimo según } K_f(k) \text{ y expresión (3.123)} \\
 k &= k+1; \\
 \}
 \end{aligned}$$

Dado que esta estrategia supone llevar un control del sistema ranura a ranura, es preferible que sea la estación base quien se encargue de determinar el valor de la probabilidad a aplicar y difundirlo a través del enlace descendente, para simplificar la operación y el consumo de los terminales.

En la Figura 3.23 y la Figura 3.24 se presentan los resultados, respectivamente, en cuanto a *throughput* y retardo de la estrategia propuesta por comparación con el caso ideal de conocerse el estado del sistema. Se comprueba como el caso estimado se ajusta casi perfectamente al ideal. Igualmente, se presenta la comparación con dos estrategias de estabilización habitualmente utilizadas como son las denominadas técnicas de *backoff* exponencial y lineal [58][59]. En la primera de ellas, el *backoff* exponencial, la probabilidad de retransmisión se reduce a la mitad de su valor anterior por cada intento de acceso a código infructuoso, partiéndose de un valor inicial dado (en este caso  $p_r=0.07$ ), lo que corresponde a la sucesión geométrica  $p_r/2, p_r/4, p_r/8, \dots$ . A su vez, en el segundo caso, el *backoff* lineal, por cada intento de acceso fallido se reduce la probabilidad respecto del valor inicial  $p_r$  siguiendo una sucesión lineal en el denominador, lo que corresponde a los valores  $p_r/2, p_r/4, p_r/6, \dots$

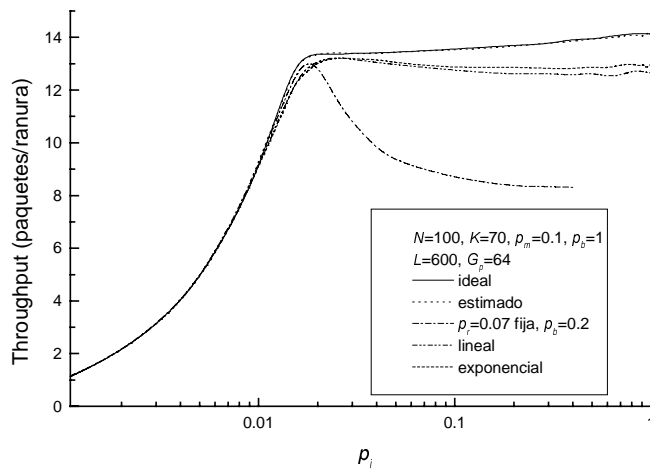


Figura 3.23 Comparación entre el *throughput* para los casos ideal y estimado

En la Figura 3.25 se presenta el error cometido por el estimador del número de usuarios en estado de *backlogged*, que será fundamentalmente el valor que más influencia tenga sobre el cálculo de la probabilidad a aplicar. Se observa como el estimador funciona con un error prácticamente nulo para cargas altas, mientras que para cargas bajas el error es aproximadamente de unos 4 usuarios por encima del valor real, lo que originaría el tener que aplicar una probabilidad  $p_r$  ligeramente menor a la óptima. Sin embargo, este desajuste para cargas bajas tiene poca influencia sobre las prestaciones del sistema debido a que en esta zona es cuando el efecto de  $p_r$  es menor. Por su parte, en la Figura 3.26 se muestra la probabilidad estimada media  $p_r$  que se debería aplicar según el anterior algoritmo. Se comprueba como para cargas bajas interesa aplicar un valor alto de esta probabilidad, ya que las colisiones serán pocas, mientras que para cargas mayores el interés está en reducir esta probabilidad para evitar interferencias y reducir así la probabilidad de colisión.

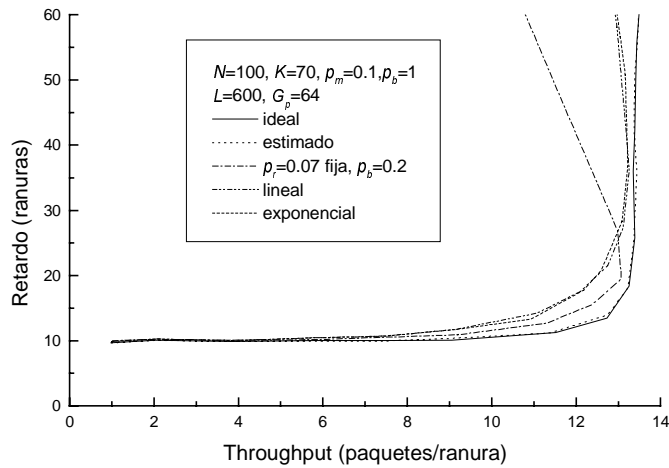


Figura 3.24 Comparación entre el retardo para los casos ideal y estimado

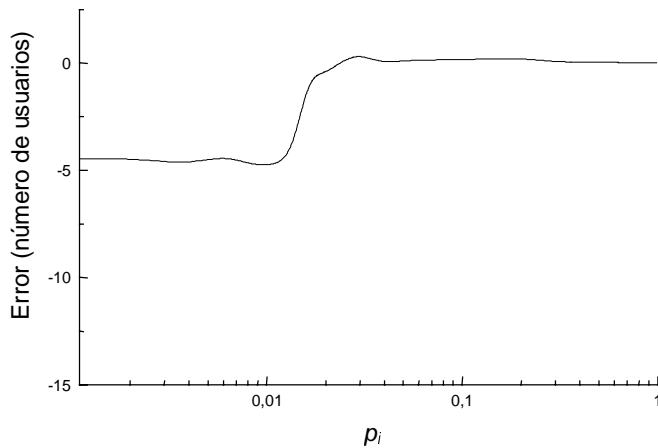


Figura 3.25 Error en la estimación del número de usuarios en estado backlogged

Por último, en la Figura 3.27 se observa la desviación típica del retardo de mensajes obtenido con ISMA-DS/CDMA en el caso estimado. Se puede ver como esta desviación alcanza valores muy elevados para cargas altas, debido a que la reducción de la probabilidad  $p_r$  para estos niveles de carga provoca que los usuarios que sufran colisiones y pasen a estado *backlogged* tarden bastante tiempo en salir de él, mientras que los usuarios que pueden transmitir los mensajes correctamente vuelven a estado *idle* y salen de él con más facilidad que los que están en *backlogged*. Así, habrá usuarios con mensajes que se transmitan muy rápidamente y otros que tarden más debido a un tiempo de espera superior en el estado *backlogged*. Una forma de evitar esto sería, como se verá en el capítulo siguiente, mediante una variación en el esquema considerado para ISMA-DS/CDMA en el que se forzase a los usuarios que salen de *idle* a aplicar la probabilidad  $p_r$  para decidir transmitir o pasar a *backlogged*, con lo que no se daría ninguna prioridad a los usuarios en estado *idle*.

En definitiva, del estudio efectuado puede concluirse que resulta apropiado un esquema de variación adaptativa de la probabilidad  $p_r$  en función de la dinámica del protocolo en tanto que permite mantener regulada la interferencia total presente en el sistema a la vez que optimizar las transmisiones para mantener conjuntamente un buen retardo y un buen

*throughput*. Manteniendo esta regulación de la interferencia total, la probabilidad  $p_b$  puede a su vez presentar sin problema valores elevados pues el número de paquetes que deban retransmitirse será reducido y por lo tanto la probabilidad de que con una única retransmisión adicional se pueda recibir la información correctamente será grande.

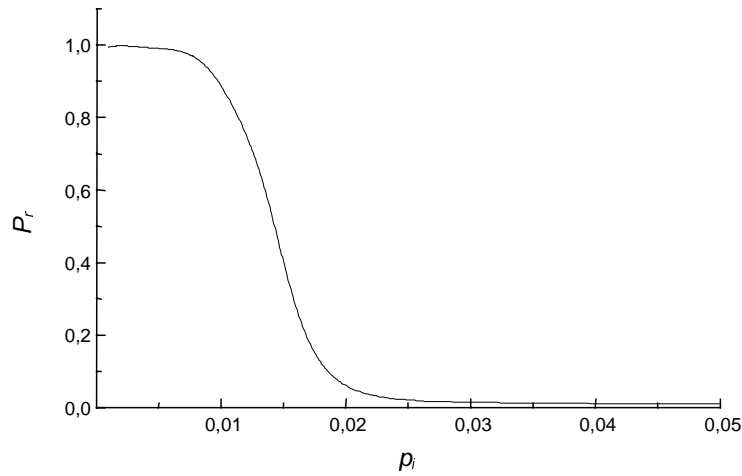


Figura 3.26 Probabilidad de retransmisión  $p_r$  media estimada

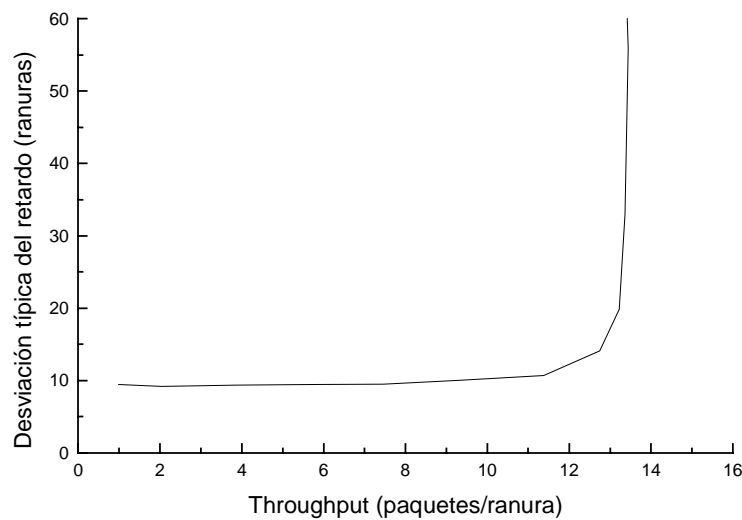


Figura 3.27 Desviación típica del retardo para el caso estimado

### 3.3.5. Comparación con S-ALOHA - DS/CDMA

Una posible forma de evaluar las prestaciones del protocolo ISMA-DS/CDMA es a través de una comparación con otros protocolos. En particular una comparación a efectuar, como se hizo en la sección 3.2.1 en el caso de banda estrecha, es con una estrategia S-ALOHA-DS/CDMA, ampliamente utilizada por su sencillez en los esquemas de transmisión por paquetes. Según esta estrategia, el acceso a código es totalmente aleatorio, sin existir ningún tipo de indicación por parte de la estación base de cuales son los códigos que están siendo utilizados [21].

De este modo, el sistema S-ALOHA-DS/CDMA equivalente para efectuar la comparación sería aquel en el que los usuarios no tienen ningún código asignado a priori y deben contender por uno con el resto de usuarios para la transmisión de cada uno de los paquetes que quieran enviar. Así, el esquema S-ALOHA-DS/CDMA considerado presupone que los usuarios en estado *idle* generan mensajes de longitud geométrica con una cierta probabilidad  $p_i$ , y que para transmitir cada paquete seleccionan aleatoriamente un código de entre el total existente  $K$ . En el caso de colisión con otros usuarios o simplemente debido a las interferencias generadas que pueden hacer que el paquete llegue incorrectamente, se pasa a un estado *backlogged* del que se sale con probabilidad  $p_r$  para reintentar el acceso.

Nótese que, si bien en ISMA-DS/CDMA el único paquete con riesgo de colisión es el primero de cada mensaje pues una vez se ha logrado el acceso correcto a un código, éste va a estar libre de colisiones con otros usuarios para el resto de paquetes del mensaje, en S-ALOHA-DS/CDMA esto no es así, pues al no existir ningún tipo de indicación por parte de la base puede ocurrir que la colisión con otro usuario suceda en cualquiera de los paquetes de un mensaje. Así pues, esto sugiere que uno de los aspectos relevantes en la comparación entre los dos protocolos considerados es la longitud media de los mensajes que se desean enviar, pues a medida que la longitud sea mayor, más grandes van a ser las diferencias entre ambos protocolos. A modo de ejemplo, en las siguientes figuras (Figura 3.28 a Figura 3.33) se muestran las prestaciones de ambos protocolos en términos de *throughput* y de retardo de mensaje para los casos de que la longitud media de los mensajes es de 2, 10 y 50 paquetes.

Las conclusiones a destacar de estas figuras se enumeran a continuación:

- a) La mejora de ISMA-DS/CDMA respecto de S-ALOHA-DS/CDMA es tanto mayor como mayor es la longitud de los mensajes involucrados, siendo estas diferencias especialmente significativas en términos del retardo total de la transmisión de mensaje, motivado por el mayor número de retransmisiones requeridas en S-ALOHA-DS/CDMA al poder existir colisiones en todos los paquetes de un mensaje. En particular, obsérvese como en el caso de mensajes de media 2 paquetes las diferencias en el retardo se empiezan a manifestar para niveles de carga medios y altos, mientras que en el caso de mensajes de media 50 paquetes estas diferencias llegan a ser notables ya incluso para cargas moderadas.
- b) En términos de *throughput*, los resultados muestran como el *throughput* máximo es siempre mejor en el caso de ISMA-DS/CDMA, pero ahora las diferencias entre ambos protocolos no varían tan significativamente al incrementarse la longitud de mensaje. Este aspecto refleja el hecho de que en los dos protocolos hay un cierto número de paquetes que se transmiten correctamente en cada ranura, incluso para cargas mayores, y este número máximo de transmisiones correctas viene fuertemente influenciado por la máxima interferencia tolerada por el sistema, más que por la propia longitud de los mensajes. El problema que ocurre con S-ALOHA es que, al ser el *throughput* siempre inferior a ISMA, y por lo tanto existir una mayor probabilidad de que los paquetes transmitidos sean incorrectos, bien por colisiones o bien por interferencia, esto se traducirá en un mayor retardo medio por paquete y en consecuencia en un peor retardo por mensaje.

Hay que puntualizar que, en algunos casos extremos, y siempre en función de los parámetros del sistema, podría llegarse a situaciones en las que, para cargas elevadas, hubiera un *throughput* mayor en el caso S-ALOHA-DS/CDMA que en el caso ISMA-DS/CDMA. Esto viene originado por el hecho de que el número de códigos libre en S-ALOHA es siempre el mismo e igual a  $K$ , mientras que en ISMA puede darse el caso de que hayan pocos códigos disponibles pero alguno como para que los usuarios intenten conseguirlos. En estas

circunstancias, según los valores de probabilidad de retransmisión y de acceso al código podría darse que hubiera tantos usuarios intentando conseguir un código de entre un conjunto muy pequeño que no solamente no lo consiguieran sino que además generasen un nivel de interferencia elevado que provocara que los usuarios en estado de transmitir no pudieran enviar sus paquetes correctamente con lo que no se liberarían códigos, y podría resultar más eficiente un esquema en que los usuarios no mantuvieran los códigos como S-ALOHA. De todos modos, y dejando al margen que esto únicamente ocurriría para cargas elevadas, una situación de estas características puede evitarse mediante una regulación adecuada de los parámetros relativos a las probabilidades de retransmisión y de reintento de acceso, según se ha descrito en el apartado 3.3.4, por lo que no debe considerarse como un impedimento para reafirmar el mejor comportamiento del protocolo ISMA-DS/CDMA respecto de S-ALOHA-DS/CDMA.

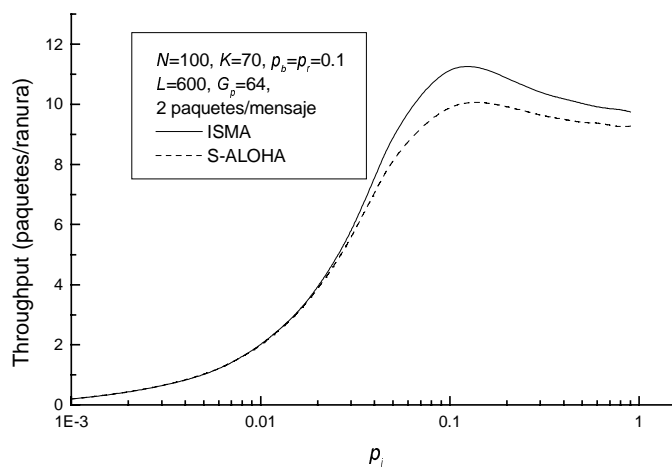


Figura 3.28 Comparación entre el throughput de S-ALOHA-DS/CDMA e ISMA-DS/CDMA para mensajes de 2 paquetes de media

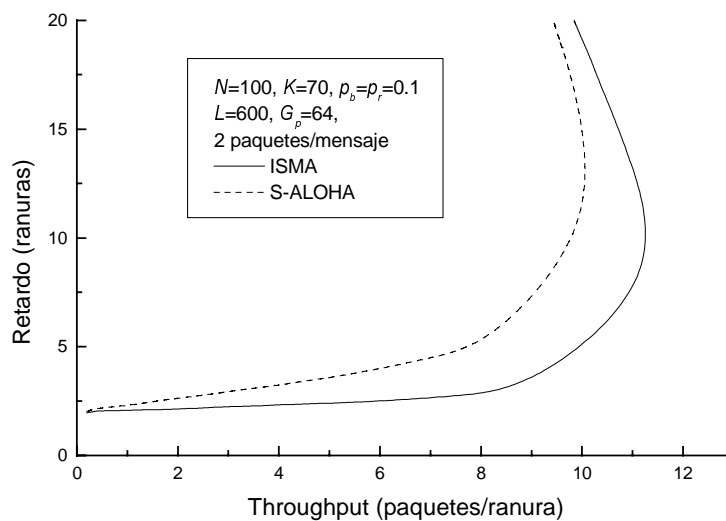


Figura 3.29 Característica throughput-retardo de S-ALOHA-DS/CDMA e ISMA-DS/CDMA para mensajes de 2 paquetes de media

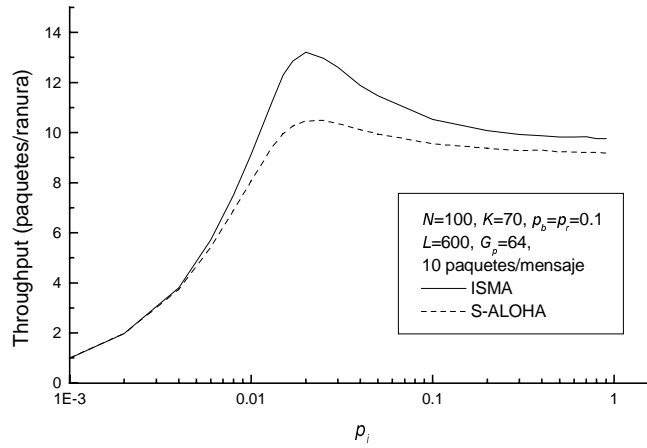


Figura 3.30 Comparación entre el throughput de S-ALOHA-DS/CDMA e ISMA-DS/CDMA para mensajes de 10 paquetes de media

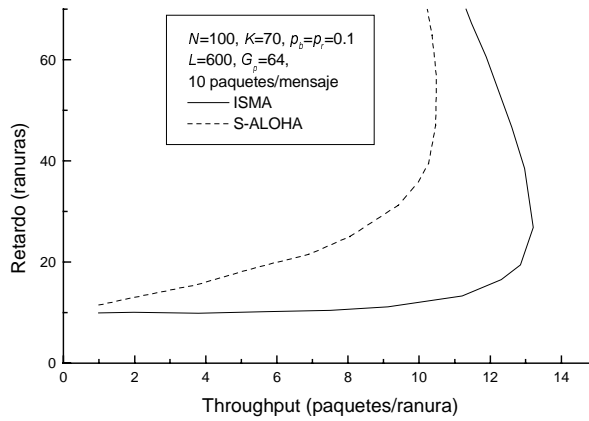


Figura 3.31 Característica throughput-retardo de S-ALOHA-DS/CDMA e ISMA-DS/CDMA para mensajes de 10 paquetes de media

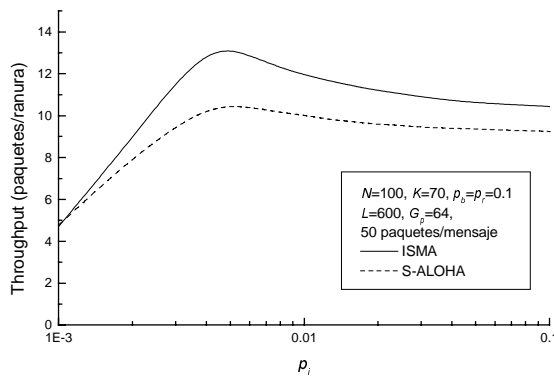


Figura 3.32 Característica throughput-retardo de S-ALOHA-DS/CDMA e ISMA-DS/CDMA para mensajes de 50 paquetes de media

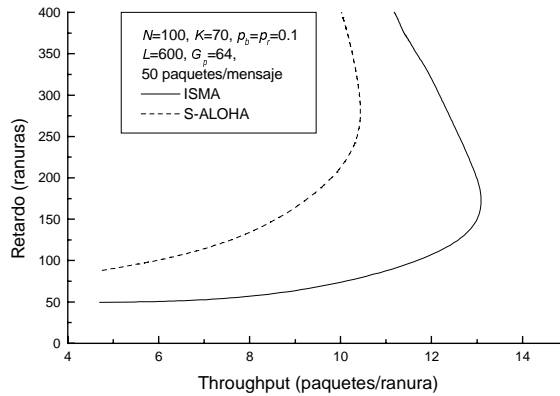


Figura 3.33 Característica throughput-retardo de S-ALOHA-DS/CDMA e ISMA-DS/CDMA para mensajes de 50 paquetes de media

### 3.4. Conclusiones

A lo largo del presente capítulo se ha abordado el estudio de los protocolos de acceso al medio dentro de la transmisión por paquetes en sistemas DS/CDMA, con énfasis en el protocolo ISMA. Las conclusiones más relevantes a destacar se enumeran a continuación:

- Se ha desarrollado un modelo teórico basado en cadenas de Markov para el estudio del protocolo de acceso múltiple ISMA bajo la técnica de acceso DS/CDMA. Este modelo está basado en diferenciar claramente cuales son los procesos involucrados en el protocolo, tales como el acceso a por código, la transmisión una vez un código ha sido adquirido, el reintento de acceso tras no lograr un código bien debido a colisión o bien debido a interferencias, y las retransmisiones de paquetes que han sido afectados por la interferencia multiusuario una vez se ha logrado satisfactoriamente un código. Se ha observado una coincidencia perfecta entre los resultados obtenidos mediante el modelo y mediante simulaciones por ordenador.

- A partir del modelo anterior se ha efectuado un estudio teórico de las prestaciones del protocolo en base al análisis de diferentes parámetros. En primer lugar, se ha considerado el impacto del número de códigos presente en el sistema, viéndose su importancia de cara a incrementar la eficiencia del protocolo hasta el límite impuesto por la interferencia propia de la técnica de acceso DS/CDMA. Así, se ha demostrado la existencia de un número óptimo de códigos en el sistema por encima del cual no se consiguen mejoras significativas. Esto es así pues las prestaciones del protocolo mejoran al incrementar el número de códigos únicamente en tanto que el sistema se encuentre limitado por las colisiones en el acceso a los códigos, pero una vez el número de códigos es tal que permite que el sistema se encuentre limitado por interferencias, no se obtienen beneficios por disponer de un número superior de códigos. Bajo estas circunstancias, se ha observado como el número óptimo de códigos por encima del cual no se obtienen mejoras se encuentra alrededor del doble del máximo número de transmisiones correctas que se pueden conseguir en un sistema ideal limitado únicamente por interferencias.

- Partiendo del mismo modelo, se ha analizado el impacto de diferentes valores de la probabilidad de retransmisión de paquetes incorrectamente recibidos  $p_b$  y de la probabilidad de re acceso tras un intento infructuoso de conseguir un código,  $p_r$ . Se ha visto como valores pequeños de las probabilidades tienden a ofrecer buenas prestaciones para cargas elevadas pero empeoran el retardo para cargas bajas, mientras que valores elevados ofrecen un menor



retardo para niveles bajos de carga pero originan un peor comportamiento en términos de capacidad. Consecuentemente, se ha desarrollado un mecanismo de variación adaptativa de estas probabilidades teniendo en cuenta que el terminal pudiera conocer o estimar el estado exacto del sistema en términos del número de usuarios en cada uno de los estados del modelo y del patrón de generación de mensajes, y se ha comprobado que dicho esquema adaptativo permite lograr un comportamiento óptimo para todos los niveles de carga.

- Por último, se ha efectuado la comparación a nivel de prestaciones entre el protocolo ISMA-DS/CDMA y el protocolo S-ALOHA-DS/CDMA, ampliamente utilizado por su sencillez y su buen comportamiento para cargas moderadas. Se ha comprobado como ISMA-DS/CDMA supera claramente a S-ALOHA-DS/CDMA en términos de capacidad y de retardo gracias al conocimiento con el que dota a los terminales con respecto a los códigos ocupados, evitando así un buen número de colisiones. En particular, se ha observado como cuanto mayor es la longitud de los mensajes transmitidos, mayor es la ventaja proporcionada por ISMA-DS/CDMA en términos de retardo de mensaje pues en este caso los terminales mantienen los códigos durante un mayor tiempo, minimizándose así el riesgo de colisión en el acceso.



## **4. EL PROTOCOLO ISMA-DS/CDMA EN UNA ESTRUCTURA DE TRAMAS FDD**

### **4.1. Introducción**

El protocolo ISMA-DS/CDMA tal como ha sido presentado en el capítulo anterior, basado en un modelo de estados de Markov, ha resultado útil para comprender el funcionamiento teórico del protocolo en tanto que permite distinguir claramente cuales son los distintos procesos involucrados. Del mismo modo, también ha resultado útil como herramienta de análisis teórico para la estimación de parámetros de calidad tales como el *throughput* y el retardo de los mensajes transmitidos o para analizar el efecto de las variables que conforman el protocolo, tales como el número de códigos o las diferentes probabilidades definidas. Sin embargo, si se desea integrar dicho modelo en una estructura de tramas realista basada en la técnica de duplexado FDD, tomando a modo de referencia la planteada para la propuesta UTRA FDD, es preciso tener en cuenta algunos aspectos como los que se detallan a continuación:

1.- El modelo anterior asume que, al inicio de cada ranura, todos los terminales móviles son capaces de conocer el estado de ocupación de los códigos involucrados por medio de la difusión de dicho estado por parte de la estación base. Para ello, esta última debe poder determinar, en primer lugar, qué paquetes iniciales han sido correctamente recibidos y, en segundo lugar, qué usuarios han transmitido su último paquete y por lo tanto van a dejar libre su código. Este segundo aspecto es fácilmente subsanable simplemente mediante la indicación en cada paquete transmitido a través de un bit de la existencia o no de más paquetes para transmitir en el buffer de salida del emisor, lo que permitirá a la base saber cuándo debe liberar un cierto código ocupado. A su vez, en relación a la primera cuestión planteada hay que tener presente que, según el esquema propuesto, la estación base sólo podrá saber si un código ha sido correctamente adquirido al final de cada ranura, es decir, cuando haya recibido todo el paquete y pueda determinar si ha sido correcto o no. En estas circunstancias, el esquema anterior supondría que debería existir un cierto tiempo suficiente entre ranuras consecutivas para la difusión de los códigos.

2.- Se debe hacer notar que, en el esquema planteado, cuando se produce una colisión en un acceso, todos los paquetes involucrados son transmitidos a lo largo de la duración de toda una ranura, aun a pesar de que todos ellos van a ser recibidos erróneamente, con el consiguiente incremento en la interferencia global en el sistema para aquellos otros usuarios que estén transmitiendo con un código correctamente adquirido. Por consiguiente, una posibilidad de mejora del protocolo planteado pasa por habilitar algún mecanismo que permita distinguir al inicio del acceso cuándo se ha producido una colisión, y evitar que los usuarios involucrados sigan transmitiendo para que no generen interferencia.

3.- De forma análoga, el modelo anterior también supone que al inicio de cada ranura un usuario sabe con precisión si el paquete que acaba de enviar ha sido correctamente recibido o no, esto es, si debe proceder a enviar un nuevo paquete del mensaje o bien si debe pasar a estado *retransmisión*. Dicho de otra forma, se asume que los reconocimientos por parte de la estación base se reciben instantáneamente entre el final de una ranura y el inicio de la siguiente, lo cual no constituye una aproximación realista pues, en el mejor de los casos no se podrá comunicar el resultado de la transmisión de la ranura anterior hasta que se haya iniciado la ranura siguiente.

4.- Por último, hay que tener en consideración la técnica de control de potencia a aplicar. Dado que en el momento de iniciar la transmisión de un mensaje un usuario no dispone de un código asignado, es inviable pensar que se pueda aplicar desde el principio una estrategia de control de potencia en lazo cerrado, al no existir ningún enlace dedicado a este cometido hacia el móvil en cuestión. Por lo tanto, hay que considerar que, cuanto menos al inicio del primer paquete, únicamente va a poder ser enviado mediante la aplicación de un control de potencia en lazo abierto, lo que impedirá la compensación de los desvanecimientos rápidos debidos a la propagación multicamino.

Todos estos aspectos prácticos sugieren la necesidad de definir una estructura de tramas que sirva como marco de funcionamiento del protocolo ISMA-DS/CDMA y que tenga en cuenta estas limitaciones. En particular, una posibilidad es partir de una estructura de trama como la definida en la propuesta de acceso radio UTRA en su modalidad para la técnica de duplexado FDD, y que está esencialmente basada en asumir una trama básica de 10 ms, que constituye la unidad de transmisión, que se encuentra subdividida en diferentes segmentos temporales, las ranuras, cada una de las cuales está destinada a efectuar un ciclo del control de potencia. Bajo esta perspectiva, a lo largo del presente capítulo se plantea una propuesta de integración del protocolo ISMA-DS/CDMA en una estructura de tramas de estas características, a la vez que se estudian diferentes posibilidades de optimización.

#### **4.2. Protocolo ISMA-DS/CDMA FDD**

Partiendo del funcionamiento de ISMA-DS/CDMA que se ha estudiado con detalle en el capítulo 3, y de los aspectos prácticos a considerar planteados en el apartado anterior, se propone una adaptación de dicho protocolo teniendo en cuenta una estructura de tramas según la técnica de duplexado FDD.

En primer lugar, resulta interesante hacer uso de una estructura de ranuras y tramas análoga a la que define el esquema UTRA FDD, en la que cada paquete se transmite a lo largo de toda una trama pero subdividido en diferentes ranuras, cada uno correspondiente a un ciclo del control de potencia. Este punto permite pensar que, una vez el código haya sido correctamente adquirido por un usuario, se puede asumir la existencia de un control de potencia en lazo cerrado bastante próximo al ideal, gracias a disponer de varios ciclos de regulación por cada paquete transmitido. A efectos de nomenclatura, debe puntualizarse que, teniendo esta estructura en mente, el concepto de *ranura* que se ha venido manejando hasta el momento a lo largo del capítulo 3, esto es, el tiempo fijo destinado a la transmisión de un paquete, pasa a convertirse en el concepto de *trama*, mientras que a partir de ahora surge un nuevo concepto de *ranura* destinado al control de potencia, sin nada que ver con el empleado en el capítulo anterior. De este modo, esta es la nomenclatura que va a ser empleada en lo que resta de capítulo.

Partiendo de esta estructura de trama, y con objeto de intentar solucionar el primero y el segundo de los puntos citados en el apartado anterior, relativos al tiempo requerido por la estación base para detectar si un acceso ha sido o no llevado a cabo correctamente, se propone forzar al protocolo a que lleve a cabo todos los accesos enviando, al principio de la trama, un cierto preámbulo inicial A de una duración inferior a dicha trama, y que podría ser a priori de una o más ranuras. De este modo, para todos aquellos preámbulos que hayan sido recibidos correctamente, la estación base podrá comunicar la correcta adquisición del código, con lo que continuarían la transmisión durante el resto de la trama y las sucesivas, mientras que aquellos usuarios cuyos preámbulos no hayan sido correctamente recibidos por colisión o por interferencias, podrán detectar esta circunstancia y posponer la transmisión por lo menos hasta

el inicio de la siguiente trama pasando a estado *backlogged*, con la consiguiente reducción de interferencias que esto supone. A su vez, la estación base dispondrá del tiempo que transcurra desde el final del preámbulo hasta el inicio de la siguiente trama para difundir el estado de ocupación de las secuencias código. En la Figura 4.1 se esquematiza el funcionamiento del acceso explicado.

En relación al tercero de los puntos planteados en el apartado anterior, relativo al retardo de los reconocimientos de los sucesivos paquetes enviados, es posible imaginar que el tiempo de procesado de cada paquete por parte de la estación base para determinar si dicho paquete requiere o no de retransmisión puede llevarse a cabo de forma suficientemente rápida como para que en cada trama se emita el reconocimiento (ACK) del paquete enviado en la trama inmediatamente anterior. Adicionalmente, se puede suponer que el código es mantenido por un usuario en cuestión hasta la recepción del reconocimiento correspondiente al último de sus paquetes, aunque ello requiera que, forzosamente, durante esa última trama, el usuario no transmita nada y únicamente espere su reconocimiento, tal y como se muestra en la Figura 4.1.

Finalmente, en lo referente al control de potencia, correspondiente al punto 4 del apartado anterior, se asumirá la hipótesis de que los usuarios aplicarán un control de potencia en lazo abierto durante la transmisión del primer preámbulo A de acceso, pero que durante el resto de la transmisión la existencia del enlace descendente dedicado permitirá la aplicación de una estrategia de control en lazo cerrado, supuesta ideal.

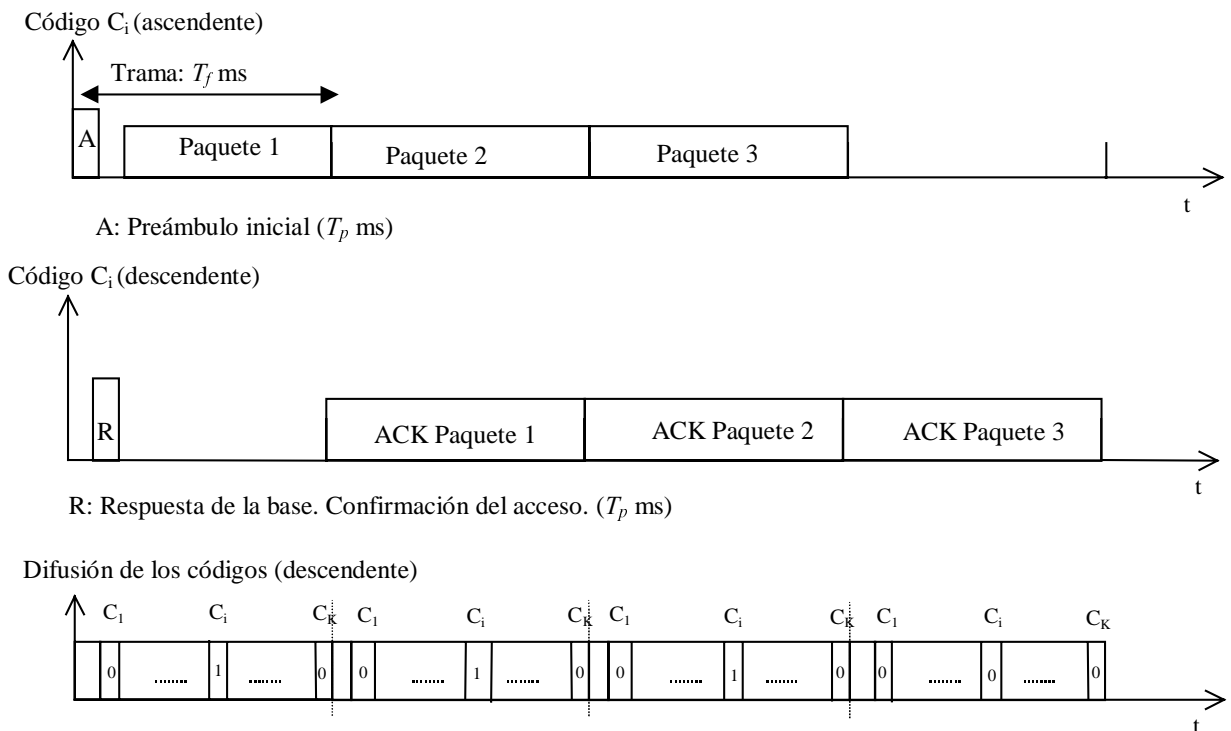


Figura 4.1 Estructura de tramas de ISMA-DS/CDMA FDD.

De este modo, teniendo en cuenta todas las consideraciones efectuadas, el protocolo de acceso propuesto, al que se denominará ISMA-DS/CDMA FDD, presenta un funcionamiento regido por las siguientes reglas, como se esquematiza en la Figura 4.1:

1) Todos los usuarios registrados en el sistema, y dispuestos para trabajar en modo paquete, se sincronizan con la estructura de ranuras temporales y tramas de la estación base que están monitorizando. Dicha estructura consta de tramas de duración  $T_f$  ms que a su vez se subdividen en  $N_s$  ranuras cada una de las cuales se corresponde con un período control de potencia.

2) En cada trama, la estación base difunde un canal que contiene el estado de las diferentes secuencias código disponibles para transmisión en modo paquete. Dicho canal consta de una palabra cuyos bits presentan una correspondencia uno a uno con las secuencias, y en los que un valor 1 indica que el código está ocupado mientras que un valor 0 indica que el código está libre y por lo tanto puede ser seleccionado para la transmisión. Cada uno de estos códigos del enlace ascendente tiene también asociado un canal del enlace descendente, para poder efectuar el control de la transmisión a nivel físico. La correspondencia entre códigos del enlace ascendente y del enlace descendente, así como las secuencias código particulares que se emplean deberán ser difundidas por la base en un canal BCH o similar, aunque la periodicidad de esta información podrá ser muy superior a una trama, pues únicamente deberá ser interpretada por los terminales en el momento de su registro a la estación base en cuestión.

3) Los diferentes terminales generan mensajes que se subdividen en paquetes de una cierta longitud fija  $L$  bits correspondiente con la cantidad de información que se puede enviar en una trama, y que es dependiente de la ganancia de procesamiento empleada en el sistema,  $G_p$ , así como de la duración de la trama y del ancho de banda utilizado. En el caso de que sea necesario, el mensaje se rellenará con bits de valor 0 hasta completar un número entero de paquetes de  $L$  bits. Por otro lado, en el caso de que se genere un nuevo mensaje durante la transmisión en curso, se almacenará en el buffer del transmisor a la espera de que finalice esta última, de modo que en el retardo total deberá contabilizarse el retardo de espera en cola.

4) Tras la generación de un mensaje que debe ser transmitido, el terminal escucha el canal difundido por la base relativo a la ocupación de los códigos y determina cuales de ellos no están siendo actualmente utilizados por otros terminales. Entonces, selecciona uno de ellos aleatoriamente y transmite, al inicio de la trama, un preámbulo  $A$  de duración  $T_p$  ( $\ll T_f$ ) ms. Para ello, aplica un control de potencia en lazo abierto a partir de las pérdidas de propagación que puede estimar para el enlace descendente basándose en el nivel de potencia recibido en el canal de difusión y en la potencia transmitida por la base en dicho canal, que es comunicada por esta última. Al margen de otras informaciones, dentro de los bits de este preámbulo se incluye un cierto número entero aleatoriamente escogido por el terminal así como un CRC para poder detectar la correcta recepción del preámbulo.

5) Tras la correcta recepción del preámbulo  $A$ , la estación base reconoce el acceso en el correspondiente enlace descendente asociado al código seleccionado. Para ello, transmite el reconocimiento del acceso  $R$  durante el siguiente período de  $T_p$  ms, incluyendo el valor del número aleatorio detectado conjuntamente con indicaciones asociadas al control de potencia. De esta forma el número aleatorio permite reducir enormemente la probabilidad de que más de un usuario pueda entender que ha escogido el mismo canal, lo que podría ocurrir, por ejemplo, si varios usuarios hubieran seleccionado el mismo código en la misma trama y, debido al efecto captura, uno de los preámbulos hubiera sido correctamente recibido al presentar un nivel de potencia muy superior al del resto. Si esta situación se da, el número aleatorio permite discriminar entre los usuarios involucrados, de forma análoga al procedimiento que lleva a cabo el sistema de segunda generación GSM en el acceso al canal RACH [1].

6) Tras el envío del preámbulo, el terminal móvil escucha el enlace descendente correspondiente al código seleccionado a la espera de la respuesta R proveniente de la estación base. En el caso de que esta respuesta indique el mismo número aleatorio que ha seleccionado, esto será señal de que el acceso se ha llevado a cabo satisfactoriamente, con lo que continuará con la transmisión del mensaje durante el resto de la trama y durante las tramas siguientes, en tanto que la base difundirá el estado del código seleccionado como ocupado y ningún otro usuario podrá acceder a él. Por el contrario, si no recibe ninguna respuesta de la base o bien si el número aleatorio no se corresponde con el enviado, el terminal asumirá que el acceso no ha sido correcto, con lo que pasará a estado *backlogged* e intentará acceder nuevamente en sucesivas tramas, aplicando una cierta probabilidad  $p_r$ , cuyo valor será posteriormente discutido. Durante el resto de la trama, el usuario no podrá transmitir, lo que favorecerá una reducción en la interferencia global del sistema.

Nótese que, según este esquema, el paquete transmitido en la primera trama es ligeramente inferior al del resto de tramas. Sin embargo, esto no supone ningún problema en tanto que simplemente tiene implicación sobre el modo como los mensajes han de ser divididos en paquetes.

7) Durante el resto de la trama, la estación base podrá difundir el estado de ocupación de los códigos habiendo incorporado los nuevos accesos correctos, de cara a ser empleada esta información en la siguiente trama. Se asume que esta información se recibe en los terminales libre de errores.

8) En las tramas sucesivas, los paquetes restantes hasta completar la transmisión del mensaje son enviados, asumiéndose un control de potencia ideal en lazo cerrado gracias a los  $N_s$  ciclos existentes en cada paquete. En relación a este control de potencia se asumirá que el objetivo es que todos los terminales lleguen a la base con igual nivel, pues por el momento se considerará la existencia de una única velocidad de transmisión y no se establecerán prioridades entre usuarios que pudieran conducir a diferentes requerimientos de relación señal a interferente para cada uno.

9) Los reconocimientos de los diferentes paquetes transmitidos se llevan a cabo siempre durante la trama posterior a su transmisión, esto es, un paquete transmitido en la trama  $n$  es reconocido en la trama  $n+1$ . Se considerará que esta información de reconocimiento llega siempre libre de errores al terminal. En el caso de que un paquete no sea correctamente recibido debido a la interferencia multiusuario típica de la técnica de acceso DS/CDMA, se procederá a su retransmisión en las tramas sucesivas aplicándose una cierta probabilidad  $p_b$ , pero mientras esto ocurre, el código se mantendrá como ocupado en poder del terminal que ha efectuado la transmisión.

10) En cada paquete transmitido, existe un bit que indica si existen o no paquetes a la espera de transmisión en el buffer del terminal. Esto permite a la estación base conocer cuando ha concluido la transmisión de un mensaje y por lo tanto puede difundir el estado del código nuevamente como libre. En cualquier caso, podría existir la posibilidad de que el último paquete de un mensaje no llegara a ser transmitido, por ejemplo por pérdida de cobertura del terminal, lo que originaría que un código no llegara nunca a liberarse. Para hacer frente a esta situación, se puede establecer un temporizador a través del cual el código permaneciera ocupado durante un cierto tiempo máximo sin recibir ningún paquete, y que, una vez expirado dicho temporizador, se procediera a la liberación del código.

Con objeto de proporcionar valores a las diferentes constantes que han aparecido en esta descripción del protocolo, se tomarán como referencia algunos parámetros relativos a la estructura de tramas definida para UTRA FDD. Esto supone considerar una duración de trama de  $T_f=10$  ms, subdividida en  $N_s=15$  ranuras. Como duración del preámbulo, se tomará  $T_p=1.333$  ms, correspondiente a 2 ranuras, que es el tiempo equivalente a una ranura de acceso del canal RACH. El número de bits por trama es de  $150 \cdot 2^k$  bits, con  $k=0 \dots 7$ , correspondiente, para un ancho de banda de 3.84 Mc/s, al rango de ganancias de procesamiento  $G_p=256/2^k$ . Por lo tanto, el número de bits por ranura es de  $10 \cdot 2^k$  bits, y de  $20 \cdot 2^k$  bits por preámbulo de acceso. Esto último permite que el número de bits para el número aleatorio empleado en el acceso pueda ser de 5, lo que, al igual que en GSM, proporciona un rango de valores de 0 a 31 para dicho número. En los siguientes apartados se analizarán las prestaciones del protocolo planteado bajo diferentes posibilidades de optimización.

### **4.3. Estrategias de optimización de ISMA-DS/CDMA FDD**

#### **4.3.1. Esquema de referencia ideal**

Una vez descrito el funcionamiento del protocolo ISMA-DS/CDMA propuesto para la estructura de tramas FDD, el siguiente paso consiste en desarrollar estrategias para poder optimizar sus diferentes parámetros, y en particular los relacionados con las probabilidades de acceso y con la ganancia de procesamiento empleadas. Esto va a constituir uno de los aspectos fundamentales de los protocolos de acceso en DS/CDMA, al permitir la regulación de la interferencia total presente en el sistema, que debe controlarse una vez se ha conseguido realizar un acceso eficiente a los códigos.

Dentro de esta línea, resulta conveniente definir algún tipo de baremo para medir cuán eficiente es un protocolo y cuales son los valores óptimos a los que se puede llegar a aspirar. Una posible aproximación a este punto pasa por considerar un sistema DS/CDMA ideal en el que no hubiera ningún tipo de protocolo de acceso múltiple y en el que los códigos estuviesen de antemano asignados a los usuarios. Bajo esta consideración, para una ganancia de procesamiento  $G_p$  y una longitud de paquete  $L$  dadas, en un sistema con control de potencia ideal en una celda aislada, y considerando que no se utilizase ningún tipo de codificación de canal, para un número de transmisiones simultáneas  $x$ , el número medio de transmisiones correctas que se obtendría sería de:

$$S = xP[\text{paquete correcto} | x \text{ paquetes enviados}] = xp_{ok}(x) = x \left( 1 - \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{3G_p}{2(x-1)}} \right) \right)^L \quad (4.1)$$

Esencialmente, pues, esta expresión proporciona el máximo *throughput* a que un protocolo de acceso, bajo las mismas condiciones de canal ideal, puede llegar a aspirar. En la Figura 4.2 se observa la representación de la función anterior para unos valores de  $L=600$  bits y ganancia de procesamiento  $G_p=64$ , correspondientes a una de las velocidades definidas en la propuesta UTRA FDD. En ella se aprecia la existencia de un máximo de transmisiones correctas de valor aproximadamente igual a 14.5, que se da cuando el número de transmisiones simultáneas es de 16 (lo que se traduce en una probabilidad de recibir un paquete correctamente de valor 0.89). Esto significa que para iguales condiciones de ganancia de procesamiento, longitud de paquete y ausencia de capacidad correctora de errores, se dispone de una cota máxima de *throughput* para cualquier protocolo de acceso múltiple, y que la



bondad de un protocolo en términos de capacidad será tanto mejor cuanto más se aproxime a dicha cota.

El otro parámetro de calidad a optimizar es el retardo medio que se debe procurar minimizar. Si nuevamente se considera el caso ideal anteriormente citado, se obtiene que el retardo medio en la transmisión de un paquete cuando hay  $x$  transmisiones simultáneas es de:

$$D_p = \sum_{k=1}^{\infty} k p_{ok}(x) (1 - p_{ok}(x))^{k-1} = \frac{1}{p_{ok}(x)} \tag{4.2}$$

En base a la relación anterior, la Figura 4.3 muestra la que sería la curva *throughput* – retardo de paquete más óptima a que podría aspirar un protocolo de acceso múltiple para el caso  $G_p=64$ ,  $L=600$  bits.

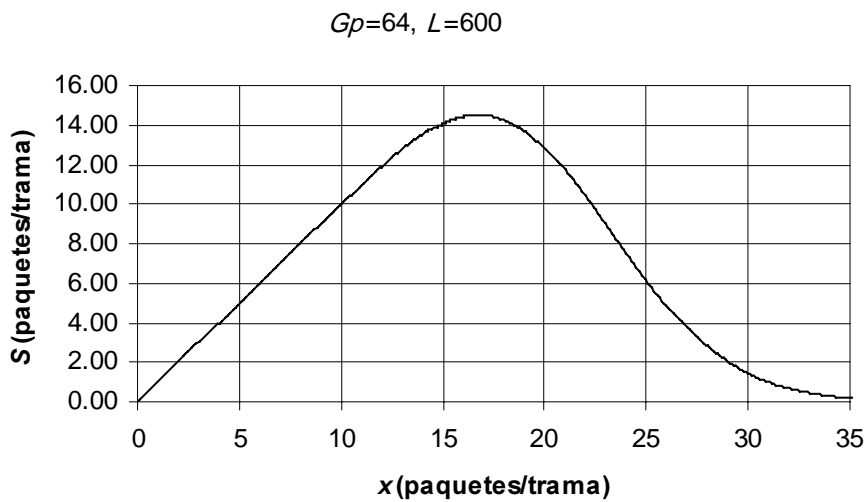


Figura 4.2 Número de transmisiones correctas  $S$  en función del número de transmisiones simultáneas  $x$  para un sistema DS/CDMA con  $G_p=64$  y  $L=600$  bits

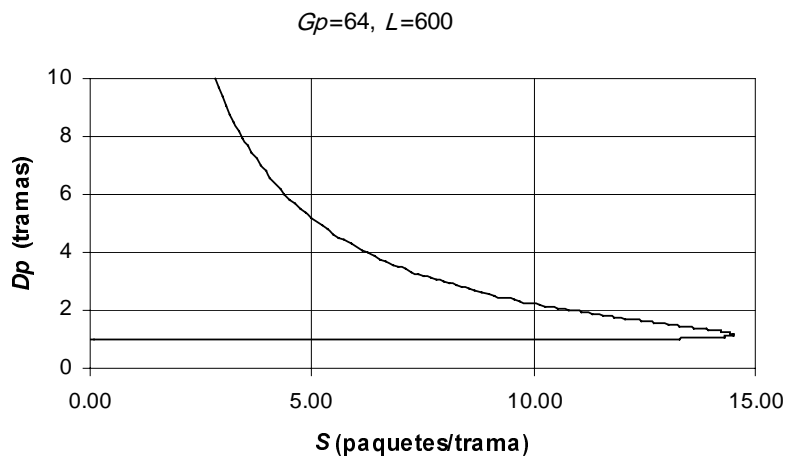


Figura 4.3 Relación *throughput* – retardo de paquete para el sistema DS/CDMA ideal.

### 4.3.2. Regulación de las probabilidades de acceso

Unos de los parámetros que pueden jugar un papel importante en el cometido de optimizar el sistema según las pautas recién indicadas son las probabilidades  $p_r$  y  $p_b$  de reintentar acceder a por un código y de retransmitir un paquete que ha llegado erróneamente debido a la interferencia, respectivamente. El motivo es que estas probabilidades permiten un grado de regulación de la carga ofrecida al sistema y por lo tanto del número de transmisiones simultáneas, en función de la máxima interferencia que se puede llegar a soportar. Dentro de esta línea, en el modelo básico teórico de ISMA-DS/CDMA que se planteó en el capítulo 3 se comprobó como era posible mejorar las prestaciones del sistema cuando se utilizaban valores adecuados de estas probabilidades en función del estado del sistema. Sin embargo, esto presuponía conocer algunos parámetros como la característica del tráfico o bien el número de usuarios en los diferentes estados basados en el modelo teórico. No obstante, al incorporar los aspectos prácticos para el esquema en la estructura de tramas FDD, el protocolo se aleja ligeramente de dicho modelo teórico, con lo que parece más razonable estudiar algunas posibilidades empíricas de optimización de las probabilidades, tal y como se plantea a continuación.

Para comprobar el efecto de estas probabilidades, en primer lugar se analiza el comportamiento del protocolo para valores fijos de las mismas, resultados que se muestran en la Figura 4.4 y la Figura 4.5 para el *throughput* y el retardo de mensaje, respectivamente. El retardo total incluye tanto el de transmisión como el retardo de espera en cola para mensajes que llegan mientras se está en el curso de otra transmisión. Se ha considerado un valor de ganancia de procesado de 64 y se ha tomado un número de códigos disponible igual a  $K=30$ , aproximadamente el óptimo que se encontró en el capítulo 3 para esta ganancia de procesado. En estas figuras se puede apreciar como existe una variación relativamente considerable en el *throughput* máximo obtenido para diferentes probabilidades (del orden del 16 % entre  $p_r=0.3$  y  $p_r=0.05$ ), obteniéndose un valor superior para probabilidades menores, lo cual es lógico puesto que valores pequeños de la probabilidad de reaccionar al sistema tenderán a reducir el número de usuarios que intentan la transmisión y por lo tanto el número de colisiones y el nivel de interferencia. Sin embargo, este incremento de *throughput* es a costa de tener que tolerarse un retardo superior, ya que al dificultarse el acceso los paquetes tenderán a acumularse en el buffer de salida del emisor. Nótese que también se ha representado el valor del *throughput* máximo del sistema ideal que se podría lograr para esta ganancia de procesado, que es de 14.5 paquetes/trama según se calculó en el apartado anterior. Como puede apreciarse, el máximo *throughput* que logra el sistema está alrededor de 13.1 paquetes/trama, lo que supone una eficiencia de un 90% respecto de este máximo teórico, demostrando un buen comportamiento del protocolo en términos generales.

De los resultados de las anteriores figuras se desprende la conclusión de que para valores de carga bajos es interesante el uso de probabilidades de re acceso al sistema elevados, mientras que a medida que la carga se incrementa, es conveniente una reducción de esta probabilidad. Esto sugiere la existencia de una probabilidad  $p_r$  adaptativa en función de las condiciones de carga del canal.

Un aspecto clave a considerar, que diferencia al protocolo ISMA-DS/CDMA FDD de otros protocolos con mayor grado de aleatoriedad como S-ALOHA-DS/CDMA, es el mejor conocimiento que sobre el nivel de carga pueden tener los terminales gracias a la difusión del estado de ocupación de los códigos del sistema. Por lo tanto, parece plausible basar la adaptatividad de la probabilidad de acceso en función del número de códigos ocupados en un momento dado. Así, una primera condición a imponer podría ser establecer que una vez

superado un número máximo de códigos ocupados (por ejemplo 16 para el caso de  $G_p=64$ ,  $L=600$  bits, correspondiente al valor que maximiza el *throughput*, según se ha visto en el apartado 4.3.1) esta probabilidad fuese nula para evitar el acceso de nuevos usuarios.

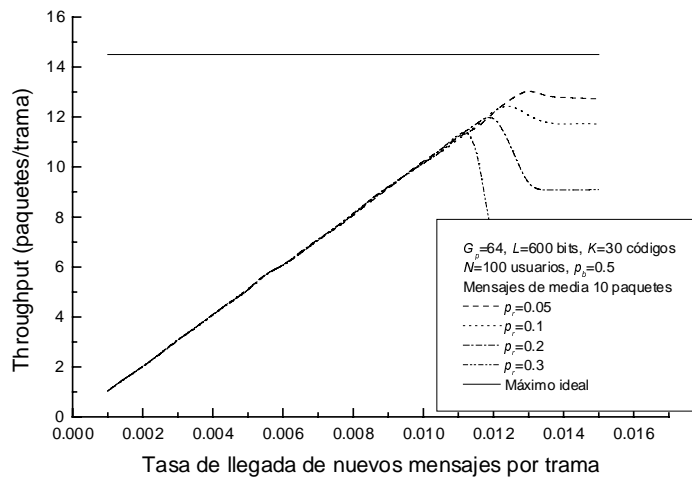


Figura 4.4 *Throughput* obtenido para diferentes valores de la probabilidad  $p_r$  de reaccionar a un código en función de la tasa de llegadas por usuario

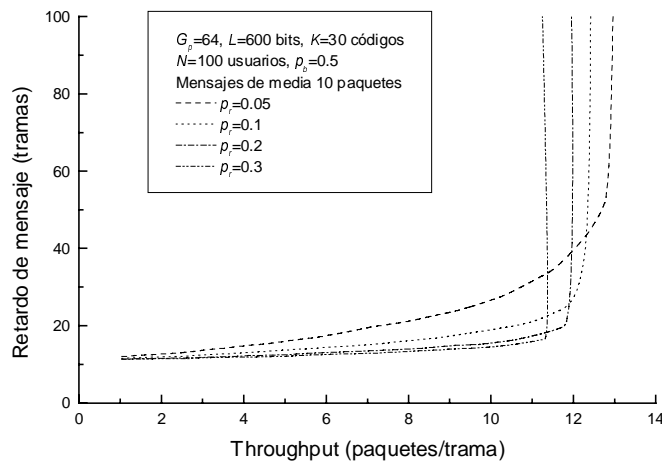


Figura 4.5 Relación *throughput* – retardo de mensaje para diferentes probabilidades  $p_r$

Otra consideración a tener presente es el hecho de que, según este criterio, no basta con regular la probabilidad de re acceso a por código tras una colisión,  $p_r$ , sino que para realmente regular el número de transmisiones en el sistema, es preciso tener también en consideración a los usuarios nuevos que, desde estado *idle* pretenden acceder. De hecho, si se mantiene, como hasta ahora, el que dichos usuarios intenten el acceso al sistema siempre que reciban un nuevo mensaje mientras que se reduce la probabilidad  $p_r$  de los usuarios en estado *backlogged*, no solamente no se logra controlar el número de accesos sino que además se está penalizando a aquellos que hayan sufrido colisiones respecto de los que acceden por primera vez. En consecuencia, por ecuanimidad hacia los diferentes usuarios, parece lógico que no únicamente los usuarios en estado *backlogged*, sino también los usuarios en *idle*, apliquen la

probabilidad de acceso variable en función del número de códigos ocupado, antes de decidir acceder al sistema, lo que constituye un mecanismo análogo al planteado en [41] en el contexto de PRMA/CDMA.

La cuestión que surge entonces es establecer una función adecuada para la variación de esta probabilidad de acceso según el número de códigos ocupados. Como punto de partida se pueden especificar los valores extremos de esta función: en concreto, es evidente que cuando no hay ningún código ocupado parece adecuado que se facilite al máximo el acceso de nuevos usuarios, esto es, que la probabilidad de acceder sea 1, mientras que cuando el número de códigos ocupados iguala el máximo permisible ( $K_{max}=16$  en el caso anterior con  $G_p=64$  y  $L=600$  bits) se impida el acceso y por lo tanto esta probabilidad valga 0. Queda por determinar, pues, como ha de ser la variación entre estos dos valores, que puede encontrarse empíricamente mediante diferentes pruebas.

Se considerarán a modo de ejemplo tres casos representativos de variación con el número de códigos ocupados  $x$ , como correspondería a variaciones con la segunda derivada de  $p_r$  mayor, igual o menor a 0. Así pues, la primera posibilidad es establecer un criterio de variación lineal (segunda derivada igual a 0), según una función de la forma:

Función 1 (lineal):

$$p_{r,1}(x) = 1 - \frac{x}{K_{max}} \quad (4.3)$$

Otras dos posibilidades vendrían dadas por una función de variación cuadrática que podría ser convexa (segunda derivada  $p_r''(x)$  negativa) o cóncava (segunda derivada  $p_r''(x)$  positiva):

Función 2 (cuadrática convexa:  $p_r''(x) < 0$ ):

$$p_{r,2}(x) = 1 - \frac{x^2}{K_{max}^2} \quad (4.4)$$

Función 3 (cuadrática cóncava:  $p_r''(x) > 0$ ):

$$p_{r,3}(x) = \frac{(x - K_{max})^2}{K_{max}^2} \quad (4.5)$$

En la Figura 4.6 se presentan las funciones especificadas para el caso de  $G_p=64$ ,  $L=600$  bits y ausencia de codificación, para el que el número óptimo de usuarios transmitiendo simultáneamente es de 16. Puede notarse como la utilización de una variación cuadrática convexa ( $p_r''(x) < 0$ ) supone dar una mayor facilidad a los usuarios para acceder mientras que por el contrario una variación cóncava ( $p_r''(x) > 0$ ) dificulta el acceso con probabilidades pequeñas para valores relativamente alejados del número de códigos máximo, lo que supondrá una penalización en términos de retardo.

En la Figura 4.7 se presenta la comparación de las características *throughput*- retardo de mensaje obtenidas con las tres funciones propuestas. En ella se observa, en primer lugar como la función cuadrática cóncava es la que peores prestaciones presenta debido a los

niveles bajos de probabilidad a que limita cuando el número de códigos ocupado crece, lo que origina que los paquetes se acumulen en el buffer sin serles permitido el acceso. Por otra parte, las diferencias entre la función lineal y la cuadrática convexa son menores: únicamente se observa un ligero mejor comportamiento para el caso lineal debido fundamentalmente a que el hecho de disponer de una probabilidad de acceso mayor para el caso cuadrático cuando el número de códigos está próximo al máximo permitido puede facilitar situaciones en las que en algún momento se pudiera rebasar este número máximo de usuarios, lo que originaría un incremento en el número de paquetes retransmitidos y en consecuencia un mayor retardo. Así, como conclusión general se puede extraer que de entre las funciones consideradas para relacionar la probabilidad de acceso con el número de códigos ocupados, la que ofrece un mejor comportamiento es la lineal, aunque las diferencias con otras funciones con tendencia  $p_r'(x) < 0$  no son especialmente significativas. Por este motivo, se asumirá a partir de ahora la citada variación lineal.

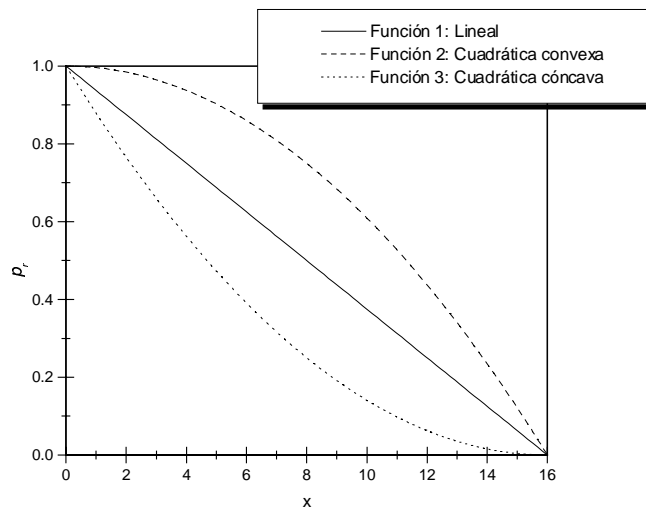


Figura 4.6 Funciones de variación de la probabilidad de acceso respecto del número de códigos ocupados  $x$  para el caso  $G_p=64$ ,  $L=600$  bits

Hasta el momento se ha definido un procedimiento de optimización del protocolo ISMA- DS/CDMA FDD basado en una variación de la probabilidad de acceso al sistema para impedir que el número de usuarios que disponen de un código adquirido supere un valor máximo determinado. Desde esta perspectiva, y dado que el nivel de interferencia en el sistema estará regulado por esta probabilidad de acceso, parece lógico que los usuarios que consigan un código apliquen una probabilidad de retransmisión en caso de error de valor  $p_b=1$ . Sin embargo, como la estrategia de regulación está fundamentada en probabilidades, podría darse el caso de que el número máximo de usuarios permitido fuese superado. Para entender esto basta con un ejemplo: supóngase que en un sistema con  $K=30$  códigos en un momento dado hay 15 códigos ocupados. Esto implicaría que la probabilidad de acceso, según la función de variación lineal, tomaría el valor 0.0625. Probabilísticamente hablando sería posible que en la siguiente trama más de 1 usuario intentara el acceso y lo consiguiera, con lo que habría más de 16 códigos ocupados. A partir de este punto, según el esquema propuesto no cabría posibilidad para nuevos accesos hasta que alguno de los códigos fuese liberado. Sin embargo, el hecho de existir más de 16 usuarios simultáneamente supondría un incremento en el número de paquetes erróneamente recibidos, lo que empeoraría las prestaciones puesto que

la liberación de los códigos y por lo tanto la posibilidad de acceder nuevamente al sistema se vería retardada.

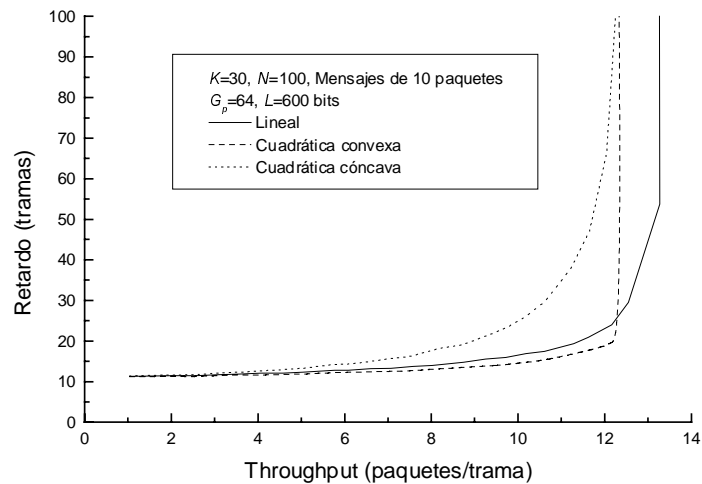


Figura 4.7 Características throughput – retardo de mensaje para las diferentes funciones de acceso propuestas

Una primera posible solución a este hecho pasaría por reducir el número de códigos en el sistema a 16, pero ello presentaría el inconveniente de que cuando hubiese muy pocos códigos libres habría una probabilidad grande de que varios usuarios colisionaran en el proceso de selección de código, lo que reduciría enormemente las prestaciones.

Así, una mejor solución pasa por emplear una técnica adecuada de retransmisión de los paquetes erróneamente recibidos. Por ejemplo, una posibilidad es el empleo de una estrategia de *backoff* lineal en la que cada vez que un paquete se transmite erróneamente la probabilidad de retransmisión  $p_b$  decrece con el número de transmisiones erróneas que se han producido de dicho paquete. Así, en sucesivas retransmisiones de un mismo paquete  $p_b$  tomaría los valores  $1/2, 1/3, 1/4, 1/5, \dots$ . Otra posibilidad sería una estrategia de *backoff* exponencial que reduciría la probabilidad cada vez en un factor 2, obteniéndose la secuencia  $1/2, 1/4, 1/8, 1/16, \dots$  [58][59]. En el caso considerado, y gracias a la regulación del acceso de los usuarios el número de retransmisiones de un paquete no será a priori elevado, con lo que las prestaciones ofrecidas por una u otra estrategia serán similares. De este modo, sin pérdida de generalidad, se optará por considerar la estrategia de *backoff* lineal.

A modo de conclusión, se presenta la comparación a nivel de *throughput* y de retardo cuando se considera el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con los mecanismos de variación de las probabilidades  $p_r$  y  $p_b$  propuestos frente a los casos en que estas probabilidades toman valores fijos, observándose la mejora conseguida. Estos resultados se presentan en la Figura 4.8 y la Figura 4.9 para el *throughput* y el retardo de mensaje, respectivamente, y se observa como el comportamiento es adecuado en ambos casos, al obtenerse un alto *throughput* como en el caso de emplear probabilidades de acceso fijas pequeñas pero también un bajo retardo como en el caso de probabilidades de acceso mayores. Igualmente, se aprecia como el valor máximo de *throughput* obtenido está alrededor de los 13.2 paquetes/trama, y por lo tanto muy cerca del valor máximo posible de 14.5, lo que supone una eficiencia del 91%.

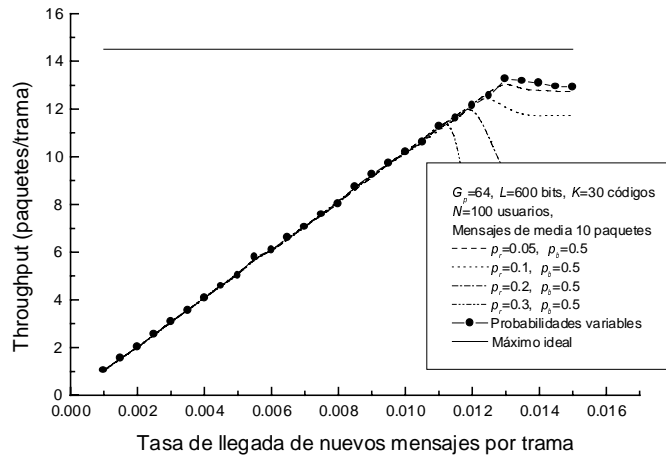


Figura 4.8 Comparación del throughput en el caso de utilizar probabilidades variables respecto del caso de emplear probabilidades fijas.

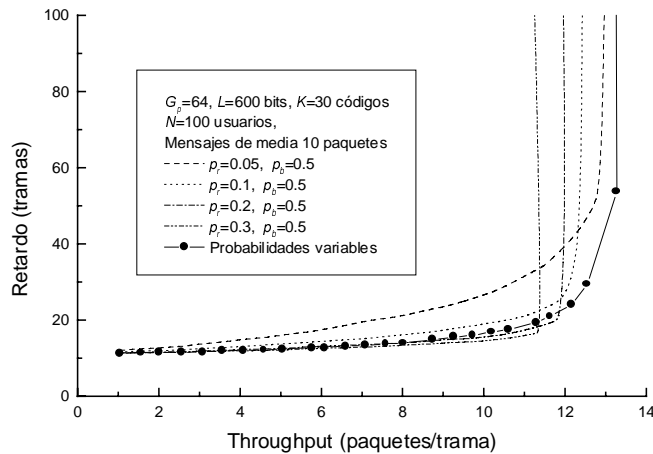


Figura 4.9 Comparación de la característica throughput - retardo de mensaje en el caso de utilizar probabilidades variables respecto del caso de emplear probabilidades fijas.

### 4.3.3. Algoritmos adaptativos de cambio de velocidad sobre ISMA-DS/CDMA FDD

En el apartado anterior se ha efectuado la optimización de ISMA – DS/CDMA FDD para una velocidad y por lo tanto para una ganancia de procesamiento constante, que impone un cierto límite máximo en el número de transmisiones simultáneas que pueden existir para mantener regulada la interferencia total del sistema. Sin embargo, dentro de un esquema de tráfico multimedia heterogéneo puede darse la coexistencia de usuarios trabajando con diferentes velocidades y por lo tanto diferentes ganancias de procesamiento, posibilidad que de hecho está contemplada dentro de la propuesta UTRA de acceso radio para UMTS. Por este motivo, parece interesante extender el análisis llevado a cabo en el apartado anterior para incluir también esta consideración.

Uno de los aspectos más importantes de la técnica de acceso DS/CDMA es que se mantiene constante el producto entre la velocidad de transmisión  $R_b$  y la ganancia de procesamiento  $G_p$ , producto que es igual al ancho de banda total del sistema  $W$ :

$$W = R_b \cdot G_p \quad (4.6)$$

Esta relación sugiere que es posible incrementar la velocidad de transmisión del sistema siempre y cuando la ganancia de procesamiento, y por lo tanto la protección frente a las interferencias, se reduzca en la misma proporción, esto es:

$$W = R_b \cdot G_p = (R_b \alpha) \cdot \left( \frac{G_p}{\alpha} \right) \quad (4.7)$$

En esta línea, pues, se puede tener en cuenta la mejora en prestaciones que puede lograrse para un protocolo de acceso aleatorio para DS/CDMA mediante un sistema en el que los usuarios sean capaces de adaptar su velocidad de transmisión a las características del canal. Así, en condiciones de baja carga, y por lo tanto de baja interferencia, pueden optar por trabajar con ganancias de procesamiento reducidas para ganar en velocidad y consecuentemente mejorar el retardo total de transmisión, mientras que a medida que la carga aumenta se puede reducir la velocidad de transmisión para así poder mejorar en términos de ganancia de procesamiento y por lo tanto de capacidad protectora frente a las interferencias, a costa de tolerar un retardo superior.

En el contexto del protocolo S-ALOHA-DS/CDMA existen algoritmos que llevan a cabo esta adaptación de velocidades en base al número de transmisiones exitosas o erróneas que se efectúan para cada velocidad, lo que permite realizar una estimación de la carga del sistema y mejorar notablemente las prestaciones globales del protocolo [21][60]. Sin embargo, y como se ha comprobado, el protocolo ISMA-DS/CDMA permite aun mejorar las prestaciones de S-ALOHA-DS/CDMA al reducir la aleatoriedad en el acceso de los usuarios mediante un mejor conocimiento del estado de ocupación del sistema, que da lugar a una regulación de los accesos. Desde este punto de vista, pues, parece interesante aprovechar este conocimiento del estado del sistema proporcionado por ISMA-DS/CDMA FDD para combinar el protocolo con diferentes algoritmos de adaptación de velocidades.

A lo largo de este estudio, se considerará, sin pérdida de generalidad, la existencia de las 5 velocidades detalladas en la Tabla 4.1, basadas en las definidas para la propuesta UTRA FDD. Por otro lado, se tendrán presentes los siguientes aspectos:

1) Se considera un modelo de llegada de mensajes los cuales son troceados en paquetes de longitud fija. Con el fin de mejorar la granularidad de este proceso de partición se opta por efectuar la división de los mensajes en paquetes correspondientes a la velocidad mínima, esto es 150 bits, equivalente a utilizar  $G_p=256$ .

2) Adicionalmente al proceso de adaptación considerado se efectuará una segunda adaptación de velocidades consistente en regular la velocidad a aplicar en función del número de paquetes que queden en el buffer para ser transmitidos. Así, supóngase por ejemplo que en un momento dado restan dos paquetes por transmitir y que la velocidad permitida según el algoritmo de adaptación es la  $4v$ , lo que equivale a decir que se podrían transmitir hasta 4 paquetes de 150 bits; en base a lo dicho anteriormente, la velocidad real que se aplicará será la  $2v$ , y únicamente se transmitirán los dos paquetes que quedan en el buffer.



Tabla 4.1 Velocidades consideradas

Velocidad	$G_p$ (ganancia de procesado)	$L$ (longitud de paquete en bits)
$v$	256	150
$2v$	128	300
$4v$	64	600
$8v$	32	1200
$16v$	16	2400

3) Respecto de la determinación en la estación base de la velocidad que un terminal está aplicando en un momento dado de la transmisión, no supone ningún impedimento práctico pues se puede conocer bien indicándola explícitamente a través de bits de control específicos o bien a través de mecanismos de detección ciega (*blind detection*) que no requieren información explícita como los que se plantean en la propuesta UTRA FDD [61].

4) Se efectuará un control de potencia cuyo objetivo será mantener el mismo nivel de energía de bit  $E_b$  en las señales recibidas de todos los terminales, independientemente de su velocidad. Esto supone que un usuario que trabaje a velocidad  $\alpha v$  deberá ser recibido con un nivel de potencia  $\alpha$  veces superior a la de un usuario que trabaje a la velocidad simple  $v$  [21].

Según este criterio, el valor de la energía de bit para la velocidad simple,  $E_{b,v}$ , en función de la potencia recibida  $P_v$  y del período de bit  $T_{b,v}$  viene dado por:

$$E_{b,v} = P_v \cdot T_{b,v} \quad (4.8)$$

Mientras que para la velocidad  $\alpha v$  la energía de bit es:

$$E_{b,\alpha v} = P_{\alpha v} \cdot T_{b,\alpha v} = P_{\alpha v} \cdot \frac{T_{b,v}}{\alpha} \quad (4.9)$$

De donde, para que la energía de bit sea la misma independientemente de la velocidad será preciso que se cumpla la siguiente relación:

$$E_{b,v} = E_{b,\alpha v} \Leftrightarrow P_v \cdot T_{b,v} = P_{\alpha v} \cdot \frac{T_{b,v}}{\alpha} \Leftrightarrow P_{\alpha v} = \alpha P_v \quad (4.10)$$

Bajo estas condiciones, la relación  $(E_b/N_0)_{\alpha v}$  para un usuario que trabaje a la velocidad  $\alpha v$  en presencia de usuarios a diferentes velocidades, despreciando el ruido térmico y asumiendo control de potencia ideal para todos los usuarios, será:

$$\left( \frac{E_b}{N_0} \right)_{\alpha v} = \frac{3G_p}{2} \frac{1}{\sum_k kn_{kv} - \alpha} \quad (4.11)$$

donde  $G_p$  es la ganancia de procesamiento para la velocidad básica  $v$ , mientras que  $n_{kv}$  es el número simultáneo de usuarios transmitiendo a la velocidad  $kv$ . Finalmente, el margen de valores de  $k$  es el conjunto de velocidades existente.

A partir de aquí, la probabilidad de error de bit será:

$$p_{e,\alpha v} = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\left( \frac{E_b}{N_0} \right)_{\alpha v}} \right) \quad (4.12)$$

Nótese que esta hipótesis se traduce en que la relación  $E_b/N_0$  y por lo tanto la probabilidad de error de bit es similar para todos los usuarios del sistema, independientemente de su velocidad. Esto supone que no se efectúa ningún tipo de priorización entre usuarios diferentes, supuestos todos de la misma clase de servicio. En caso de disponer de servicios con diferentes requerimientos de calidad, sería posible especificar  $E_b/N_0$  diferentes según la calidad que cada usuario debiera mantener.

En cualquier caso, a pesar de que la relación  $E_b/N_0$  sea aproximadamente la misma para todos los usuarios, nótese que los usuarios de mayor velocidad transmiten paquetes más largos, con lo que, para igual probabilidad de error de bit, la probabilidad de que el paquete se transmita correctamente será inferior cuanto menor sea la ganancia de procesamiento, por lo que el sistema tolerará un menor número de usuarios de alta velocidad que de baja.

Al considerarse control de potencia en lazo abierto, por ejemplo en las transmisiones de los preámbulos, la expresión de la  $E_b/N_0$  se ve modificada y depende de si el usuario considerado aplica control de potencia en lazo abierto o en lazo cerrado.

Así, en el caso de que emplee control de potencia en lazo abierto, la expresión es:

$$\left( \frac{E_b}{N_0} \right)_{\alpha v}^{\text{lazo abierto}} = \frac{3G_p}{2} \frac{\gamma_0}{\sum_k kn_{kv} + \sum_k k \sum_{i=1}^{n_{kv}^a} \gamma_i} \quad (4.13)$$

donde  $n_{kv}^a$  es el número de usuarios que aplican control en lazo abierto, sin incluir al usuario útil, a la velocidad  $kv$ , mientras que las  $\gamma_i$  son diferentes realizaciones de variables aleatorias exponenciales de media 1, que variarán de una trama a la siguiente, y que modelan el comportamiento de los desvanecimientos Rayleigh.  $\gamma_0$  se corresponde con el desvanecimiento que afecta al usuario útil.

Por el contrario, si el usuario útil aplica control de potencia en lazo cerrado, la expresión es:

$$\left( \frac{E_b}{N_0} \right)_{\alpha v}^{\text{lazo cerrado}} = \frac{3G_p}{2} \frac{1}{\sum_k kn_{kv} - \alpha + \sum_k k \sum_{i=1}^{n_{kv}^a} \gamma_i} \quad (4.14)$$

Llegados a este punto se abren posibilidades diversas para efectuar la adaptación de velocidades. Una primera opción consistiría en aplicar directamente el algoritmo MS

propuesto en [21][60] pero ahora en un contexto ISMA-DS/CDMA FDD. Otra opción consistiría en la utilización únicamente de la estimación de carga que proporciona el conocimiento del número de códigos ocupados para determinar cual es la velocidad más apropiada a utilizar. Por último, otra opción considerada está basada en la reunión de las dos anteriores: por un lado se determina la velocidad más adecuada para transmitir según el número de códigos ocupado en un momento dado pero esta velocidad se va adaptando mediante el algoritmo MS a medida que se van produciendo éxitos o fracasos en las transmisiones. Estas tres estrategias son las que se van a presentar a continuación y posteriormente serán comparadas.

#### 4.3.3.1. Estrategia 1: algoritmo MS.

El algoritmo MS (del inglés *Mobile Controlled algorithm*) de cambio adaptativo de velocidad, propuesto en [21][60] para su utilización conjunta con el protocolo S-ALOHA-DS/CDMA, se basa en una variación de la velocidad a aplicar en función del número de transmisiones exitosas o erróneas consecutivas. Así, después de producirse *min\_suc* transmisiones exitosas consecutivas a una velocidad, se decide que el nivel de interferencia presente en el canal es bajo con lo que se procede a incrementar la velocidad para mejorar en términos de retardo. Del mismo modo, cuando se producen *max\_tr* transmisiones erróneas consecutivas de un mismo paquete se asume que existe un elevado nivel de interferencia con lo que se procede a reducir la velocidad con el consiguiente aumento en términos de ganancia de procesado y por lo tanto de robustez frente a dichas interferencias.

Algunas puntualizaciones que se deben considerar para adaptar este algoritmo a ISMA-DS/CDMA son las siguientes:

a) La primera vez que un usuario acceda al sistema, lo hará con la velocidad mínima posible, siguiendo una actitud conservadora. A partir de aquí, ajustará esta velocidad en los sucesivos paquetes de un mensaje según el algoritmo especificado. Cuando el usuario inicie la transmisión de un nuevo mensaje, a falta de información sobre la carga del sistema, empezará transmitiendo con la última velocidad que utilizó.

b) En el esquema de tramas considerado los reconocimientos se reciben siempre con un cierto retardo de una trama, o dicho de otro modo en cada trama se envía el reconocimiento correspondiente al paquete enviado en la trama anterior. Como el algoritmo operará en base a los reconocimientos (éxitos/fracasos) recibidos, siempre se efectuarán los cambios sobre la velocidad del paquete transmitido en la trama anterior y cuyo reconocimiento acaba de ser recibido, e independientemente de la velocidad a la que se haya transmitido el paquete correspondiente a la trama actual. Así, por ejemplo, en la Figura 4.10 se presenta un caso de aplicación del algoritmo con *min\_suc*=1, esto es, un paquete recibido correctamente provoca un incremento de la velocidad en la trama siguiente. En él se aprecia como el reconocimiento positivo del paquete número 0 origina un incremento de velocidad pasándose de  $v$  a  $2v$ ; sin embargo, el reconocimiento del paquete número 1 no provoca ningún incremento puesto que implicaría pasar también de  $v$  a  $2v$ , siendo esta última la velocidad ya utilizada.

#### 4.3.3.2. Estrategia 2: algoritmo $Th$ basado en umbrales

Uno de los inconvenientes del algoritmo MS presentado con anterioridad es que, al estar pensado para el protocolo S-ALOHA, no hace uso de la información proveniente de la estación base en relación al número de códigos ocupados en un momento dado, que constituye una estimación bastante apropiada del nivel de interferencia que va a existir en el sistema en

la siguiente trama. Por este motivo, cuando un usuario deba iniciar la transmisión de un mensaje se basará únicamente en el resultado de la última transmisión que efectuó con anterioridad, a pesar de que las condiciones de carga del sistema pueden haber variado. Por este motivo, la velocidad inicial aplicada puede ser muy diferente de la más apropiada con lo que el algoritmo deberá evolucionar hasta conseguir esta velocidad, y en consecuencia tenderá a ofrecer un retardo superior y una mala capacidad de adaptación frente a condiciones variantes de carga.

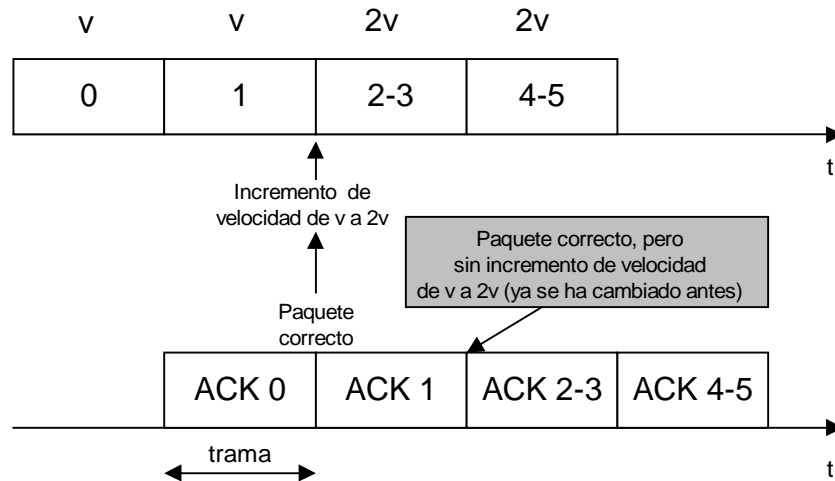


Figura 4.10 Efecto del retardo de los reconocimientos sobre el algoritmo MS

Por lo tanto, otra posibilidad para ejecutar la adaptación de velocidad consiste en basarse en el valor del número de códigos ocupados en una trama dada,  $x$ , según una serie de umbrales establecidos, lo que permitiría adaptarse en cada momento a las condiciones reales de carga del sistema y no a las percibidas en la última transmisión, como ocurría en el algoritmo MS. Según esta estrategia, el algoritmo que se debería aplicar en cada trama sería el siguiente:

```

si ( $x < umbral\_4$ )
    velocidad = 16v;
sino si ( $x < umbral\_3$ )
    velocidad = 8v;
sino si ( $x < umbral\_2$ )
    velocidad = 4v;
sino si ( $x < umbral\_1$ )
    velocidad = 2v;
sino
    velocidad = v;
    
```

Los umbrales deben cumplir la desigualdad:

$$umbral\_4 < umbral\_3 < umbral\_2 < umbral\_1 \tag{4.15}$$

De modo que, cuando el número de códigos ocupado es bajo, inferior al  $umbral\_4$ , los terminales utilizarán velocidades de transmisión altas, con ganancias de procesamiento bajas, mientras que, al incrementarse el número de usuarios en el sistema, la velocidad se reducirá a medida que se vayan sobrepasando los diferentes umbrales.

Quedaría por determinar, según esta estrategia, cuales son los umbrales adecuados para utilizar. Para ello la posibilidad adoptada es remitirse, igual que se ha hecho

anteriormente, a la maximización de la ecuación (4.1), que proporciona el número de transmisiones simultáneas  $x_{max}$  que maximiza el *throughput* o número de paquetes correctamente recibidos  $S_{max}$  en un sistema DS/CDMA con control de potencia ideal con ganancia de procesamiento  $G_p$ , longitud de paquete  $L$  bits y sin codificación de canal. En la Tabla 4.2 se presentan, para las diferentes velocidades consideradas, este número máximo de transmisiones  $x_{max}$  conjuntamente con el *throughput* máximo  $S_{max}$  que puede lograrse.

Así, por ejemplo, se puede ver que para la máxima velocidad considerada se podrán tolerar hasta 4 transmisiones simultáneas sin que por ello el *throughput* se vea degradado, mientras que para la velocidad correspondiente a  $G_p=32$  se podrán tolerar hasta 8 transmisiones. Esto sugiere que en tanto que el número de códigos ocupado sea inferior a 4, los diferentes usuarios podrán realizar sus transmisiones a máxima velocidad, y que mientras el número de códigos ocupado esté entre 4 y 8, la máxima velocidad a aplicar será  $8v$ . En definitiva, unos valores adecuados para los umbrales podrían ser:

$$umbral\_4=4, \text{ umbral\_3}=8, \text{ umbral\_2}=16, \text{ umbral\_1}=37 \quad (4.16)$$

Tabla 4.2 Máximo *throughput* para las diferentes velocidades

Velocidad	$G_p$	$L$ (bits)	$x_{max}$	$S_{max}$
$v$	256	150	86	70.5
$2v$	128	300	37	31.4
$4v$	64	600	16	14.5
$8v$	32	1200	8	7.0
$16v$	16	2400	4	3.7

Nótese que, a diferencia del algoritmo MS, en el que cada móvil decide la máxima velocidad a aplicar independientemente, mediante la estrategia basada en umbrales este valor es común para todos los móviles según la información difundida por la estación base en cada trama. Sin embargo, también hay que hacer notar que se deberá tener en cuenta la regulación de la velocidad según el número de paquetes que le queda a un usuario en el buffer por transmitir, lo que implica que, aun habiendo, por ejemplo, un número de códigos inferior a 4, puedan existir transmisiones por debajo de la velocidad máxima simplemente porque los usuarios involucrados no requieren de transmitir tanta información.

#### 4.3.3.3. Estrategia 3: algoritmo ThMS

Uno de los problemas que presenta la estrategia basada en umbrales dependientes del número de códigos ocupado es la necesidad de ajustar adecuadamente el valor de dichos umbrales. En el apartado anterior este ajuste se ha hecho a partir de un esquema ideal asumiendo que todos los usuarios empleaban la misma velocidad y un control de potencia ideal, ya que permitía fácilmente la obtención de valores de forma analítica. Sin embargo, en el sistema real en primer lugar hay que tener presente que van a coexistir usuarios con control de potencia instantáneo con otros que enviarán su primer paquete y por lo tanto aplicarán un control de potencia en lazo abierto. Y en segundo lugar, el hecho de que los usuarios regulen su velocidad en base al número de paquetes que les restan por transmitir hace que para un

número de códigos ocupado determinado, no todos los usuarios utilicen la misma velocidad. En consecuencia, los umbrales determinados en el apartado anterior son únicamente orientativos y no puede afirmarse con total seguridad que vayan a ser los óptimos para cada situación.

Por otra parte, el algoritmo MS presenta como inconveniente, en primer lugar, que no hace uso de la información de ocupación del sistema aportada por la estación base en forma de número de códigos ocupados, y en segundo lugar, hay que hacer notar que al inicio de la transmisión de un mensaje la velocidad a aplicar será la última utilizada en el mensaje previo, lo que no tiene en cuenta los posibles cambios que se hayan producido en el canal durante el intervalo en que el móvil ha estado en modo *idle*. En consecuencia, una vez se ha tomado una velocidad para transmitir no adecuada, el proceso de adaptación hasta la velocidad más apropiada puede ser lento.

Estos problemas de los dos algoritmos anteriores se pueden superar mediante la integración de ambos en un nuevo mecanismo, que combine el algoritmo MS con el algoritmo basado en umbrales, y que se ha dado en llamar algoritmo ThMS (del inglés *Thresholds MS*). La idea de esta nueva estrategia es que, al inicio de la transmisión de un mensaje dado, y para efectuar el acceso al sistema, los usuarios determinen la velocidad más apropiada para ser utilizada en base a los códigos ocupados y a los umbrales fijados en el apartado anterior. A continuación, y dado que estos umbrales no tienen por qué ser los óptimos, se puede proceder al ajuste de la velocidad mediante el algoritmo MS en función de los éxitos/fracasos de los diferentes paquetes enviados, lo que permitirá a los terminales un mayor grado de adaptación a las condiciones reales del sistema.

#### 4.3.3.4. Comparación entre las tres estrategias propuestas

Una vez han sido presentadas las tres estrategias propuestas para llevar a cabo la adaptación de velocidades en el protocolo ISMA, se procede a su comparación para determinar los puntos fuertes y débiles de cada una.

Las condiciones generales de la simulación han sido las siguientes:

- Se asume la existencia de  $N=200$  usuarios registrados en el sistema que comparten un total de  $K=90$  códigos. Se ha tomado un número de códigos superior por lo menos al número óptimo de transmisiones a la velocidad más lenta (86 según la Tabla 4.2) para garantizar que el sistema va a poder llegar a trabajar con esta velocidad sin verse limitado por la falta de códigos.
- A cada usuario le llegan, según una estadística de Poisson, mensajes de longitud media 4000 bits, los cuales son troceados en paquetes de longitud mínima (150 bits) añadiendo ceros si es preciso para completar el último de los paquetes.
- Se efectúa un proceso de regulación de la probabilidad de acceso con una función lineal decreciente con parámetro  $K_{max}=86$  según la ecuación (4.3) para no permitir nuevos accesos una vez se ha superado el número de usuarios que maximiza el *throughput* a la velocidad mínima.
- A efectos de comparación se ha efectuado la simulación también para cada una de las velocidades consideradas por separado, esto es, asumiendo la misma velocidad fija para todos los usuarios.

- Para el algoritmo MS se toman los valores  $min\_suc=7$  y  $max\_tr=1$ , que constituyen una pareja de valores adecuada según [21][60].

La Figura 4.11 y la Figura 4.12 muestran las gráficas de *throughput* y retardo medio de transmisión de mensaje en caso de utilizarse el algoritmo MS. Se aprecia un buen comportamiento para cargas elevadas, para las que la mayoría de usuarios trabajan a la velocidad mínima. Sin embargo, para cargas bajas, el retardo proporcionado por este algoritmo es en general más elevado del que podría lograrse aplicando la velocidad máxima. Esto es debido a la imprecisión en la estimación de la velocidad inicial a aplicar: efectivamente, si se inicia la transmisión de un mensaje a una velocidad por debajo de la que se puede aplicar, el proceso de reacción hasta llegar a la velocidad adecuada es lento debido al valor de  $min\_suc=7$ . Por el contrario, si se optara por una opción no tan conservadora en la que el valor de  $min\_suc$  fuese inferior se lograría un mejor comportamiento para cargas bajas en términos de retardo pero se penalizarían las cargas superiores al facilitarse los incrementos de velocidad no apropiados [21][60]. En la Figura 4.13 se muestra el resultado del algoritmo para diferentes valores de  $min\_suc$ , y puede observarse que cuanto menor es este valor, mejor es el comportamiento en términos de retardo para cargas bajas, pero el sistema presenta una peor capacidad para cargas altas.

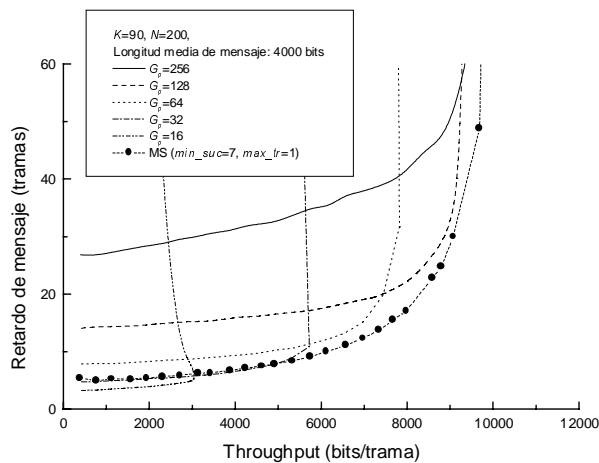


Figura 4.11 Curva throughput - retardo para el algoritmo MS

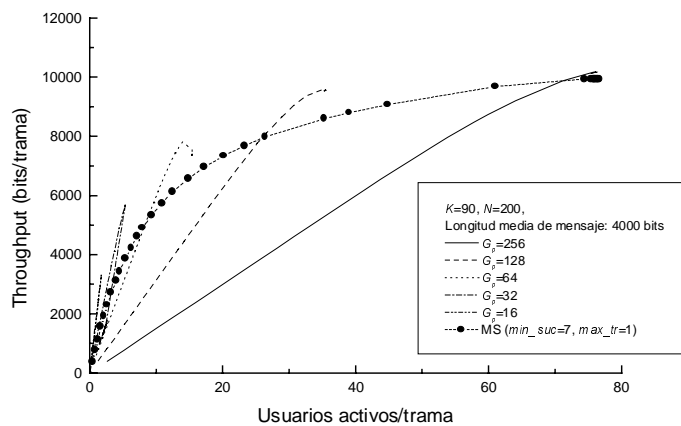


Figura 4.12 Throughput obtenido mediante el algoritmo MS

La lentitud para producir incrementos de velocidad se pone de manifiesto en la Figura 4.14, en la que se muestra el porcentaje de usuarios a cada velocidad en función de la carga ofrecida al sistema, representada por el número de usuarios activos simultáneamente. En particular, se aprecia como para cargas bajas, la mayoría de usuarios están utilizando las tres velocidades más lentas, siendo muy pocos los que logran llegar a utilizar las velocidades más rápidas, aunque según las curvas obtenidas a velocidad constante estas velocidades podrían ser utilizadas sin por ello degradar las prestaciones del sistema.

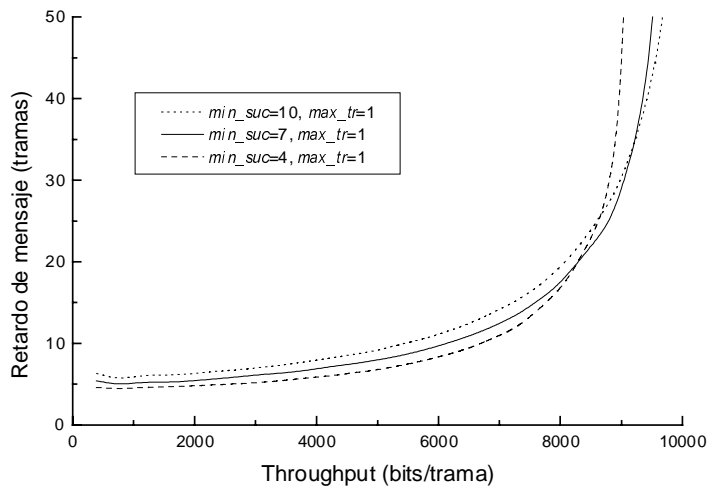


Figura 4.13 Efecto de los parámetros del algoritmo MS

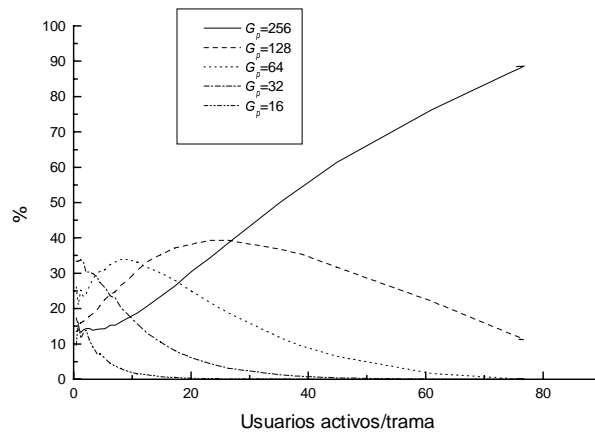


Figura 4.14 Porcentaje de usuarios transmitiendo a cada una de las velocidades mediante el algoritmo MS

Esencialmente, pues, la dificultad para determinar la velocidad adecuada para la transmisión de un mensaje según el algoritmo MS es debida a que se aplica inicialmente la velocidad que se utilizó en el último mensaje, por lo que se tiene una estimación obsoleta del nivel de interferencia en el sistema. Este aspecto es especialmente problemático cuando se consideran variaciones en el nivel de carga total ofrecido al sistema, puesto que el algoritmo ofrece una capacidad de reacción excesivamente lenta. A modo de ejemplo en la Figura 4.15 se muestra la evolución instantánea de la velocidad de transmisión aplicada por los terminales



a lo largo de una simulación en la que la carga del sistema ha sufrido un decrecimiento de 9200 bits/trama a 1500 bits/trama entre las tramas 10000 y 13000, debiendo permitir este valor de carga baja la aplicación de la máxima velocidad de 2400 bits/trama. Se aprecia como, a partir del instante en que la carga se reduce, la velocidad empieza a crecer pero de forma lenta, y sin llegar a la máxima velocidad de 2400 bits/trama. Por otra parte, la reacción ante el crecimiento de carga a partir de la trama 13000 es más ágil que la reacción ante la reducción de carga, lo que sin duda viene originado por el menor valor de  $max\_tr$  (=1) respecto de  $min\_suc$  (=7). Con menores valores de  $min\_suc$  se podría mejorar la reacción frente a reducciones de carga, pero estos valores no son apropiados para las cargas elevadas al favorecer en exceso las reducciones de velocidad.

En definitiva, se puede concluir afirmando que el punto débil del algoritmo MS es la lenta capacidad de reacción para proporcionar los incrementos de velocidad así como la enorme dependencia con la velocidad inicial escogida.

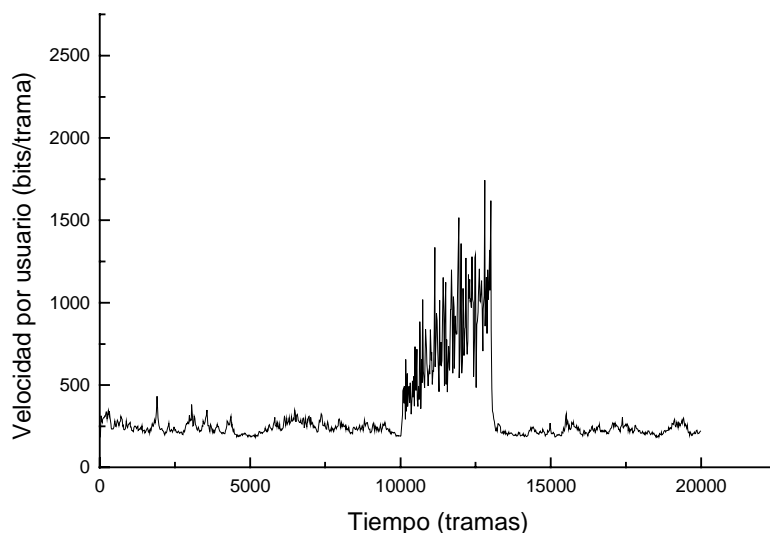


Figura 4.15 Evolución instantánea del algoritmo MS ante un cambio en la carga total del sistema

En la Figura 4.16 y la Figura 4.17 se presentan las gráficas de *throughput* y retardo de mensaje al aplicar el algoritmo Th basado en umbrales. Contrariamente a lo ocurrido con el algoritmo MS, ahora se aprecia un muy buen comportamiento del algoritmo para cargas bajas, para las que el retardo se ajusta bastante bien al que se obtendría en caso de utilizarse la velocidad máxima. Sin embargo, para cargas altas se observa como los móviles pasan a utilizar la velocidad mínima aunque, en base a los resultados obtenidos a velocidad constante, podrían utilizar todavía una velocidad superior.

El motivo de este comportamiento cabe buscarlo en la rigidez impuesta por los umbrales, que como ya se ha dicho están calculados asumiendo que todos los códigos ocupados lo son por usuarios a la misma velocidad. Esta consideración, sin embargo, no es cierta pues no tiene en cuenta que puede haber usuarios transmitiendo a una velocidad inferior a la permitida según los umbrales debido a que dispongan de un número reducido de paquetes por transmitir. Bajo este punto de vista se podrían aceptar más usuarios en el sistema que los especificados por los umbrales calculados. Por lo tanto, para obtener mejores prestaciones sería necesario relajar los umbrales aplicándoles un cierto incremento. Este comportamiento

se muestra en la Figura 4.18, en la que se aprecia la mejora obtenida al considerar otros umbrales superiores. En cualquier caso, la determinación de los umbrales adecuados bajo el prisma considerado es complicada y únicamente podría llevarse a cabo mediante técnicas empíricas de búsqueda exhaustiva, dada la dificultad en caracterizar analíticamente el número de usuarios que, dado el número de paquetes que les restan por transmitir utilizarán una velocidad inferior a la permitida.

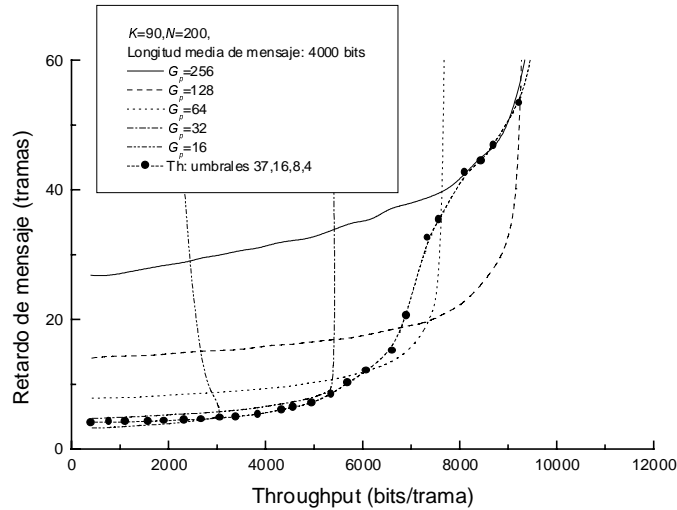


Figura 4.16 Característica throughput – retardo para el algoritmo Th basado en umbrales

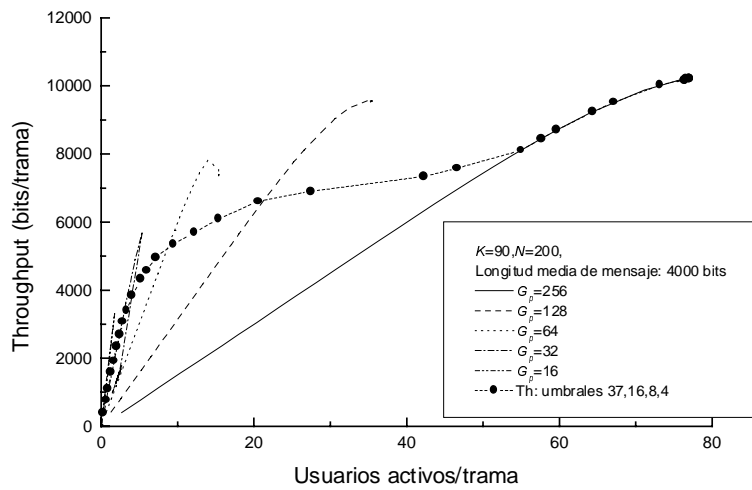


Figura 4.17 Throughput obtenido al aplicar el algoritmo Th basado en umbrales

En la Figura 4.19 se muestra el porcentaje de usuarios a cada una de las velocidades cuando se aplica el algoritmo Th basado en umbrales. Se aprecia en este caso una mejor distribución que según el algoritmo MS, ya que por ejemplo para cargas bajas la velocidad mayormente usada es la más elevada y a medida que se incrementa la carga se pasa progresivamente por las velocidades inferiores hasta llegar a cargas elevadas, para las que el 100 % de usuarios transmite haciendo uso de la mínima velocidad posible.

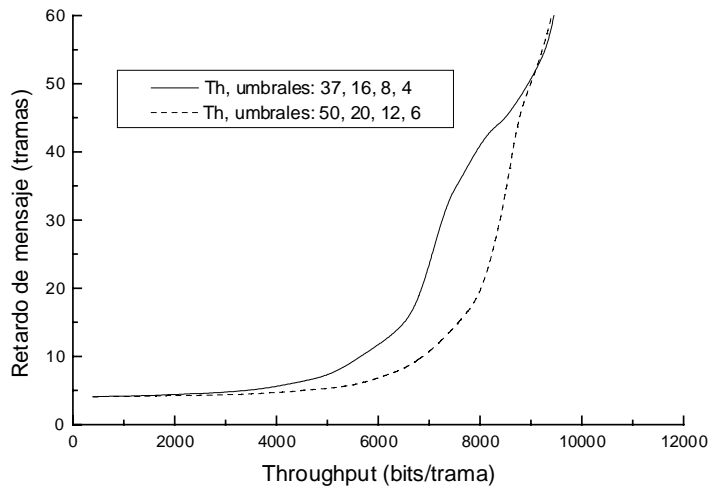


Figura 4.18 Efecto de variar los umbrales escogidos en el algoritmo Th

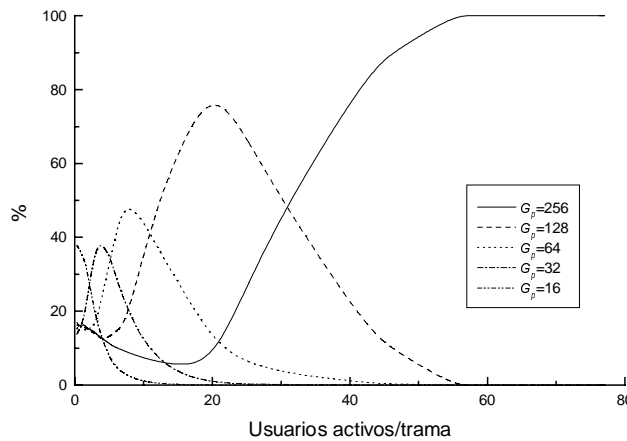


Figura 4.19 Porcentaje de usuarios transmitiendo a las diferentes velocidades según el algoritmo Th

Finalmente, en la Figura 4.20 se muestra la evolución temporal de la velocidad media empleada por los usuarios del algoritmo Th al considerarse la misma variación de carga global que se planteó en la Figura 4.15 para el algoritmo MS. Se aprecia como, mientras la carga es elevada, la velocidad empleada es la más baja posible, y es la misma para todos los usuarios, ya que viene impuesta por el número de códigos ocupados, contrariamente a lo que ocurría con el algoritmo MS, en que existían ciertas variaciones en la velocidad originadas por la propia experiencia de los usuarios a medida que realizaban transmisiones correctas o erróneas. También se aprecia como, al producirse la reducción de carga a partir de la trama 10000, la velocidad empleada por los terminales en el algoritmo Th es la máxima posible, lo que demuestra una gran agilidad de este algoritmo para hacer frente a las variaciones de carga. En este caso, las fluctuaciones de velocidad que se aprecian son motivadas por el hecho de que puede haber usuarios que no hagan uso de su velocidad máxima por disponer de menos información para transmitir que la permitida por esta velocidad. Al crecer de nuevo la carga a partir de la trama 13000, la reacción del algoritmo reduciendo la velocidad se muestra nuevamente muy ágil.

Como conclusión general del algoritmo Th, se puede afirmar que el punto débil de este algoritmo basado en umbrales radica en la sensibilidad del mismo a los valores establecidos de dichos umbrales, que origina un comportamiento más alejado del óptimo para las cargas más elevadas.

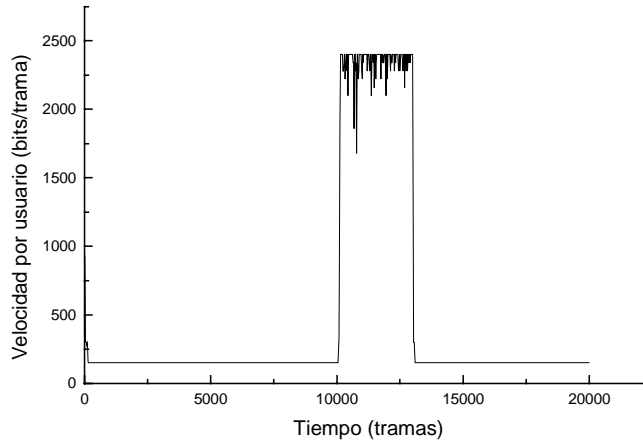


Figura 4.20 Evolución instantánea del algoritmo Th ante un cambio en la carga total del sistema

Finalmente, el mecanismo ThMS, de aplicación conjunta del algoritmo MS con la estrategia de umbrales, permite lograr un comportamiento mejor que supera los puntos débiles de los otros dos mecanismos, tal y como se observa en la Figura 4.21 y la Figura 4.22, en las que se muestra el retardo de mensaje y el *throughput*, respectivamente, obtenido con dicho algoritmo. Por un lado, al contrario que MS, es capaz de determinar una velocidad adecuada para iniciar la transmisión en base a los umbrales orientativos, y por el otro lado, posteriormente esta velocidad puede ser ajustada mediante el algoritmo MS, lo que elimina la rigidez impuesta por los umbrales de Th. Así pues, se aprecia en las gráficas de retardo y de *throughput* como la curva correspondiente al algoritmo sigue con bastante fidelidad la envolvente que forman las gráficas obtenidas a velocidad constante, tal y como interesa que ocurra al utilizar un mecanismo de adaptación de velocidades.

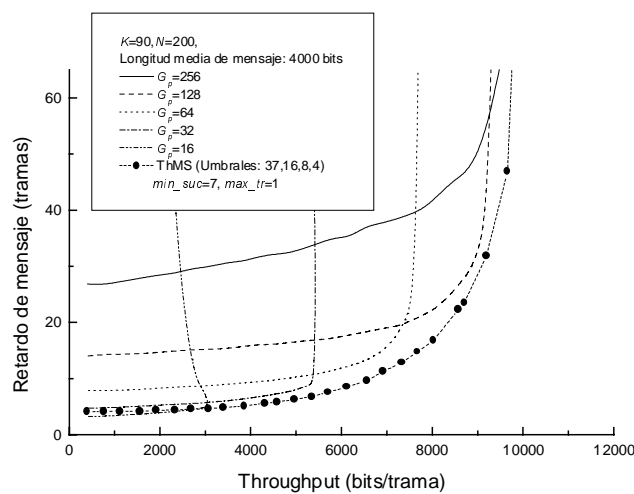


Figura 4.21 Throughput – retardo al utilizar el algoritmo ThMS

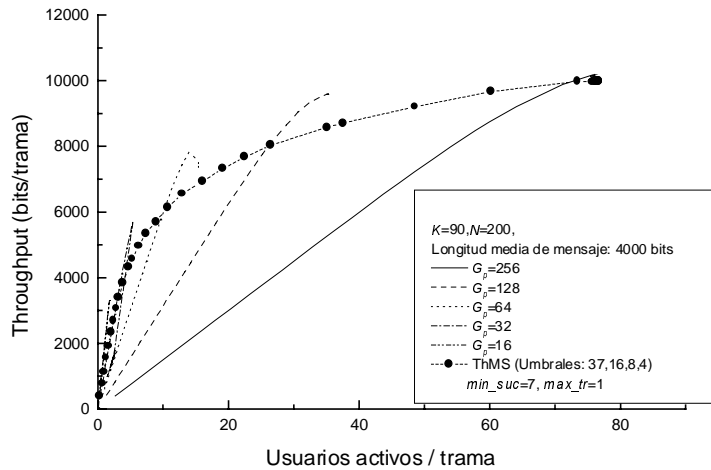


Figura 4.22 Throughput al utilizar el algoritmo ThMS

En la Figura 4.23 se aprecia el porcentaje de usuarios a cada una de las velocidades al utilizar esta técnica conjunta de adaptación. Se observa como la distribución es bastante similar a la del algoritmo de umbrales pero, a diferencia de este último, las transiciones son mucho más suaves y aun para cargas elevadas se mantiene un cierto número de usuarios transmitiendo a velocidad superior a la mínima posible.

Otra de las ventajas del algoritmo conjunto radica en el bajo nivel de sensibilidad a los parámetros del mismo, tanto a los umbrales escogidos como a los valores de  $max\_tr$  y  $min\_suc$ , como se aprecia en la Figura 4.24. Este comportamiento es positivo frente a posibles imprecisiones en la determinación de estos parámetros.

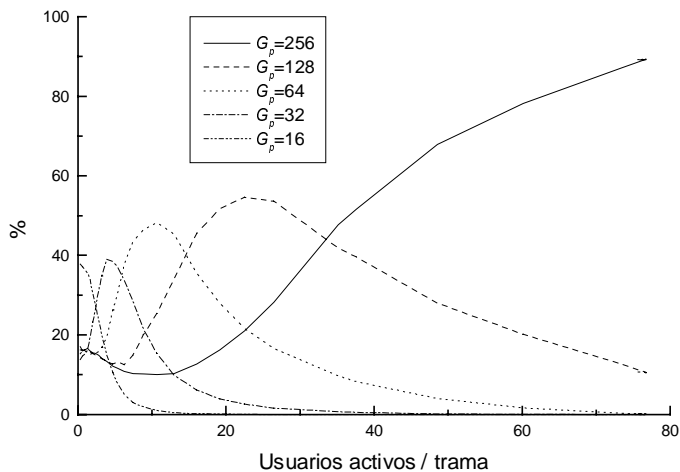


Figura 4.23 Porcentaje de usuarios a cada velocidad según el algoritmo ThMS

Respecto a la agilidad para reaccionar frente a variaciones en la carga global del sistema, en la Figura 4.25 se presenta la evolución de la velocidad media aplicada por los terminales bajo las mismas circunstancias de cambio de carga empleadas en los otros algoritmos (Figura 4.15 y Figura 4.20). En esta figura se refleja como, al igual que el

algoritmo Th, también ThMS es capaz de adaptarse a la nueva carga muy rápidamente, pero a diferencia del otro algoritmo, incluso para cargas elevadas es posible conseguir en ciertas ocasiones velocidades superiores a la mínima, gracias a la dinámica de variación de la velocidad en función de la experiencia de cada terminal. En cualquier caso, el comportamiento de ThMS es mucho mejor que el del algoritmo MS en términos de la capacidad de reacción frente a variaciones de carga.

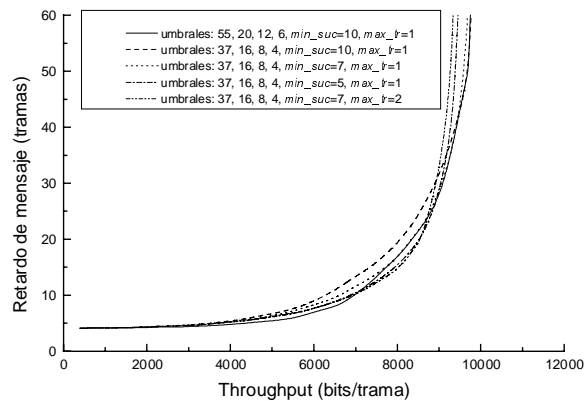


Figura 4.24 Dependencia del algoritmo ThMS con los diferentes parámetros involucrados

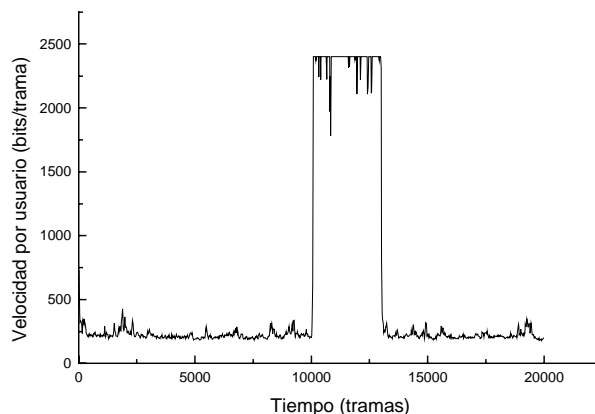


Figura 4.25 Evolución instantánea del algoritmo ThMS ante un cambio en la carga total del sistema.

Por último, y a modo de conclusión, en la Figura 4.26 se muestra una gráfica que compara, a nivel de la característica *throughput* - retardo, los tres algoritmos presentados. Como puede apreciarse, ThMS es el que mejor comportamiento presenta al combinar las buenas prestaciones de Th para cargas bajas con las buenas prestaciones de MS para cargas altas. En cualquier caso, si bien la comparación con Th resulta claramente favorable para ThMS, no se puede decir lo mismo para la comparación con MS, pues en este caso las diferencias se limitan a un mejor retardo medio para cargas bajas. De todos modos, surgen nuevas diferencias al considerarse también la estadística de segundo orden, tal y como se pone de manifiesto en la Figura 4.27, donde se presenta la comparación entre los algoritmos MS y ThMS en términos de la velocidad empleada por los terminales y de la desviación típica de esta velocidad. Puede apreciarse la diferencia existente para cargas bajas, pues si bien ThMS permite llegar a emplear en media una velocidad muy próxima a la máxima de 2400 bits /

trama, en MS esta velocidad máxima se limita a unos 1900 bits/trama. Y aun así, la desviación típica de MS es mucho mayor que la de ThMS para estos niveles de carga bajos, lo que indica que ciertos terminales particulares pueden estar realmente aplicando velocidades más bajas. También puede apreciarse como, para cargas elevadas, la velocidad media de ambos algoritmos tiende a ser la misma pero no así la desviación típica, que mantiene un ligero mejor comportamiento para ThMS. En esta figura también se observa como para ambos algoritmos la variación de la desviación típica de la velocidad presenta una tendencia de crecimiento para cargas bajas, hasta llegar a un cierto máximo, correspondiente a un nivel de carga medio en el que se permite la coexistencia de usuarios en el sistema con diferentes velocidades, mientras que una vez superado este máximo, la desviación tiende a decrecer pues es el caso en que todos los terminales emplearán la velocidad mínima.

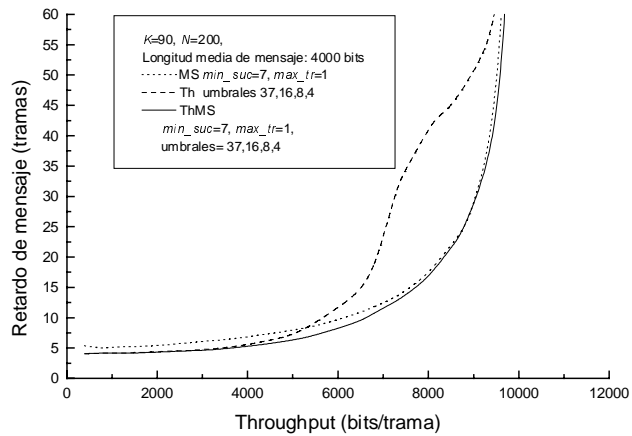


Figura 4.26 Comparación entre los tres algoritmos propuestos

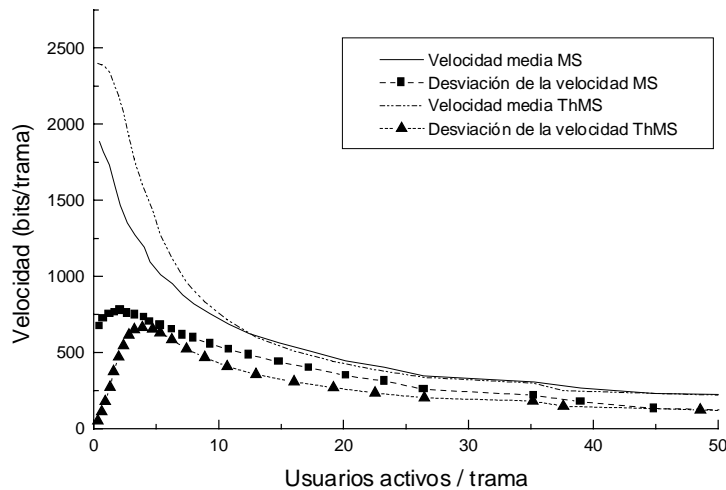


Figura 4.27 Velocidad media y desviación típica de la velocidad para los algoritmos MS y ThMS.

#### **4.4. Comparación de ISMA-DS/CDMA FDD con otros protocolos**

##### **4.4.1. Comparación con S-ALOHA-DS/CDMA**

Con el fin de comprobar la bondad del protocolo ISMA – DS/CDMA FDD dentro de la estructura de tramas planteada en la sección 4.2, en este apartado se realiza la comparación de este protocolo de acceso con un esquema S-ALOHA-DS/CDMA similar al empleado en la transmisión de paquetes cortos a través del canal RACH definido en UTRA FDD y que presenta algunas diferencias respecto del protocolo S-ALOHA-DS/CDMA clásico. En particular, una de estas diferencias consiste en asumir que, gracias a la estructura de ranuras de UTRA FDD, es posible disponer de varias transmisiones simultáneas con un mismo código siempre que éstas se lleven a cabo iniciándose en ranuras diferentes, de modo que, gracias a las propiedades de autocorrelación de las secuencias código, será posible discriminar varios usuarios con un mismo código. Por el contrario, en ISMA-DS/CDMA FDD esta forma de compartir códigos no está permitida ya que, para poder difundir correctamente el estado de ocupación de dichos códigos, los usuarios únicamente están autorizados a adquirirlos al inicio de la trama.

De este modo, el mecanismo S-ALOHA-DS/CDMA considerado procede según los siguientes puntos:

- 1) El modelo de generación de mensajes es el mismo que para ISMA-DS/CDMA FDD, de modo que cada mensaje generado es troceado en paquetes de longitud fija e igual al número de bits que pueden enviarse en una trama.
- 2) Para cada paquete, los terminales proceden a la selección de una ranura de acceso de la trama en cuestión y de una secuencia código del conjunto destinado al canal RACH, e inician la transmisión.
- 3) La transmisión será correcta si ningún otro usuario ha seleccionado el mismo código en el mismo instante temporal y si la interferencia multiusuario no ha degradado la transmisión. En caso contrario, el paquete se retransmitirá en futuras tramas con probabilidad  $p_r$ .

A efectos de comparar los dos protocolos en igualdad de condiciones, se considera que el número de códigos disponible es igual en los dos casos. Del mismo modo, se asume que los usuarios transmiten mensajes con igual número medio de paquetes de 10 ms.

En la Figura 4.28 se observa la diferencia entre los dos protocolos en términos de la respuesta *throughput* - retardo de mensaje, incluyendo este último tanto el tiempo de transmisión como el tiempo de espera en cola cuando llegan nuevos mensajes mientras hay una transmisión en curso. Las simulaciones se han efectuado para una ganancia de procesamiento de valor 64 y una longitud de paquete de 600 bits y con 30 códigos. Igualmente, se ha tomado una probabilidad de retransmisión para S-ALOHA-DS/CDMA de  $p_r=0.3$ , mientras que para ISMA-DS/CDMA FDD, se ha empleado la variación adaptativa de probabilidades analizada en la sección 4.3.2. Se puede apreciar la mejora tanto en términos de capacidad como de retardo que supone el uso de ISMA-DS/CDMA FDD. Uno de los motivos del peor retardo del caso S-ALOHA-DS/CDMA, viene originado por el hecho de que los usuarios deban seleccionar una ranura de acceso para cada paquete que deseen enviar, con lo que inevitablemente, en media existirá una cierta separación temporal entre dos paquetes enviados en tramas consecutivas, lo que ralentizará la transmisión del mensaje. Por el contrario,



mediante ISMA-DS/CDMA la transmisión de los paquetes se lleva a cabo de forma continuada, por lo que el tiempo medio de transmisión de un mensaje será inferior.

De igual forma, otra causa de la mejora de ISMA-DS/CDMA FDD sobre el mecanismo S-ALOHA-DS/CDMA radica en la capacidad de mantener el código por parte del usuario que consigue hacerse con él, evitando que otros usuarios puedan ocuparlo, hasta completar la transmisión de todos sus paquetes. Por lo tanto, este hecho supondrá una mejora en la eficiencia respecto de S-ALOHA-DS/CDMA cuanto mayor sea el número de paquetes a transmitir en cada mensaje. Este último aspecto se pone de manifiesto en la Figura 4.29, donde se muestra el incremento en *throughput* obtenido por ISMA-DS/CDMA FDD respecto de S-ALOHA-DS/CDMA para diferentes longitudes de mensaje. En dicha figura se aprecia como el incremento es cada vez mayor al considerarse mensajes cada vez más largos, y es únicamente cuando los mensajes son muy cortos cuando ISMA y S-ALOHA se comportan de forma similar. Particularmente, cuando los mensajes son de tan sólo un paquete, se observa como S-ALOHA llega a ofrecer incluso una prestación ligeramente mejor gracias a la posibilidad de compartir un código por diferentes usuarios, que el esquema planteado de ISMA no permite.

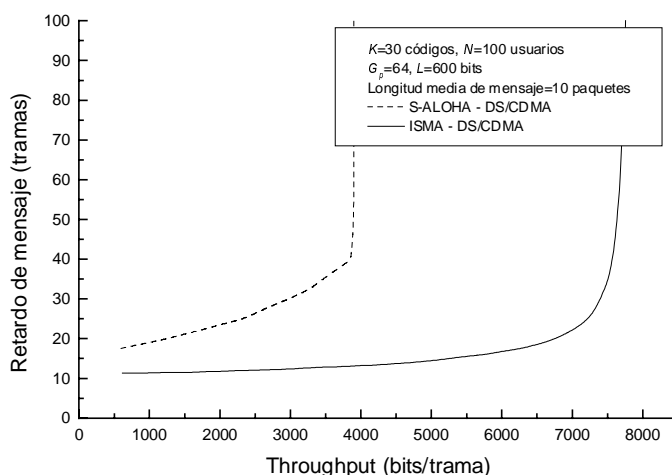


Figura 4.28 Comparación de las respuestas *throughput* – retardo para ISMA y el protocolo S-ALOHA para mensajes de media 10 paquetes

Otro aspecto que se debería destacar, al margen de las gráficas presentadas, para recalcar la mejora de ISMA-DS/CDMA FDD respecto de S-ALOHA-DS/CDMA consiste en la mayor capacidad del primero para manejar los algoritmos de cambio de velocidad y de adaptación de probabilidades de acceso en función de la información difundida por la base, mientras que S-ALOHA-DS/CDMA se ve más limitado al no disponer de esta información.

#### 4.4.2. Comparación con DQRAP/CDMA

La comparación del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD ha resultado muy ventajosa respecto de un protocolo simple como S-ALOHA-DS/CDMA, en el que el componente aleatorio es muy elevado. Por este motivo, conviene efectuar también la comparación respecto de otros protocolos que presentan de por sí un grado de eficiencia mayor. Este es el caso del protocolo DQRAP (*Distributed Queueing Random Access Protocol*) cuya versión de banda estrecha se plantea como uno de los protocolos de acceso múltiple de mayor eficiencia

existentes en la actualidad [54]. A partir de aquí, en [62][63] se plantea una adaptación de este protocolo a la técnica de acceso DS/CDMA que también resulta en un comportamiento muy eficiente, y que servirá de base para la comparación con el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD propuesto.

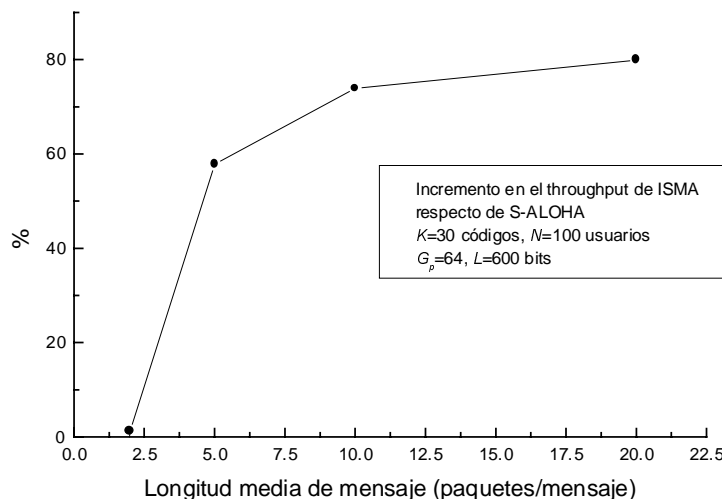


Figura 4.29 Incremento de throughput de ISMA-DS/CDMA respecto de S-ALOHA-DS/CDMA para diferentes longitudes de mensaje

El funcionamiento de DQRAP/CDMA considera, al igual que ISMA-DS/CDMA FDD, un conjunto de  $K$  códigos, cada uno de los cuales dividido en ranuras, que a su vez se componen de dos partes: una primera parte de acceso consistente en tres miniranuras, y una segunda parte para la transmisión de datos. Todos los usuarios almacenan una copia de dos colas lógicas distribuidas, la cola de transmisión y la cola de peticiones o de resolución de colisiones, y en cada una de las ranuras deben ejecutar tres conjuntos de reglas establecidas por el algoritmo del protocolo. Son las llamadas, respectivamente, reglas de transmisión de peticiones (en inglés RTR, *Request Transmission Rules*), reglas de transmisión de datos (en inglés DTR, *Data Transmission Rules*) y reglas de gestión de colas (QDR, *Queueing Discipline Rules*). La información almacenada por los usuarios relativa a las colas consiste en los valores de los contadores TQ y RQ, que indican el número de elementos en la cola de transmisión y de resolución de colisiones, respectivamente, y de los punteros pTQ y pRQ, que marcan la posición de un usuario dado en cada cola. Por su parte, las reglas de gestión de las colas, en esencia, generan el comportamiento descrito a continuación.

En primer lugar, cuando un terminal tiene datos para transmitir debe esperar a que se resuelvan todas las contiendas de acceso pendientes, esto es, llegar al inicio en la cola de peticiones. Una vez ocurre esto, escoge al azar una de las miniranuras de acceso de uno de los códigos disponibles y transmite en él una secuencia de petición. La elección del código usado para esta petición sigue un criterio predefinido, en el que los códigos tienen un cierto orden de prelación. En función de las peticiones realizadas por todos los usuarios en cada ranura temporal, la estación base notifica el resultado de lo ocurrido en cada una de las miniranuras con tres resultados posibles: *vacío* si no ha accedido nadie, *éxito* si ha accedido exactamente un usuario o *colisión* si ha intentado acceder más de un usuario. Esta información permite a los terminales actualizar los contadores de las colas a la vez que la posición que ocupan en cada una. Así pues, en el caso de que la petición tenga éxito, el usuario se sitúa en la cola de

transmisión a la espera de que llegue su turno para acceder a un código y transmitir su información. Por el contrario, si la petición ha colisionado, todos los usuarios implicados en dicha colisión se mantienen en la cola de resolución de colisiones y solucionan la contienda siguiendo un algoritmo del tipo árbol [59] con realimentación. Para ello, en función de la posición que ocupan en dicha cola, y si ésta es inferior al número de códigos  $K$ , disponen de permiso para acceder en la siguiente ranura, seleccionando nuevamente una minirranura de uno de los códigos hasta que no se produzca colisión. De esta forma, a medida que las peticiones vayan teniendo éxito se sitúan en la cola de transmisión para ir transmitiendo sus datos de forma ordenada hasta completar su mensaje.

DQRAP/CDMA es un protocolo de acceso aleatorio cuando las cargas de tráfico son bajas, lo que minimiza el retardo de transmisión, y se va convirtiendo progresiva y automáticamente en un protocolo de reserva a medida que el tráfico aumenta, optimizando así el *throughput* del sistema.

La Figura 4.30 muestra un ejemplo de funcionamiento del protocolo cuando se hace uso de 3 códigos ( $K=3$ ), que comparten 4 usuarios. En la parte inferior se muestran los valores de las variables de control del protocolo para cada usuario. TQ y RQ almacenan, respectivamente, el número de elementos en la cola de transmisión y en la cola de peticiones y tienen por tanto el mismo valor para todos los usuarios. Sin embargo, pTQ y pRQ son específicos de cada usuario y almacenan la posición de cada uno en la cola correspondiente.

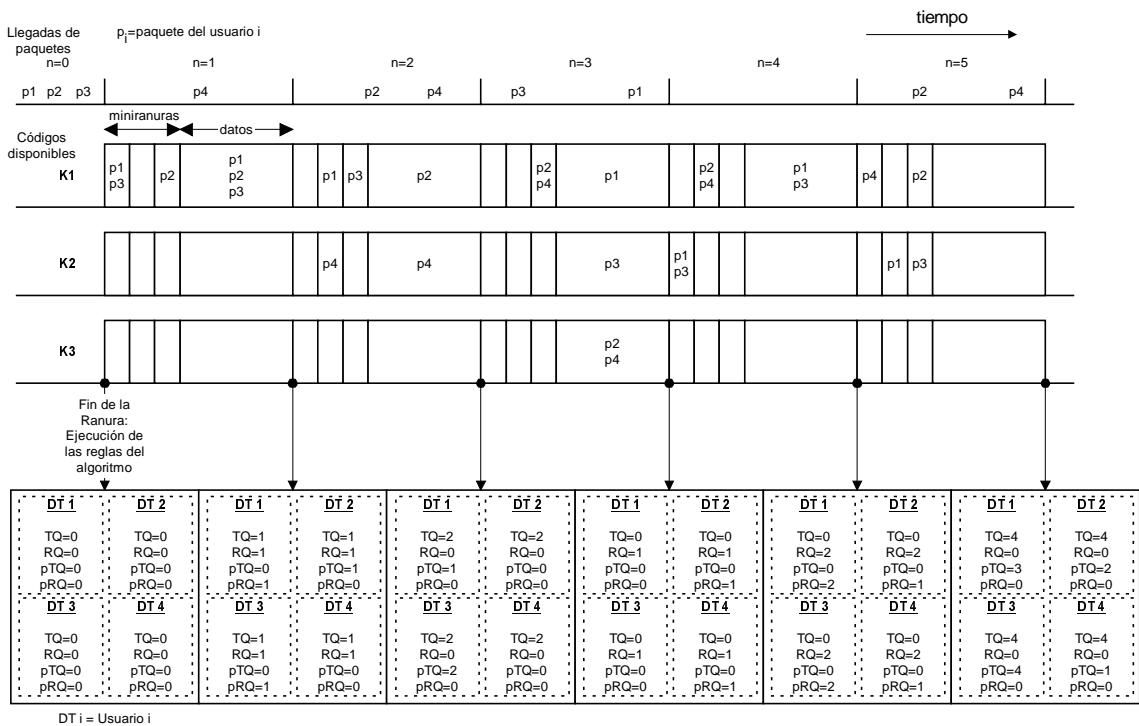


Figura 4.30 Ejemplo de funcionamiento de DQRAP/CDMA

En el ejemplo, todos los mensajes que generan los usuarios son de longitud 1 paquete y cada paquete puede ser transmitido en una sola ranura. En la ranura  $n=0$  llegan tres mensajes al sistema. En la ranura  $n=1$  todos envían una petición y también transmiten sus datos usando el primer código disponible, ya que el sistema está vacío. Sólo la petición de  $p_2$  tiene éxito y  $p_2$  entra en la cola de transmisión. Dado que las peticiones de  $p_1$  y  $p_3$  colisionan, éstas entran en la cola de resolución de colisiones. Sus paquetes de datos también colisionan.

En esta ranura, a su vez, llega un nuevo mensaje  $p4$ . En la ranura  $n=2$ ,  $p2$  es transmitido usando el primer código, mientras que los paquetes  $p1$  y  $p3$  resuelven su colisión en las miniranuras de este primer código y entran en la cola de transmisión ( $p1$  en la primera posición ya que usó una miniranura anterior en el orden preestablecido). Por otro lado,  $p4$  transmite su petición y sus datos usando el segundo código disponible. Como  $p4$  es el único paquete nuevo que ha llegado al sistema, su transmisión de datos tiene éxito y no necesita entrar en ninguna cola. Dos mensajes más llegan en esta ranura provenientes de los usuarios 2 y 4. En la ranura  $n=3$ ,  $p1$  y  $p3$  son transmitidos usando respectivamente el primero y el segundo códigos. Las peticiones de los paquetes nuevos  $p2$  y  $p4$  colisionan y por lo tanto entran en la cola de resolución de colisiones. En la ranura  $n=4$ ,  $p2$  y  $p4$  colisionan de nuevo y vuelven a entrar en esta cola. Las peticiones de  $p1$  y  $p3$  también colisionan y van a la misma cola. Finalmente, en la ranura  $n=5$  todas las peticiones se resuelven satisfactoriamente, y por lo tanto entran en la cola de transmisión. El proceso seguiría indefinidamente.

A efectos de comparación con el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD propuesto, se asimila que la cantidad de información que puede enviarse en cada ranura temporal de DQRAP/CDMA es la misma que puede enviarse en una trama de ISMA-DS/CDMA FDD, y se ha considerado la misma ganancia de procesado  $G_p=64$  y modelo de canal para ambos protocolos, en presencia del mismo número de códigos. Se ha considerado un total de  $N=100$  usuarios con una longitud media de mensaje de 6000 bits. Para ISMA-DS/CDMA FDD se ha contemplado el mecanismo de variación de probabilidades de acceso adaptativas según el número de códigos ocupados.

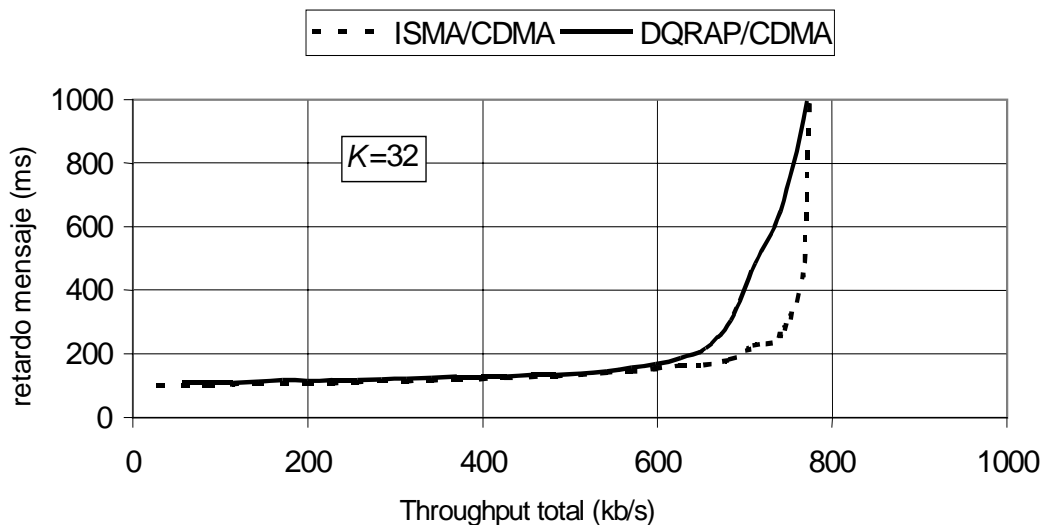


Figura 4.31 Comparación entre ISMA-DS/CDMA y DQRAP/CDMA para  $K=32$  códigos

En la Figura 4.31, se muestra la comparación entre ambos protocolos para el caso en que existe un total de  $K=32$  códigos, un número que permite evitar que el sistema ISMA-DS/CDMA FDD llegue a estar limitado por las colisiones con lo que puede aproximarse al máximo teórico de *throughput*. Se observa como se llega a una capacidad similar a la obtenida por el sistema DQRAP/CDMA, con la diferencia de que este último requiere de un retardo superior para cargas elevadas, debido a la espera en el sistema de dos colas. Este aspecto pone de manifiesto las buenas prestaciones de ISMA-DS/CDMA FDD al ser comparado con un protocolo de alta eficiencia como DQRAP/CDMA cuando el número de códigos es suficiente como para que el protocolo no esté limitado por las colisiones. A estos

efectos cabe puntualizar que, si esta condición no se cumpliera, como en la Figura 4.32 en la que se muestra la comparación entre ambos protocolos a nivel de retardo de mensaje cuando se emplean únicamente  $K=16$  códigos, los resultados serían diferentes y DQRAP/CDMA se comportaría mejor que ISMA-DS/CDMA FDD. Esto es así pues la mayor complejidad de sus algoritmos de gestión de colas permiten una máxima eficiencia en el uso de los 16 códigos existentes, lo que garantiza un *throughput* bastante cercano al máximo. Por el contrario, el gran problema de ISMA-DS/CDMA FDD para este número de códigos consiste en que el sistema no está limitado por las interferencias sino por las colisiones en el acceso a código, motivadas por un número insuficiente de códigos que no permite que el número de usuarios simultáneo llegue al valor óptimo de 16. Nótese de todas formas que DQRAP/CDMA empeora ligeramente su comportamiento al emplearse 32 códigos respecto del caso de emplearse 16 códigos; la razón cabe buscarla en que este protocolo está diseñado para hacer uso de todos sus recursos disponibles, por lo que con el límite de 16 códigos permite mantener acotado el nivel de interferencia total para esta ganancia de procesado. Por el contrario, al emplearse 32 códigos e intentar emplearlos todos, el nivel de interferencia tiende a ser mayor, lo que se traduce en unas peores prestaciones.

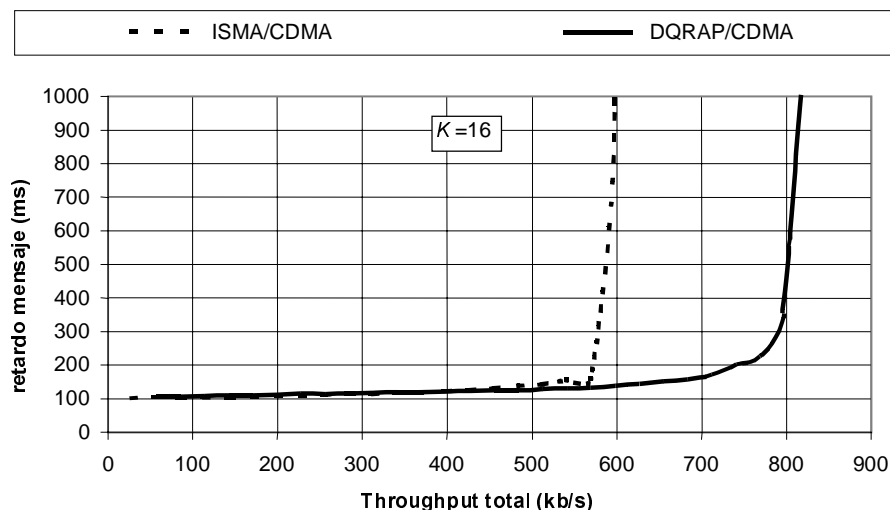


Figura 4.32 Comparación entre ISMA-DS/CDMA y DQRAP/CDMA para  $K=16$  códigos

En definitiva, como conclusión general de la comparación, puede decirse que ISMA-DS/CDMA FDD, aun basándose en mecanismos de gestión muy simples, es capaz de llegar a unas prestaciones comparables a las de uno de los protocolos más eficientes como DQRAP, siempre que el número de códigos empleado sea suficiente como para evitar que el sistema esté limitado por las colisiones en el acceso.

#### **4.5. Conclusiones**

A lo largo de este capítulo, y partiendo del modelo teórico para el protocolo ISMA-DS/CDMA desarrollado en el capítulo 3, se ha planteado la integración de dicho protocolo a una estructura de tramas FDD teniendo en cuenta algunos aspectos prácticos como son la incorporación de un mecanismo que permita a la base difundir el estado de ocupación de los códigos teniendo en cuenta el número de accesos correctos que se hayan producido en la última trama, o bien la imposibilidad de disponer de reconocimientos instantáneos de los paquetes transmitidos. La solución aportada se basa en efectuar los accesos en preámbulos de

menor duración que la trama lo que permite reducir el nivel de interferencia originado por aquellas transmisiones que hayan colisionado. Los aspectos a destacar del estudio realizado para este protocolo son los siguientes:

- El esquema ISMA-DS/CDMA en la estructura de tramas FDD ha sido optimizado, en primer lugar, en términos de las probabilidades de acceder al sistema, mediante un mecanismo simple consistente en imponer a todos los usuarios, tanto los que acceden por primera vez como los que han colisionado antes, una probabilidad de acceso decreciente con el número de códigos ocupado en el sistema. Esto permite mantener el nivel de interferencia global acotado por el número máximo de usuarios que se desee tolerar, lo que se traduce en una mayor eficiencia para los accesos y para las transmisiones. Del estudio de diferentes funciones para la variación de esta probabilidad de acceso se ha apreciado como una variación lineal o una variación convexa (con segunda derivada negativa) presentan unas prestaciones mejores que la variación cóncava, pues fuerza a valores de probabilidad excesivamente reducidos cuando el número de códigos ocupados se aproxima al máximo tolerado.

- En términos globales, el protocolo ISMA-DS/CDMA bajo el mecanismo de adaptación de probabilidades planteado ha permitido un nivel de *throughput* con valores alrededor del 91% del máximo teórico que podría lograrse para un esquema ideal con ganancia de procesado fija, lo que revela una elevada eficiencia del protocolo propuesto.

- Seguidamente, se han presentado tres algoritmos que permiten regular el nivel de interferencia total en el sistema a través de una variación adaptativa de las velocidades de transmisión, de modo que para baja carga se empleen velocidades elevadas para mejorar en términos de retardo mientras que para cargas mayores los terminales reduzcan su velocidad y consecuentemente incrementen su ganancia de procesado para dotar al sistema de una mayor capacidad. El primero de los tres algoritmos ha sido el algoritmo MS, que había sido originariamente desarrollado para un contexto S-ALOHA-DS/CDMA y que se basa en una modificación de la velocidad a partir de la propia experiencia de las transmisiones de cada terminal. El segundo algoritmo presentado, el Th, a su vez se basa en la información difundida por la base relativa al número de códigos ocupados para tener una estimación de la carga y decidir consecuentemente la velocidad a aplicar. Se ha comprobado como el primer algoritmo presenta un buen comportamiento para cargas altas, mientras que sus prestaciones son peores para cargas bajas, debido a la lenta capacidad de reacción para conseguir llegar a las velocidades mayores. Por el contrario, el segundo algoritmo ha mostrado un peor comportamiento para cargas altas y unas mejores prestaciones para cargas bajas, con una gran capacidad de reacción frente a variaciones en la carga. A la vista de los resultados, el tercer algoritmo presentado, el ThMS, ha consistido en una utilización conjunta de los dos anteriores, lo que ha permitido conseguir un buen comportamiento para cargas bajas y altas a la vez que una mayor capacidad de reacción frente a variaciones en la carga global del sistema y una menor desviación típica en las velocidades aplicadas, gracias a aprovechar los mejores aspectos de cada uno de los otros dos algoritmos.

- Por último, se ha efectuado una comparación del mecanismo ISMA-DS/CDMA FDD propuesto frente a otros protocolos de acceso existentes en la literatura. En primer lugar se ha tomado el altamente utilizado protocolo S-ALOHA-DS/CDMA, adecuado para transmisiones de paquetes cortos y esporádicos en condiciones de carga baja. Se ha comprobado como ISMA-DS/CDMA FDD presenta unas prestaciones muy superiores a las de este protocolo, siendo la mejora tanto más pronunciada como mayor es la longitud de mensaje considerada, en tanto que permite aprovechar más eficientemente la información difundida por la estación base para reducir la aleatoriedad del protocolo. En segundo lugar, se ha efectuado una

comparación con uno de los protocolos de acceso más eficientes en banda estrecha, el DQRAP, dentro de su versión adaptada a la técnica de acceso DS/CDMA. En este caso, las comparaciones resultan mejores para DQRAP/CDMA únicamente en tanto que el número de códigos empleado sea pequeño como para mantener al sistema ISMA-DS/CDMA FDD limitado por colisiones, lo que viene motivado por la mayor sofisticación de DQRAP/CDMA que permite hacer un uso eficiente de los códigos involucrados. Sin embargo, al incrementarse el número de códigos del sistema hasta un valor tal que ISMA no se muestre limitado por colisiones, las prestaciones de ambos protocolos se muestran muy parecidas, incluso con un mejor retardo para ISMA-DS/CDMA FDD, a pesar de su mayor sencillez, gracias a una buena capacidad de regulación del nivel de interferencias presente en el sistema aportada por el control efectuado sobre la probabilidad de acceso. Esta última comparación ha servido como una muestra adecuada de las buenas prestaciones ofrecidas por el protocolo de acceso múltiple propuesto ISMA-DS/CDMA FDD.





## **5. ESTUDIO DE LAS ESTRATEGIAS DE RETRANSMISIÓN ARQ**

### **5.1. Introducción. Estrategias ARQ.**

Tras abordar en los dos capítulos anteriores el desarrollo de mecanismos eficientes a nivel de la sub-capa de acceso al medio MAC para sistemas de transmisión por paquetes, en el presente capítulo se pretende analizar el impacto que, sobre el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD analizado pueden tener las estrategias de retransmisión ARQ (*Automatic Repeat reQuest*) a nivel de la sub-capa de enlace LLC (*Logical Link Control*) y cómo las prestaciones de dicho protocolo pueden verse mejoradas gracias a estos mecanismos.

Fundamentalmente, las estrategias de retransmisión ARQ se enmarcan dentro del conjunto de técnicas que tienen como objeto garantizar la fiabilidad de la transmisión de información a nivel de enlace, de modo que la información que se entregue hacia las capas superiores esté libre de errores. Dentro de un entorno de transmisión por paquetes como el considerado en este estudio, la filosofía de estas estrategias básicamente consiste en la retransmisión de aquellos paquetes enviados que, debido a los efectos del canal, se reciben erróneamente o simplemente no se reciben. Para ello, los paquetes enviados disponen de una cierta capacidad detectora de errores. Por contraposición, en las estrategias denominadas FEC (*Forward Error Correction*) la información se envía protegida con códigos correctores de errores de manera que se dispone de una cierta capacidad de corrección en recepción que evita la retransmisión de los paquetes a costa de emplear una mayor redundancia y reducir por lo tanto el número de bits de información útil que pueden enviarse en un paquete [64].

En cualquier caso, debe puntualizarse que una estrategia de tipo FEC mantiene una cierta probabilidad residual, dependiente de la capacidad detectora y correctora de los códigos de canal empleados, de que la información que se entregue a los niveles superiores contenga errores. Por este motivo, estas estrategias FEC estarán principalmente indicadas en aquellos sistemas en los que el retardo involucrado en efectuar una retransmisión de la información pueda ser muy elevado, de modo que sea preferible el descarte del paquete recibido a la retransmisión del mismo. Sería después función de las capas superiores el hacer frente a estas pérdidas. Ejemplos que típicamente harían uso de esta estrategia serían los sistemas de transmisión de voz, en los que, debido a la interactividad necesaria en la comunicación, no es adecuado el uso de retransmisiones. En este caso, las pérdidas de paquetes, siempre y cuando estuvieran acotadas por unos ciertos límites máximos, no llegarían a ser perceptibles por el oído humano.

En una posición intermedia entre las dos estrategias ARQ y FEC citadas, se sitúan las denominadas estrategias ARQ híbridas, que combinan las posibilidades de retransmisión y de corrección de errores de las dos anteriores. Fundamentalmente existen dos estrategias híbridas, las de los tipos I y II, como a continuación se detallará.

#### **5.1.1. Estrategia ARQ híbrida del tipo I**

Esta estrategia puede entenderse como una técnica de tipo FEC a la que se ha añadido la capacidad de retransmisión. De este modo, la información se envía codificada como si de una estrategia FEC se tratase, de modo que se dispone de una cierta capacidad correctora frente a errores en la transmisión, pero, a diferencia del caso FEC, en el caso de que la

capacidad correctora no haya podido corregir todos los errores producidos, se solicitaría la retransmisión del paquete y el proceso se repetiría hasta que dicho paquete fuera correctamente recibido.

Consecuentemente, la estrategia ARQ híbrida del tipo I únicamente difiere de la estrategia ARQ básica en el hecho de que los paquetes se envían desde su primera transmisión con una cierta capacidad correctora.

En función del modo en que se efectúan las retransmisiones, se distinguen tres posibilidades de operación:

- Parada y espera (*Stop & Wait*): Consiste en que, tras haber transmitido un paquete, el emisor espera siempre a recibir el reconocimiento de su correcta recepción con anterioridad a continuar con la transmisión del resto de paquetes. Obsérvese que este mecanismo garantiza que todos los paquetes se recibirán en el mismo orden en que fueron generados, lo que evitará al receptor tener que reordenarlos. En contrapartida, esta técnica puede conducir a retardos elevados en el caso de que el tiempo en recibir los reconocimientos sea grande como puede ocurrir en general cuando entre el emisor y el receptor existe un número grande de nodos intermedios, siendo este un caso típico de una red tipo Internet. Este retardo en recibir el reconocimiento se conoce habitualmente como retardo de ida y vuelta, del inglés *round trip delay*, e incluye el tiempo de transmisión de un paquete, el tiempo de proceso del receptor hasta que emite el correspondiente reconocimiento y finalmente el tiempo de transmisión de dicho reconocimiento nuevamente hasta el emisor.

- Ir hacia atrás  $N$  (*Go Back N*): Bajo este modo de operación, el emisor, en lugar de esperar la llegada del reconocimiento del último paquete transmitido, continúa con la transmisión del resto de paquetes. Una vez se recibe dicho reconocimiento, en caso de ser negativo, se retransmite no únicamente el paquete erróneo sino también el resto de paquetes que le seguían. Este mecanismo garantiza que el receptor dispondrá de todos los paquetes correctamente ordenados, así como una ocupación del canal más eficiente que mediante la técnica *Stop & Wait*.

- Repetición selectiva (*Selective Repeat*): Este esquema opera con la misma filosofía que el anterior, esto es, continua enviando paquetes sin esperar a recibir los reconocimientos. Sin embargo, ante un reconocimiento negativo, únicamente se vuelve a enviar el paquete afectado por dicho reconocimiento. Este proceso garantiza un uso más eficiente del canal que el resto de técnicas pero complica el diseño del receptor pues debe estar preparado para recibir los paquetes de forma desordenada según las retransmisiones que hayan sido necesarias.

### 5.1.2. Estrategia ARQ híbrida del tipo II

El modo de operación de la estrategia ARQ híbrida del tipo II consiste en enviar inicialmente la información haciendo uso únicamente de una cierta capacidad detectora de errores, como si de un esquema ARQ básico se tratase. Esto permite tener que enviar una cantidad de redundancia mucho menor y por lo tanto que los paquetes dispongan de un mayor número de bits de información útil. A partir de esta transmisión, y si el paquete no se recibe correctamente, en lugar de enviarse simplemente una retransmisión del mismo, el transmisor procederá enviando un paquete de redundancia adicional de modo que, en recepción, pueda efectuarse un proceso de corrección de errores tomando esta redundancia y el paquete inicialmente transmitido. Si el proceso de corrección no fuera capaz de corregir todos los errores existentes, se volvería a transmitir el paquete original y nuevamente se haría uso del

nuevo paquete y de la anterior redundancia para corregir errores. Así, se retransmitirían, sucesivamente y de forma alternada, paquete original y redundancia, y se llevaría a cabo el proceso de corrección hasta poder entregar la información libre de errores [65][66]. A modo de ejemplo, en la Figura 5.1 se muestra el proceso efectuado para el envío de un paquete P según esta estrategia de retransmisiones.

P(i) : Retransmisión i-ésima del paquete P  
 R(i) : Retransmisión i-ésima de la redundancia del paquete P  
 NACK: Reconocimiento negativo  
 ACK: Reconocimiento positivo

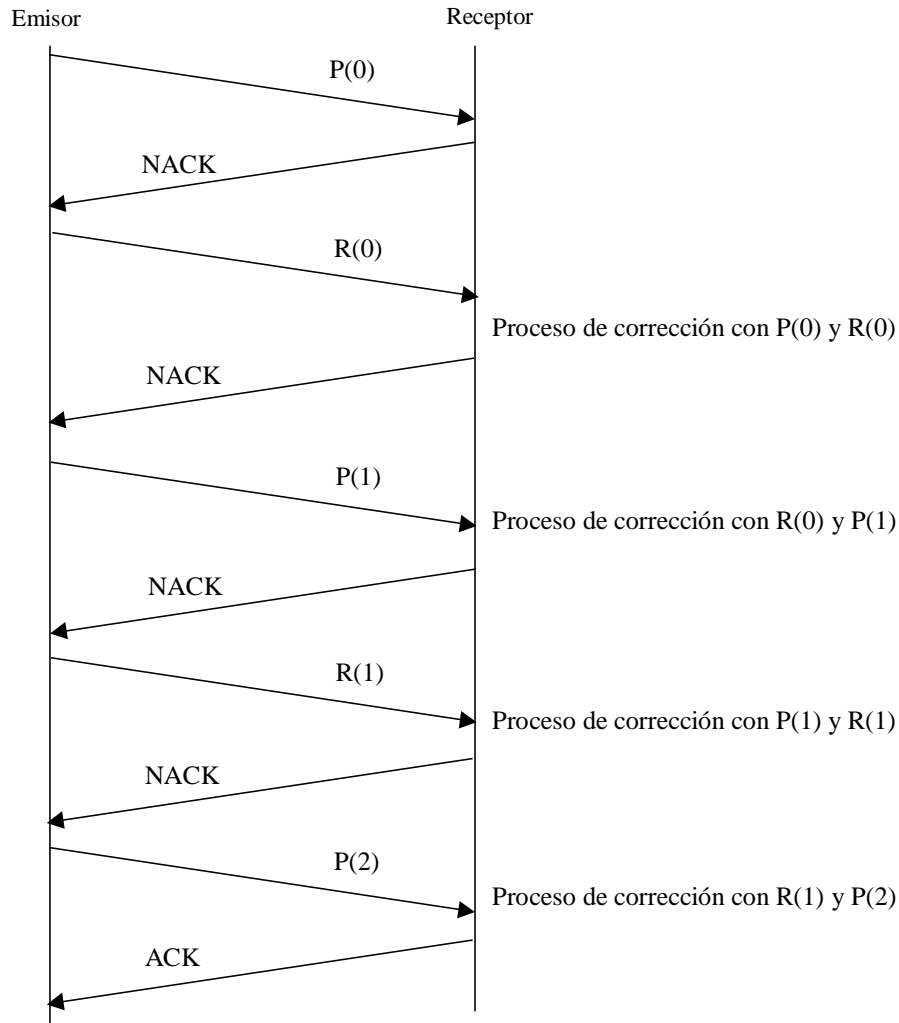


Figura 5.1 Proceso de retransmisiones según la estrategia ARQ híbrida del tipo II

El esquema ARQ híbrido de tipo II, por lo tanto, plantea el proceso de codificación de canal en dos fases: en primer lugar, sobre un cierto número de  $K$  bits de información útil se aplica un código detector de errores  $C_0(L,K)$  obteniéndose un total de  $L$  bits que son transmitidos en primera instancia. En segundo lugar, estos  $L$  bits son nuevamente codificados con otro código  $C_1(2L,L)$  de tasa  $1/2$  esta vez con capacidad correctora, lo que proporcionará una palabra de  $2L$  bits de los cuales, los primeros  $L$  bits corresponden a la información útil enviada en el primer paquete y los siguientes  $L$  bits a la redundancia que se enviará en caso de ser requerida. Este proceso de codificación se muestra en la Figura 5.2.

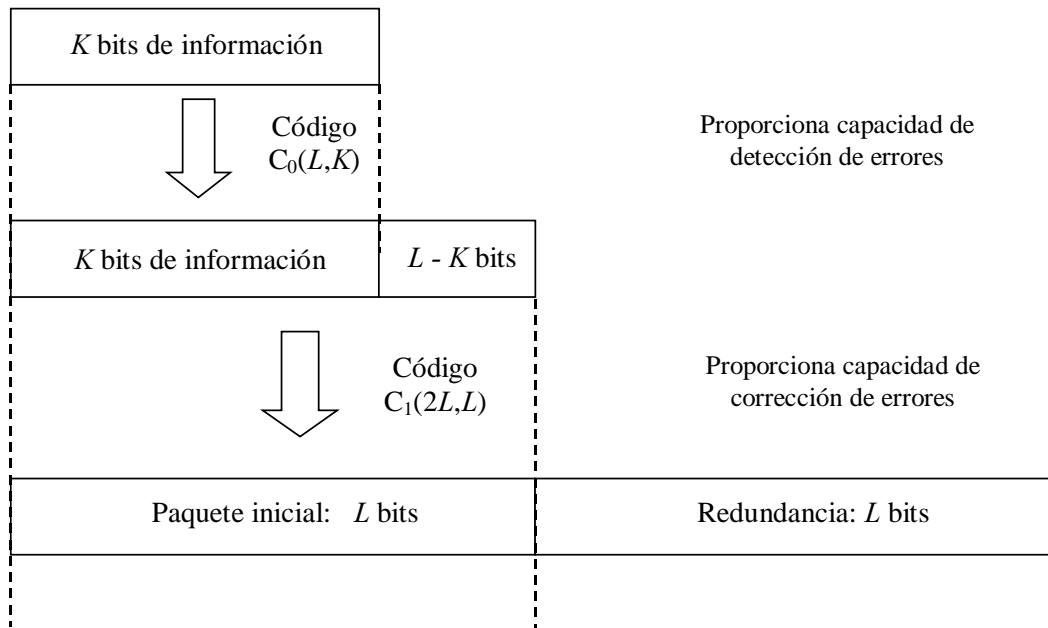


Figura 5.2 Proceso de codificación para la estrategia de retransmisión ARQ híbrida del tipo II.

Por lo general, el esquema de retransmisión ARQ híbrido del tipo II asume para el proceso de codificación con capacidad correctora la utilización de códigos bloque de tasa  $1/2$  que deben tener la propiedad de ser invertibles, lo que significa que a partir únicamente de la redundancia libre de errores es posible determinar la información del paquete inicial sin tener que efectuar un proceso de corrección. Obsérvese que esta propiedad permite la recuperación de la información siempre que en la redundancia no haya errores, con independencia de que el número de errores en el primer paquete sea mayor que la máxima capacidad correctora del código.

Este tipo de códigos invertibles de tasa  $1/2$  se consiguen a partir de códigos cíclicos  $C(n, k)$  que cumplan la condición  $n - k \leq k$  simplemente por medio de un recorte que elimine, de cada palabra código, los últimos  $(2k - n)$  bits. De esta forma se obtiene un código  $C'(2(n - k), n - k)$  con igual distancia mínima y por lo tanto igual capacidad detectora y correctora de errores que el código original y que posee la propiedad de ser invertible pues existe una relación biunívoca entre cada palabra de  $n - k$  bits de información y sus correspondientes  $n - k$  bits de redundancia. Consecuentemente, conocidos los bits de redundancia, es posible deducir los bits de información [64][66].

Hay que hacer notar, en cualquier caso, que el empleo de este tipo de códigos no excluye otras posibilidades para llevar a cabo la estrategia de retransmisión híbrida del tipo II. Por ejemplo en [67] y [68] se plantea el uso de códigos convolucionales RCPC (*Rate Compatible Punctured Convolutional*) anidados. En este caso, la estrategia de retransmisión es ligeramente distinta y se basa en disponer de un código madre de tasa muy pequeña sobre el cual se aplican sucesivos procesos de *puncturing* eliminando en cada uno un número de bits. Así, en cada transmisión correspondiente a un mismo paquete se envía un conjunto de los bits eliminados y se intenta efectuar la corrección de errores con los bits que se han ido recibiendo. Si la corrección no es posible, una nueva transmisión aportará más bits de entre los eliminados, lo que equivale a ir reduciendo progresivamente la tasa del código hasta llegar, si fuera necesario, a la del código madre.

Al considerarse las estrategias de retransmisión híbridas en un esquema DS/CDMA, existen algunos estudios como [69] para la técnica ARQ del tipo I y [70]-[72] para el mecanismo ARQ del tipo II. En cualquier caso, obsérvese como el esquema ARQ del tipo I permite un análisis mucho más simple que la técnica del tipo II. En particular, nótese que el desarrollo teórico presentado en el capítulo 3 sería válido al asumirse ARQ del tipo I con el único cambio de la probabilidad de que sea transmitido correctamente un paquete de  $L$  bits con capacidad correctora de  $t$  bits cuando en el sistema existen  $x$  usuarios transmitiendo simultáneamente, que sería, en función de la probabilidad de error de bit  $p_e(x)$ :

$$p_{ok}(x) = \sum_{i=0}^t \binom{L}{i} (p_e(x))^i (1 - p_e(x))^{L-i} \quad (5.1)$$

Por el contrario, cuando se tiene en cuenta el esquema de retransmisión híbrido de tipo II, el análisis no es tan sencillo pues la probabilidad de que un paquete se pueda decodificar correctamente tras el envío de la redundancia depende no sólo del número de usuarios que están transmitiendo simultáneamente en dicho instante, sino también del número de usuarios que lo hicieron cuando se envió el paquete original. Por lo tanto, el proceso presenta una memoria inherente que dificulta el análisis, constituyendo nuevamente los modelos basados en cadenas de Markov una herramienta adecuada para este tipo de estudios. De este modo, a lo largo del presente capítulo se pretende en primer lugar incidir en el análisis de las prestaciones de la técnica ARQ híbrida del tipo II dentro de un contexto de transmisión por paquetes DS/CDMA para posteriormente estudiar su efecto cuando se asume como protocolo de acceso ISMA-DS/CDMA FDD por comparación con la técnica ARQ híbrida del tipo I.

## **5.2. Estudio analítico de la estrategia ARQ híbrida del tipo II en un entorno DS/CDMA**

A continuación se presenta un modelado basado en cadenas de Markov para analizar el comportamiento de la estrategia híbrida ARQ del tipo II dentro de un entorno de transmisión por paquetes DS/CDMA. Con objeto de independizar el análisis del protocolo de acceso que exista en el nivel MAC, se asumirá que todos los usuarios presentes en el sistema disponen ya de un código adquirido con anterioridad, por lo que el estudio se centrará en el proceso de generación de mensajes y en las diferentes retransmisiones.

Algunos estudios de características similares se presentan en [70] y [71], donde se considera un modelo de generación de tráfico basado en paquetes, que es extendido en [72] para tener también en consideración la existencia de buffer en el transmisor. Sin embargo, este tipo de análisis resultan en cadenas de Markov con un elevado número de estados que dificulta la evaluación del modelo para tamaños de buffer incluso moderados. Por este motivo, a lo largo del presente apartado se planteará una nueva aproximación al modelado de esta estrategia que permite por un lado reducir el número de estados de las cadenas de Markov involucradas, y por el otro plantear el estudio desde una perspectiva más realista de un tráfico orientado a mensajes, esto es, asumir que los paquetes no se generan individualmente sino que pueden llegar en un momento dado conjuntos de paquetes, lo que se denominará como mensaje. Del mismo modo, el análisis se efectuará en primer lugar partiendo de un proceso de generación puramente de Poisson y con posterioridad se extenderá para contemplar un modelo de generación de tipo ON/OFF más realista en términos de servicios orientados a paquetes.

El modelo desarrollado tiene en cuenta las siguientes consideraciones:

- Existe un número total de  $U$  usuarios registrados en el sistema, los cuales disponen cada uno de una secuencia código ya asignada.

- Según el modelo de generación de tráfico, los diferentes usuarios disponen de mensajes para transmitir troceados en paquetes de longitud  $L$  bits, cada uno de los cuales se puede transmitir a lo largo de una trama asumiendo un control de potencia ideal. Se asumirá que, dentro de estos  $L$  bits, ya está incluida la redundancia asociada al código detector de errores.

- La ganancia de procesamiento del sistema es fija y de valor  $G_p$ . Bajo estas circunstancias, la probabilidad de error en el bit, asumiendo la hipótesis gaussiana, cuando en el sistema existen  $N_a$  usuarios transmitiendo simultáneamente viene dada por:

$$p_e(N_a) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{3G_p}{2(N_a - 1)}} \right) \quad (5.2)$$

- Los diferentes paquetes generados se almacenan en un buffer de capacidad  $M$  paquetes.

- El código corrector de errores que se aplica para generar la redundancia a transmitir en caso requerido, será un código genérico de tasa  $1/2$  e invertible  $C_1(2L, L)$  con capacidad de corregir a lo sumo hasta  $t$  bits erróneos.

- Se asume que la recepción de reconocimientos positivos o negativos es instantánea y libre de errores.

- El proceso para el envío de paquetes es el mismo que se explicó en el apartado 5.1.2, tal y como se sintetiza en la Figura 5.3. Como puede apreciarse en dicha figura, cuando a un usuario le llega en una trama un mensaje compuesto por  $k$  paquetes de  $L$  bits, lo almacena en el buffer de salida y para cada paquete calcula la redundancia correspondiente al código corrector de errores. Para la transmisión de un paquete, inicialmente se envía dicho paquete con únicamente capacidad detectora de errores. En el caso de recibirse un reconocimiento negativo, en la trama siguiente se envían los  $L$  bits de redundancia correspondientes. Si se siguen recibiendo reconocimientos negativos, se alternará el envío de paquete y redundancia hasta que sea posible corregir todos los errores del paquete. En ese caso, se proseguirá con el resto de paquetes del mensaje hasta completar el mismo.

- Cuando se da la situación en la que el paquete no se puede corregir con el envío de la redundancia, las sucesivas retransmisiones se llevarán a cabo aplicando una cierta probabilidad  $p_b$  en las tramas sucesivas, reduciéndose así el número de usuarios simultáneos en el sistema y por lo tanto el nivel de interferencia generado, lo que tenderá a facilitar que un mayor número de paquetes sean correctamente decodificados. Obsérvese como esta probabilidad se aplica únicamente si el paquete no se ha podido recuperar tras el envío de la redundancia, pero no cuando se está enviando la redundancia por primera vez. Esto es así porque en un caso de carga media - alta para el que la mayoría de los paquetes se recuperaran correctamente con la redundancia, la aplicación de una probabilidad antes de enviar dicha redundancia retardaría innecesariamente el proceso de corrección tal y como se demostrará posteriormente.

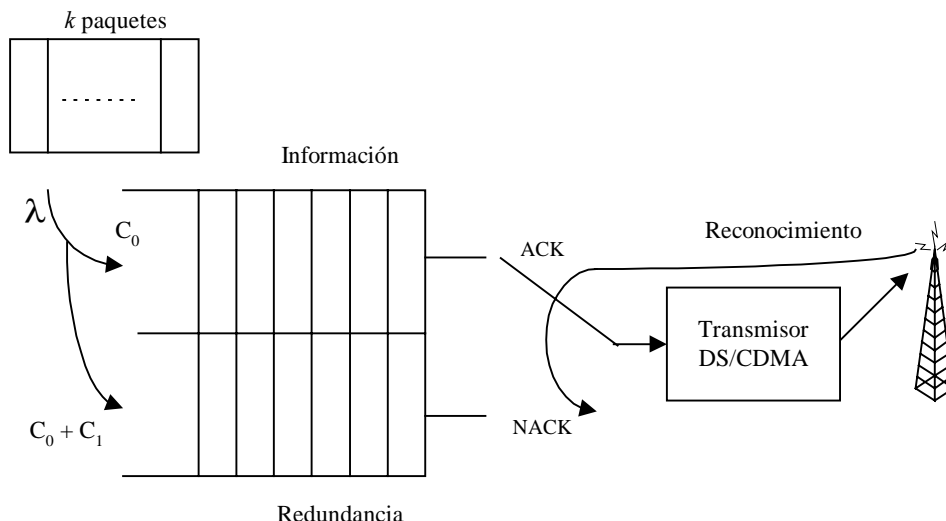


Figura 5.3 Esquema ARQ híbrido tipo II en el entorno DS/CDMA

### 5.2.1. Modelado basado en cadenas de Markov en presencia de tráfico de Poisson

Teniendo en cuenta las consideraciones enumeradas, a continuación se plantea la definición de los diferentes aspectos del modelado mediante cadenas de Markov. En particular el procedimiento consiste en definir un conjunto de estados que modelen el comportamiento del esquema a analizar y a partir de dichos estados calcular el punto o puntos de equilibrio a los que el sistema puede tender en régimen permanente. Dichos puntos de equilibrio vendrán caracterizados por unos ciertos valores para las variables de estado los cuales se podrán relacionar con el conjunto de prestaciones que se desean evaluar mediante el modelo. Este tipo de análisis es habitualmente conocido como Análisis del Punto de Equilibrio (EPA o *Equilibrium Point Analysis*) [71].

#### 5.2.1.1. Definición de los estados de la cadena de Markov

El gran problema que surge al plantear el análisis teórico de la estrategia ARQ híbrida de tipo II en un entorno DS/CDMA por medio de este mecanismo radica en la dependencia de la probabilidad de que un paquete pueda ser recuperado en una trama dada tras ejecutar el proceso de corrección con el número de errores que se hayan producido a lo largo de la trama anterior. De este modo, un análisis exhaustivo comportaría definir los estados de la cadena teniendo en cuenta no sólo el número de paquetes que existen en el buffer de un usuario (1, 2, ...,  $M$ ) sino también el número de errores que se hayan producido en la transmisión correspondiente a la trama anterior para dicho usuario (0, 1, 2, ...  $t-1$ ,  $t$  ó más). De este modo, el número de estados del sistema sería del orden de  $M \cdot (t+1)$  [72]. Consecuentemente, para tamaños de buffer grandes y capacidades correctoras elevadas, el número de estados y por lo tanto la complejidad del modelo puede crecer de forma considerable.

Con objeto de simplificar el número de estados del modelo, es posible evitar considerar el número de errores del paquete anterior como variable de estado, de modo que los estados de la cadena de Markov únicamente deban tener en cuenta el número de paquetes para un usuario en su buffer y si el paquete que se envía es una transmisión inicial, un envío de redundancia o bien si el móvil está retransmitiendo con probabilidad  $p_b$  por no haber sido

suficiente un único envío de la redundancia. Para conseguir esta simplificación, es preciso ser capaz de calcular la probabilidad de recuperar un paquete tras el envío de la redundancia sin requerir del conocimiento del número de errores del paquete anterior, lo que puede lograrse condicionando respecto a todos los posibles números de errores que hayan acontecido en la transmisión anterior siempre y cuando se asuma igual probabilidad de error de bit en las dos transmisiones. Dado que el objetivo final del modelo es el obtener los valores de las variables de estado en régimen permanente, este último supuesto se puede llevar a cabo asumiendo de cara al cálculo de la probabilidad de error de bit el valor según (5.2) pero tomando como número de usuarios simultáneos  $N_a$  un valor fijo e igual al valor en régimen permanente. En cualquier caso, como esta consideración no deja de ser una aproximación para simplificar el diagrama de estados, será necesario con posterioridad comprobar, mediante simulación, la bondad de los resultados obtenidos a partir de este modelo.

En definitiva, y bajo estas hipótesis, se considera para la definición de la cadena de Markov que un usuario al inicio de una trama dada se encuentra en alguno de los siguientes estados:

0: estado de inactividad (*idle*), sin ningún paquete en el buffer.

$i_T$ : el usuario dispone de  $i$  paquetes en el buffer, y el primer paquete del mismo se transmite por vez primera en la presente trama.

$i_R$ : el usuario dispone de  $i$  paquetes en el buffer, y en la presente trama se transmite la redundancia por primera vez.

$i_B$ : el usuario dispone de  $i$  paquetes en el buffer, y se encuentra retransmitiendo el primer paquete del buffer o su correspondiente redundancia en la presente trama con probabilidad  $p_b$ .

Lógicamente se cumple que  $1 \leq i \leq M$ , lo que origina un número de estados igual a  $3M+1$ , independientemente de la capacidad correctora del código  $t$ .

El siguiente paso consiste en definir las probabilidades de transición de estados para hallar la matriz de transición como punto de partida en la determinación del punto de equilibrio. Estas probabilidades de transición serán fundamentalmente dependientes por un lado de la tasa de generación de mensajes, que determinará como se va llenando el buffer de cada usuario, y por el otro de las probabilidades de transmitir correctamente los sucesivos paquetes, que determinarán el proceso de vaciado de cada buffer.

### 5.2.1.2. Modelo de generación de mensajes

En relación al modelo de generación de mensajes, se considera que cada usuario genera mensajes según una estadística de Bernoulli correspondiente a la discretización de un proceso de Poisson de tasa de llegada de  $\lambda$  mensajes/trama a través de imponer las restricciones de que las llegadas se den únicamente al inicio de las tramas y que no pueda haber más de una llegada en cada trama. Así, la probabilidad de generar un mensaje en la siguiente trama es de:

$$P[\text{mensaje}] = 1 - P_T = 1 - e^{-\lambda} \quad (5.3)$$



Los mensajes generados tienen una duración exponencial de media  $1/\mu$  bits, y son troceados en paquetes de  $L$  bits, añadiéndose los bits necesarios de valor cero para tener un número entero de paquetes de esta longitud. Con este proceso de discretización de la longitud, la probabilidad de que un mensaje esté compuesto por  $k$  paquetes viene dada por la expresión:

$$P(N = k) = P_o^{k-1} (1 - P_o) \quad (5.4)$$

donde

$$P_o = e^{-\frac{L}{1/\mu}} \quad (5.5)$$

lo que se corresponde con una estadística geométrica para el número de paquetes de media  $1/(1-P_o)$ .

Por consiguiente, la probabilidad de que en una trama lleguen  $k$  paquetes viene dada por:

$$P(k) = \begin{cases} P_o^{k-1} (1 - P_o)(1 - P_T) & k \geq 1 \\ P_T & k = 0 \end{cases} \quad (5.6)$$

### 5.2.1.3. Probabilidades de recuperar correctamente un paquete

Según las características de la técnica de acceso DS/CDMA, la probabilidad  $p_{okt}$  de que el paquete enviado llegue correctamente tras la primera transmisión viene dada por el hecho de que no se produzca error en ninguno de los  $L$  bits transmitidos, ya que no existe capacidad correctora de errores en dicha transmisión:

$$p_{okt} = (1 - p_e(N_a))^L \quad (5.7)$$

con  $p_e(N_a)$  la probabilidad de error de bit en el sistema en función del número de usuarios activos en una trama dada,  $N_a$ , según la expresión (5.2).

Para el cálculo de la probabilidad  $p_{okr}$  de decodificar el paquete correctamente tras el envío de la redundancia deberá hacerse uso de la aproximación ya comentada relativa a tomar como número de usuarios activo en una trama el valor  $N_a$  en régimen permanente, lo que permite considerar una probabilidad de error de bit fija. Bajo este supuesto, el cálculo de  $p_{okr}$  se corresponde con la probabilidad de que, o bien se hayan producido menos de  $t$  errores en los  $2L$  bits considerados ( $L$  correspondientes al paquete y  $L$  a su redundancia) o bien no se haya producido ningún error en los últimos  $L$  bits recibidos, en este caso independientemente del número de errores existente en los primeros  $L$  bits (esto es así gracias a que el código es invertible), en ambos casos condicionado al hecho de que exista algún error en los  $L$  primeros bits (pues se ha requerido el envío de la redundancia). Así, la probabilidad  $p_{okr}$  será:

$$\begin{aligned} p_{okr} &= P(\text{paquete corregido} \mid \text{paquete anterior erróneo}) = \\ &= \frac{P(\text{paquete corregido, paquete anterior erróneo})}{1 - (1 - p_e)^L} \end{aligned} \quad (5.8)$$

donde  $p_e$  es la probabilidad de error de bit cuando en el sistema existen simultáneamente  $N_a$  transmisiones, que es el número de transmisiones en régimen permanente. Por otro lado, condicionando a los diferentes errores que haya podido tener el primer paquete enviado se obtiene:

$$\begin{aligned}
 & P(\text{paquete corregido, paquete anterior erróneo}) = \\
 & = \sum_{i=1}^L P(\text{paquete corregido} \mid i \text{ errores paquete anterior}) P(i \text{ errores paquete anterior}) = \quad (5.9) \\
 & = \sum_{i=1}^t \sum_{j=0}^{t-i} \binom{L}{j} p_e^j (1-p_e)^{L-j} \binom{L}{i} p_e^i (1-p_e)^{L-i} + \sum_{i=t+1}^L (1-p_e)^L \binom{L}{i} p_e^i (1-p_e)^{L-i}
 \end{aligned}$$

Nótese como, mientras que el primer sumando tiene en cuenta que el número de errores total sea inferior a  $t$ , el segundo sumando representa la probabilidad de que el primer paquete tenga más de  $t$  errores y la redundancia se reciba libre de errores, por lo que, debido a la invertibilidad del código  $C_1$ , se decodificaría correctamente el paquete.

Sustituyendo (5.9) en (5.8) se llega a la expresión final para  $p_{okr}$ :

$$p_{okr} = \frac{\sum_{i=1}^t \sum_{j=0}^{t-i} \binom{L}{j} \binom{L}{i} p_e^{j+i} (1-p_e)^{2L-j-i} + \sum_{i=t+1}^L \binom{L}{i} p_e^i (1-p_e)^{2L-i}}{1 - (1-p_e)^L} \quad (5.10)$$

Se ha comprobado numéricamente que para valores de  $t$  grandes esta expresión se puede aproximar con gran precisión por el valor de la probabilidad de que en un paquete de  $2L$  bits haya un número de errores menor o igual a  $t$ , expresión dada por

$$p_{okr} \approx \sum_{i=0}^t \binom{2L}{i} p_e^i (1-p_e)^{2L-i} \quad (5.11)$$

#### 5.2.1.4. Probabilidades de transición de estado

A partir de las probabilidades obtenidas en los dos sub-apartados anteriores, así como de la definición de estados que se hizo en 5.2.1.1, es posible determinar las probabilidades de transición entre los diferentes estados de la cadena. Éstas no son más que las probabilidades  $p_{S_i, S_j}$  de pasar del estado  $S_i$  al estado  $S_j$  en una trama dada, y se detallan a continuación, en función del estado inicial  $S_i$ .

- Desde el estado 0 (*idle*):

$$p_{0, k_T} = P(k) \quad 1 \leq k \leq M \quad (5.12)$$

$$p_{0, 0} = P(0) + \Delta(0) \quad (5.13)$$

- Desde el estado  $i_T$ : ( $1 \leq i \leq M$ )

$$p_{i_T, (i-1+k)_T} = p_{okt} \cdot P(k) \quad 1 \leq k \leq M-i \quad (5.14)$$

$$p_{i_T, M_T} = 0 \quad (5.15)$$

$$p_{i_T, (i-1)_T} = p_{okt} \cdot (P(0) + \Delta(i)) \quad (5.16)$$

$$p_{i_T, (i+k)_R} = (1 - p_{okt}) \cdot P(k) \quad 1 \leq k \leq M-i \quad (5.17)$$

$$p_{i_T, i_R} = (1 - p_{okt}) \cdot (P(0) + \Delta(i)) \quad (5.18)$$

- Desde el estado  $i_R$ : ( $1 \leq i \leq M$ )

$$p_{i_R, (i-1+k)_T} = p_{okr} \cdot P(k) \quad 1 \leq k \leq M-i \quad (5.19)$$

$$p_{i_R, M_T} = 0 \quad (5.20)$$

$$p_{i_R, (i-1)_T} = p_{okr} \cdot (P(0) + \Delta(i)) \quad (5.21)$$

$$p_{i_R, (i+k)_B} = (1 - p_{okr}) \cdot P(k) \quad 1 \leq k \leq M-i \quad (5.22)$$

$$p_{i_R, i_B} = (1 - p_{okr}) \cdot (P(0) + \Delta(i)) \quad (5.23)$$

- Desde el estado  $i_B$ : ( $1 \leq i \leq M$ )

$$p_{i_B, M_T} = 0 \quad (5.24)$$

$$p_{i_B, (i-1)_T} = p_b \cdot p_{okr} \cdot (P(0) + \Delta(i)) \quad (5.25)$$

$$p_{i_B, (i+k)_B} = (1 - p_b \cdot p_{okr}) \cdot P(k) \quad 1 \leq k \leq M-i \quad (5.26)$$

$$p_{i_B, i_B} = (1 - p_b \cdot p_{okr}) \cdot (P(0) + \Delta(i)) \quad (5.27)$$

El valor  $\Delta(i)$  contempla la probabilidad de que lleguen en una trama dada más paquetes de los que pueden caber en el buffer cuando en él existen  $i$  paquetes. Según esto, se podrán aceptar hasta  $M-i$  nuevos paquetes, lo que conduce a definir esta probabilidad como:

$$\Delta(i) = \sum_{k=M+1-i}^{\infty} P(k) \quad (5.28)$$

En el caso de recibir un mensaje con un número de paquetes superior al que se puede almacenar se dará por perdido este mensaje.

Las transiciones desde el estado 0 a los estados  $1_T$ ,  $1_R$ ,  $1_B$ ,  $i_T$ ,  $i_R$  e  $i_B$  se muestran en la Figura 5.4. Por simplicidad en el dibujo no se muestran las transiciones en el resto de estados, que se obtendrían fácilmente a partir de la formulación.

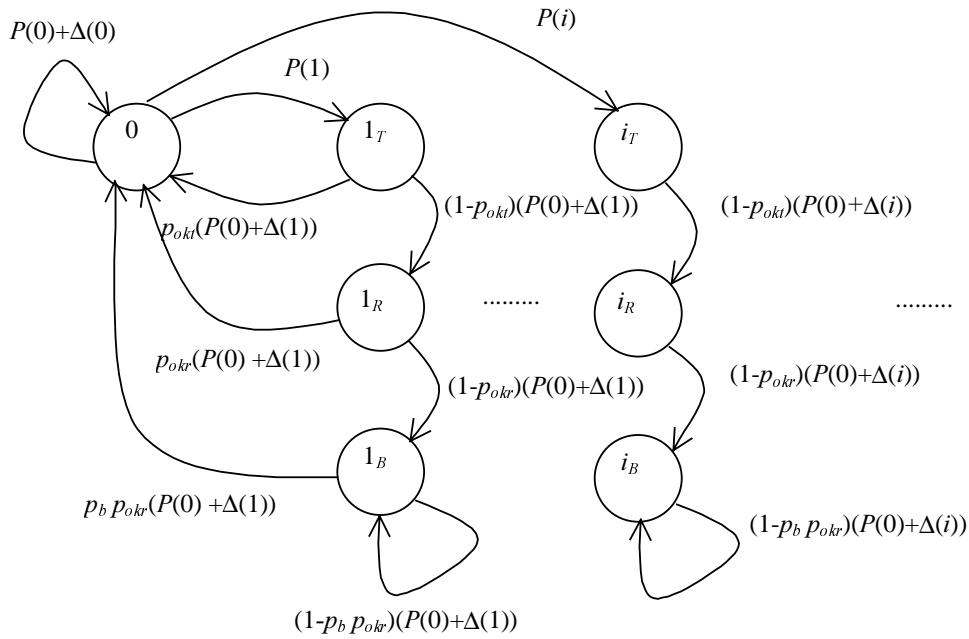


Figura 5.4 Probabilidades de transición de la cadena de Markov propuesta.

5.2.1.5. Resolución de la cadena de Markov. Estudio de los puntos de equilibrio.

Una vez definidos los estados que conforman la cadena de Markov así como sus correspondientes probabilidades de transición, el siguiente paso consiste en determinar el punto de equilibrio de dicha cadena, esto es, hallar el vector  $\mathbf{N}^T$  correspondiente al número de usuarios en régimen permanente en cada uno de los estados:

$$\mathbf{N}^T = [N_{1T}, N_{1R}, N_{1B}, N_{2T}, N_{2R}, N_{2B}, \dots, N_{MT}, N_{MR}, N_{MB}] \quad (5.29)$$

y que así se relaciona con el número de usuarios en régimen permanente en estado *idle*  $N_o$  a través del número total de usuarios registrados en el sistema  $U$  como:

$$U = N_o + \sum_{i=1}^M (N_{iT} + N_{iR} + N_{iB}) \quad (5.30)$$

En una situación de régimen permanente, los flujos de entrada y de salida de cada uno de los estados de la cadena de Markov serán los mismos, lo que conduce a la definición del siguiente sistema de ecuaciones:

$$\begin{pmatrix} P(0)+\Delta(0) & p_{okr}(P(0)+\Delta(1)) & p_{okr}(P(0)+\Delta(1)) & p_b p_{okr}(P(0)+\Delta(1)) & 0 & \dots \\ P(1) & p_{okr}P(1) & p_{okr}P(1) & p_b p_{okr}P(1) & p_{okr}(P(0)+\Delta(2)) & \dots \\ 0 & (1-p_{okr})(P(0)+\Delta(1)) & 0 & 0 & 0 & \dots \\ 0 & 0 & (1-p_{okr})(P(0)+\Delta(1)) & (1-p_b p_{okr})(P(0)+\Delta(1)) & 0 & \dots \\ P(2) & p_{okr}P(2) & p_{okr}P(2) & p_b p_{okr}P(2) & p_{okr}P(1) & \dots \\ 0 & (1-p_{okr})P(1) & 0 & 0 & (1-p_{okr})(P(0)+\Delta(2)) & \dots \\ 0 & 0 & (1-p_{okr})P(1) & (1-p_b p_{okr})P(1) & 0 & \dots \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots \end{pmatrix} \begin{pmatrix} N_o \\ N_{1T} \\ N_{1R} \\ N_{1B} \\ N_{2T} \\ N_{2R} \\ N_{2B} \\ \vdots \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} N_o \\ N_{1T} \\ N_{1R} \\ N_{1B} \\ N_{2T} \\ N_{2R} \\ N_{2B} \\ \vdots \end{pmatrix} \quad (5.31)$$

El anterior es un sistema de  $(3M+1) \times (3M+1)$  ecuaciones con  $3M+1$  incógnitas (correspondientes a los valores en régimen permanente de  $N_o$  y de los  $3M$  elementos del vector  $\mathbf{N}^T$ ), pero con ecuaciones linealmente dependientes. En consecuencia se puede eliminar por ejemplo la primera fila, obteniéndose otro sistema de ecuaciones equivalente que se puede expresar de la siguiente forma:

$$(\mathbf{b} | \mathbf{B}) \begin{pmatrix} N_o \\ \mathbf{N} \end{pmatrix} = \mathbf{N} \quad (5.32)$$

o equivalentemente:

$$\mathbf{b}N_o + \mathbf{B} \mathbf{N} = \mathbf{N} \quad (5.33)$$

donde  $\mathbf{B}$  es una matriz cuadrada de  $3M \times 3M$  elementos y  $\mathbf{b}$  es un vector columna de  $3M$  filas.

Obsérvese que para determinar las  $3M+1$  incógnitas, es necesario el anterior sistema de  $3M$  ecuaciones y además la igualdad (5.30) que impone la condición relativa al número de usuarios total en el sistema, y que en términos vectoriales puede escribirse como:

$$N_o + \mathbf{u}^T \mathbf{N} = U \quad (5.34)$$

donde  $\mathbf{u}$  es un vector columna formado por  $3M$  unos.

En consecuencia, la resolución del anterior sistema proporcionaría los valores en régimen permanente a partir de los cuales se podrán calcular algunas medidas de prestaciones del sistema como el retardo o el *throughput*. De acuerdo a la aproximación planteada, a efectos de determinar el comportamiento en régimen permanente, la probabilidad de error de bit  $p_e$ , a partir de la cual se determinan las probabilidades  $p_{okt}$  y  $p_{okr}$ , se calcula mediante el número de usuarios que simultáneamente transmiten en una trama dada,  $N_a$ , en régimen permanente, que vendrá dado por:

$$N_a = \sum_{i=1}^M (N_{iT} + N_{iR} + p_b N_{iB}) \quad (5.35)$$

En términos vectoriales, la igualdad (5.35) sería:

$$N_a + \mathbf{a}^T \mathbf{N} = 0 \quad (5.36)$$

siendo  $\mathbf{a}^T = [-1, -1, -p_b, -1, -1, -p_b, -1, -1, -p_b, \dots]$  un vector de  $3M$  columnas.

En definitiva, el sistema de ecuaciones a resolver estaría formado por las ecuaciones vectoriales (5.33), (5.34) y (5.36). Obsérvese que al conjunto de  $3M+1$  incógnitas correspondientes al número de usuarios en cada estado en régimen permanente se ha añadido también el valor de  $N_a$ .

En cualquier caso, el sistema de ecuaciones a resolver es no lineal debido a la dependencia entre las probabilidades  $p_{okt}$  y  $p_{okr}$  con el valor de  $N_a$ . Por lo tanto, una estrategia de resolución de este sistema consiste en expresar todas las igualdades en función de  $N_a$  obteniéndose una ecuación en la que la única incógnita sea  $N_a$ , y que pueda resolverse numéricamente. Para ello, en primer lugar se pueden combinar las igualdades (5.33) y (5.34) para obtener:

$$((\mathbf{B} - \mathbf{I}) - \mathbf{b} \mathbf{u}^T) \mathbf{N} = - \mathbf{b} U \quad (5.37)$$

siendo  $\mathbf{I}$  la matriz identidad de  $3M$  elementos. A partir de aquí, se obtiene:

$$\mathbf{N} = - ((\mathbf{B} - \mathbf{I}) - \mathbf{b} \mathbf{u}^T)^{-1} \mathbf{b} U \quad (5.38)$$

Expresión que se puede combinar con (5.36) para obtener la siguiente igualdad:

$$N_a = - \mathbf{a}^T \mathbf{N} = \mathbf{a}^T ((\mathbf{B} - \mathbf{I}) - \mathbf{b} \mathbf{u}^T)^{-1} \mathbf{b} U \quad (5.39)$$

Dado que en esta última igualdad todas las componentes dependen únicamente de  $N_a$ , bastará con resolver esta igualdad para encontrar después el resto de incógnitas. Dicha resolución pasa por encontrar los ceros de la función definida como:

$$F(N_a) = N_a - \mathbf{a}^T ((\mathbf{B} - \mathbf{I}) - \mathbf{b} \mathbf{u}^T)^{-1} \mathbf{b} U \quad (5.40)$$

Esta tarea se puede llevar a cabo numéricamente y los ceros encontrados no son más que los puntos de equilibrio del sistema. En el caso de existir más de un cero en la ecuación anterior, esta situación se corresponde con la existencia de más de un punto de equilibrio, con lo que no habría un régimen permanente concreto sino que el sistema permanecería un tiempo aleatorio alrededor de un punto y otro tiempo alrededor de otro, siempre y cuando dichos puntos fueran estables.

En relación a la discusión sobre la estabilidad o inestabilidad de cada punto de equilibrio, puede llevarse a cabo cualitativamente interpretando la expresión (5.40) como el flujo neto (salidas menos entradas) de usuarios en un estado de transmisión (obsérvese que el primer sumando correspondería al número de usuarios que están transmitiendo en una trama dada y por lo tanto al número de usuarios que abandonan el estado de transmisión, mientras que el segundo sumando se podría interpretar como el número de usuarios que entran en el estado de transmisión en dicha trama). Obviamente, en un punto de equilibrio  $N_a^1$  dicho flujo neto debe ser nulo ( $F(N_a^1)=0$ ) pues todos los usuarios que transmiten dejarán de hacerlo en la misma trama. Así, para determinar la estabilidad basta con contemplar la posibilidad de variaciones entorno de dicho punto de equilibrio. Supóngase pues, que en un momento dado, el valor de  $N_a$  se desplaza ligeramente a un punto diferente del de equilibrio, y analícese las dos posibilidades de signo de la derivada de  $F(N_a)$  en el punto  $N_a^1$ :

1.- Si  $F'(N_a^1) > 0$ , al producirse un desplazamiento al punto  $N_a > N_a^1$ , esto supondría que  $F(N_a) > 0$ , lo que se traduciría en un flujo neto mayor a 0, o lo que es lo mismo, saldrían de la situación de transmisión más usuarios de los que entrarían. Consecuentemente, esto originaría una reducción del valor de  $N_a$  que tendería a llevar el sistema al punto de equilibrio. Igualmente, si  $N_a < N_a^1$  existiría un flujo menor que 0 equivalente a considerar que entran más usuarios de los que salen, por lo que el sistema tendería a incrementar  $N_a$  y llevar de nuevo el sistema al punto de equilibrio, que será por lo tanto un punto de equilibrio estable (ver Figura 5.5).

2.- Si  $F'(N_a^1) < 0$ , al efectuarse un desplazamiento al punto  $N_a > N_a^1$ , se tendría que el flujo neto  $F(N_a) < 0$ , por lo existirían más entradas que salidas al estado de transmisión y en consecuencia, el sistema tendería a incrementar aún más  $N_a$ , alejándolo del punto de equilibrio. Similar razonamiento serviría para un decremento  $N_a < N_a^1$ , por lo que en esta situación el punto de equilibrio sería inestable (ver Figura 5.6).

$F(N_a)$ : Salidas menos entradas a un estado de transmisión

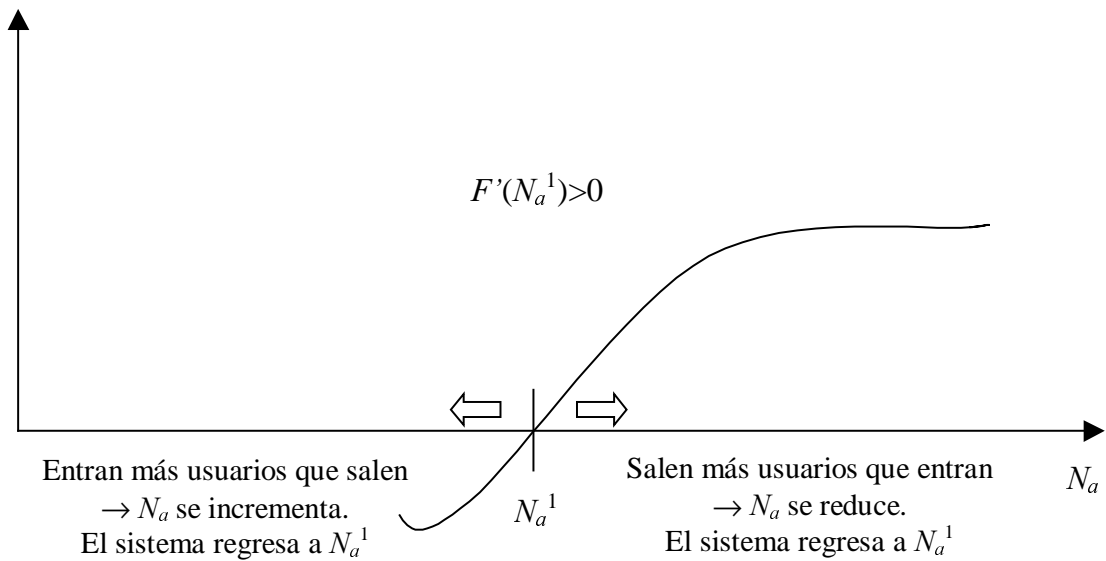


Figura 5.5 Punto de equilibrio estable

$F(N_a)$ : Salidas menos entradas a un estado de transmisión

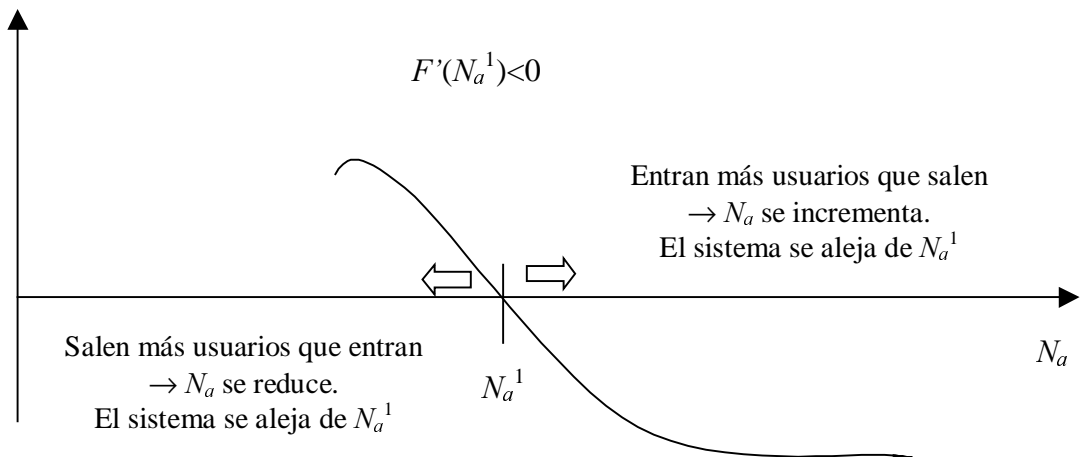


Figura 5.6 Punto de equilibrio inestable

En la Figura 5.7 se muestra la variación de la función  $F(N_a)$  para un caso de biestabilidad en un sistema con 95 usuarios y  $p_b=0.9$ . Como puede apreciarse, existen un total de tres puntos de equilibrio de los cuales únicamente dos son estables, que son  $N_a=22.04$  y  $N_a=85.50$ . Análogamente, en la Figura 5.8 se muestra el resultado de la evolución temporal del número de usuarios que transmiten para una simulación efectuada en dicho sistema. Puede observarse como durante un tiempo el sistema se mantiene alrededor del primer punto y a partir de un cierto instante, se produce una transición pasando a estar alrededor del segundo punto. En cualquier caso, cuando ocurre una situación como la presentada con más de un punto de equilibrio, sólo uno de ellos se corresponde con un *throughput* adecuado (en el caso presentado sería el de  $N_a=22.04$ ) mientras que el resto se corresponde con niveles de *throughput* bajos. Por lo tanto, y dado que no se puede controlar cuando el sistema se encontrará alrededor de uno de los puntos o alrededor del otro, las situaciones de múltiples puntos de equilibrio serán en general indeseables.

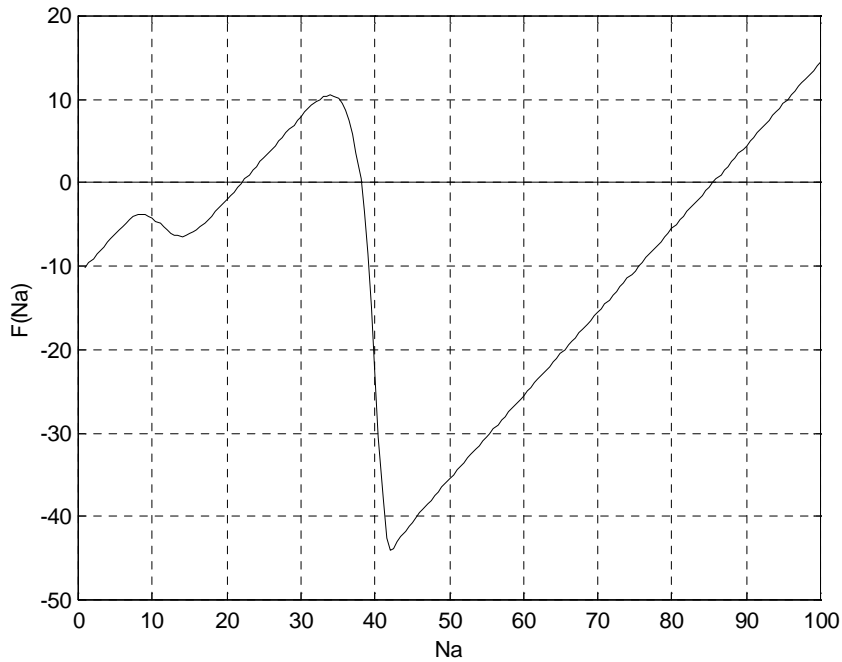


Figura 5.7 Ejemplo de la función  $F(N_a)$  en una situación de biestabilidad

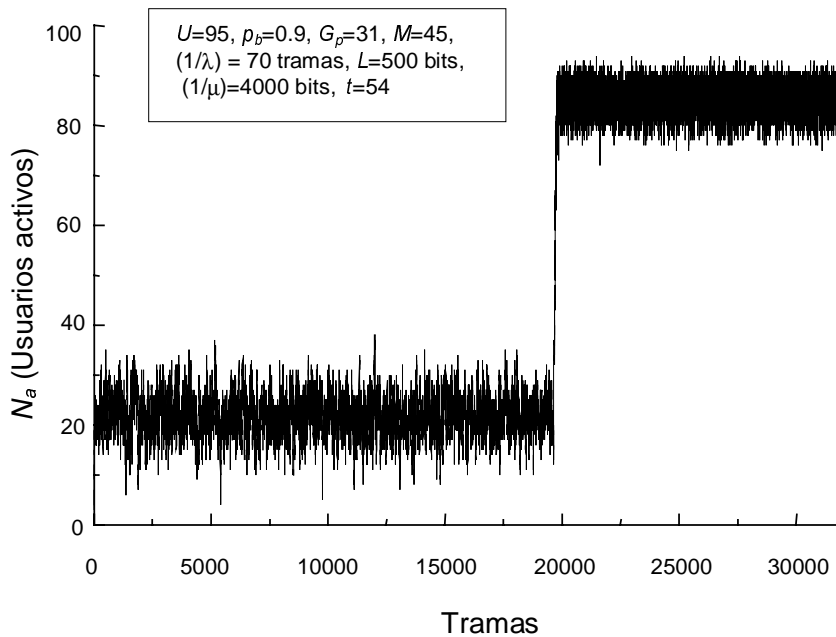


Figura 5.8 Ejemplo de un sistema con dos puntos de equilibrio para  $N_a=85.50$  y  $N_a=22.04$

La posible situación de biestabilidad para un sistema de estas características depende de los valores específicos de los diferentes parámetros del sistema, como el número de usuarios  $U$ , el tamaño del buffer  $M$ , la carga ofrecida o la probabilidad de retransmisión  $p_b$ , por lo que la determinación analítica de las regiones en que se da esta situación no es simple y debe llevarse a cabo de forma exhaustiva, verificando el comportamiento para diferentes valores de cada parámetro. En cualquier caso, los resultados que se han obtenido muestran



que la existencia de regiones con múltiples puntos de equilibrio suelen darse únicamente para valores elevados de la probabilidad  $p_b$ .

A modo de ejemplo, en la Figura 5.9 y la Figura 5.10 se muestran las regiones de biestabilidad en función de la carga ofrecida y de la probabilidad de retransmisión  $p_b$  para los casos  $U=50$  y  $U=80$  con  $M=50$ , respectivamente. Se aprecia como esta situación se da principalmente para valores pequeños de la carga ofrecida y para valores grandes de la probabilidad de retransmisión, que en general no acostumbran a ser de mucho interés pues habitualmente se suelen tomar valores inferiores de esta probabilidad [59].

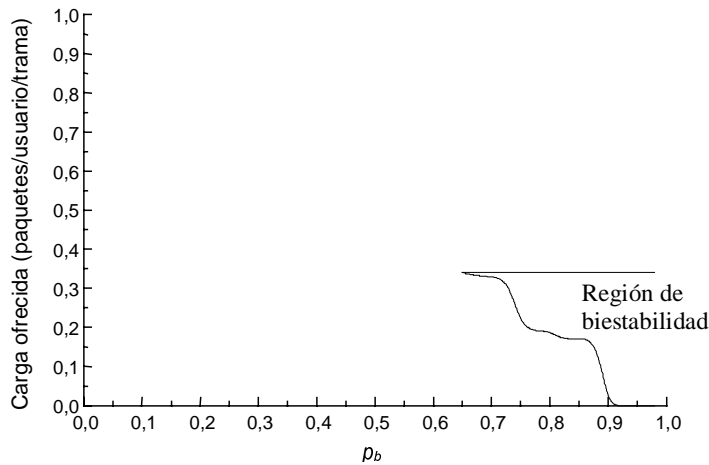


Figura 5.9 Región de biestabilidad para el caso  $U=50$ ,  $M=50$  en función de la carga ofrecida y de la probabilidad  $p_b$ .

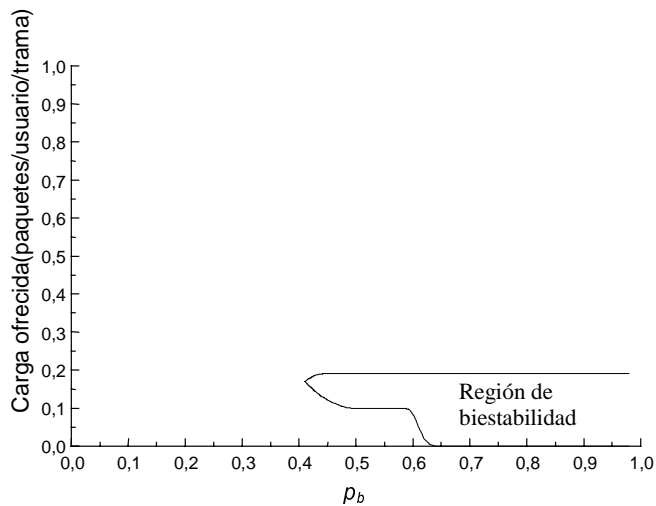


Figura 5.10 Región de biestabilidad para el caso  $U=80$ ,  $M=50$  en función de la carga ofrecida y de la probabilidad  $p_b$ .

### 5.2.1.6. Cálculo de las prestaciones del sistema

Una vez se han hallado los valores de  $N_a$  que definen los puntos de equilibrio en el sistema, mediante las relaciones (5.34) y (5.38) es posible determinar el valor de las diferentes variables de estado en régimen permanente  $N_o$  y el vector  $\mathbf{N}$  (definido en 5.29). A partir de aquí, el siguiente paso consiste en extraer los parámetros que definen la calidad de la

estrategia considerada, relacionados con las prestaciones obtenidas en términos de retardo, *throughput*, tiempo de espera en el buffer, ... Cualquiera de estos parámetros se podría calcular para cada uno de los puntos de equilibrio estables en el sistema aunque, sin embargo, en el caso de existir más de un punto de equilibrio, estos parámetros no serían representativos de la calidad real pues faltaría determinar con qué probabilidad el sistema se encuentra alrededor de uno u otro punto, lo que en principio no es calculable analíticamente. En general, los resultados de las simulaciones en situaciones de biestabilidad son tales que el comportamiento del sistema se encuentra en una posición intermedia a la predicha por la solución obtenida para cada uno de los puntos de equilibrio [71].

El *throughput*, calculado como el número medio de paquetes correctos que se envían en cada trama, bien en primera instancia o bien tras el proceso de corrección de errores, vendrá dado por la igualdad:

$$S = \sum_{i=1}^M (p_{okt} N_{iT} + p_{okr} N_{iR} + p_b p_{okr} N_{iB}) \quad (5.41)$$

Por otro lado, el número de paquetes total existente en el sistema, contabilizando tanto los que se están transmitiendo como los que se encuentran esperando en el buffer, será:

$$N_p = \sum_{i=1}^M i (N_{iT} + N_{iR} + N_{iB}) \quad (5.42)$$

De modo que el retardo total de un paquete en el sistema, que incluye el retardo de transmisión y el de espera en cola, aplicando la relación de Little, no es más que el cociente entre el número de paquetes en el sistema,  $N_p$ , y la tasa de entrada al mismo que coincide con la tasa de salida o *throughput*  $S$ , pues todos los paquetes que llegan al sistema tarde o temprano saldrán del mismo. Así, el retardo viene dado por:

$$D_p = N_p / S \quad (5.43)$$

A su vez, la probabilidad de que un mensaje se pierda debido a que contiene más paquetes de los que pueden caber en el buffer vendrá dada por la siguiente expresión, que contabiliza en el numerador el número medio de mensajes generados que no cabe en el buffer y en el denominador el número medio de mensajes generados en total.

$$P_L = \frac{N_o \Delta(0) + \sum_{i=1}^M (N_{iT} + N_{iR} + N_{iB}) \Delta(i)}{(1 - P_T) \mathcal{U}} \quad (5.44)$$

Análogamente, otra estadística que se puede deducir del modelo anterior es el número medio de mensajes que se generan en una trama dada y que tienen cabida en el buffer, que es:

$$N_M = N_o (1 - P_T - \Delta(0)) + \sum_{i=1}^M (N_{iT} + N_{iR} + N_{iB}) (1 - P_T - \Delta(i)) \quad (5.45)$$

Esta última estadística se puede calcular en términos no de mensajes sino de paquetes, de modo que el número medio de paquetes que llegan al sistema en una trama dada es:

$$\begin{aligned}
 N_P &= N_o \sum_{j=1}^M jP(j) + \sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^{M-i} jP(j)(N_{iT} + N_{iR} + N_{iB}) = \\
 &= N_o \frac{(1-(M+1)P_o^M + MP_o^{M+1})(1-P_T)}{1-P_o} + \sum_{i=1}^M \frac{(1-(M-i+1)P_o^{M-i} + (M-i)P_o^{M-i+1})(1-P_T)}{1-P_o} (N_{iT} + N_{iR} + N_{iB})
 \end{aligned} \tag{5.46}$$

A partir de aquí se calcularía la longitud media en paquetes de los mensajes que finalmente llegan al buffer como:

$$E[g] = \frac{N_P}{N_M} \tag{5.47}$$

Mientras que el número de paquetes totales generado es de:

$$N_{TP} = U \sum_{i=1}^{\infty} iP(i) = U \frac{1-P_T}{1-P_o} \tag{5.48}$$

Con lo que la probabilidad de pérdida de paquete por no tener cabida en el buffer vendrá dada por:

$$P_{L\_paq} = 1 - \frac{N_P}{N_{TP}} \tag{5.49}$$

Hasta el momento, el retardo medio se ha calculado únicamente a nivel de paquete. Sin embargo, en general puede resultar más significativo el retardo a nivel de mensaje, pues la información de las capas superiores se genera a nivel de mensajes y la división en paquetes es únicamente a nivel interno del sistema. De todos modos, para el cálculo del retardo de un mensaje hay que hacer alguna consideración adicional. En primer lugar, se puede entender que cada uno de los paquetes del buffer requiere de un tiempo de servicio  $x$  que se inicia cuando es transmitido por vez primera y finaliza cuando el paquete es recibido libre de errores. El valor medio de dicho tiempo de servicio no es más que:

$$\begin{aligned}
 E[x] &= 1 \cdot p_{okt} + 2(1-p_{okt})p_{okr} + (1-p_{okt})(1-p_{okr}) \sum_{j=1}^{\infty} (2+j)p_b p_{okr} (1-p_b p_{okr})^{j-1} = \\
 &= p_{okt} + 2(1-p_{okt})p_{okr} + (1-p_{okt})(1-p_{okr}) \left( 2 + \frac{1}{p_b p_{okr}} \right)
 \end{aligned} \tag{5.50}$$

Mientras que el segundo momento de este tiempo es:

$$\begin{aligned}
 E[x^2] &= 1 \cdot p_{okt} + 4(1-p_{okt})p_{okr} + (1-p_{okt})(1-p_{okr}) \sum_{j=1}^{\infty} (2+j)^2 p_b p_{okr} (1-p_b p_{okr})^{j-1} = \\
 &= p_{okt} + 4(1-p_{okt})p_{okr} + (1-p_{okt})(1-p_{okr}) \left( 4 + \frac{4}{p_b p_{okr}} + \frac{2-p_b p_{okr}}{(p_b p_{okr})^2} \right)
 \end{aligned} \tag{5.51}$$

Entonces, cuando un nuevo mensaje de longitud media  $E[g]$  paquetes llega al buffer de un usuario, el tiempo medio que deberá permanecer hasta ser transmitido deberá contabilizarse como la suma de tres contribuciones:

- el tiempo medio de transmisión de todos sus paquetes, esto es,  $E[x] \cdot E[g]$ .
- el tiempo medio de transmisión que se requerirá para los paquetes de anteriores mensajes que todavía se encuentran esperando en el buffer sin estar siendo transmitidos. Dicho tiempo no es más que  $N_q \cdot E[x]$ , donde  $N_q$  corresponde al número medio de paquetes en espera en el buffer cuando se produce la llegada del nuevo mensaje, calculado como:

$$N_q = \frac{1}{U} \sum_{i=1}^M (i-1)(N_{iT} + N_{iR} + N_{iB}) \quad (5.52)$$

- el tiempo residual de servicio del paquete que está siendo transmitido cuando se produce la llegada del nuevo mensaje. Este último tiempo puede ser calculado considerando el buffer de transmisión de un usuario como una cola M/G/1 de tiempo de servicio medio  $E[x]$ , de modo que el tiempo residual de servicio se puede relacionar con la tasa de llegadas y con el segundo momento del tiempo de servicio  $E[x^2]$  tal y como se demuestra en [57].

Así pues, y teniendo en cuenta estas tres contribuciones, el retardo medio de envío de un mensaje podrá calcularse mediante la expresión:

$$D_m = E[x]E[g] + E[x]N_q + (1 - P_T)(1 - P_L) \frac{E[x^2]}{2} \quad (5.53)$$

### 5.2.2. Extensión del modelo de Markov para fuentes de tráfico ON/OFF

El modelo anteriormente desarrollado permite el análisis de la estrategia híbrida ARQ del tipo II en presencia únicamente de un tráfico de mensajes basado en llegadas de Poisson, que es un modelo de tráfico utilizado muy habitualmente. Sin embargo, en la literatura existen otros modelos para tráfico de paquetes que reproducen más fielmente la correlación entre llegadas consecutivas, lo que permite modelar la existencia de ráfagas en la generación de tráfico. Dentro de este contexto, a lo largo de este apartado se propone la extensión del modelo de Markov desarrollado para tener en cuenta un patrón de generación de tráfico más realista.

A estos efectos, se ha tomado el modelo planteado en [43] para tráfico del tipo WWW que considera que las fuentes pueden ser modeladas mediante períodos de actividad (ON) e inactividad (OFF) de duración según una variable aleatoria de Weibull, cuya función de probabilidad acumulada viene dada por:

$$F(x) = 1 - e^{-\left(\frac{x}{\beta}\right)^\alpha} \quad x \geq 0 \quad (5.54)$$

Durante los períodos de actividad ON se producen llegadas de mensajes de Poisson con una cierta tasa mientras que durante los períodos de inactividad no se genera ningún mensaje. Obsérvese, por lo tanto, como este tipo de fuente tenderá a generar la información a

ráfagas dadas por la duración de los períodos de actividad, tal y como se muestra en la Figura 5.11.

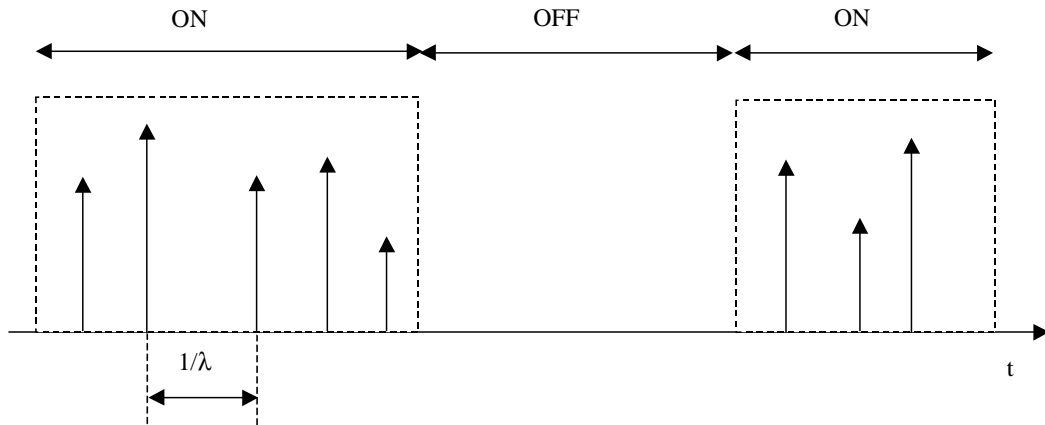


Figura 5.11 Modelo de generación de mensajes en una fuente ON/OFF

Hay que hacer notar que en el caso de que el parámetro  $\alpha$  sea igual a 1, como se suele considerar en muchas ocasiones [43], la estadística de la duración de los períodos ON/OFF es simplemente una estadística exponencial con lo que el proceso de generación resultante es lo que se suele denominar MMPP (*Markov Modulated Poisson Process*) al tratarse de una generación de Poisson únicamente a lo largo de intervalos exponenciales y por lo tanto sin memoria. A modo de ejemplo, el modelo de tráfico WWW presentado en [73] considera también como base este tipo de distribuciones y define una estadística específica de Pareto para la longitud de los mensajes generados.

En definitiva, obsérvese que para el caso de  $\alpha = 1$ , el tipo de variables aleatorias involucradas en el nuevo modelo, todas ellas sin memoria, permite llevar a cabo un análisis basado en cadenas de Markov como extensión del modelo que anteriormente ha sido descrito. Para ello, basta con tomar como punto de partida la cadena de Markov que define el proceso de actividad e inactividad tal y como se muestra en la Figura 5.12, en la que las transiciones se producirían al inicio de cada trama:

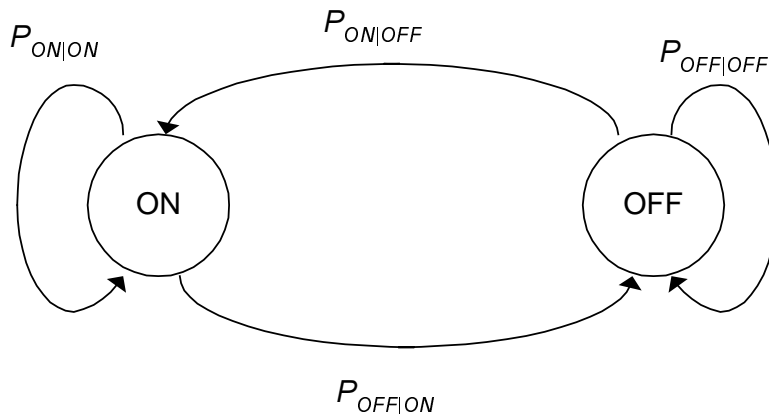


Figura 5.12 Transiciones de estado para el modelo ON/OFF

Las probabilidades de transición de estado en una cierta trama se pueden calcular a partir de la estadística exponencial de los períodos ON/OFF como:

$$P_{ON|ON} = e^{-\frac{1}{\beta_{ON}}} \approx 1 - \frac{1}{\beta_{ON}} \quad (5.55)$$

$$P_{OFF|ON} = 1 - e^{-\frac{1}{\beta_{ON}}} \approx \frac{1}{\beta_{ON}} \quad (5.56)$$

$$P_{ON|OFF} = 1 - e^{-\frac{1}{\beta_{OFF}}} \approx \frac{1}{\beta_{OFF}} \quad (5.57)$$

$$P_{OFF|OFF} = e^{-\frac{1}{\beta_{OFF}}} \approx 1 - \frac{1}{\beta_{OFF}} \quad (5.58)$$

Igualando flujos de entrada y salida entre estados en régimen permanente, se obtendrían las siguientes dos ecuaciones en las que las incógnitas son el número de usuarios en estado ON,  $N_{ON}$ , y el número de usuarios en estado OFF,  $N_{OFF}$ , mientras que  $U$  es el número total de usuarios.

$$N_{OFF} \cdot P_{ON|OFF} = N_{ON} \cdot P_{OFF|ON} \quad (5.59)$$

$$N_{OFF} + N_{ON} = U \quad (5.60)$$

Este último sistema se puede resolver para determinar la probabilidad en régimen permanente de encontrarse en estado ON o en estado OFF, lo que proporcionaría:

$$P_{ON} = \frac{N_{ON}}{U} = \frac{P_{ON|OFF}}{P_{ON|OFF} + P_{OFF|ON}} \approx \frac{\beta_{ON}}{\beta_{ON} + \beta_{OFF}} \quad (5.61)$$

$$P_{OFF} = \frac{N_{OFF}}{U} = \frac{P_{OFF|ON}}{P_{ON|OFF} + P_{OFF|ON}} \approx \frac{\beta_{OFF}}{\beta_{ON} + \beta_{OFF}} \quad (5.62)$$

Obsérvese que las duraciones medias en tramas de los períodos ON y OFF son  $1/P_{OFF|ON}$  y  $1/P_{ON|OFF}$ , que se pueden aproximar por  $\beta_{ON}$  y  $\beta_{OFF}$  respectivamente si son suficientemente grandes.

### 5.2.2.1. Definición de los estados de la cadena de Markov

Partiendo de la distribución de estados ON/OFF planteada, el desarrollo de la cadena de Markov efectuado en la sección 5.2.1 puede entenderse como un caso particular del caso ON/OFF en el que se asumiera la duración de los períodos OFF igual a 0. En consecuencia, una generalización del modelo podría partir de los mismos estados pero particularizados para

el caso de que una determinada fuente se encontrara en ON o en OFF, lo que correspondería a duplicar el número de estados total.

Así, aplicando la misma notación que en la sección 5.2.1, se podría definir por ejemplo el estado  $i_R^{ON}$  como aquel en el que existen  $i$  paquetes en el buffer de un usuario, que en la trama siguiente se transmitirá por primera vez la redundancia y que la fuente se encuentra en el período ON, mientras que el estado  $i_B^{OFF}$  correspondería a la situación en la que existen  $i$  paquetes en el buffer, que en la siguiente trama se efectuará un envío de paquete o redundancia con probabilidad  $p_b$ , y que la fuente se encuentra en el período OFF y por lo tanto no podrá generar nuevos mensajes.

En consecuencia, el conjunto total de estados que definen esta nueva cadena de Markov vendrá dado por:

$$\{idle^{ON}, 1_T^{ON}, 1_R^{ON}, 1_B^{ON}, \dots, i_T^{ON}, i_R^{ON}, i_B^{ON}, \dots, M_T^{ON}, M_R^{ON}, M_B^{ON}, idle^{OFF}, 1_T^{OFF}, 1_R^{OFF}, 1_B^{OFF}, \dots, i_T^{OFF}, i_R^{OFF}, i_B^{OFF}, \dots, M_T^{OFF}, M_R^{OFF}, M_B^{OFF}\} \quad (5.63)$$

Obsérvese que el número de estados total es ahora de  $2 \times (3M+1)$ .

### 5.2.2.2. Probabilidades de transición de estado

Para el cálculo de las probabilidades de transición entre los estados definidos, nuevamente es posible hacer uso de resultados derivados en la sección 5.2.1. En particular, sea  $\mathbf{P}^{ON}$  la matriz de transiciones definida en (5.31), que presenta las transiciones internas entre estados con la fuente en ON. A su vez, considérese la matriz  $\mathbf{P}^{OFF}$  obtenida al sustituir en  $\mathbf{P}^{ON}$  los valores  $P(0)=1$ ,  $\Delta(0)=0$ , y  $P(i)=0$ ,  $\Delta(i)=0$  para todo  $i \neq 0$ , tal como se muestra a continuación en (5.64). Esta sustitución responde al hecho de que en OFF no se generan nuevos mensajes y por lo tanto  $\mathbf{P}^{OFF}$  representa las transiciones internas entre estados con la fuente en OFF.

$$\mathbf{P}^{OFF} = \begin{pmatrix} 1 & p_{okt} & p_{okr} & p_b p_{okr} & 0 & \dots \\ 0 & 0 & 0 & 0 & p_{okt} & \dots \\ 0 & (1-p_{okt}) & 0 & 0 & 0 & \dots \\ 0 & 0 & (1-p_{okr}) & (1-p_b p_{okr}) & 0 & \dots \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & \dots \\ 0 & 0 & 0 & 0 & (1-p_{okt}) & \dots \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & \dots \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots \end{pmatrix} \quad (5.64)$$

Por otra parte, para tener en cuenta la interrelación entre los estados con la fuente a ON y los estados con la fuente a OFF, basta tener en consideración las probabilidades de transición para el modelo ON/OFF definidas en la Figura 5.12, lo que permite obtener la siguiente relación entre los flujos entrantes y salientes de los diferentes estados en régimen permanente a partir de las matrices  $\mathbf{P}^{ON}$  y  $\mathbf{P}^{OFF}$ :

$$\begin{pmatrix} \mathbf{P}^{ON} P_{ON|ON} & \mathbf{P}^{OFF} P_{ON|OFF} \\ \mathbf{P}^{ON} P_{OFF|ON} & \mathbf{P}^{OFF} P_{OFF|OFF} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} \mathbf{N}_s^{ON} \\ \mathbf{N}_s^{OFF} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \mathbf{N}_s^{ON} \\ \mathbf{N}_s^{OFF} \end{pmatrix} \quad (5.65)$$

La matriz que aquí aparece no es más que la matriz de transición de estados del modelo extendido mientras que los vectores que contienen el número de usuarios en cada estado en régimen permanente para los casos ON y OFF están definidos como:

$$\mathbf{N}_s^{ON} = [ N_o^{ON}, N_{1T}^{ON}, N_{1R}^{ON}, N_{1B}^{ON}, \dots, N_{MT}^{ON}, N_{MR}^{ON}, N_{MB}^{ON} ]^T \quad (5.66)$$

$$\mathbf{N}_s^{OFF} = [ N_o^{OFF}, N_{1T}^{OFF}, N_{1R}^{OFF}, N_{1B}^{OFF}, \dots, N_{MT}^{OFF}, N_{MR}^{OFF}, N_{MB}^{OFF} ]^T \quad (5.67)$$

### 5.2.2.3. Resolución de la cadena de Markov

Nuevamente, para resolver el anterior sistema de ecuaciones y determinar las variables de estado en régimen permanente, basta con aplicar el mismo método que fue empleado en la sección 5.2.1.5.

Así, en primer lugar, teniendo en cuenta que las ecuaciones de (5.68) son linealmente dependientes, se puede eliminar la primera ecuación de (5.65) para pasar al siguiente sistema:

$$\left( \mathbf{b} \mid \mathbf{B} \right) \begin{pmatrix} N_o^{ON} \\ \mathbf{N} \end{pmatrix} = \mathbf{N} \quad (5.68)$$

donde  $\mathbf{B}$  es una matriz cuadrada de  $(6M+1) \times (6M+1)$ ,  $\mathbf{b}$  un vector columna con  $(6M+1)$  filas, y el vector  $\mathbf{N}$  contiene las variables de estado en régimen permanente:

$$\mathbf{N} = [ N_{1T}^{ON}, N_{1R}^{ON}, N_{1B}^{ON}, \dots, N_{MT}^{ON}, N_{MR}^{ON}, N_{MB}^{ON}, N_o^{OFF}, N_{1T}^{OFF}, N_{1R}^{OFF}, N_{1B}^{OFF}, \dots, N_{MT}^{OFF}, N_{MR}^{OFF}, N_{MB}^{OFF} ]^T \quad (5.69)$$

Así, el conjunto de ecuaciones a resolver pasa a ser ahora:

$$N_a + \mathbf{a}^T \mathbf{N} = 0 \quad (5.70)$$

$$\mathbf{b} N_o^{ON} + \mathbf{B} \mathbf{N} = \mathbf{N} \quad (5.71)$$

$$N_o^{ON} = U - \mathbf{u}^T \mathbf{N} \quad (5.72)$$

donde

$$\mathbf{a}^T = \left[ \underbrace{-1, -1, -p_b, \dots, -1, -1, -p_b}_{3M}, 0, \underbrace{-1, -1, -p_b, \dots, -1, -1, -p_b}_{3M} \right] \quad (5.73)$$

es un vector de  $6M+1$  columnas vector y  $\mathbf{u}$  un vector de una única columna compuesto por  $(6M+1)$  unos.

De forma análoga a como se hizo anteriormente en la sección 5.2.1.5, combinando las últimas ecuaciones se puede llegar a la siguiente expresión que tiene únicamente como incógnita el número de usuarios que simultáneamente transmiten en una trama dada,  $N_a$ , formalmente idéntica a la ecuación (5.39):

$$N_a = -\mathbf{a}^T \mathbf{N} = \mathbf{a}^T ((\mathbf{B} - \mathbf{I}) - \mathbf{b} \mathbf{u}^T)^{-1} \mathbf{b} U \quad (5.74)$$



En consecuencia, resolviendo esta última ecuación, se determinaría el valor de  $N_a$  a partir del cual se calcularían los valores en régimen permanente  $N_o^{ON}$  y  $\mathbf{N}$  como paso previo a obtener las prestaciones del sistema.

#### 5.2.2.4. Cálculo de las prestaciones del sistema

De forma análoga a como se hizo en la sección 5.2.1.6, partiendo de los valores de las variables en régimen permanente, pueden ser obtenidas las diferentes medidas de prestaciones del sistema.

En particular, el *throughput* o número de paquetes correctamente recibidos es

$$S = \sum_{i=1}^M \left( p_{okt} \left( N_{iT}^{ON} + N_{iT}^{OFF} \right) + p_{okr} \left( N_{iR}^{ON} + N_{iR}^{OFF} \right) + p_b p_{okr} \left( N_{iB}^{ON} + N_{iB}^{OFF} \right) \right) \quad (5.75)$$

Mientras que el número total de paquetes presente en el sistema viene dado por

$$N_p = \sum_{i=1}^M i \left( N_{iT}^{ON} + N_{iR}^{ON} + N_{iB}^{ON} + N_{iT}^{OFF} + N_{iR}^{OFF} + N_{iB}^{OFF} \right) \quad (5.76)$$

De donde aplicando la relación de Little se obtendría el retardo medio de transmisión de un paquete como:

$$D_p = N_p / S \quad (5.77)$$

Y la probabilidad de que un mensaje se pierda debido a que contiene más paquetes de los que pueden caber en el buffer viene dada por:

$$P_L = \frac{N_o^{ON} \Delta(0) + \sum_{i=1}^M \left( N_{iT}^{ON} + N_{iR}^{ON} + N_{iB}^{ON} \right) \Delta(i)}{(1 - P_T) \frac{\beta_{ON}}{\beta_{ON} + \beta_{OFF}} U} \quad (5.78)$$

En el denominador de esta última expresión se ha considerado la aproximación relativa a que  $\beta_{ON}$  y  $\beta_{OFF}$  son mucho mayores que la unidad, por lo que aplica la aproximación de (5.61). En caso contrario, en el denominador aparecería la expresión (5.61) sin aproximar.

El retardo de mensaje vendría dado por:

$$D_m = E[x]E[g] + E[x]N_q + (1 - P_T)(1 - P_L) \frac{\beta_{ON}}{\beta_{ON} + \beta_{OFF}} \frac{E[x^2]}{2} \quad (5.79)$$

donde  $E[x]$  y  $E[x^2]$  se definen en (5.50) y (5.51) mientras que  $N_q$  corresponde al número medio de paquetes que esperan en el buffer cuando se produce una llegada de mensaje, lo que únicamente ocurre en el caso ON, de modo que viene dado por:

$$N_q = \frac{\sum_{i=1}^M (i-1) \left( N_{iT}^{ON} + N_{iR}^{ON} + N_{iB}^{ON} \right)}{N_o^{ON} + \sum_{i=1}^M \left( N_{iT}^{ON} + N_{iR}^{ON} + N_{iB}^{ON} \right)} \quad (5.80)$$

A su vez  $E[g]$  es el cociente entre el número medio de paquetes  $N_p$  y de mensajes  $N_M$  que llegan en una trama, calculados como:

$$N_M = N_o^{ON} (1 - P_T - \Delta(0)) + \sum_{i=1}^M \left( N_{iT}^{ON} + N_{iR}^{ON} + N_{iB}^{ON} \right) (1 - P_T - \Delta(i)) \quad (5.81)$$

$$\begin{aligned} N_p &= N_o^{ON} \sum_{j=1}^M jP(j) + \sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^{M-i} jP(j) \left( N_{iT}^{ON} + N_{iR}^{ON} + N_{iB}^{ON} \right) = \\ &= N_o^{ON} \frac{(1-(M+1)P_o^M + MP_o^{M+1})(1-P_T)}{1-P_o} + \sum_{i=1}^M \frac{(1-(M-i+1)P_o^{M-i} + (M-i)P_o^{M-i+1})(1-P_T)}{1-P_o} \left( N_{iT}^{ON} + N_{iR}^{ON} + N_{iB}^{ON} \right) \end{aligned} \quad (5.82)$$

y que proporciona

$$E[g] = \frac{N_p}{N_M} \quad (5.83)$$

### 5.2.3. Validación del modelo de Markov mediante simulación

Una vez ha sido desarrollado el modelo analítico para estudiar el comportamiento de la estrategia de retransmisión ARQ híbrida del tipo II, el siguiente paso consiste en efectuar una validación del modelo desarrollado por comparación mediante simulaciones.

Con este objetivo, se han efectuado diversas simulaciones para diferentes valores de los parámetros involucrados. Algunos ejemplos representativos se muestran en la Figura 5.13, que presenta el retardo medio de mensaje en función del número de usuarios registrados en el sistema, en la Figura 5.14, que muestra la comparación entre la simulación y el modelo a nivel de *throughput* y por último en la Figura 5.15, que presenta la comparación a nivel de probabilidad de pérdida de mensaje por no tener cabida en el buffer. En todos los casos se ha tomado como referencia un código corrector del tipo BCH recortado (1000,500), con una capacidad correctora de 54 errores, que es el utilizado por ejemplo en [65]. Dicho código se obtiene a partir del código BCH (1023,523) por medio de un recorte de 23 bits.

A nivel cualitativo, de la observación de la gráfica que relaciona el retardo de los mensajes con el número de usuarios en el sistema para una tasa de generación de mensajes fija (Figura 5.13), se deduce la existencia de tres zonas bien diferenciadas:

- *Región A*: Corresponde al caso en que el número de usuarios registrado es pequeño. La interferencia que existe en el sistema es reducida, lo que permite que los paquetes se transmitan correctamente en el primer intento, por lo que no se hace uso normalmente del envío de redundancias.

- *Región B*: A medida que existen más usuarios en el sistema, la interferencia pasa a tomar valores mayores, lo que provoca que los paquetes lleguen cada vez en menor número correctamente tras el primer intento y por lo tanto se deba proceder al envío de la redundancia. Sin embargo, gracias a la capacidad correctora existente en el código, los paquetes se podrán recuperar correctamente tras recibir esta redundancia, con lo que el retardo pasa a valer aproximadamente el doble que en el caso anterior. Debe notarse que, si la tasa de llegadas fuera muy grande, esta circunstancia de doblar el retardo podría ser crítica, pues podría ocasionar una acumulación de paquetes en el buffer excesiva.

- *Región C*: Finalmente, la tercera zona corresponde al caso en que el número de usuarios en el sistema es muy grande, de modo que la capacidad correctora no es suficiente para poder entregar los paquetes correctamente y el retardo se hace cada vez mayor originando la saturación de los buffers. A efectos de *throughput* (ver Figura 5.14), esta tercera zona se corresponde con el nivel de carga para el cual el número de paquetes correctamente recibidos por trama empieza a decrecer.

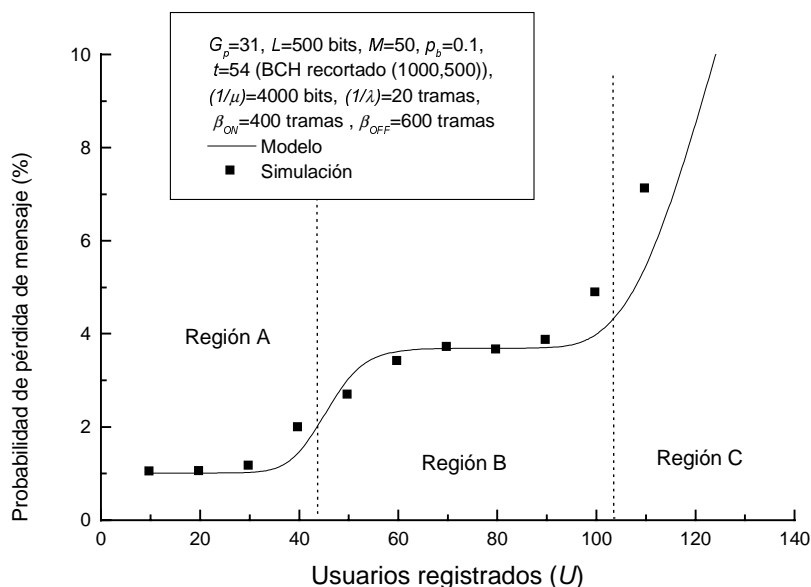


Figura 5.13 Comparación entre el modelo y la simulación a nivel de retardo de mensaje

Las tres regiones comentadas aparecen también en la gráfica de la probabilidad de pérdida de mensaje por no tener cabida en el buffer. El motivo es que existe una relación directa entre el retardo y la ocupación de los buffers, de modo que mientras el retardo de transmisión es pequeño, los buffers están poco ocupados y la probabilidad de perder mensajes es también pequeña. Igualmente, a medida que el retardo de mensaje se incrementa, también lo hace el número de paquetes en el buffer y en consecuencia se empeora en términos de probabilidad de pérdida.

La comparación entre los resultados de las simulaciones y el modelo demuestra un ajuste de este último bastante adecuado a pesar de la aproximación considerada del número de usuarios simultáneos por su valor en régimen permanente. En particular, observando las gráficas comparativas se aprecia como los puntos en los que el modelo se ajusta menos con lo simulado son aquellos en los que se producen transiciones entre las tres regiones

anteriormente comentadas, debido a que es en estas zonas donde la varianza del número de usuarios simultáneo será mayor y por lo tanto la aproximación considerada será menos cierta.

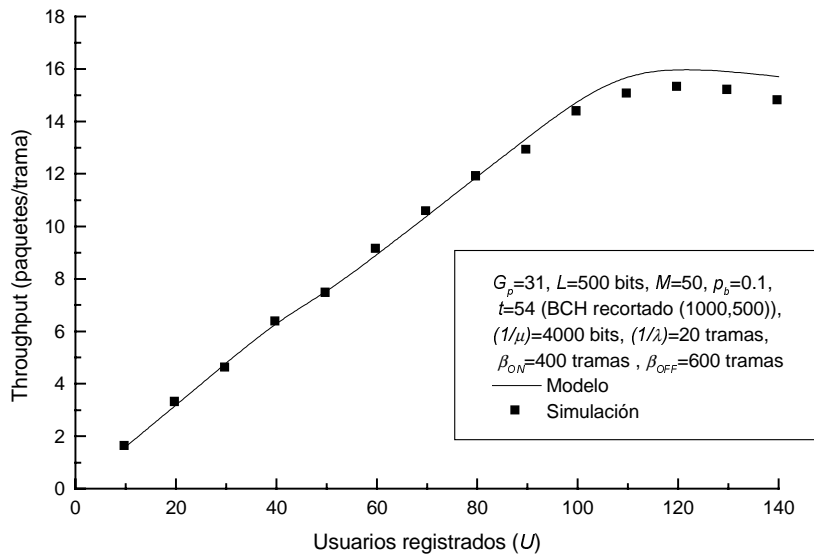


Figura 5.14 Comparación entre el modelo y la simulación a nivel de throughput.

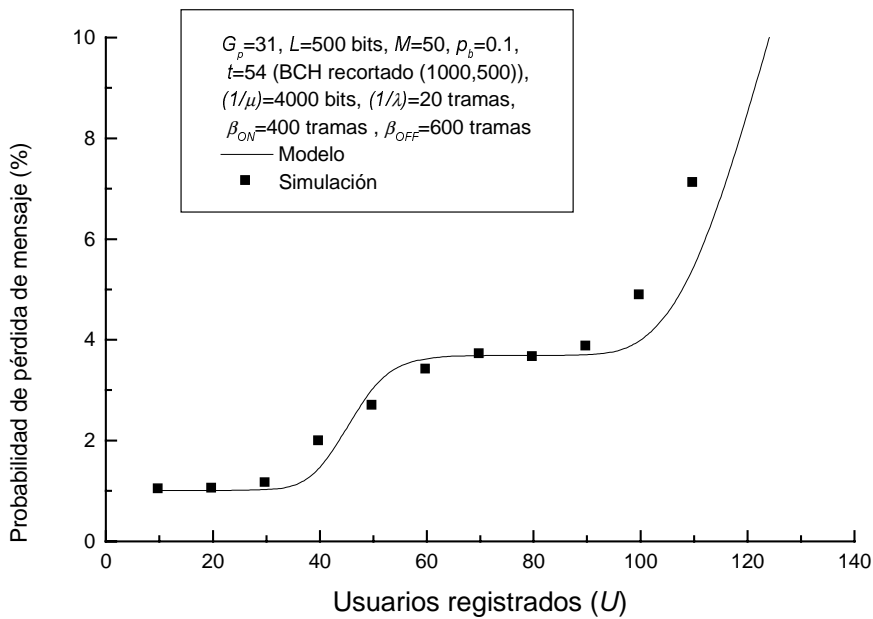


Figura 5.15 Comparación entre el modelo y la simulación a nivel de probabilidad de pérdida de mensaje.

### 5.3. Análisis de prestaciones de la estrategia ARQ híbrida del tipo II

Tras desarrollar en el apartado anterior el estudio analítico de la estrategia de retransmisión ARQ híbrida del tipo II, a continuación se propone evaluar las prestaciones de dicha estrategia por comparación con otros mecanismos de retransmisión como ARQ simple o ARQ híbrido del tipo I y también bajo diferentes valores de algunos parámetros del mecanismo como la probabilidad de retransmisión  $p_b$ , cuyo impacto se analiza en el siguiente subapartado.

#### 5.3.1. Influencia de la probabilidad de retransmisión $p_b$

Para determinar el efecto de la probabilidad de retransmisión sobre las prestaciones de la estrategia ARQ híbrida del tipo II se ha considerado un sistema con 100 usuarios que generan mensajes de longitud media 4000 bits los cuales se trocean en paquetes de  $L=500$  bits a los que se les aplica el código BCH (1000,500) de [65]. Se asume una ganancia de procesamiento de valor  $G_p=63$  con un tamaño de buffer tendiendo a infinito y para obtener las diferentes curvas se varía la tasa de generación de mensajes o equivalentemente la carga ofrecida por usuario. El estudio se ha efectuado con valores de la probabilidad de retransmisión  $p_b$  de 1, 0.5 y 0.1 y los resultados en términos de retardo medio de mensaje se muestran en la Figura 5.16, a la vez que la Figura 5.17 muestra los resultados en términos de *throughput*.

De acuerdo con el esquema ya comentado en el apartado 5.2, la probabilidad  $p_b$  se aplica únicamente cuando la redundancia no ha sido suficiente para corregir el paquete, mientras que cuando se transmite la redundancia por primera vez se hace con probabilidad uno para no demorar el proceso de corrección. Así pues, a modo de ilustración del beneficio aportado por esta estrategia, se presenta también en la Figura 5.16 la comparación respecto del caso en que la probabilidad  $p_b$  se aplicara ya a partir de la primera transmisión de redundancia, tal y como se propone por ejemplo en [72].

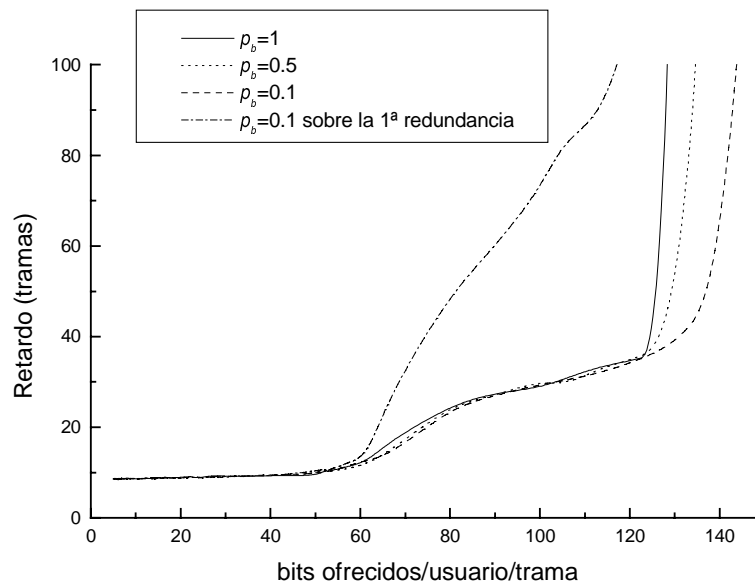


Figura 5.16 Efecto de variar la probabilidad de retransmisión  $p_b$  sobre el retardo.

A la vista de las figuras, las conclusiones que se extraen son las siguientes:

a) La influencia de la probabilidad  $p_b$  se pone de manifiesto para niveles de carga elevados, pues es cuando el sistema no es capaz de recuperar los paquetes ni con el envío de la redundancia. En este caso, se aprecia como el sistema presenta una mayor capacidad al reducir la probabilidad  $p_b$  pues esta reducción se traduce en un menor número de usuarios que transmiten simultáneamente y en consecuencia en una menor interferencia que permite que las transmisiones se lleven a cabo correctamente. Este aspecto se puede observar en la curva de *throughput* (Figura 5.17), en la que se aprecia que para valores bajos de  $p_b$  incluso ante cargas elevadas existe un cierto número de paquetes que se transmiten correctamente, lo que no ocurre para el caso  $p_b=1$ . En cualquier caso, debe puntualizarse que cuando se da esta circunstancia para cargas elevadas, aunque el *throughput* pueda mantener un cierto nivel, el retardo a que se ven sometidos los mensajes puede ser muy elevado pues los valores reducidos de  $p_b$  tienden a retrasar las transmisiones.

b) Respecto de la posibilidad de aplicar la probabilidad  $p_b$  en la transmisión de la primera redundancia, en la Figura 5.16 puede apreciarse como en este caso el retardo tiende a crecer ya para cargas medias, ofreciendo un peor comportamiento que en el caso de emplear la probabilidad a partir de que el paquete no puede ser corregido con la primera redundancia. El motivo de este comportamiento radica en que aplicar  $p_b$  inmediatamente después de haberse recibido erróneamente el paquete inicial sin capacidad correctora retrasa innecesariamente la transmisión de la redundancia aun cuando existe una probabilidad elevada de que, tras su envío el paquete se decodifique correctamente. En consecuencia, resulta mucho más adecuado para aprovechar las ventajas de la técnica ARQ híbrida del tipo II aplicar la probabilidad  $p_b$  únicamente cuando tras la transmisión de la primera redundancia el paquete no se ha podido recuperar de los errores sufridos.

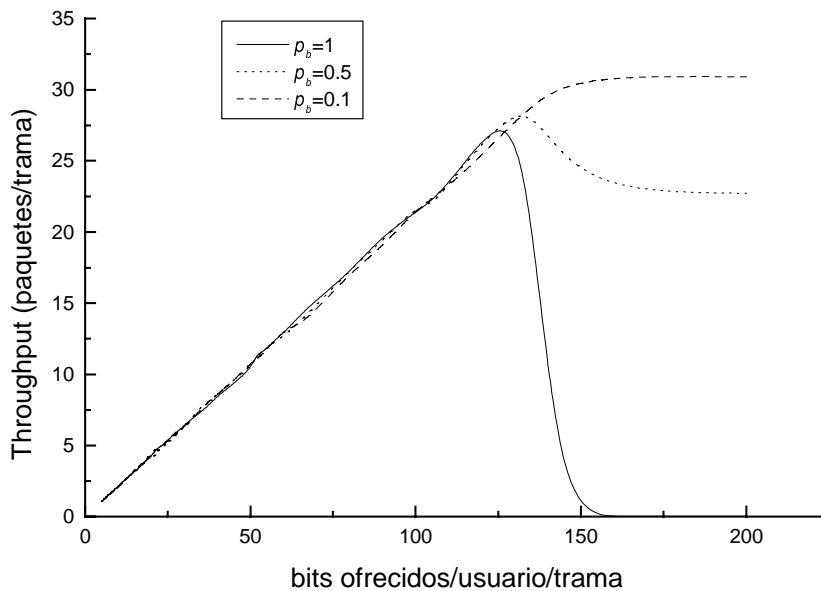


Figura 5.17 Efecto de variar la probabilidad  $p_b$  sobre el *throughput*.

### 5.3.2. Comparación entre las estrategias ARQ y ARQ híbridas de los tipos I y II

Con objeto de corroborar los posibles beneficios de la estrategia ARQ híbrida del tipo II, a lo largo de este apartado se plantea su comparación con las otras dos estrategias de retransmisión ARQ simple y ARQ híbrido del tipo I dentro de un contexto de transmisión por paquetes DS/CDMA. Los aspectos a considerar para la comparación son los siguientes:

- esquema ARQ híbrido del tipo II (de ahora en adelante denominado ARQ-II): De acuerdo con el procedimiento descrito en los apartados anteriores, los usuarios envían paquetes de  $L$  bits sin capacidad correctora y en caso de recibirse con errores se envía la correspondiente redundancia de  $L$  bits, lo que equivale a un código  $(2L, L)$ . Se asume que la ganancia de procesamiento es de valor  $G_p$ , correspondiente a enviar  $L$  bits en cada trama. Caso de ser necesarios posteriores envíos se efectuarían con probabilidad  $p_b$ .

- esquema ARQ simple: Al igual que en el caso ARQ-II, se envían paquetes de  $L$  bits sin capacidad correctora, con una ganancia de procesamiento de valor  $G_p$ . En caso de que el paquete se reciba incorrectamente, se retransmitirá el mismo paquete con probabilidad  $p_b$ .

- esquema ARQ híbrido del tipo I (de ahora en adelante denominado ARQ-I): De acuerdo a esta estrategia, los paquetes se envían ya inicialmente con una cierta capacidad correctora de errores. De este modo, para proporcionar la misma capacidad de transmisión que con el ARQ-II, se asumirá que en cada trama se envía la información haciendo uso del mismo código  $(2L, L)$ . En caso de requerirse retransmisión, se efectuará con probabilidad  $p_b$ . Obsérvese que, en este caso, en cada trama se envían un total de  $2L$  bits, por lo que, para mantener el mismo ancho de banda utilizado para las tres estrategias, será necesario reducir la ganancia de procesamiento de este último caso a la mitad,  $G_p/2$ .

Los tres esquemas descritos se han analizado para diferentes situaciones de carga en el sistema, variando en primer lugar la carga ofrecida por usuario para un número de usuarios fijo y en segundo lugar el número de usuarios para una carga por usuario fija, tal y como se detallará en los dos apartados que a continuación se presentan.

#### 5.3.2.1. Variación de la carga ofrecida por usuario

En primer lugar se consideran las tres estrategias para diferentes cargas por usuario obtenidas de variar la tasa de generación de mensajes  $\lambda$ , con un total de 100 usuarios en el sistema. Se asume una longitud media de mensaje de 4000 bits, los cuales se trocean en paquetes de  $L=500$  bits a los que se aplica el código BCH recortado  $(1000, 500)$  con capacidad correctora  $t=54$ . Sin pérdida de generalidad, se considera que la ganancia de procesamiento correspondiente es de  $G_p=63$ . Se ha considerado además un buffer tendiendo a infinito para evitar la pérdida de mensajes. La probabilidad de retransmisión  $p_b$  es de 0.1.

Los resultados en términos de retardo de mensaje se muestran en la Figura 5.18. Los aspectos a remarcar son los que se indican a continuación:

- a) En primer lugar, la estrategia ARQ simple presenta siempre peores resultados en cuanto a máxima carga soportada que las otras dos estrategias, debido a la ausencia de capacidad correctora, que origina que en el momento en que se produzcan errores en la transmisión inicial los paquetes se acumulen en el buffer, incrementándose su retardo progresivamente. Para cargas bajas, en cualquier caso, no existen diferencias entre esta

estrategia y las otras dos pues para estos niveles de interferencia el número de paquetes erróneamente recibidos es pequeño.

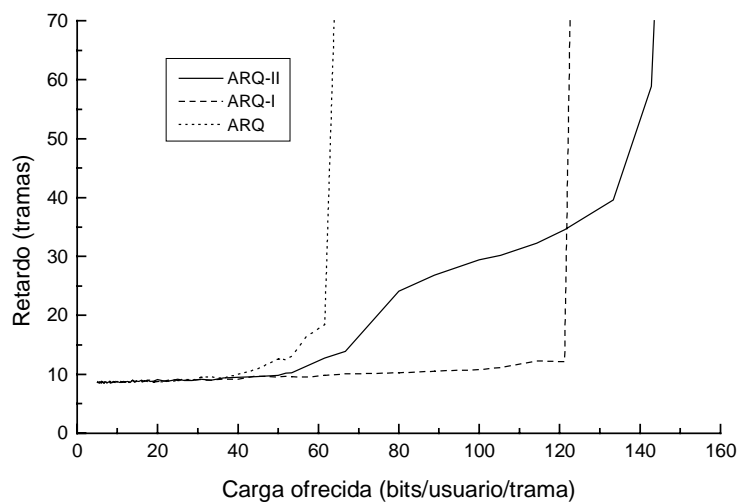


Figura 5.18 Retardo en función de la carga ofrecida.

b) De la comparación entre las técnicas ARQ-I y ARQ-II se desprende que para cargas elevadas ARQ-II goza de una mayor capacidad que ARQ-I, gracias al uso de una mayor ganancia de procesamiento que se traduce en una menor probabilidad de error de bit. Por este motivo, manteniendo igual capacidad correctora en los dos casos al emplearse el mismo código, ARQ-II permite más usuarios transmitiendo simultáneamente.

c) A partir del nivel de carga ofrecida para el que se satura el sistema que emplea ARQ simple, ARQ-II debe hacer uso de dos tramas para poder transmitir correctamente cada paquete, pues prácticamente siempre requiere del envío de la redundancia. Esto origina que el retardo de transmisión de cada paquete se duplique respecto del caso ARQ-I, cuya capacidad correctora en el primer paquete permite evitar las retransmisiones. Consecuentemente, al incrementarse el tiempo de servicio de cada paquete cuando crece la carga ofrecida por usuario, los paquetes tenderán a acumularse en el buffer, con un mayor tiempo de espera en cola. Esto justifica que en ARQ-II el retardo total de mensaje una vez se requiere del envío de la redundancia presente un cierto crecimiento paulatino, siendo superior al doble del retardo en ARQ-I [74].

### 5.3.2.2. Variación del número de usuarios en el sistema

Según se ha visto en el apartado anterior, el hecho de mantener el número de usuarios en el sistema fijo e incrementar la carga ofrecida por cada usuario conduce a una mejora de las prestaciones de ARQ-II sobre ARQ-I que se ve afectada por el valor de dicha carga en tanto que afecta al tiempo de espera en cola de cada mensaje generado. Con el objetivo de mitigar este efecto, se propone mantener la carga ofrecida por cada usuario a un nivel suficientemente bajo como para que el hecho de duplicar el tiempo de transmisión de un paquete no afecte significativamente al tiempo de espera en cola e ir variando progresivamente el número de usuarios en el sistema.



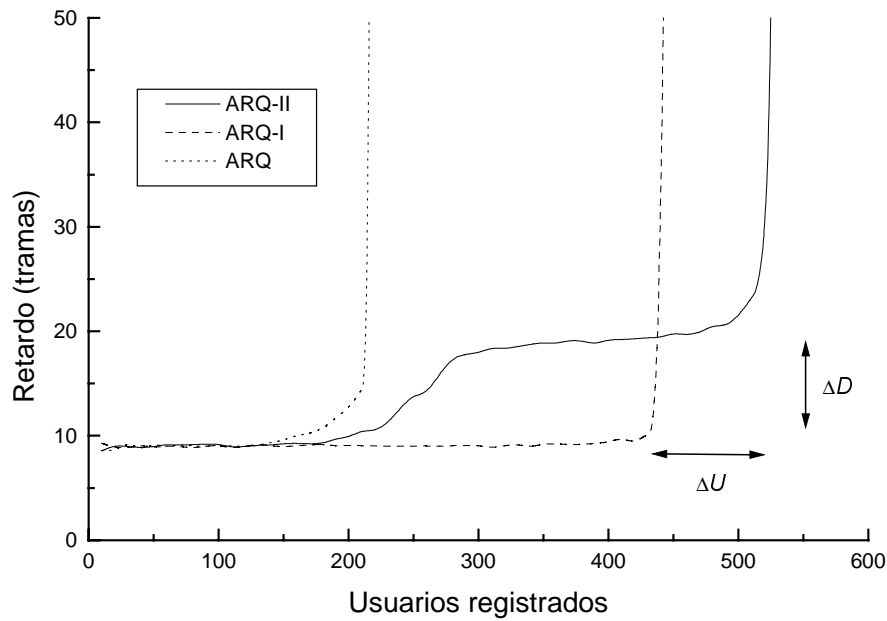


Figura 5.19 Retardo de mensaje en función del número de usuarios en el sistema.

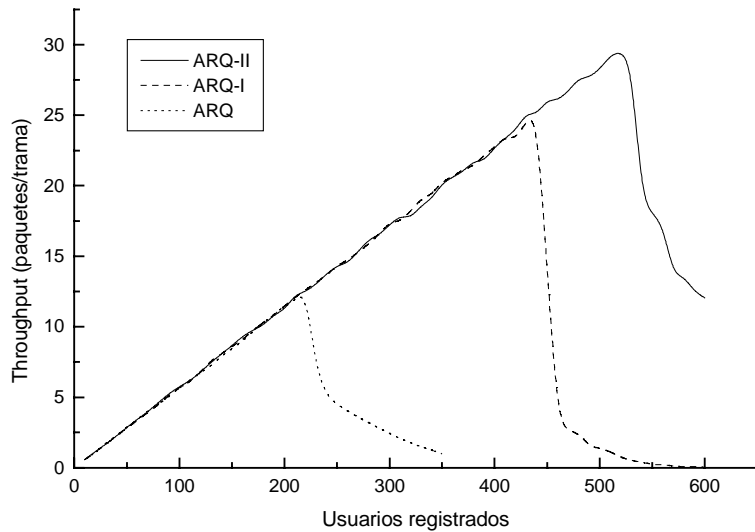


Figura 5.20 Throughput en función del número de usuarios en el sistema.

Así, en la Figura 5.19 y la Figura 5.20 se muestran los resultados obtenidos en términos de retardo y de *throughput*, respectivamente, para una tasa de llegadas igual a 1/150 mensajes/trama y manteniendo los mismos parámetros que en el caso anterior. Como puede apreciarse, las conclusiones que se extraen serían las mismas que en el apartado anterior con la salvedad de que en este caso la penalización incurrida en términos de retardo por la estrategia ARQ-II es menor debido a una menor influencia del retardo de espera en cola que se traduce en un menor crecimiento del retardo total de mensaje. En particular, obsérvese como, a partir del nivel de carga para el que en ARQ-II se requieren los envíos de las

redundancias, el retardo total de mensaje se mantiene aproximadamente al doble que para ARQ-I. En consecuencia, la mayor capacidad proporcionada por ARQ-II (obsérvese por ejemplo la curva de *throughput*) sobre ARQ-I es en este caso a costa de una menor penalización de retardo.

5.3.2.3. Efecto conjunto del número de usuarios y de la carga ofrecida por usuario

A la vista de los dos apartados anteriores, la conclusión general que se puede extraer es que existe una fuerte dependencia entre la mejora que puede ofrecer la estrategia ARQ-II con respecto de ARQ-I y la carga ofrecida por cada usuario. Efectivamente, mientras el límite de ARQ-I está únicamente motivado por el nivel de interferencias, en el caso de ARQ-II existe también un límite debido a que en condiciones de carga media y alta los paquetes requieren del doble de tiempo de transmisión y en consecuencia pueden suponer un incremento del tiempo de espera en cola excesivo que elimine el beneficio aportado por ARQ-II si la carga ofrecida por usuario supera un cierto límite. Así pues, únicamente ARQ-II superará en capacidad a ARQ-I en tanto que la carga ofrecida por usuario sea tal que ambos estén limitados por las interferencias y que el tiempo de espera en cola sea menos relevante, ya que entonces se puede aprovechar la mayor ganancia de procesado de ARQ-II. Por el contrario, a partir del nivel de carga para el que ARQ-II quede limitado por el tiempo de espera en cola, pasará a ser mejor el uso de la técnica ARQ-I [75].

Con objeto de ilustrar esta conclusión, la Figura 5.21 muestra el incremento porcentual en número máximo de usuarios soportado por ARQ-II con respecto a ARQ-I (medida  $\Delta U$  en la Figura 5.19) en función de la carga ofrecida por usuario. Igualmente, la Figura 5.22 presenta la penalización en retardo que supone usar ARQ-II respecto de ARQ-I para el nivel de carga en que se produce la saturación de este último (medida  $\Delta D$  en la Figura 5.19 y expresada como cociente entre retardos).

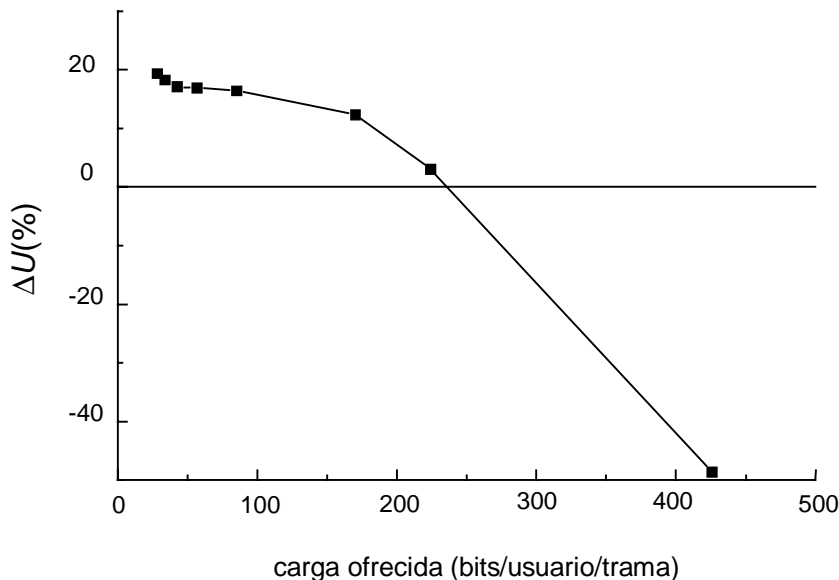


Figura 5.21 Incremento entre el número máximo de usuarios soportado por ARQ-II y por ARQ-I para diferentes valores de la carga ofrecida por usuario.

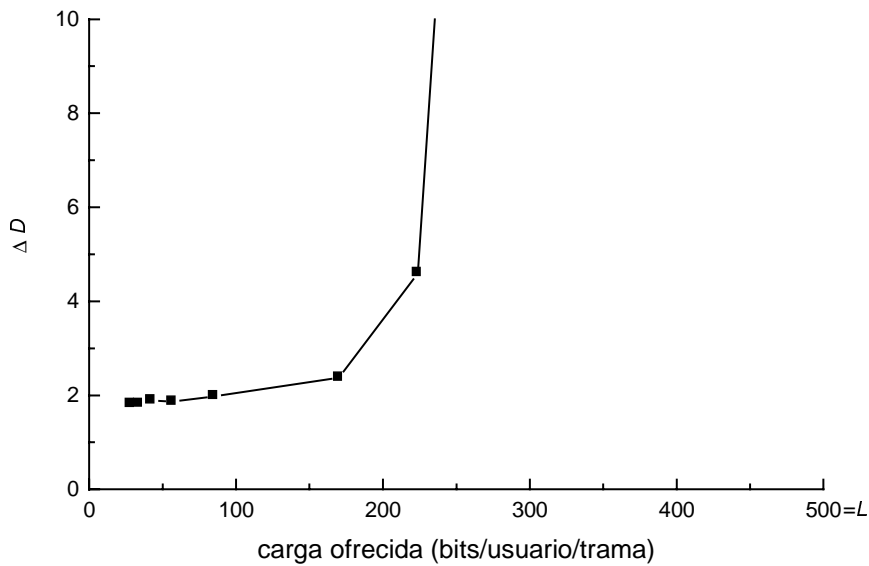


Figura 5.22 Relación entre el retardo de transmisión de mensajes para ARQ-II y ARQ-I para diferentes valores de la carga ofrecida por usuario

Se aprecia como al incrementarse la carga ofrecida por usuario, la diferencia entre el número máximo de usuarios soportado por una y otra estrategia se hace cada vez menor hasta llegar a un nivel de carga para el que resulta preferible utilizar ARQ-I. En particular, este nivel de carga máximo no es otro que  $L/2$  bits/trama, lo cual es lógico desde el punto de vista de que si en ARQ-II los paquetes se transmiten correctamente cada dos tramas, incluyendo la redundancia, la máxima cantidad de información útil por trama que va a poder ser transmitida será de  $L/2$  bits. Desde un punto de vista teórico, se puede justificar por el hecho de que, en la región en la que los paquetes se transmiten correctamente tras dos tramas, cada usuario se puede modelar a nivel de mensajes aproximadamente como un sistema M/G/1 con tiempo de servicio  $2/(1-P_o)$  tramas, siendo  $1/(1-P_o)$  el número medio de paquetes por mensaje. Así, es fácil demostrar, sabiendo que el número de paquetes por mensaje sigue una estadística geométrica, que el segundo momento del tiempo de servicio sería  $4(1+P_o)/(1-P_o)$ , de donde se puede deducir que el tiempo medio de espera de un mensaje en el buffer en función del tiempo medio entre llegadas,  $I$ , será de [57]:

$$E[W] = \frac{2}{((1-P_o)I - 2)} \frac{1+P_o}{1-P_o} \tag{5.84}$$

De aquí se deduce que cuando el tiempo entre llegadas sea  $I_{\min}=2/(1-P_o)$  tramas o, lo que es lo mismo, cuando el número de bits ofrecidos por trama sea de  $L/(I_{\min}(1-P_o))=L/2$ , el tiempo de espera en cola se haría infinito y por lo tanto los paquetes se acumularían indefinidamente.

Por otro lado, en relación a la penalización en términos de retardo presentada en la Figura 5.22 por el hecho de utilizar la estrategia ARQ-II sobre la estrategia ARQ-I, puede apreciarse que para cargas por usuario moderadas esta penalización es de aproximadamente el doble, lo que refleja la necesidad de enviar la redundancia para recuperar los paquetes,

mientras que al incrementarse a carga ofrecida por usuario dicha penalización va en aumento debido a la mayor influencia del tiempo de espera en cola.

### 5.3.3. ARQ-II como alternativa a un algoritmo de cambio de velocidades

#### 5.3.3.1. Motivación

El análisis de ARQ-II llevado a cabo hasta el momento, ha demostrado que para cargas moderadas, esto es, cuando no se requiere del envío de la redundancia para recuperar la información, esta estrategia trabajando con una ganancia de procesamiento  $G_p$  se comporta idénticamente a una estrategia ARQ-I que trabajara con una ganancia de procesamiento  $G_p/2$  y la misma codificación  $(2L,L)$ . Sin embargo, a medida que la carga aumenta, ARQ-II llega a encontrarse en una situación en la que los paquetes de  $L$  bits se transmiten correctamente cada dos tramas, o lo que es lo mismo, la tasa de información que cada usuario está transmitiendo es de  $L/2$  bits/trama, trabajando con una ganancia de procesamiento  $G_p$ . En consecuencia, sería de esperar que, para cargas elevadas, dicha estrategia presentara un comportamiento similar a un esquema ARQ-I que trabajara con  $G_p$ , enviando información codificada según un código  $(L,L/2)$ . Dicho de otro modo, el comportamiento de ARQ-II con una ganancia de procesamiento fija  $G_p$  sería similar al de un esquema ARQ-I que de forma adaptativa pasara de trabajar con  $G_p/2$  a trabajar con  $G_p$  al incrementarse el nivel de interferencia presente en el sistema, tal y como se esquematiza en la Figura 5.23.

Este efecto se muestra en la Figura 5.24, en la que se observa el retardo de una técnica ARQ-II que trabaja con paquetes de  $L=1000$  bits,  $t=108$  y  $G_p=31$  al considerarse llegada de mensajes exponenciales de media 4000 bits cada 150 tramas y  $p_b=0.1$ , respecto de la técnica ARQ-I para los casos de  $L=2000$  bits ( $t=108$  y  $G_p=31$ ) y  $L=1000$  bits ( $t=54$  y  $G_p=15$ ). Efectivamente, se comprueba que para cargas bajas ARQ-II se comporta como ARQ-I con  $G_p=15$ , mientras que para cargas altas se comporta como ARQ-I con  $G_p=31$ . En definitiva el esquema ARQ-II se puede entender como una técnica ARQ-I que aplicara una estrategia adaptativa de cambio de velocidades según la cual los usuarios decidieran reducir o aumentar la velocidad en función del nivel de interferencia presente en el sistema [75], similar a los algoritmos planteados en [21][56] y en el capítulo 4 del presente estudio.

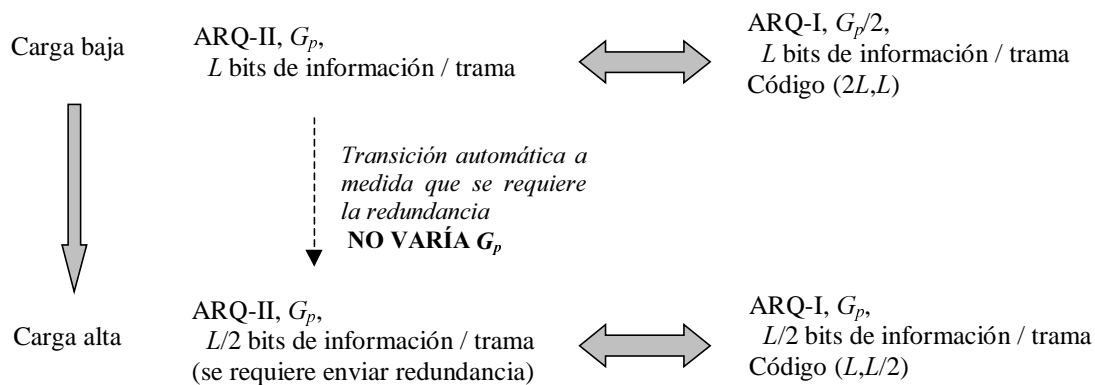


Figura 5.23 ARQ-II actúa como un mecanismo de cambio adaptativo de velocidad

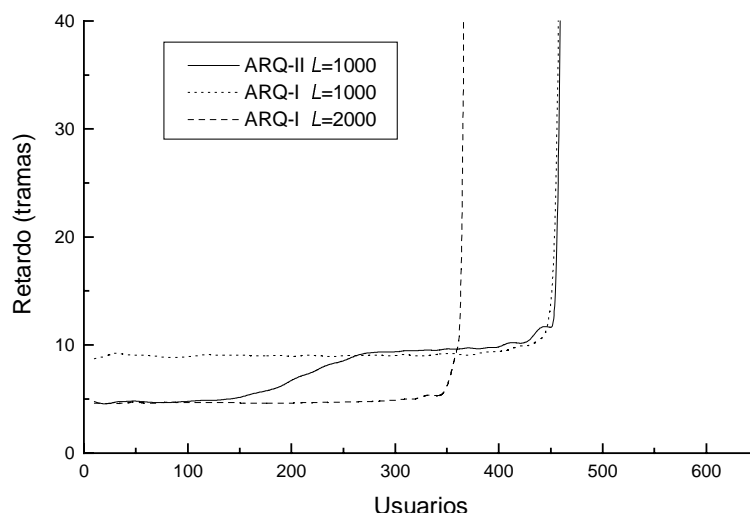


Figura 5.24 Comparación de ARQ-II con ARQ-I para dos velocidades distintas

### 5.3.3.2. Comparación con un algoritmo adaptativo de cambio de velocidades

Quizá el aspecto más ventajoso a considerar de la estrategia ARQ-II como técnica de cambio de velocidades es el hecho de que dicho cambio se realiza a nivel de la sub-capa de enlace LLC, por encima de la sub-capa MAC donde se enmarcaría un algoritmo adaptativo de cambio de velocidad como los descritos en el capítulo anterior. De hecho, existe una diferencia fundamental en el modo de operación de ambos mecanismos: mientras que un algoritmo de cambio de velocidades efectúa la adaptación por medio de una variación del número de bits totales transmitidos en cada trama, ARQ-II realiza la transición de velocidades sin variar dicha tasa de bits por trama sino que realmente lo que hace es variar la tasa de información útil por medio de añadir más bits de redundancia, pero en ningún caso se varía la ganancia de procesamiento empleada. Esta consideración permitiría llevar a cabo la adaptación de velocidades según el nivel de interferencia aun cuando la sub-capa MAC del sistema considerado no lo permitiera si, por ejemplo, no estuviera contemplado el empleo de ganancias de procesamiento variables.

Por el contrario, el problema que presenta ARQ-II frente a un esquema ARQ-I con algoritmo adaptativo de cambio de velocidad es que este último permite aprovechar mucho más el mínimo retardo posible dado por la velocidad máxima de transmisión gracias a que en el momento en que las transmisiones a la velocidad alta empiezan a ser erróneas se produce una transición suave reflejada, como se ha visto en el capítulo anterior, en que la curva de retardo es aproximadamente la envolvente de las curvas de retardo a las velocidades alta y baja. Por el contrario, cuando según la estrategia ARQ-II el número de usuarios es tal que empiezan a producirse fallos en la primera transmisión, lo que ocurrirá para un número de usuarios mucho menor que para el caso ARQ-I donde existe capacidad correctora en el primer paquete, los usuarios pasarán a transmitir correctamente tras el envío de la redundancia, que será equivalente a haber reducido la velocidad, de manera que la curva retardo/usuarios experimentará un salto mucho más brusco entre las dos velocidades, para llegar a saturarse aproximadamente para los mismos niveles que la estrategia ARQ-I con velocidad lenta.

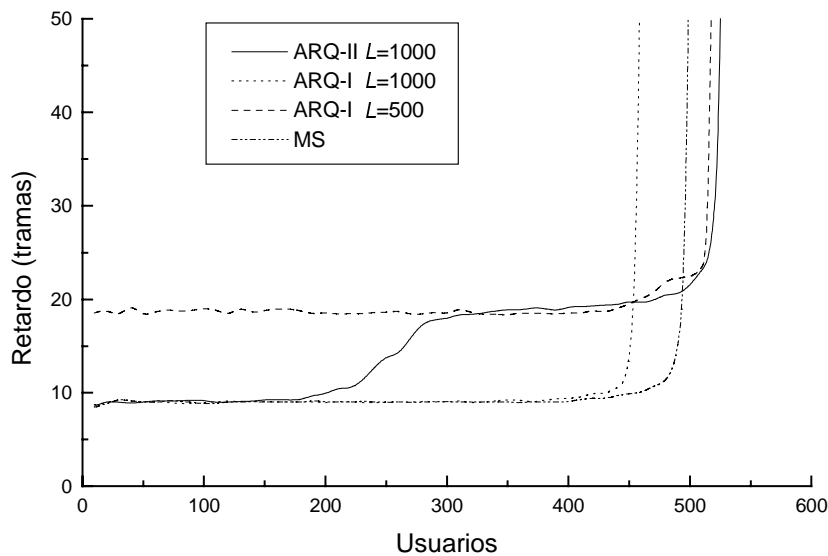


Figura 5.25 Comparación de ARQ-II con algoritmos adaptativos

A efectos comparativos, en la Figura 5.25 se muestra la comparación entre el esquema ARQ-II y el esquema ARQ-I operando con el algoritmo MS planteado en [21][60] y descrito en el capítulo anterior (obsérvese que la comparación con el algoritmo ThMS no sería en este caso válida pues se requeriría de disponer de la información asociada a ISMA-DS/CDMA y en el presente estudio todavía no se ha hecho ninguna consideración sobre el protocolo de acceso a utilizar sino que se asume que todos los usuarios disponen de antemano de los códigos). Los parámetros empleados para la comparación son  $max\_tr=1$ ,  $min\_suc=7$ .

La conclusión general que se extrae de la figura es que las prestaciones obtenidas en cuanto a número máximo de usuarios son similares para las estrategias MS y ARQ-II, aunque esta última es capaz de soportar una capacidad ligeramente mayor, e igual al caso ARQ-I con velocidad baja y constante, debido a que en el momento en que se produce la saturación todos los usuarios de ARQ-II estarán transmitiendo paquetes y redundancia, mientras que en la estrategia adaptativa la varianza de usuarios que trabajan a una u otra velocidad será mayor, empeorando consecuentemente la interferencia. En cualquier caso, existe una penalización en el retardo de mensaje por la estrategia ARQ-II debido al envío necesario de la redundancia.

#### 5.4. Estrategias ARQ en ISMA-DS/CDMA

A continuación, y una vez se ha desarrollado un estudio genérico de las estrategias ARQ en un contexto DS/CDMA, en el presente apartado se plantea el análisis de dichas estrategias sobre el protocolo de acceso ISMA-DS/CDMA FDD con el algoritmo ThMS que fue desarrollado en el capítulo 4. En particular, se considerará la posibilidad de combinar dicho protocolo de acceso con los esquemas híbridos del tipo I y del tipo II.

##### 5.4.1. Definición de los códigos: Cota de Varsharmov-Gilbert

En el presente estudio se tendrán en consideración las 5 velocidades que se emplearon en el análisis de ISMA-DS/CDMA FDD del capítulo 4, y que definen las diferentes longitudes de paquete que se pueden utilizar en cada trama. En consecuencia, es preciso

definir la existencia de códigos que se adapten a estas longitudes y como punto de partida, y a efectos de poder realizar nuevamente la comparación entre ARQ-I y ARQ-II, se considerarán códigos de tasa 1/2.

Por otro lado, con objeto de plantear un análisis genérico sin particularizar sobre ningún código específico, se hará uso de la denominada cota de Varsharmov-Gilbert para obtener un valor de la capacidad correctora de los diferentes códigos en función de su longitud [64].

Dicha cota establece que, dado un código genérico  $(L,k)$ , existe un límite inferior para la capacidad correctora  $t$  que puede conseguirse definido a partir de la desigualdad:

$$2^{L-k} \leq \sum_{i=1}^{2t+1} \binom{L}{i} \tag{5.85}$$

Aplicando esta cota sobre los diferentes valores de  $L$  fijos correspondientes a las velocidades consideradas, se obtienen las capacidades correctoras proporcionadas en la Tabla 5.1 y que serán las que se asumirán para la estrategia ARQ-I. En esta misma tabla, también se presentan, igual como se hizo en el capítulo 4, los valores del número de transmisiones simultáneas  $x_{max}$  que maximizan el *throughput* obtenido para cada una de las velocidades, conjuntamente con el valor de dicho *throughput* máximo  $S_{max}$ . Estos valores se obtienen de la optimización de la expresión:

$$S(x) = x \sum_{i=0}^t \binom{L}{i} \left( \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{3G_p}{2(x-1)}} \right) \right)^i \left( 1 - \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{3G_p}{2(x-1)}} \right) \right)^{L-i} \tag{5.86}$$

Obsérvese igualmente que, siguiendo el mismo planteamiento que se tomó en el capítulo 4 en ausencia de codificación, los valores de  $x_{max}$  de la Tabla 5.1 proporcionan el valor de los umbrales a aplicar por el algoritmo de cambio de velocidades ThMS en conjunción con ARQ-I. Esto es, se pueden considerar los siguientes umbrales:

$$\text{umbral\_4}=17, \text{ umbral\_3}=34, \text{ umbral\_2}=65, \text{ umbral\_1}=123 \tag{5.87}$$

Tabla 5.1 Velocidades consideradas en el caso ARQ-I

$G_p$	$k$	$L$	$t$	$x_{max}$ (usuarios)	$S_{max}$ (paquetes/trama)
256	75	150	8	240	216.0
128	150	300	16	123	114.6
64	300	600	33	65	62.0
32	600	1200	66	34	32.9
16	1200	2400	122	17	16.8

Como puede apreciarse, por comparación con los valores obtenidos en el capítulo 4 (ver Tabla 4.2), el número de usuarios simultáneo que puede tolerarse en el sistema es

notablemente mayor con la estrategia ARQ-I gracias a la codificación incorporada con capacidad de corrección de errores. Sin embargo, el precio a pagar será que para una misma velocidad de transmisión (una misma ganancia de procesado) el número de bits útiles que se estarán transmitiendo será la mitad que en el caso de no emplearse codificación, lo que se traducirá en un incremento del retardo de los mensajes.

#### 5.4.2. Consideraciones respecto al esquema ARQ híbrido del tipo II en ISMA-DS/CDMA FDD con algoritmo ThMS

Si bien la adaptación del esquema ARQ híbrido del tipo I sobre el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con ThMS es inmediata una vez definidos los códigos, pues el esquema empleado es el mismo que en el caso de no emplearse codificación, cuando se utiliza la estrategia de retransmisión ARQ híbrida del tipo II sí que hay que tener en cuenta algunos aspectos adicionales sobre el algoritmo de cambio de velocidad.

a) Para contabilizar las transmisiones erróneas consecutivas de un cierto paquete, únicamente se tienen en consideración aquellos paquetes que no se pueden recuperar tras el envío de la redundancia, pero no los paquetes iniciales sin capacidad correctora que lleguen con errores. De no hacerse así se estarían forzando cambios de velocidad en casos en los que simplemente con el envío de la redundancia se podría recuperar el paquete enviado. Por el contrario, en relación al cómputo de las transmisiones correctas consecutivas, se consideran éxitos de un paquete tanto las transmisiones iniciales correctas como las recuperaciones de los paquetes tras el envío de la redundancia.

b) Como consecuencia del punto anterior, nunca se cambiará de velocidad entre el envío de un paquete inicial y su redundancia correspondiente. Esto garantiza que la redundancia recibida siempre tendrá la misma cantidad de  $L$  bits que el paquete inicial, lo que es necesario para aplicar el proceso de corrección sobre la palabra código recibida.

c) Cuando se produce un cambio de velocidad debido a que un paquete contiene más errores de los que se pueden corregir, es preciso volver a codificar dicho paquete haciendo uso del código correspondiente a la nueva velocidad. De este modo, y cuando esto ocurra, el proceso definido para ARQ-II de envío alternativo de paquete inicial y redundancia hasta lograr la corrección de la información, deberá volverse a empezar con el envío de un paquete inicial que no podrá hacer uso de las redundancias previas.

Para el cálculo de los umbrales adecuados para ThMS según el esquema ARQ-II, y siguiendo el mismo procedimiento empleado para el caso ARQ-I y en el caso de no utilizarse codificación en el capítulo anterior, es preciso determinar la expresión a maximizar correspondiente al número de transmisiones correctas cuando en el sistema existen  $x$  transmisiones simultáneas, similar a (5.86).

Para la determinación de esta expresión según ARQ-II, considérese que existen en una trama dada  $x$  transmisiones simultáneas con ganancia de procesado  $G_p$ , de las cuales  $x_1$  corresponden a transmisiones iniciales sin capacidad correctora y  $x_2$  corresponden a envíos de redundancia tras los que se podrá efectuar el proceso de corrección. Así, mientras las  $x_1$  primeras se recibirán correctamente con probabilidad  $p_{okt}$  dada por la expresión (5.7) con  $N_{\bar{a}}=x$  usuarios simultáneos, las  $x_2$  segundas se podrán decodificar correctamente con probabilidad  $p_{okr}$  dada por la relación (5.10). En consecuencia, el *throughput*  $S$  (paquetes/trama) vendrá dado por:



$$S = x_1 p_{okt} + x_2 p_{okr} \quad (5.88)$$

Por otra parte, hay que tener presente que el valor de  $x_2$  dependerá del número de paquetes iniciales  $x_1$  y de la probabilidad  $1-p_{okt}$  de que dichos paquetes no sean correctamente recibidos conjuntamente con la probabilidad  $p_{okr}$  de que los sucesivos procesos de corrección fallen. Así:

$$x_2 = x_1 (1 - p_{okt}) \sum_{i=0}^{\infty} (1 - p_{okr})^i = x_1 \frac{1 - p_{okt}}{p_{okr}} \quad (5.89)$$

De este modo, sustituyendo (5.89) en (5.88) y teniendo en cuenta que  $x_1 + x_2 = x$ , se puede expresar el *throughput*  $S$  como:

$$S = x \frac{p_{okr}}{1 + p_{okr} - p_{okt}} \quad (5.90)$$

Así, bastará con maximizar esta expresión en función de  $x$  para cada una de las diferentes velocidades consideradas teniendo en cuenta los códigos empleados, que serán los mismos que en el caso ARQ-I, para determinar los umbrales como:

$$umbral\_4=18, \quad umbral\_3=34, \quad umbral\_2=68, \quad umbral\_1=134 \quad (5.91)$$

### 5.4.3. Evaluación de prestaciones

A continuación se presentan algunos resultados de simulaciones para validar el comportamiento de las estrategias ARQ-I y ARQ-II conjuntamente con el protocolo ISMA-DS/CDMA. Para las simulaciones se ha tomado un total de  $N=600$  usuarios registrados que comparten un conjunto de  $K=300$  códigos y que generan mensajes de longitud exponencial de media 6000 bits. Además de los umbrales establecidos, se consideran como parámetros del algoritmo ThMS los valores  $min\_suc=7$  y  $max\_tr=1$ .

Así, en la Figura 5.26 y en la Figura 5.27 se muestran las características de *throughput* y de retardo de mensaje, respectivamente, para el caso de emplearse el protocolo de acceso ISMA-DS/CDMA FDD con ARQ-I cuando se utilizan velocidades fijas y cuando se emplea el algoritmo ThMS. Igualmente, la Figura 5.28 y la Figura 5.29 muestran las mismas estadísticas para el caso ARQ-II. Los aspectos a destacar de estas figuras son los siguientes:

- a) El algoritmo de cambio de velocidades ThMS es capaz también en un entorno con estrategias de retransmisión de ofrecer un buen comportamiento adaptativo tanto en el caso ARQ-I como en ARQ-II, lo que se refleja en las figuras tanto de *throughput* como de retardo a través de un seguimiento aproximado de la envolvente correspondiente a las curvas de velocidades fijas.
- b) Al comparar las capacidades máximas de transmisión obtenidas en el caso de emplear codificación y de no emplearla, se aprecia como mediante los esquemas de retransmisión se obtiene un máximo *throughput* alrededor de 17000 bits/trama mientras que en el caso de no emplearse la codificación el *throughput* se situaba alrededor de los 10000 bits/trama, tal y como se vio en el capítulo 4.

c) A diferencia de lo que ocurría en caso de no emplearse codificación, en los casos de ARQ-I y ARQ-II se aprecia como el trabajar con velocidades de transmisión menores no se traduce directamente en un mayor *throughput* global del sistema en bits/trama. Así, observando las curvas para velocidades fijas, se ve como se puede llegar a obtener un *throughput* ligeramente mayor con velocidades mayores (ganancias de procesamiento bajas) que con otras velocidades más pequeñas. Esto es así porque, si bien al aumentar la ganancia de procesamiento se permite un número de transmisiones simultáneas mayor, al estarse enviando también menos bits en cada una de ellas la tasa neta de transmisión global puede verse reducida.

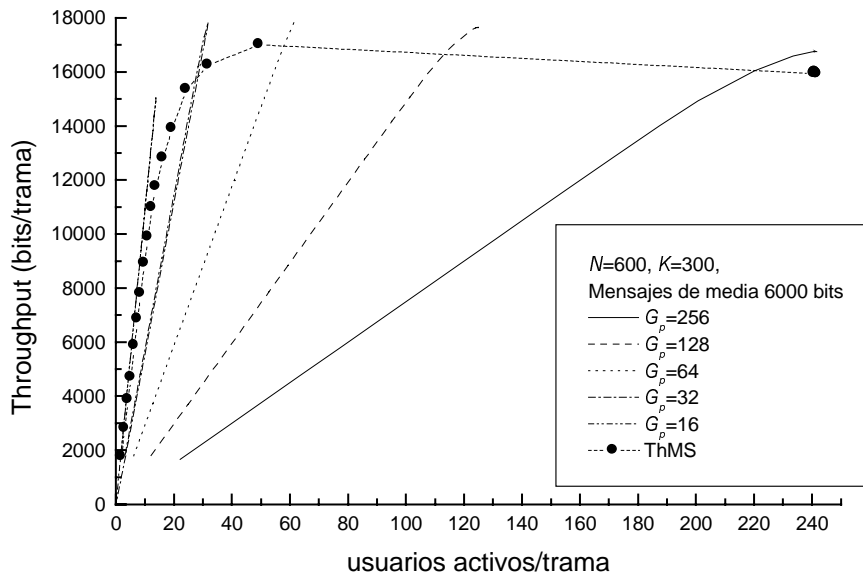


Figura 5.26 Throughput utilizando ARQ-I para diferentes velocidades y con el algoritmo ThMS

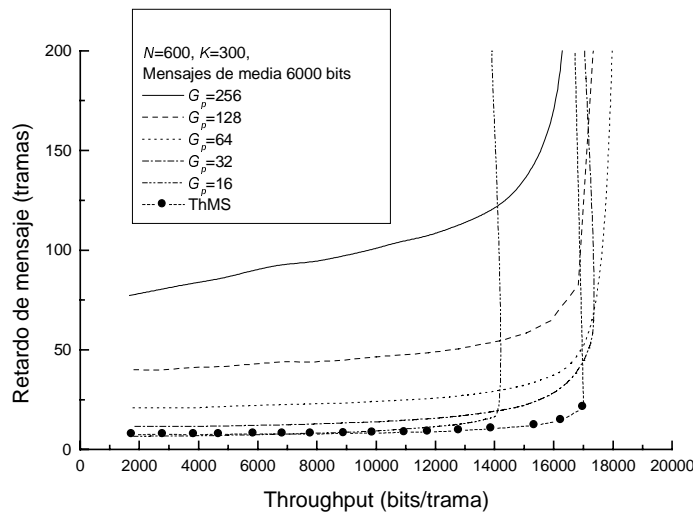


Figura 5.27 Característica throughput – retardo de mensaje con ARQ-I para diferentes velocidades y con el algoritmo ThMS

d) En las figuras relativas a ARQ-II se aprecia el mismo comportamiento que se ha observado en ausencia del protocolo ISMA-DS/CDMA. En particular, existe en primer lugar una región para cargas bajas en la que todos los paquetes transmitidos son correctamente recibidos a la primera, sin requerir la redundancia. Igualmente, existe una segunda región para cargas mayores en la que se precisa del envío de la redundancia para poder corregir errores, y que en la gráfica de *throughput* se manifiesta en un cambio de pendiente de la gráfica a la mitad, pues en general la mitad de los paquetes transmitidos son iniciales y la otra mitad redundancias, con lo que sólo la mitad de las transmisiones corresponderán a paquetes correctamente decodificados. Esta región en la curva de retardo se refleja en un incremento de retardo de aproximadamente el doble.

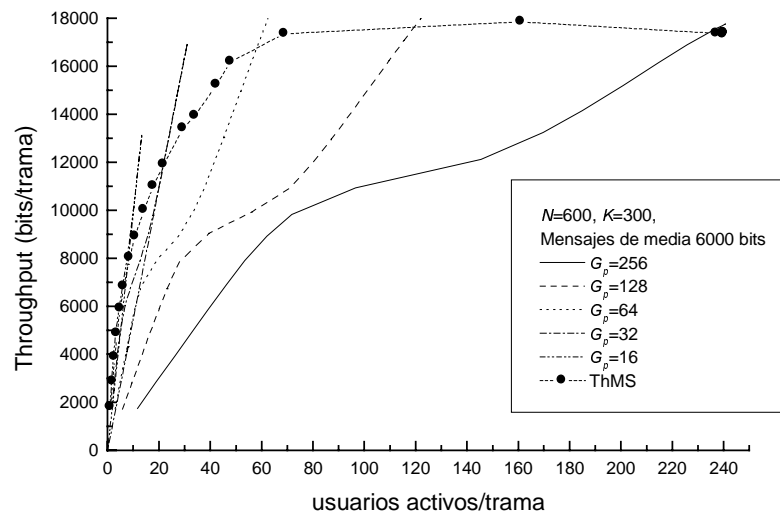


Figura 5.28 Throughput del esquema ARQ-II para diferentes velocidades y para ThMS

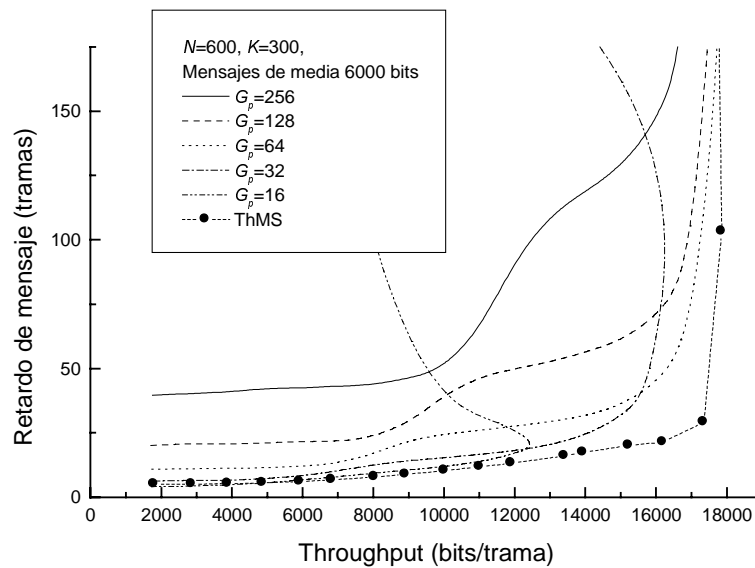


Figura 5.29 Característica throughput – retardo de mensaje para el esquema ARQ-II con diferentes velocidades y con el algoritmo ThMS

e) En la Figura 5.30 se muestra la comparativa entre los esquemas ARQ-II y ARQ-I en términos de retardo. De esta comparación, en primer lugar, destaca el hecho de que, para cargas bajas, el retardo al emplear ARQ-II es inferior al de emplear ARQ-I, gracias a que para la mínima ganancia de procesamiento empleada  $G_p=16$ , los paquetes enviados mediante el esquema ARQ-II contienen la totalidad de los bits útiles, mientras que los de ARQ-I contienen la mitad de bits de redundancia. Esto se traduce en un retardo superior en la transmisión del mensaje. A medida que se incrementa la carga, se aprecia un aumento del retardo de ARQ-II motivado por las transmisiones efectuadas de la redundancia que requieren de una trama adicional para recuperar cada paquete. Finalmente, para cargas altas, el comportamiento de las dos estrategias es bastante similar aunque con una ligera mayor capacidad para ARQ-II.

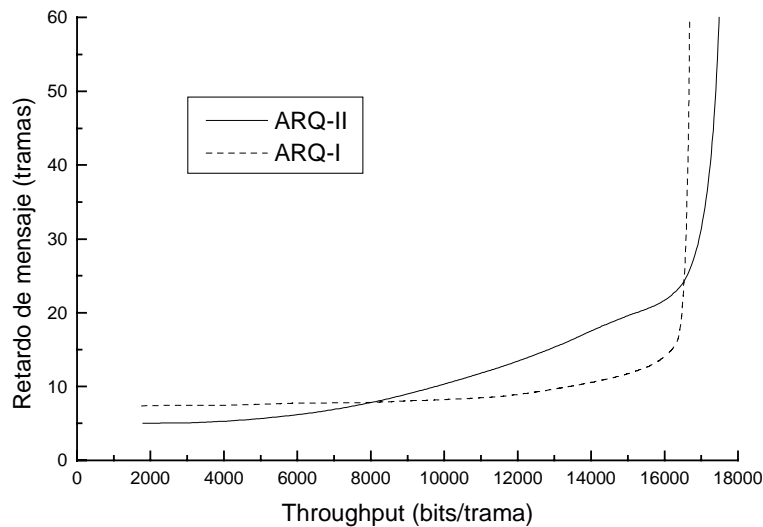


Figura 5.30 Comparación entre ARQ-II y ARQ-I en ISMA-DS/CDMA FDD con algoritmo ThMS

### 5.5. Conclusiones

En el presente capítulo se ha analizado el impacto de las estrategias de retransmisión a nivel de enlace lógico LLC para incrementar la capacidad de un sistema de transmisión por paquetes DS/CDMA gracias a la incorporación de codificación y de retransmisiones que garantizan que la información entregada está libre de errores. De entre las estrategias analizadas, se ha hecho especial énfasis en la técnica ARQ híbrida del tipo II, que proporciona una cierta capacidad de adaptación al entorno de transmisión por medio de enviar la redundancia únicamente cuando es preciso, de modo que si el sistema presenta un nivel de interferencia reducido se puede aprovechar al máximo la capacidad de transmisión sin incluir redundancia. Las conclusiones más relevantes que se pueden extraer de este estudio son las siguientes:

- Se ha desarrollado un modelo analítico basado en cadenas de Markov para la caracterización del esquema ARQ-II en un contexto de transmisión por paquetes DS/CDMA para fuentes de tráfico de Poisson y ha sido extendido para fuentes de naturaleza ON/OFF. Dicho modelo ha permitido la consideración de tráfico orientado a mensajes en presencia de buffer en los transmisores con una reducción en el número de estados del sistema considerable respecto a otros modelos existentes en la literatura, independizando el número de estados de la capacidad

correctora del código. Mediante este modelo se han conseguido unos resultados suficientemente ajustados a los obtenidos mediante simulación.

- A través de la técnica de análisis del punto de equilibrio se ha estudiado la estabilidad del esquema ARQ-II y se ha observado que bajo diferentes valores de alguno de sus parámetros, es posible que el sistema presente un comportamiento biestable, sin un régimen permanente definido sino que puede variar aleatoriamente entre dos estados. Dicho comportamiento es indeseable pues sólo uno de los puntos de equilibrio se corresponde con un nivel de *throughput* adecuado. Se ha comprobado como, en general, este comportamiento se da únicamente para valores de la probabilidad de retransmisión  $p_b$  elevados que no son habitualmente utilizados.

- En relación a la probabilidad de retransmisión  $p_b$ , se ha efectuado un estudio para diferentes valores de este parámetro en ARQ-II, llegándose a la conclusión que resulta deseable en términos de capacidad máxima del sistema el emplear valores pequeños. Igualmente, se ha analizado la posibilidad de aplicar esta probabilidad de retransmisión directamente después de una transmisión de un paquete inicial que haya sido erróneamente recibido. Se ha comprobado que resulta contraproducente este uso de la probabilidad frente al caso de aplicarla tan solo cuando un proceso de corrección de errores no ha sido satisfactorio, debido a que supone retrasar innecesariamente el envío de la redundancia que resulta fundamental para recuperar el paquete.

- Respecto de la comparación con el esquema ARQ simple y con el esquema ARQ híbrido del tipo I, se ha comprobado en primer lugar que ARQ-II y ARQ-I ofrecen una mayor capacidad que ARQ simple gracias a las facilidades de corrección de errores que incorporan. Por otro lado, la comparación entre ARQ-II y ARQ-I con igual código empleado permite concluir que para cargas bajas ambos esquemas proporcionan el mismo retardo de mensaje, mientras que a medida que el número de usuarios se incrementa, la necesidad de efectuar el envío de la redundancia con ARQ-II introduce un retardo adicional de aproximadamente el doble que en ARQ-I. En contrapartida, para cargas elevadas, el hecho de que para transmitir la misma información útil ARQ-II pueda emplear una ganancia de procesado superior que ARQ-I le dota de una mayor capacidad.

- La mayor capacidad proporcionada por ARQ-II respecto de ARQ-I está supeditada a que la carga ofrecida por usuario sea a lo sumo de  $L/2$  bits por trama, siendo  $L$  la longitud del paquete enviado en cada trama. Esto es así debido a la necesidad en ARQ-II de disponer de dos tramas para enviar cada paquete de  $L$  bits cuando se requiere de la redundancia para recuperar los errores. En caso de que el nivel de carga ofrecido por usuario sea superior a este límite, los paquetes tenderían a acumularse indefinidamente en el buffer transmisor.

- Se ha comprobado como el esquema ARQ-II se puede contemplar como una técnica de cambio adaptativo de velocidad llevada a cabo desde el nivel LLC, es decir, sin necesidad de modificar la ganancia de procesado  $G_p$  empleada. Esto es así pues, para cargas bajas, su comportamiento es análogo al del esquema ARQ-I con  $G_p/2$  mientras que para cargas elevadas el comportamiento pasa a ser como el de ARQ-I con ganancia de procesado  $G_p$  pues se requiere del envío de la redundancia para recuperar la información. En cualquier caso, el modo de funcionamiento de ARQ-II es tal que la transición de velocidades se efectúa de forma más brusca al incrementarse la carga que, por ejemplo, con un algoritmo de cambio de velocidades que se realizara desde la capa de acceso al medio.

- Por último, se han estudiado los esquemas ARQ-I y ARQ-II en el contexto del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con el algoritmo de cambio de velocidades ThMS. Se ha observado como las prestaciones de dicho algoritmo continúan siendo adecuadas en presencia de estos esquemas de retransmisión a la vez que mejoran la capacidad del sistema gracias a la capacidad de codificación incorporada.

- De la comparación de ARQ-I y ARQ-II en ISMA-DS/CDMA FDD con algoritmo ThMS se ha concluido que, dado un conjunto fijo de velocidades posibles, para cargas bajas el esquema ARQ-II garantiza un menor retardo medio al aprovechar al máximo la capacidad de transmisión sin requerir el envío de redundancia. Por el contrario, al incrementarse la carga, la necesidad de enviar la redundancia se traduce en un retardo superior para ARQ-II, existiendo finalmente una capacidad máxima conseguida similar entre los dos esquemas para cargas elevadas.

## **6. CALIDAD DE SERVICIO EN SISTEMAS DE TRANSMISIÓN POR PAQUETES BASADOS EN ISMA-DS/CDMA FDD**

### **6.1. Introducción**

Quizá uno de los aspectos más importantes al que los futuros sistemas de comunicaciones móviles de tercera generación deberán hacer frente es la capacidad para ofrecer un amplio abanico de servicios multimedia, que presentan estadísticas de tráfico muy diferentes de los habituales servicios de voz, al estar constituidos básicamente por tráfico a ráfagas. Estos servicios deberán ser ofrecidos bajo un conjunto de garantías de Calidad de Servicio (QoS, del inglés *Quality of Service*) que también difieren notablemente de las propias de los sistemas destinados a la transmisión de voz. Dichas garantías deben incorporar tanto aspectos relacionados con el retardo en la transmisión que se va a poder tolerar como otros relacionados con la máxima tasa de error, y todas ellas son directamente dependientes del servicio en cuestión y de sus necesidades de interactividad y robustez frente a errores de transmisión. Bajo estas consideraciones, deberá ser posible la coexistencia de aplicaciones de voz, con requerimientos restrictivos en lo que a retardo se refiere y bajos requerimientos de tasa de errores, con otras aplicaciones de datos, que serán mucho más sensibles a las pérdidas que se puedan originar pero que presentarán una tolerancia superior en términos de retardo.

Dentro de este contexto, se hace patente la necesidad de incorporar mecanismos de transmisión que difieren de los habitualmente utilizados para servicios en modo circuito, lo que se ha traducido en el desarrollo de sistemas de transmisión en modo paquete, que permitan un mejor aprovechamiento de los recursos disponibles a la vez que preserven unas calidades de servicio específicas. El protocolo de acceso múltiple ISMA-DS/CDMA FDD desarrollado en los capítulos anteriores es una muestra de este tipo de mecanismos, como lo serían igualmente otros protocolos como S-ALOHA o DQRAP. Sin embargo, cuando se desea incorporar calidad de servicio, algunos aspectos adicionales que deben ser tenidos en consideración son los que se detallan a continuación:

- Este tipo de protocolos presentan un cierto componente aleatorio en el acceso, existiendo una gradación que iría desde los mecanismos puramente aleatorios como S-ALOHA hasta otros que presentan una aleatoriedad prácticamente nula como los mecanismos de sondeo o *polling*, a costa de una menor flexibilidad para adaptarse a las variaciones del tráfico. En cualquier caso, este componente aleatorio dificulta la posibilidad de incorporar, mediante los protocolos de acceso por sí solos, garantías específicas de calidad de servicio sobre las transmisiones a efectuar.

- Del mismo modo, y considerando la coexistencia de servicios con diferentes requerimientos de calidad, será necesario efectuar una distinción entre los usuarios involucrados para procurar que la calidad específica sea satisfecha para todos ellos. Incluso dentro de un conjunto de usuarios pertenecientes a un mismo servicio será preciso efectuar distinciones en función del tiempo que pueda haber transcurrido desde que llegaron al sistema o de la cantidad de información que deseen enviar, y que conduzcan a una cierta priorización en la asignación de recursos entre los usuarios que deseen transmitir en un momento dado. Por lo tanto, la característica de equitatividad en la gestión de recursos requerida en el diseño de un protocolo de acceso al medio debe romperse para poder hacer frente a los diferentes requerimientos, haciendo uso de algoritmos de asignación apropiados.

- Finalmente, y para poder garantizar que todos los usuarios existentes en el sistema en un momento dado puedan ver satisfechos sus requerimientos de calidad, será preciso habilitar mecanismos de control que determinen si un nuevo usuario puede o no ser aceptado en el sistema a fin de no comprometer la calidad ofrecida al resto de usuarios ya aceptados.

En base a estas consideraciones, es preciso complementar la funcionalidad del protocolo de acceso al medio con otras funciones que permitan satisfacer las citadas garantías de calidad para todos los usuarios. En particular, dentro de este estudio se ha identificado un conjunto de tres funcionalidades que surgen al abordar la gestión de calidad de servicio para sistemas de transmisión por paquetes en un contexto DS/CDMA FDD, y que difieren de las habitualmente consideradas para los sistemas en modo circuito. La interrelación entre estas funcionalidades se muestra en la Figura 6.1 y a continuación se detalla cada una de ellas.

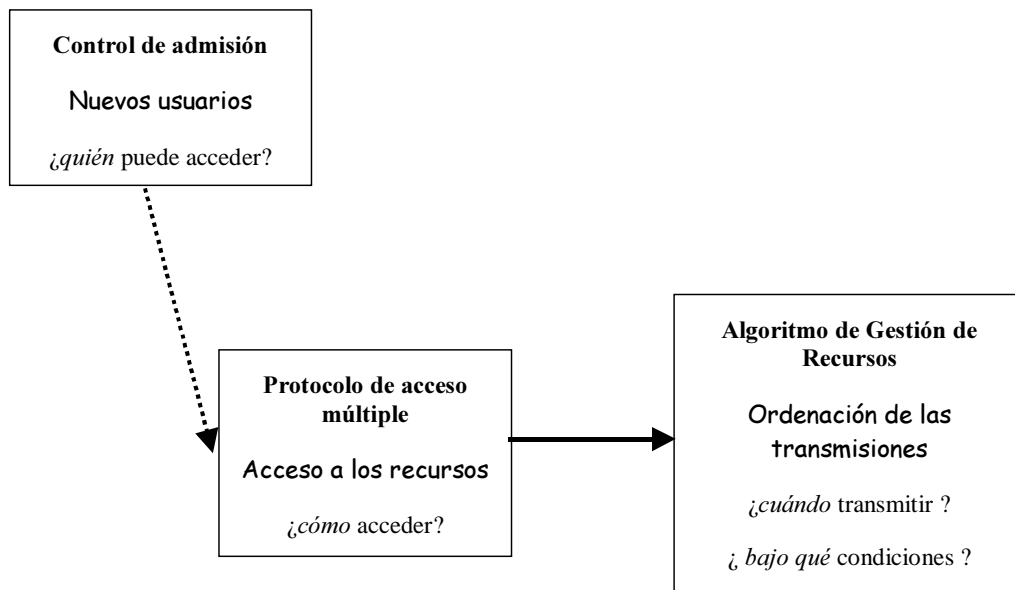


Figura 6.1 Interrelación entre las funcionalidades destinadas a garantizar Calidad de Servicio en un esquema de transmisión por paquetes

### 6.1.1. Protocolo de acceso múltiple

Dado que en los sistemas de transmisión por paquetes los usuarios no disponen continuamente de un recurso asignado, esto es, en DS/CDMA de una secuencia código sobre la que transmitir, se hace patente la necesidad de definir un conjunto de reglas que permitan a los usuarios acceder de forma eficiente al sistema, consiguiendo un recurso, y llegar a notificar al gestor de recursos sus requerimientos de transmisión para que posteriormente sean regulados en función de la calidad que se deba garantizar. Es esta básicamente la misión principal del protocolo de acceso múltiple, especificando *cómo* los diferentes usuarios acceden a los recursos.

Dentro de los requerimientos para un protocolo de acceso que ya fueron vistos en el capítulo 3, cabe reseñar la importancia de que el acceso sea lo más ágil posible, de modo que la notificación de las necesidades de transmisión se pueda efectuar en un tiempo inferior al máximo que se puede tolerar para la transmisión de los recursos, y que dependerá de la calidad de servicio que se deba ofrecer. En esta línea, el mecanismo de acceso deberá hacer frente a la aleatoriedad intrínseca de la propia generación del tráfico pero también a la



componente aleatoria introducida por el propio protocolo, y que deberá ser limitada de algún modo, sin perder flexibilidad, para poder acotar eficientemente el máximo retardo de acceso.

De entre los diferentes protocolos de acceso existentes, a lo largo de este capítulo se partirá de la base del protocolo ya analizado ISMA-DS/CDMA para FDD y se le incorporará un mecanismo de sondeo o *polling* complementario para acotar el retardo total de acceso.

### 6.1.2. Algoritmo de gestión de recursos

Una vez los usuarios han logrado el acceso al sistema mediante el protocolo de acceso múltiple especificado, es preciso efectuar una gestión de los recursos apropiada para que las transmisiones se lleven a cabo ordenadamente según la calidad de servicio de cada una. Dicho de otra forma, el hecho de haber adquirido un recurso no da permiso directamente para llevar a cabo la transmisión, sino que debe ser el gestor quien, en base a las peticiones del conjunto de terminales, confirme o no dicho permiso tras la aplicación de un cierto *algoritmo de gestión de recursos* cuya misión es, por lo tanto, especificar *cuándo* un usuario determinado de entre el conjunto de usuarios del sistema tiene permiso para transmitir en cada instante de tiempo, así como la cantidad de información que se puede enviar. Nótese que en un sistema DS/CDMA, este último aspecto estará relacionado directamente con la ganancia de procesamiento y la potencia aceptada, y por lo tanto permite regular la interferencia presente en el sistema y así poder mantener la tasa de error bajo los límites establecidos para cada servicio.

A lo largo de la literatura, los mecanismos de gestión de recursos tradicionalmente se han considerado desde el punto de vista de ordenar el acceso a un recurso compartido por parte de un número de flujos de información de modo que cada flujo utilice el recurso según la calidad de servicio que haya contratado. Esto se traduce en un reparto del recurso *temporalmente* según una cierta política usualmente denominada, en consecuencia, como algoritmo de *scheduling*. Dentro de este contexto, y bajo una perspectiva más propia de la red fija que del acceso radio, se ha asumido que una vez se concede el recurso a uno de estos flujos, la transmisión se lleva a cabo satisfactoriamente. Algunos algoritmos clásicamente utilizados son los denominados GPS (*Generalized Processor Sharing*), FFQ (*Fluid Fair Queueing*), VC (*Virtual Clock*), WFQ (*Weighted Fair Queueing*), WF<sup>2</sup>Q (*Worst-case fair Weighted Fair Queueing*), SCFQ (*Self-Clocked Fair Queueing*) o Delay-EDD (*Delay Earliest Due Date*) entre otros [76].

Sin embargo, al considerarse un acceso radio con las estrategias de *scheduling* anteriormente citadas surgen problemas relacionados con el hecho de que disponer del canal para transmitir en un momento dado no garantiza bajo ningún concepto que la transmisión pueda realizarse satisfactoriamente. Esto conlleva el tener que considerar por un lado las posibles retransmisiones que deban efectuarse así como las penalizaciones en términos de retardo introducidas por el efecto del canal. Bajo este prisma, han surgido nuevos algoritmos de *scheduling* que modifican los anteriormente citados para tener en cuenta la problemática del canal. Entre ellos, destacan CIF-Q (*Channel-Condition Independent Fair Queueing*), SBFA (*Server Based Fairness Approach*) o WFS (*Wireless Fair Service*) [77]-[80].

La idea fundamental que se esconde detrás de estos últimos algoritmos consiste en hacer uso de una política de *scheduling* de referencia como FFQ o WFQ e incorporar el conocimiento a priori del estado del canal, que se asume diferente para cada usuario. De este modo, cuando, según el algoritmo de referencia, a un usuario le fuese asignado el recurso pero percibiese un canal en malas condiciones, renunciaría a la transmisión en favor de otro usuario que dispusiera de un canal más favorable. Este mecanismo introduce una clasificación

de los usuarios como *leading* si han recibido en un instante dado más servicio del que les correspondería según el esquema de referencia, *lagging* si han recibido menos servicio, o bien *satisfied* si la cantidad de servicio recibida coincide con la que se hubiera recibido según el esquema de referencia. En base a esta clasificación, se establecen mecanismos de compensación para reducir el exceso de servicio de los usuarios *leading* a favor de los que se encuentren en situación *lagging*.

En cualquier caso, debe reseñarse que todas estas estrategias están orientadas hacia sistemas de transmisión basados en la técnica TDMA/FDMA, presuponiendo que es posible conocer a priori y de forma centralizada el estado del canal para cada usuario. Sin embargo, al considerarse una técnica de acceso como DS/CDMA limitada por interferencias, y en la que no existe un límite rígido respecto del número de transmisiones que pueden aceptarse, pues depende de las ganancias de procesamiento empleadas y de la máxima tasa de error que puede tolerarse, los algoritmos anteriores no son directamente aplicables, pues todos ellos asumen que únicamente un usuario puede ocupar el canal simultáneamente. De hecho, en DS/CDMA, el concepto de algoritmo de gestión de recursos no se limita únicamente a un reparto temporal (como correspondería a un algoritmo de *scheduling* clásico) sino que va más allá al incorporarse también la necesidad de decidir sobre parámetros de la transmisión tales como la ganancia de procesamiento o la potencia transmitida para regular la interferencia total de modo que todos los usuarios aceptados para transmitir vean satisfechos sus requerimientos de tasa de error. Por este motivo, si bien un algoritmo de gestión de recursos en DS/CDMA puede partir de una política de *scheduling* clásica, será preciso complementarla con otros mecanismos para arbitrar los parámetros dependientes de la técnica de acceso múltiple empleada. Es por esto por lo que, a lo largo de este estudio, se denomina a este tipo de estrategias como *algoritmos de gestión de recursos* y no simplemente como *algoritmos de scheduling*.

Algunos ejemplos de algoritmos de gestión de recursos en DS/CDMA planteados en la literatura los constituyen mecanismos como los presentados en [81] y [82], y se basan fundamentalmente en la definición de unos anchos de banda equivalentes para cada usuario en función de la potencia transmitida, la ganancia de procesamiento o la velocidad de transmisión. Dependiendo del ancho de banda sobrante en el sistema se permite la entrada o no de nuevos usuarios. A su vez, en [83], siguiendo una idea parecida, se definen dos tipos de usuarios, los de tiempo real (RT), y los de no tiempo real (NRT), y según el nivel de carga que ofrecen los primeros, y la diferencia entre este nivel y un cierto umbral máximo de interferencia tolerada, se permite o no el acceso de usuarios NRT al sistema. Análogamente, en [84] se plantea un esquema también con dos clases de servicio y se intenta determinar una política de ordenación de transmisiones adecuada para maximizar el *throughput* del sistema, llegándose a la conclusión de que resulta preferible una política en la que se acepte cada vez un único usuario con una ganancia de procesamiento reducida frente a la posibilidad de aceptar varios usuarios simultáneamente con ganancias de procesamiento mayores, reduciendo por lo tanto la componente CDMA del acceso en pro de una mayor componente TDMA. En cualquier caso, estas estrategias no tienen explícitamente en consideración los retardos máximos involucrados, sino que se basan en garantizar unos ciertos niveles de capacidad, prescindiendo de si deben existir retransmisiones o no o de si se pueden aplicar técnicas para variar la velocidad de transmisión. Dentro de este contexto, en [85] se plantea un algoritmo que reúne los requerimientos de retardo con los de tasa de error en un entorno TDMA - CDMA con varias clases de servicio. Este algoritmo se basa en distribuir los usuarios entre diferentes ranuras temporales, intentando que en cada una existan usuarios con iguales requerimientos de tasa de error. Sin embargo, la componente TDMA de este algoritmo lo hace a priori más apropiado

para un entorno como el que se verá en capítulos posteriores dedicados a la técnica TDD-TD/CDMA, que para un contexto como el FDD en el que no existen diferentes ranuras temporales y, por lo tanto, parece más razonable explotar la capacidad de variación de la ganancia de procesamiento entre los diferentes usuarios.

En base al contexto planteado, y de forma genérica, el modo de operación de un algoritmo de gestión de recursos para DS/CDMA consistiría en partir de un conjunto de usuarios con sus correspondientes necesidades de transmisión y requerimientos de calidad de servicio y llevar a cabo dos procesos básicos:

1.- Priorización: Consiste en ordenar a los diferentes usuarios que han logrado el acceso a las secuencias código y disponen de información para transmitir en base a algún tipo de criterio preestablecido que tenga en cuenta las diferentes necesidades de cada uno en términos de la calidad de servicio que se les deba garantizar.

2.- Asignación de recursos: Partiendo de la ordenación llevada a cabo por la priorización, este proceso es responsable de aceptar o rechazar las diferentes transmisiones según la regulación de la interferencia, determinando las ganancias de procesamiento de cada una de ellas. El proceso de asignación podría subdividirse en los siguientes dos procesos:

2.1.- Determinación de la ganancia de procesamiento preferida por cada usuario, en base a criterios del volumen de información que se debe transmitir, de la cantidad de usuarios presente en el sistema, y también del retardo que pueden tolerar las diferentes transmisiones.

2.2.- Chequeo para la aceptación o rechazo de las transmisiones. Partiendo de la priorización y de las ganancias de procesamiento seleccionadas, se comprobaría, usuario a usuario, si la aceptación de una nueva transmisión continúa cumpliendo las restricciones de interferencia de los usuarios ya aceptados. Las transmisiones no aceptadas pasarían automáticamente al proceso de reparto llevado a cabo en el siguiente instante temporal.

En relación al cálculo de la ganancia de procesamiento, nótese que puede efectuarse basándose en un proceso totalmente centralizado, en que el gestor de recursos calcule cual es la ganancia más apropiada para cada petición aceptada, o bien en un proceso con un grado de descentralización mayor en el que fuesen los propios usuarios los que solicitaran una cierta ganancia de procesamiento y el gestor simplemente la aceptara o no. En este caso, se podría pensar en la aplicación de un algoritmo descentralizado como ThMS como base para la determinación de la ganancia de procesamiento.

### **6.1.3. Control de admisión**

Esta funcionalidad es responsable de determinar si un nuevo usuario que quiera incorporarse al sistema puede ser aceptado o no, de modo que el número total de usuarios que puede verse involucrado en los procesos establecidos por el protocolo de acceso y el algoritmo de gestión de recursos esté limitado. En definitiva, el control de admisión será responsable de indicar *quién* puede llegar a aplicar el conjunto de reglas fijado por el protocolo de acceso, tal y como se aprecia en la Figura 6.1.

La funcionalidad asociada al control de admisión en un entorno de transmisión por paquetes presenta en cualquier caso unas diferencias sustanciales respecto de la misma función en un contexto de circuitos. En particular, en un entorno de conmutación de circuitos donde los usuarios disponen permanentemente de los recursos, partiendo del número

disponible de recursos y de los requerimientos de velocidad de transmisión y tasa de error de cada usuario, puede ser más o menos fácil determinar si un nuevo usuario puede ser aceptado en el sistema o no. Sin embargo, en un contexto de conmutación de paquetes donde pueden existir más usuarios que recursos y los primeros únicamente acceden a los recursos cuando por las características de su tráfico desean transmitir, la determinación de si un nuevo usuario puede ser aceptado en el sistema pasa a depender directamente de la capacidad de actuación conjunta del protocolo de acceso y del algoritmo de gestión de recursos frente a los requerimientos de calidad del nuevo usuario.

La Figura 6.2 intenta poner de manifiesto las diferencias entre el control de admisión para los usuarios en modo circuito y en modo paquete. Los usuarios en modo circuito cuando desean iniciar una conexión, tras pasar por el control de admisión de circuito (mediante algún procedimiento específico del sistema por ejemplo basado en un acceso a través de un canal tipo RACH), pasan de estar registrados en el sistema a disponer de un cierto recurso, esto es una secuencia código con una cierta ganancia de procesado y un nivel de potencia para transmitir, de los que dispondrán permanentemente hasta finalizar su comunicación, regresando al estado de usuarios registrados. Bajo este supuesto, un nuevo usuario sólo podrá ser aceptado si esto no supone una degradación para el resto de usuarios ya aceptados en el sistema. Por el contrario, los usuarios en modo paquete, cuando deseen iniciar una sesión de transferencia de paquetes (por ejemplo transferencias de ficheros FTP, una sesión WWW, ...), tras pasar por el control de admisión de paquete mediante el procedimiento correspondiente, por ejemplo a través del canal RACH, pasan de estar registrados a ser usuarios modo paquete sin recurso pudiendo conseguir un código mediante las reglas especificadas por el protocolo de acceso múltiple. Tras lograr adquirir un código, pasan a ser usuarios modo paquete con recurso, y a partir de ese instante, sus transmisiones deberán ser reguladas por el algoritmo de gestión de recursos, que determinará si en cada instante pueden transmitir y con qué ganancia de procesado y potencia. Si el algoritmo resuelve que cierto usuario no puede transmitir en un momento dado, su petición quedará almacenada para el reparto del siguiente instante temporal, por lo que el usuario continúa siendo un usuario modo paquete con recurso. Únicamente se abandonará este estado cuando se haya finalizado la transmisión de un conjunto de paquetes, regresándose al estado modo paquete sin recurso si la sesión no ha finalizado y por lo tanto pueden llegar nuevos paquetes, o bien al estado de usuario registrado si la sesión ha finalizado.

Dado que el algoritmo de gestión de recursos se encarga, partiendo de un conjunto de peticiones, de determinar cuales son aceptadas para la transmisión en un instante dado según las condiciones de interferencia requeridas para dicho instante, su funcionalidad sería conceptualmente más próxima al control de admisión en modo circuito, mientras que el control de admisión en modo paquete respondería más a una decisión respecto del número de usuarios total en modo paquete que existieran en el sistema que a una evaluación de las interferencias para un instante dado.

En cierta forma, efectuando un paralelismo entre el control de admisión en modo circuito y el control de admisión en modo paquete, se puede afirmar que la admisión de usuarios de paquetes actuaría en dos fases diferenciadas: una primera que determina si un usuario puede aceptarse en el sistema para poder contender con otros usuarios en el acceso a los recursos, y una segunda que determinaría si un usuario tiene derecho a transmitir en un momento dado según la situación de carga total. Mientras que la primera fase responde al control de admisión propiamente dicho, la segunda se encontraría ubicada dentro de la funcionalidad del algoritmo de gestión de recursos. Igualmente, mientras que una respuesta negativa en la primera fase supondría que el usuario no puede permanecer en el sistema, una

respuesta negativa a la segunda fase únicamente supondría la imposibilidad de transmitir en un instante dado, pero el usuario permanecería en el sistema con la garantía de que tarde o temprano podrá llegar a transmitir.

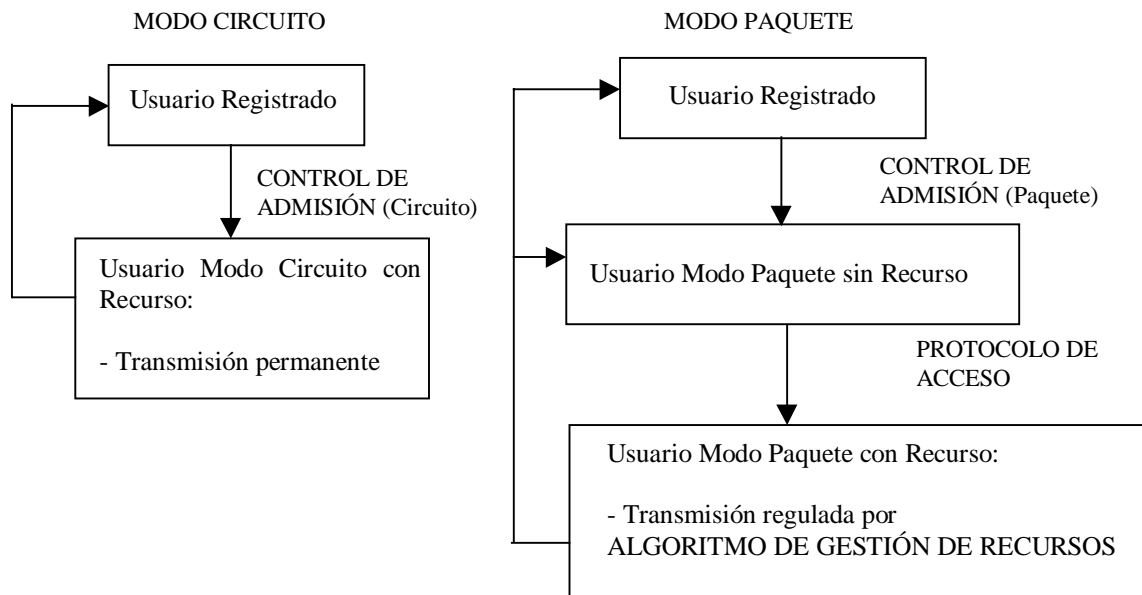


Figura 6.2 Control de admisión en modo circuito y en modo paquete

Bajo el planteamiento realizado, el diseño del control de admisión en modo paquete es más complejo que el de modo circuito y pasa por la evaluación del comportamiento conjunto del protocolo de acceso y el algoritmo de gestión de recursos bajo diferentes condiciones de carga, esto es, bajo diferentes valores del número de usuarios en modo paquete (con y sin recurso) para las diferentes clases de servicio consideradas, asumiendo que todos los usuarios han superado positivamente el control de admisión. A partir de esta evaluación, y habiéndose fijado un cierto criterio de máxima degradación permitida para la calidad de servicio, se determinaría cual es el número máximo de usuarios que pueden tolerarse en el sistema para garantizar esta calidad. Este número máximo permitiría tomar la decisión sobre si un nuevo usuario puede ser admitido o no.

Los criterios de máxima degradación de la calidad de servicio para definir el control de admisión suelen ser de tipo estadístico y están relacionados con parámetros como el porcentaje de paquetes que superan un cierto umbral de tiempo, el retardo medio de transmisión, ... A modo de ejemplo, algunos de los requerimientos que define la propuesta GPRS (*General Packet Radio System*) para sus clases de servicio son un retardo medio inferior a 0.5 s y un retardo superado a lo sumo en un 5% de los casos de 1.5 s [86].

Nótese en cualquier caso que la definición final de la calidad de servicio en base a un cierto criterio de degradación estadístico supone aceptar que puedan existir usuarios cuyos requerimientos de calidad no se vean satisfechos en algunos casos. Este aspecto origina que se suele denominar a este tipo de calidad de servicio como *soft-QoS*, denotando un cierto grado de tolerancia ante la degradación, para diferenciarla de otra calidad de servicio con requerimientos totalmente estrictos. De todos modos, debe puntualizarse que en el entorno de transmisión por paquetes radio, dadas las propias limitaciones introducidas por el canal y por la aleatoriedad del tráfico involucrado, es habitual siempre considerar este tipo de calidad *soft*.

El estudio del control de admisión, como se ha dicho, pasa por determinar para diferentes niveles de carga total en el sistema, el máximo número de usuarios de cada clase de servicio que pueden ser aceptados, que es lo que se denomina como *región de admisión*, constituida por todas aquellas combinaciones de número de usuarios de cada clase que permiten mantener los criterios de calidad de todos ellos. A modo de ilustración de este concepto, considérese un sistema con dos tipos de usuarios, los de la clase 1 y los de la clase 2, cada uno con sus requerimientos de calidad y un cierto patrón de generación de tráfico caracterizado por su tasa media y su tasa de pico. Para determinar la región de admisión, se evalúa el sistema para diferentes situaciones de número de usuarios y se determina en cada caso el número máximo de usuarios de cada clase para cumplir simultáneamente todos los criterios establecidos de calidad. En la Figura 6.3 se muestra un ejemplo de la región de admisión total para dos clases de servicio al considerarse tres criterios diferentes que deben cumplirse. Cada uno de los criterios establece una determinada región, con lo que la región de admisión total será la intersección de las tres regiones, esto es, la zona que se muestra sombreada en la figura. De forma análoga el estudio podría extenderse a más clases de servicio, a costa de tener que evaluar el sistema bajo un mayor número de situaciones.

Partiendo de la región de admisión, el modo de funcionamiento del control de admisión consistiría en que, para cada nuevo usuario que deseara incorporarse al sistema, y en función del número de usuarios en un cierto instante, se determinaría si la aceptación del usuario mantendría el sistema en un punto perteneciente todavía a la región de admisión o si por el contrario el sistema se encontraría fuera de dicha región. En el primer caso el nuevo usuario sería aceptado mientras que en el segundo caso sería rechazado.

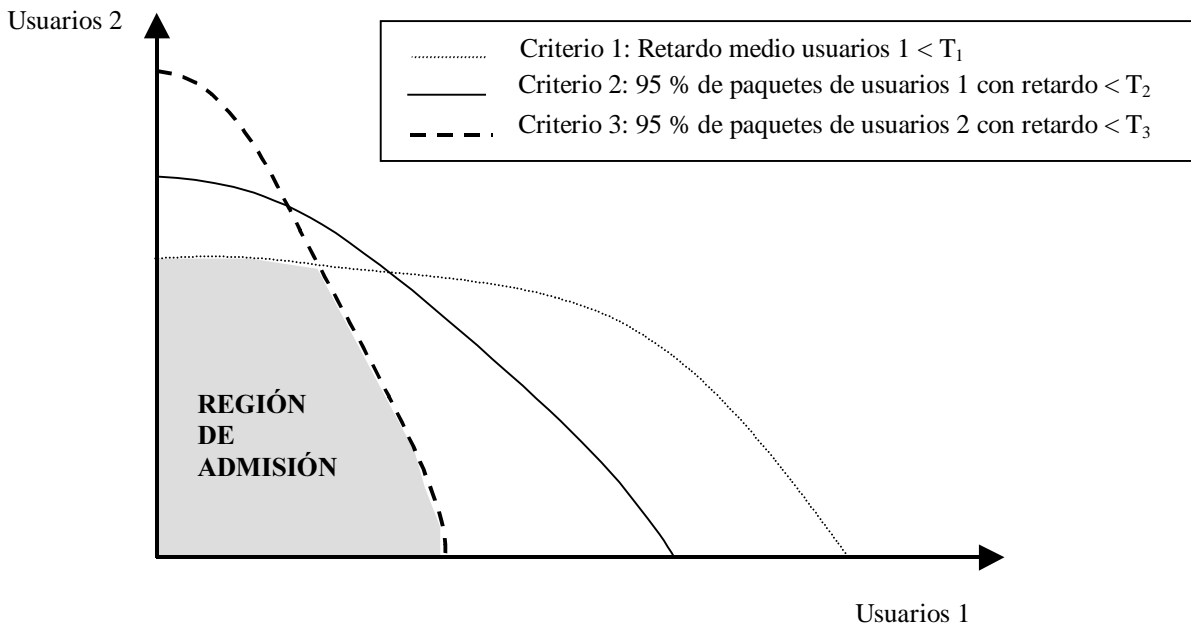


Figura 6.3 Ejemplo de cálculo de la región de admisión

Finalmente, una última funcionalidad que se suele considerar es la denominada como *control de congestión*, consistente en habilitar mecanismos de control para hacer frente a posibles situaciones en las que, debido a la variabilidad del tráfico, se pudieran comprometer las garantías de los usuarios aceptados en el sistema. En cualquier caso, es de esperar que, si los mecanismos de control de admisión y de gestión de recursos están bien diseñados, se pueda prescindir la mayoría de las veces de esta funcionalidad, por lo que no será tomada en cuenta en el presente estudio.

## **6.2. El protocolo ISMA-DS/CDMA en un contexto FDD con garantías de Calidad de Servicio**

En base al planteamiento teórico efectuado para garantizar calidad de servicio en sistemas de transmisión por paquetes, a lo largo de esta sección se plantea la integración del protocolo de acceso múltiple ISMA-DS/CDMA FDD propuesto en el capítulo 4 dentro de la estructura de funcionalidades descrita en el apartado anterior.

### **6.2.1. El protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con mecanismo de sondeo**

Dentro del diseño de las funcionalidades para garantizar calidad de servicio en un entorno de transmisión por paquetes, el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD puede ser empleado como mecanismo para que los usuarios sean capaces de conseguir un recurso y así iniciar el proceso de transmisión según los permisos resultantes de la aplicación del algoritmo de gestión de recursos. En particular, existen dos características del protocolo propuesto que pueden ser importantes de cara a facilitar las garantías de calidad:

1.- En primer lugar, ISMA-DS/CDMA FDD presenta una capacidad de regulación del acceso de nuevos usuarios al sistema por medio de la aplicación de probabilidades variables en función del número de códigos ocupados en un momento dado, de modo que se impida el acceso de nuevos usuarios una vez se haya superado un cierto umbral de ocupación. Con respecto de otros protocolos más simples como S-ALOHA, esta capacidad de regulación es de interés al intentar garantizar calidad de servicio para evitar que la componente aleatoria del acceso pueda dar lugar a situaciones de elevada interferencia no previstas por el algoritmo de gestión de recursos debidas exclusivamente a los usuarios que pretenden acceder.

2.- En segundo lugar, la capacidad de adaptación de la velocidad de transmisión planteada según el algoritmo ThMS con el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD también puede ser aprovechada dentro del proceso de regulación de la interferencia. En particular, se puede pensar en un mecanismo descentralizado por el que sean los propios usuarios los que, en base a la aplicación de dicho algoritmo, comuniquen conjuntamente con el acceso su propuesta de velocidad o ganancia de procesado para la transmisión que deseen efectuar. De este modo, el algoritmo de gestión de recursos puede partir de esta propuesta para aceptar o no las diferentes transmisiones, simplificándose el proceso de dicho algoritmo.

En cualquier caso, y tomando como protocolo de acceso múltiple ISMA-DS/CDMA FDD, uno de los aspectos a solucionar para garantizar una cierta calidad de servicio en un mecanismo de transmisión por paquetes consiste en acotar el retardo de acceso al sistema por parte de un terminal. Efectivamente, nótese que hasta que un terminal no consigue un código para transmitir, el gestor de recursos no puede saber que debe incorporar las necesidades de dicho terminal al algoritmo de gestión, por lo que el proceso de garantía de calidad no ha podido iniciarse todavía y está supeditado a la capacidad que pueda presentar el protocolo de acceso para mantener un retardo reducido. Si la aleatoriedad de dicho protocolo origina un retardo elevado, puede darse la situación en que el máximo retardo tolerado expire incluso antes de haberse podido notificar la petición al gestor de recursos.

Dentro de este contexto, se consideran los dos casos siguientes, dependiendo de si el terminal se encuentra en el transcurso de una sesión de transferencia de paquetes o al inicio de ésta:

1.- Acceso al inicio de una sesión. No resulta excesivamente crítico puesto que el no poder iniciar una sesión en un cierto tiempo máximo tiene connotaciones para el usuario de no disponibilidad de recursos en la red, que siempre presenta menor importancia que la posibilidad de interrumpir una transmisión en curso. Por este motivo, un protocolo de acceso como ISMA-DS/CDMA FDD puede resultar suficiente para llevar a cabo este acceso.

2.- Acceso en el transcurso de una sesión. En un contexto de transmisión por paquetes, en que el tráfico presenta una naturaleza a ráfagas, intercalando períodos de actividad más o menos pronunciada con otros intervalos en los que no se dispone de información para transmitir, es preciso que las garantías de calidad de servicio se mantengan a lo largo de toda la sesión. A modo de ejemplo piénsese en transmisiones basadas en el protocolo TCP (*Transport Control Protocol*), habitualmente empleado en Internet, en las que los segmentos o paquetes se generan a ráfagas que pueden estar notablemente espaciadas dependiendo del retardo total extremo a extremo que incluye el interfaz radio y la red fija. En una situación de estas características, la calidad de servicio en el interfaz radio debe garantizarse para todos y cada uno de los diferentes paquetes generados. El no cumplimiento de estos requerimientos presenta para el usuario connotaciones de interrupción de un servicio contratado, mucho más negativas que la imposibilidad de iniciar una sesión.

Consecuentemente, y partiendo de esta problemática, es preciso disponer de un mecanismo suficientemente ágil que permita a los usuarios regresar a los recursos en un tiempo acotado, pero tratando de evitar que los terminales dispongan de recursos mientras no tienen información para transmitir y así hacer un uso eficiente de los mismos. Si esta función se encomendara únicamente a un protocolo de acceso aleatorio como ISMA-DS/CDMA FDD, la propia naturaleza aleatoria del acceso evitaría que se pueda hablar de *garantías* en lo referente a un retardo máximo. Piénsese por ejemplo en la probabilidad de acceso que se aplica para regular la interferencia: si el número de usuarios es elevado, dicha probabilidad puede ser pequeña con lo que el retardo puede crecer notablemente. Por este motivo, parece necesario incorporar algún mecanismo adicional que permita acotar el retardo de acceso del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD. Esta es la función del mecanismo de sondeo o *polling* periódico que se propone añadir al protocolo, de modo que se conjugue la flexibilidad del acceso aleatorio con la capacidad de proporcionar garantías de retardo que ofrece una estrategia como el sondeo.

El diagrama de estados que define el comportamiento de los terminales móviles en el mecanismo ISMA-DS/CDMA FDD con sondeo es el que se muestra en la Figura 6.4, y se describe a continuación [87], asumiendo que, con anterioridad a poder aplicar este diagrama de estados, cada terminal ha debido pasar a través del control de admisión correspondiente.

1.- Los terminales permanecen en estado de *Inactividad* hasta el inicio de una nueva sesión. A partir de este instante, intentan acceder al sistema aplicando probabilidades de acceso variables en función de los códigos ocupados según el mecanismo ISMA-DS/CDMA FDD, tal y como se describió en anteriores capítulos.

2.- Si consiguen adquirir un código, y mientras dispongan de paquetes en el buffer, transmiten trama a trama según los permisos proporcionados por el algoritmo de gestión de recursos que posteriormente se detallará (estado *Código Adquirido*, en la Figura 6.4), a partir de la indicación de las necesidades de transmisión comunicadas por parte del usuario. En el enlace descendente correspondiente al código adquirido se indican los correspondientes permisos. En caso de no disponer de nuevos paquetes para transmitir, por ejemplo porque se ha vaciado el buffer, se mantendrá el código durante  $N_f$  tramas, tal y como muestra el contador *cont* de la



figura. Tras este tiempo, se procederá a liberar el código y se pasará al estado *Sin Código*. Este tiempo está fundamentalmente pensado para que, en caso de requerirse retransmisiones de paquetes ya enviados, éstas se puedan efectuar de forma inmediata, sin tener que realizar un nuevo acceso. Igualmente, puede ser útil para hacer frente a mensajes que lleguen con una separación temporal muy pequeña respecto de la última transmisión, evitando así tener que contender por un nuevo recurso.

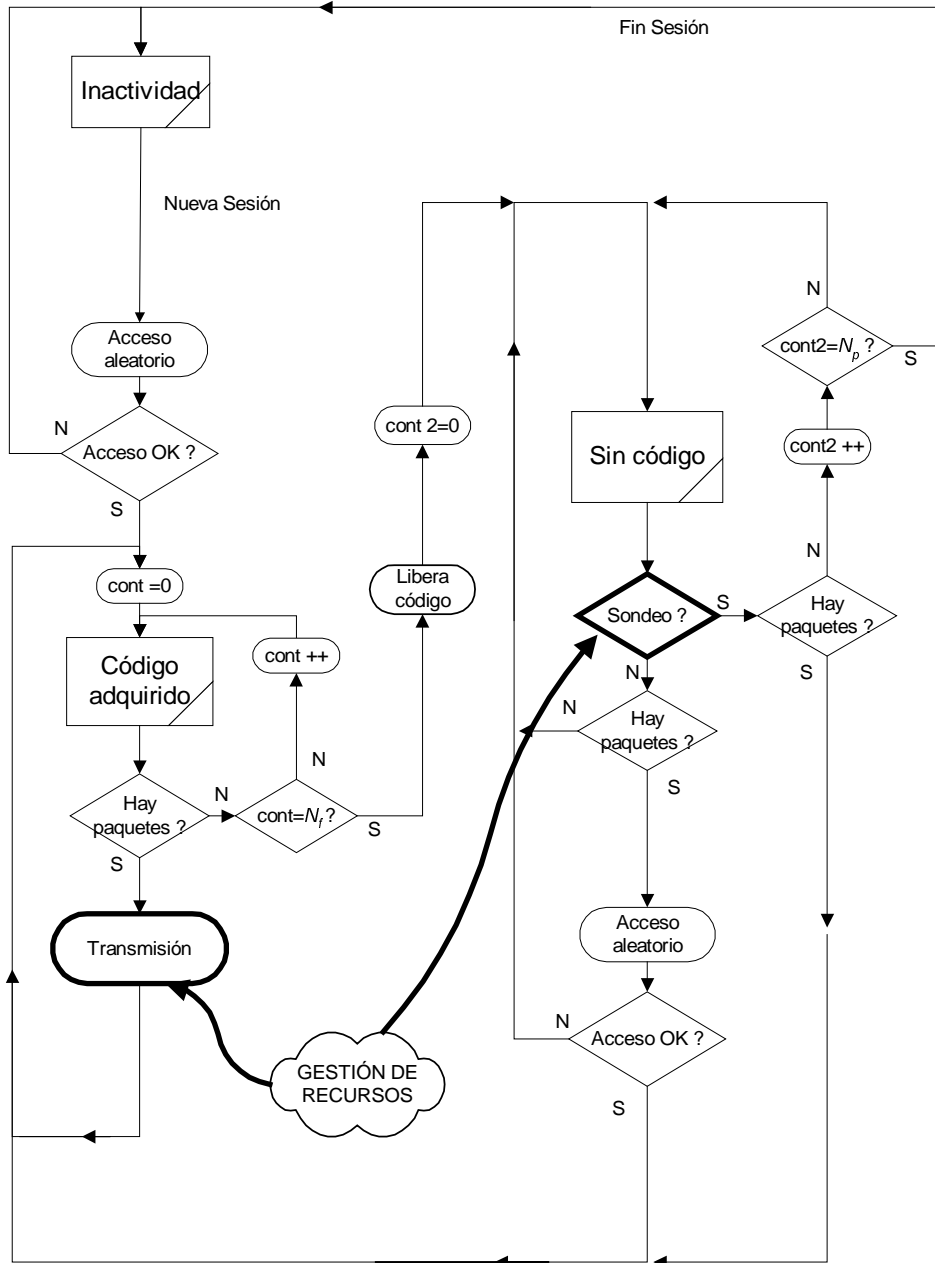


Figura 6.4 Diagrama de estados del funcionamiento de un terminal según el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con sondeo

3.- Tras la liberación del código, si llegan nuevos paquetes para ser transmitidos, el terminal dispondrá de dos posibilidades para volver a acceder al sistema: la primera es intentar el

acceso como si de un móvil proveniente del estado de inactividad se tratase, esto es, aplicando la probabilidad de acceso variable según el número de códigos ocupados según el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD. De todos modos, este mecanismo basado en un acceso puramente aleatorio será incapaz de garantizar, por sí solo, una buena calidad en términos de retardo. Por este motivo, la segunda posibilidad consiste en que, periódicamente cada  $P_p$  tramas, se realice un sondeo hacia aquellos móviles que recientemente hayan liberado su código, lo que equivaldrá a efectuarles la reserva de un código para la transmisión en la siguiente trama, facilitándoseles de este modo el regreso al sistema. Dicha reserva se notificaría a través de un canal de difusión común.

4.- Si un móvil recibe un sondeo y no tiene todavía información, no hará uso de él, con lo que se incrementará el contador *cont2* de sondeos consecutivos no respondidos. Este contador origina que tras  $N_p$  sondeos consecutivos sin respuesta hacia un usuario se asuma que dicho usuario ha finalizado la sesión y se le dejen de hacer sondeos. A partir de este momento, la única posibilidad de regresar al sistema será a través del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD básico.

Obsérvese como el mecanismo de sondeo simplemente se debe contemplar como una última posibilidad para acceder al sistema dentro de un retardo acotado, pero no como una sustitución del mecanismo ISMA-DS/CDMA FDD, pues los terminales pueden hacer uso de este protocolo siempre que lo consideren oportuno, siguiendo sus reglas preestablecidas. Por este motivo, la incorporación del mecanismo de sondeo no supone una pérdida de la flexibilidad inherente al mecanismo de acceso aleatorio.

Otro aspecto a destacar es el hecho de que el mecanismo de sondeo dota al sistema con un grado de adaptabilidad a la carga, pues para cargas bajas los usuarios accederán predominantemente mediante ISMA-DS/CDMA FDD, mientras que para cargas elevadas las probabilidades de acceso de dicho protocolo serán inferiores y los usuarios empezarán a hacer uso predominantemente del mecanismo de sondeo para lograr el acceso.

El mecanismo propuesto será válido para todos aquellos terminales a los que se quiera garantizar calidad de servicio, aunque con diferentes valores para  $P_p$ ,  $N_p$ , y  $N_f$  en función de los requerimientos de servicio y de las características de generación del tráfico, como se discutirá posteriormente. Por el contrario, los usuarios sin calidad de servicio garantizada, usualmente denominados *best effort*, no dispondrán de la posibilidad de sondeo y deberán hacer uso únicamente del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD.

Como puede apreciarse en la Figura 6.4, dentro del mecanismo propuesto, el algoritmo de gestión de recursos es responsable por un lado de regular las transmisiones de los usuarios con código adquirido y por el otro de contabilizar cuándo se debe efectuar un sondeo hacia un usuario, contemplando también dicho sondeo a efectos de la interferencia generada por una posible respuesta.

A modo de ilustración del proceso explicado en la Figura 6.5 se muestra un ejemplo del funcionamiento de un terminal según el proceso descrito, orientado a mostrar la temporización asociada al proceso dentro de la estructura de tramas considerada. Como puede apreciarse, lo primero que hace el terminal al iniciar su sesión con el mensaje 0 ( $M_0$ ) es seleccionar un código  $C_i$  del conjunto disponible difundido por la base y, tras aplicar la probabilidad de acceso correspondiente, transmitir un preámbulo de acceso en dicho código con la petición  $P_0$  para transmitir dicho mensaje 0, tal y como opera el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD descrito en anteriores capítulos. A continuación espera a la respuesta R de la

estación base en el enlace descendente que confirma el acceso, pero antes de continuar con la transmisión, espera a recibir el permiso correspondiente por parte del algoritmo de gestión de recursos, que viaja en el enlace descendente asociado al código seleccionado. Tras efectuarse dicho proceso de gestión a partir de todas las peticiones recibidas, la base responde permitiendo la transmisión con el indicador  $S=1$ , de modo que a lo largo de la trama 2 ( $t=2$ ) el terminal envía el mensaje 0 ( $M_0$ ) conjuntamente con la petición  $P_1$  de transmitir el nuevo mensaje 1 que acaba de llegar.

El gestor de recursos ejecutaría nuevamente en la siguiente trama el algoritmo correspondiente a partir de todas las peticiones e indicaría en el enlace descendente la inhibición o no de la transmisión. Supóngase que se marca como permitida ( $S=1$ ) en el enlace descendente de  $C_i$  a lo largo de la trama 2. Esto permite al usuario transmitir el mensaje 1 ( $M_1$ ) a lo largo de la trama 3, conjuntamente con la petición ( $P_2$ ) de transmitir el mensaje 2, que ya se encuentra en su buffer de salida. En el correspondiente enlace descendente se recibe el reconocimiento relativo a la correcta recepción del mensaje 0 (denotado como ack 0).

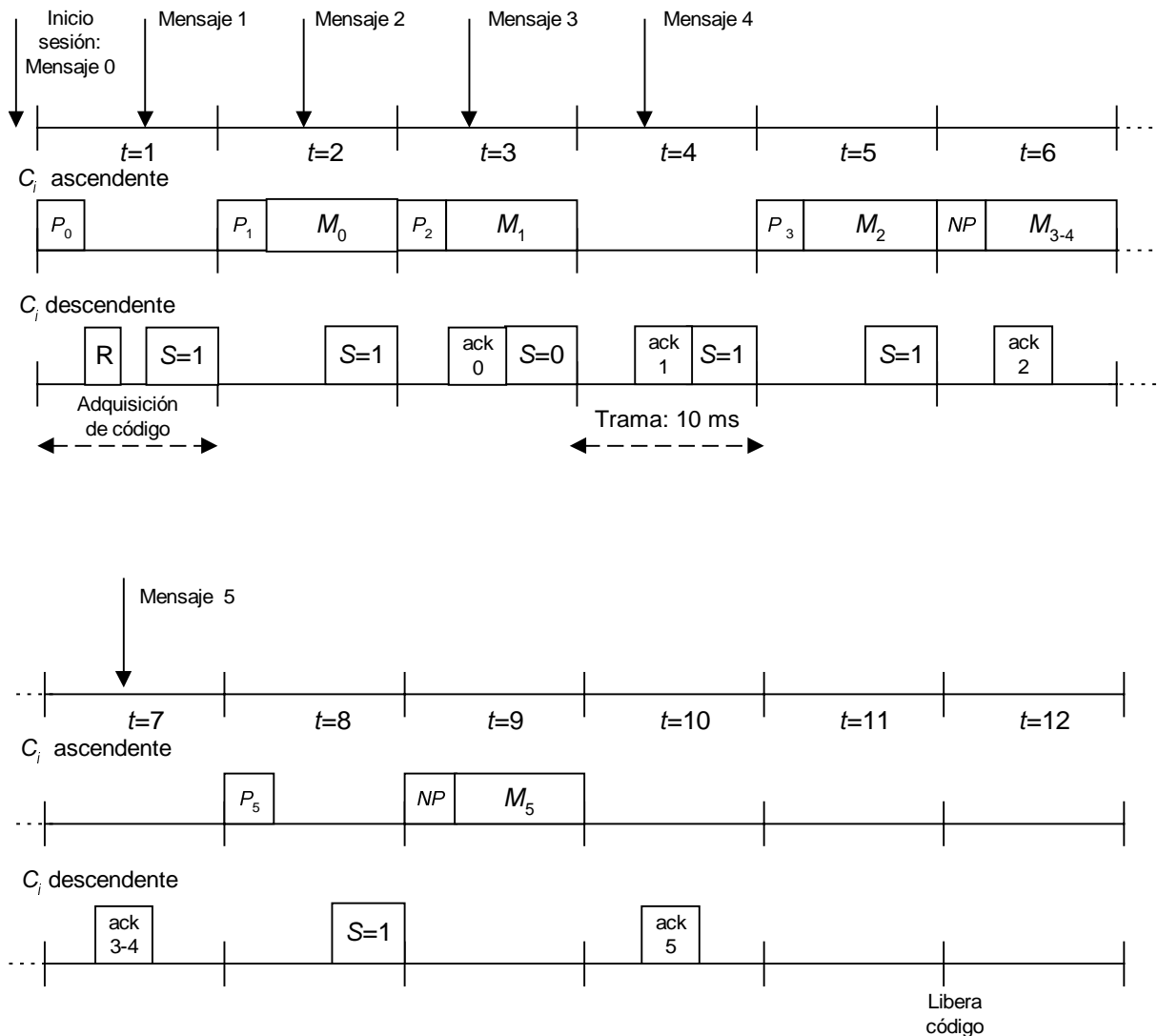


Figura 6.5 Ejemplo de la estructura de tramas del mecanismo propuesto

Supóngase que en  $t=3$  el algoritmo de gestión no acepta la petición  $P_2$ . En este caso lo marca con  $S=0$  en el enlace de bajada, y dicha petición queda almacenada para la siguiente trama. En  $t=4$  el terminal no puede indicar su petición puesto que no tiene permiso para transmitir. Sin embargo, a lo largo de  $t=4$  se le concede el permiso y en  $t=5$  transmite el mensaje 2 ( $M_2$ ) conjuntamente con la petición  $P_3$  de transmitir los mensajes 3 y 4 que le han llegado (para ello, se asume que dichos dos mensajes se pueden enviar de forma conjunta aplicando la velocidad mayor posible). Esta petición es aceptada, de modo que en  $t=6$  envía dichos mensajes. Además, como su buffer ha quedado vacío, transmite una petición en blanco  $NP$  indicando que no dispone de nueva información para transmitir en la siguiente trama. A partir de aquí mantiene el código pero se activará el contador *cont* del número de tramas  $N_f$  sin información antes de liberar el código (en este ejemplo se supone  $N_f=3$ ).

Al inicio de  $t=7$  prosigue sin información para transmitir con lo que no envía ninguna petición. Sin embargo, en  $t=8$  ya le ha llegado el mensaje 5 por lo que vuelve a enviar una petición de transmisión  $P_5$ . La base se la acepta y transmite el mensaje en  $t=9$ . A partir de este instante ya no recibe más mensajes de modo que tras  $N_f=3$  tramas sin información se procede a la liberación del código.

A partir de aquí, asúmase que el terminal recibe un nuevo mensaje 6. Suponiendo que no se le hiciera sondeo en la trama siguiente a aquella en que lo recibe, intentaría acceder a un código igual que si de un inicio de sesión se tratase. En el caso de no adquirir el código correctamente, esperaría a recibir un sondeo por parte de la estación base reservándole un código a través de un canal de difusión común. Como respuesta a ese sondeo, transmitiría su petición de envío del nuevo mensaje y, si llegara correctamente, dispondría ya del código adquirido para continuar con la transmisión.

### 6.2.2. Descripción del algoritmo de gestión de recursos

De acuerdo con el contexto planteado, la funcionalidad correspondiente al algoritmo de gestión de recursos consiste en aceptar o rechazar las transmisiones de los diferentes terminales que han adquirido un código para poder regular eficientemente la interferencia total presente en el sistema en función de la calidad de servicio que debe garantizarse a cada usuario. Así pues, el punto de partida para iniciarse la ejecución de dicho algoritmo en cada trama no será más que el conjunto de peticiones de transmisión de los diferentes usuarios.

El contenido de dichas peticiones será básicamente el siguiente:

- Máximo retardo que puede tolerar la información que se desea enviar (*deadline* o *timeout*), contabilizado en tramas. A estos efectos, cuando a un terminal le llega un conjunto de paquetes para transmitir, los marca con un tiempo de vida o *deadline* en función de la calidad de servicio que se debe garantizar. Por cada trama transcurrida, este tiempo de vida se reduce en una unidad, de forma similar a como actúa el esquema *Delay-EDD* (*Delay Earliest Due Date*) de [76].
- Propuesta de velocidad de transmisión (o, indiferentemente, de ganancia de procesado) que se desea aplicar. Para la determinación de esta velocidad los terminales tienen en cuenta:
  - a) Algoritmo de cambio de velocidades ThMS en función de la ocupación del sistema según unos umbrales predefinidos y según el número de transmisiones erróneas o exitosas que se hayan experimentado.

b) Máximo retardo (*timeout*) que puede soportar la información que se tiene que transmitir según su requerimiento de calidad de servicio. Esta consideración se traducirá en peticiones que “violen” el algoritmo ThMS pero que sean necesarias para poder servir en el tiempo establecido los paquetes que se han ido acumulando en el buffer de transmisión. A modo de ejemplo, si el algoritmo ThMS establece que la velocidad a emplear es  $4v$  correspondiente a  $4L$  bits por trama, siendo  $v$  la velocidad mínima posible y  $L$  el número de bits que se pueden enviar a esta velocidad, pero existe un número de bits igual a  $8L$  cuyo *timeout* está a punto de expirar en la siguiente trama, la velocidad que se propondrá será de  $8v$ .

Dentro del conjunto de peticiones que deben ser servidas hay que incluir también los sondeos pues, aunque no exista garantía de que dichos sondeos vayan a ser respondidos, su efecto en términos de la interferencia generada sobre otras peticiones en caso de respuesta debe ser también considerado para mantener las garantías de tasa de error de todas las transmisiones efectuadas. Nótese que las peticiones correspondientes a los sondeos serán generadas por el propio gestor de recursos a partir de contabilizar las tramas desde la liberación de un código por parte de un usuario. Igualmente, el *timeout* para estas peticiones será de 1 trama.

Se debe puntualizar que dentro de la información que se desea transmitir en una petición pueden coexistir *paquetes* con diferentes límites de retardo por haber llegado en instantes diferentes. En este caso, se indicará como valor del *timeout* el más restrictivo e igualmente se comunicará el número de *paquetes* afectados por dicho *timeout*. A estos efectos, se entenderá como paquete la cantidad de información que puede transmitirse a la máxima ganancia de procesamiento, esto es,  $L$  bits, y que serán las unidades en las que se trocearán los diferentes mensajes a ser transmitidos.

A partir del conjunto de peticiones recibidas en cada trama el gestor de recursos ejecuta el algoritmo consistente en los pasos siguientes:

1.- *Priorización*: Consiste en efectuar una ordenación de las peticiones según un criterio de prioridad dependiente de la calidad de servicio a ofrecer. De acuerdo con el algoritmo EDD tomado como punto de partida, el criterio considerado para la ordenación es el del máximo *deadline* o *timeout* tolerado por cada petición, por lo que las peticiones recibidas serán ubicadas en una tabla ordenadas por *timeout* creciente. A igualdad de *timeout* entre peticiones, se dará mayor prioridad a aquella petición que requiera de la transmisión de una mayor cantidad de información, puesto que si dicha petición no cumpliera los requerimientos de calidad, esta situación afectaría a un mayor número de bits tal y como se justifica en [85].

2.- *Asignación de recursos*: A efectos de determinar la aceptación o no de las diferentes peticiones se tienen en cuenta criterios de interferencia y en particular de la mínima  $E_b/N_0$  que necesita cada petición según su calidad de servicio en términos de tasa de error.

Dentro de este proceso, se mira cada una de las peticiones de la tabla según la ordenación establecida. Cada petición es aceptada únicamente si su aceptación no supone que alguna de las peticiones previamente aceptadas vea degradada su  $E_b/N_0$  por debajo del valor mínimo establecido. Siempre se procurará dar servicio a las denominadas *peticiones críticas*, que son aquellas a punto de expirar pues su *timeout* es igual a 1 trama. A estos efectos, si es preciso se recurrirá a reducir la velocidad de alguna de las peticiones aceptadas respecto de su valor propuesto.

En los últimos lugares de la tabla de priorización se ubicarán las peticiones correspondientes a los usuarios de tipo *best effort*, sin calidad de servicio garantizada. Estos usuarios únicamente recibirán permiso para transmitir si todas las peticiones anteriores han sido aceptadas y siempre y cuando su aceptación no suponga degradar las prestaciones de  $E_b/N_0$  de dichas peticiones.

Todas aquellas peticiones que no hayan podido ser servidas en una trama pasarán, automáticamente, a la siguiente trama, descontándose el *timeout* adecuadamente, y sin necesidad de que los terminales involucrados deban volver a efectuar la petición.

A modo de resumen, la Tabla 6.1 muestra la ordenación de peticiones que se tendría que llevar a cabo para efectuar el algoritmo de gestión de recursos propuesto y la Figura 6.6 muestra el diagrama de flujo con el proceso que debería seguirse para determinar si la petición en la posición  $i$ -ésima de la tabla puede o no ser aceptada. En particular, como dicha figura muestra, lo que se hace es calcular para todas las peticiones de  $j=i$  hasta  $j=1$ , esto es, la petición actual y las ya aceptadas, la  $(E_b/N_0)_j$  correspondiente a la petición  $j$ -ésima si se hubieran aceptado las  $i$  peticiones. En tanto que este valor esté por encima del mínimo de cada petición, la petición  $i$ -ésima será aceptada. En caso contrario, esto es si  $(E_b/N_0)_j < (E_b/N_0)_{\min,j}$  para alguna de ellas, se rechazará.

Tabla 6.1 Ordenación de las peticiones en el algoritmo de gestión de recursos

Posición	Peticiones	Timeout	$(E_b/N_0)_{\min}$
1	Peticiones críticas	1	$(E_b/N_0)_{\min,1}$
2		...	...
...		...	...
...		1	...
...	Sondeos	1	...
i		...	$(E_b/N_0)_{\min,i}$
...		1	...
...	Resto de peticiones y <i>best effort</i>	2	...
...		...	...
M		N	$(E_b/N_0)_{\min,M}$

**6.3. Evaluación de las prestaciones de la estrategia propuesta**

Una vez han sido descritos los mecanismos planteados para garantizar calidad de servicio en un esquema de transmisión por paquetes basado en el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD, a continuación se pretende validar mediante simulación las prestaciones de dichos

mecanismos, pormenorizando el efecto de los diferentes parámetros involucrados para diferentes situaciones de número de usuarios en el sistema.

**6.3.1. Estudio para usuarios de datos con altas restricciones de retardo (usuarios *Low Delay*)**

En primer lugar, se plantea analizar la influencia del mecanismo de sondeo y del algoritmo de gestión de recursos propuestos en presencia de una única clase de servicio. Dicha clase estará constituida por usuarios de datos con altas restricciones de retardo, esto es, que requieren haber transmitido sus paquetes en un período muy reducido de tiempo. Dentro de esta clase tendrían cabida servicios de datos con tasa variable y con un cierto grado de interactividad, como podrían ser juegos interactivos, servicios de conversación a través de Internet (*chat*), transferencia de ficheros en tiempo real, ...

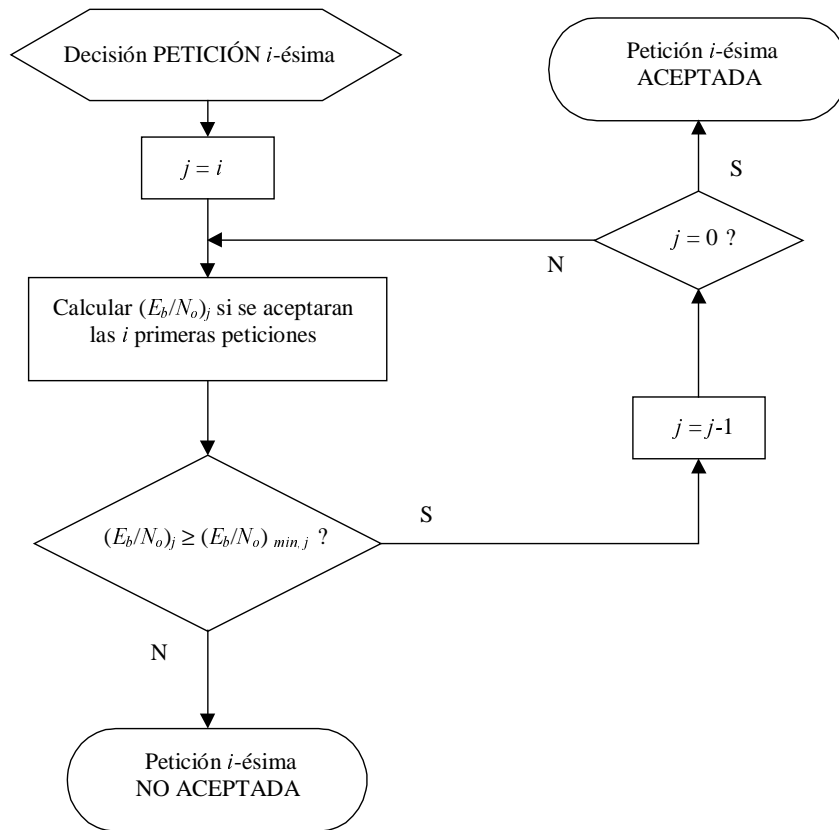


Figura 6.6 Proceso de determinación de la aceptación de una petición

Hay que puntualizar que, en general, la definición de una clase de servicio no está relacionada unívocamente con una determinada aplicación. Por el contrario, los sistemas tienden a definir un conjunto de clases de servicio genéricas, cada una caracterizada por unos parámetros de calidad específicos, y corresponde posteriormente a los niveles superiores determinar cual es la clase de servicio más apropiada para una determinada aplicación.

Con efectos de considerar un modelo de tráfico para los usuarios *Low Delay* se asumirá, tal y como muestra la Figura 6.7, un modelo como el utilizado en [88] que alterne períodos de actividad (ON) con otros períodos de inactividad (OFF), ambos de duración exponencial. Dentro de un período de actividad los usuarios generarán mensajes de longitud exponencial con una estadística de Poisson con tiempo medio entre llegadas  $1/\lambda$ , los cuales se

trocearán en paquetes cada uno de ellos correspondiente a la cantidad de información que puede transmitirse haciendo uso de la máxima ganancia de procesado. Los parámetros correspondientes a este modelo de tráfico se muestran en la Tabla 6.2.

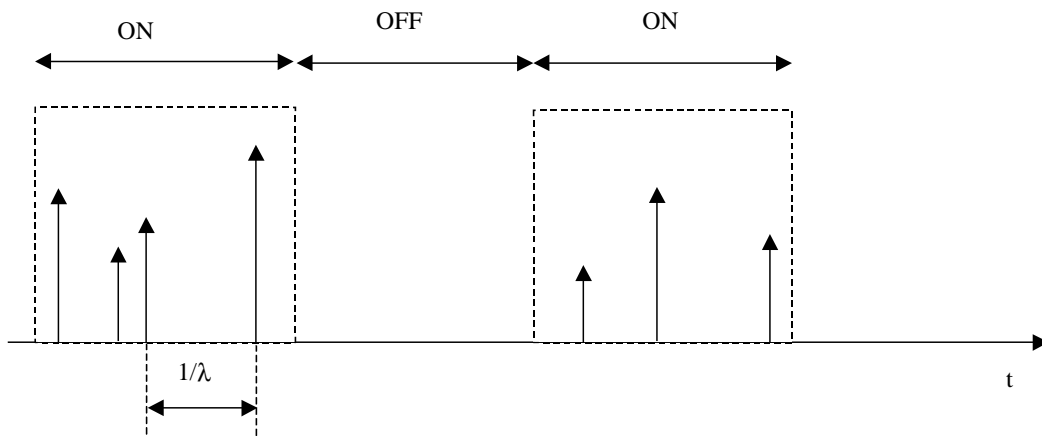


Figura 6.7 Modelo de generación de tráfico para los usuarios Low Delay

En relación a la calidad de servicio a garantizar para esta clase de servicio se asumirá como retardo máximo a garantizar en un 95 % de los casos para la entrega de cada uno de los paquetes generados un tiempo de 50 ms, es decir, 5 tramas, de acuerdo con la definición de [73] para la clase de servicio LDD (*Low Delay Data*).

Tabla 6.2 Parámetros del modelo de tráfico para los usuarios Low Delay

Duración media del período ON	1 s = 100 tramas
Duración media del período OFF	1 s = 100 tramas
Tasa de llegadas de mensaje en ON	0.33 mensajes/trama = 33 mensajes /s
Longitud media de mensaje	500 bits

Tabla 6.3 Valores de  $E_b/N_0$  mínima para los usuarios Low Delay

Velocidad	$G_p$	$E_b/N_0$ min (dB)
16v	16	1.76
8v	32	2.04
4v	64	2.25
2v	128	2.78
v	256	3.34

El retardo tolerado permite la posibilidad de llevar a cabo muy pocas retransmisiones si el paquete se recibe erróneamente. A estos efectos, se utilizará una estrategia ARQ híbrida



del tipo I con códigos correctores de tasa 1/2, de modo que todos los paquetes transmitidos dispondrán de capacidad correctora tratando así de reducir la probabilidad de tener que retransmitir. Igualmente, obsérvese como la posibilidad de efectuar retransmisiones relaja la condición de mínimo valor de  $E_b/N_0$  para las diferentes peticiones. Por este motivo, únicamente se especificará la  $E_b/N_0$  mínima para aquellas peticiones cuyo *timeout* esté a punto de expirar y que por lo tanto no admitan ninguna retransmisión adicional. Bajo estas circunstancias, se considerará que la probabilidad de recibir erróneamente una petición crítica sea inferior a  $10^{-3}$ . Haciendo uso de la cota de Varsharmov-Gilbert ya citada en el capítulo anterior con objeto de obtener unos valores genéricos, se puede determinar que la mínima  $E_b/N_0$  requerida para las diferentes peticiones, en función de su velocidad, es la que se muestra en la Tabla 6.3.

Del mismo modo, partiendo de los valores de  $E_b/N_0$  mínima calculados para cada velocidad, y utilizando la expresión para la  $E_b/N_0$  en función del número de transmisiones en un esquema DS/CDMA según la hipótesis gaussiana, es posible establecer el número máximo de transmisiones simultáneas que puede llevarse a cabo y a partir de aquí el conjunto de umbrales de ocupación para el algoritmo ThMS que determinan las velocidades iniciales a aplicar en cada petición. Para las velocidades consideradas, estos umbrales resultan ser de valores 17, 31, 58 y 103.

#### 6.3.1.1. Influencia de los parámetros del mecanismo de sondeo

A continuación se presentan algunas simulaciones del sistema propuesto para diferentes valores de los tres parámetros que gobiernan el mecanismo de sondeo, en particular el período de sondeo o *polling*  $P_p$ , el número máximo de sondeos sin respuesta  $N_p$  y el número de tramas que se mantiene el código tras efectuar la última transmisión  $N_f$ . El interés en estudiar estos parámetros radica en que, según los valores que se fijen, la influencia del mecanismo de sondeo puede ser diferente. Piénsese por ejemplo en el período de sondeo: si éste es muy pequeño, se puede estar efectuando un número de sondeos excesivo, muchos de ellos innecesarios, que se traducirá en un mal uso de los recursos del sistema. Por el contrario, si el período de sondeo es muy elevado, puede resultar ineficiente al no permitir que los usuarios accedan al sistema en un tiempo inferior al máximo permitido.

En particular, la Figura 6.8 muestra el porcentaje de paquetes que superan el máximo retardo permitido para el caso  $N_f=2$  y para diferentes valores del período de sondeo  $P_p$  medido en tramas y del número máximo de sondeos  $N_p$ . Se ha tomado en el sistema un total de 100 usuarios de acuerdo al modelo de tráfico previamente especificado en la Figura 6.7 y la Tabla 6.2 y que comparten un total de 50 secuencias código. La Figura 6.9, a su vez, muestra los resultados para el caso de  $N_f=4$ . A modo de referencia, para el nivel de carga considerado y en el caso de no emplearse ni mecanismo de sondeo ni algoritmo de gestión de recursos, sino únicamente el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con el algoritmo ThMS, se ha obtenido que el porcentaje de paquetes que llegan tarde es de 9.85%, nivel también mostrado en las figuras. Por lo tanto, como puede apreciarse, el sistema propuesto permite reducir notablemente este porcentaje. De todos modos, el porcentaje total depende de los valores específicos de los diferentes parámetros involucrados. En particular, los aspectos que cabe destacar son los siguientes:

a) Según se aprecia en las figuras, valores del período de sondeo superiores o iguales al máximo retardo permitido de 5 tramas conducen a un porcentaje superior de paquetes fuera de tiempo respecto del caso de emplearse un período de sondeo menor. Esto es debido a que

dichos valores elevados del período de sondeo acotan el retardo de acceso con un nivel superior al máximo permitido, lo que origina la existencia de peticiones que no llegan a ser comunicadas al gestor de recursos antes de que su temporizador expire. En particular, puede observarse como el porcentaje de paquetes fuera de tiempo se incrementa al incrementarse el período de sondeo entre 5 y 10 tramas. Para valores superiores a 10 tramas, se produce un ligero decrecimiento motivado por el hecho de que los sondeos también suponen un consumo de recursos dentro del reparto llevado a cabo por el algoritmo de gestión de recursos. Esto se traduce en que, si el período de sondeo no está bien ajustado como para acotar eficientemente el retardo de acceso, es preferible no hacer sondeos para así evitar los recursos consumidos por éstos.

b) Los valores más apropiados para el período de sondeo son aquéllos por debajo del máximo retardo permitido, esto es, a lo sumo 4 tramas. Este límite garantiza que como máximo en 4 tramas cualquier petición es comunicada al gestor de recursos y por lo tanto puede ser servida en la trama siguiente a dicha notificación, lo que resultaría en un retardo igual al máximo permitido de 5 tramas. En este caso, las peticiones fuera de tiempo serán exclusivamente debidas a que el algoritmo de gestión no ha podido servirlos, pero no a que el retardo de acceso ha sido excesivo. En cualquier caso, debe puntualizarse que, siendo el período de sondeo inferior a 5 tramas, valores excesivamente pequeños también pueden degradar las prestaciones, como ocurre al considerarse el período igual a 2 tramas. En dicho caso el problema radica en el elevado número de sondeos que deben realizarse, muchos de ellos innecesarios, y que supone un consumo de recursos destinados al sondeo excesivo que evita que otras peticiones puedan aceptarse. Teniendo en cuenta esta consideración, resulta interesante que el período sea el mayor posible para limitar el consumo de recursos destinados al sondeo, lo que añadido a la necesidad de que el período sea inferior a 5 tramas, proporciona como valor óptimo 4 tramas.

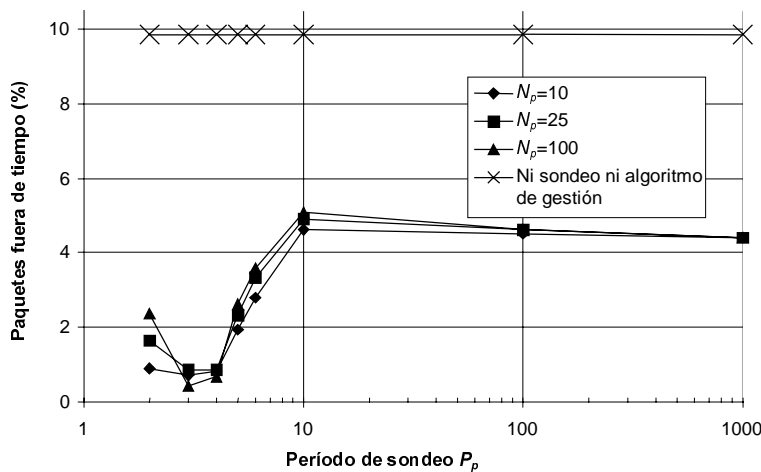


Figura 6.8 Influencia del período de sondeo para el caso  $N_f=2$

c) En relación al efecto del número máximo de sondeos consecutivos sin respuesta  $N_p$  debe notarse que valores muy pequeños de dicho parámetro pueden originar que finalice el mecanismo de sondeo excesivamente pronto para un determinado usuario, motivando que ciertas peticiones no logren el acceso suficientemente pronto. Por el contrario, valores elevados de  $N_p$  pueden originar también un exceso de sondeos efectuados que puede ser contraproducente desde el punto de vista del consumo de recursos que esto supone. Teniendo

esto en cuenta, en la Figura 6.8 y la Figura 6.9 se observa como para los valores no adecuados del período de sondeo (esto es, los valores muy grandes superiores a 5 ó los valores muy pequeños, inferiores a 2) un valor de  $N_p$  reducido resulta en un menor porcentaje de paquetes fuera de tiempo al reducirse el consumo destinado a los sondeos. Por el contrario, para períodos más adecuados, como 3 y 4 tramas, valores superiores de  $N_p$  resultan beneficiosos en tanto que no abortan prematuramente el proceso de sondeo.

d) Respecto al parámetro  $N_f$  que mide el número de tramas que se mantiene un código tras haber efectuado la última transmisión, a la vista de las figuras se aprecia como cuanto mayor es dicho parámetro peores son las prestaciones obtenidas. Esto refleja que los códigos son mantenidos por los usuarios de forma innecesaria limitando así las posibilidades de acceder al sistema por parte de nuevos usuarios. A modo de ejemplo, obsérvese la Figura 6.10 en la que se ha tomado un valor de  $N_f=10$  tramas. Puede apreciarse como el porcentaje de paquetes fuera de tiempo es muy superior al de los casos  $N_f=2$  y  $N_f=4$  (Figura 6.8 y Figura 6.9) e incluso no llegan a apreciarse beneficios por parte del mecanismo de sondeo pues resultan preferibles períodos de sondeo elevados. De hecho, el propio sistema de sondeo es perjudicado por los valores de  $N_f$  grandes pues pueden fácilmente producirse situaciones en las que no se disponga de suficientes códigos para hacer frente a todos los sondeos requeridos. Nótese que valores de  $N_f$  elevados suponen llevar el sistema hacia una técnica en modo circuito que no resulta apropiada para la gestión de un tráfico a ráfagas con mayor número de usuarios que códigos.

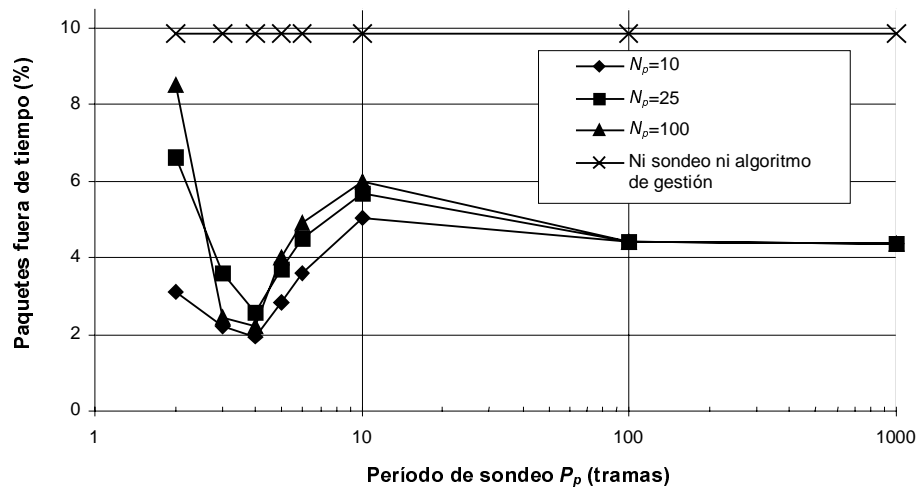


Figura 6.9 Influencia del período de sondeo para el caso  $N_f=4$

e) Con efectos de considerar la mejora incorporada por el mecanismo de sondeo y el algoritmo de gestión de recursos, tómesese como referencia el porcentaje de paquetes fuera de tiempo que se ha obtenido en caso de no emplearse ninguno de estos dos mecanismos sino únicamente el protocolo de acceso ISMA-DS/CDMA FDD con el algoritmo ThMS, y que resulta ser de un 9.85 %. A su vez, en caso de emplearse únicamente el algoritmo de gestión de recursos (sin sondeo), este valor resulta ser de aproximadamente 4.35%, como puede apreciarse en la Figura 6.8 observando la tendencia de la gráfica para períodos de sondeo tendiendo a infinito. Consecuentemente, el algoritmo de gestión de recursos propuesto permite reducir en un poco más de la mitad el porcentaje de paquetes fuera de tiempo. Finalmente, en caso de considerarse también el mecanismo de sondeo con un ajuste adecuado de los parámetros, el porcentaje de paquetes fuera de tiempo prácticamente se reduce a un 0.8

%, lo que supone una mejora en un factor 5 respecto del algoritmo de gestión de recursos únicamente y en un factor 10 respecto de emplearse tan solo el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD.

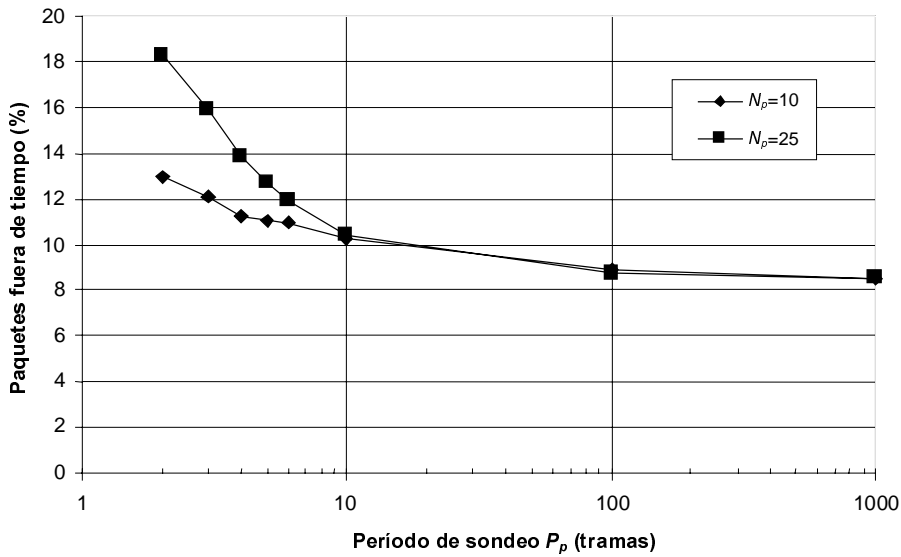


Figura 6.10 Influencia del período de sondeo para  $N_f=10$

### 6.3.1.2. Estudio en términos de capacidad

Si bien en el apartado anterior se estudió el efecto de los parámetros del mecanismo de sondeo para una situación de carga concreta, con un total de 100 usuarios, en el presente apartado se plantea el análisis del mecanismo de sondeo y del algoritmo de gestión de recursos propuestos para determinar la máxima capacidad que puede tolerar el sistema manteniendo el nivel de calidad de servicio especificado para los usuarios *Low Delay*.

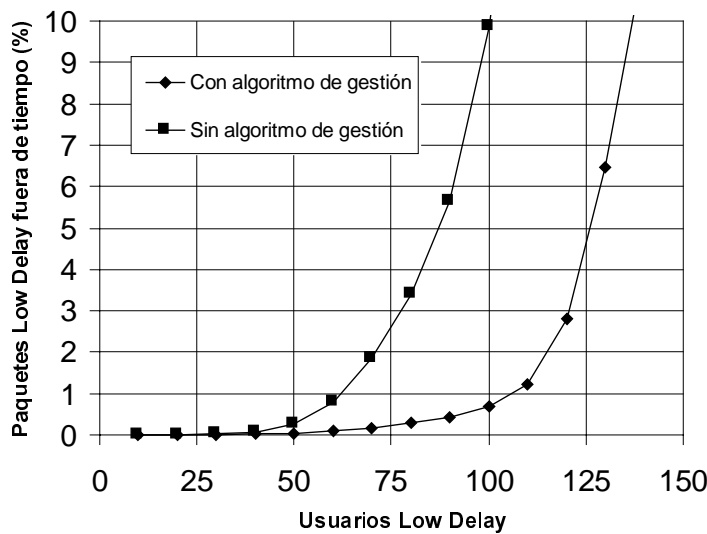


Figura 6.11 Mejora incorporada por el mecanismo propuesto para los usuarios *Low Delay* para el caso con  $P_p=4$  tramas,  $N_p=100$  y  $N_f=2$

Bajo esta perspectiva se han efectuado simulaciones en las que se ha variado el número de usuarios presente en el sistema, para un valor del período de sondeo igual a 4 tramas, un máximo número de sondeos sin respuesta  $N_p=100$  y un número de tramas que se mantiene el código escogido  $N_f=2$ . En la Figura 6.11 se muestra el porcentaje de paquetes que superan el máximo retardo establecido en función del número de usuarios presente en el sistema para los casos en los que se emplean el algoritmo de gestión de recursos y el mecanismo de sondeo propuestos y para el caso en que no se emplean. En esta última situación los terminales hacen uso exclusivamente del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con el algoritmo de cambio de velocidades ThMS. Como puede apreciarse, para mantener el criterio de un máximo del 5% de paquetes que superen el máximo retardo establecido, el número máximo de usuarios que puede existir en el sistema es de aproximadamente 126 cuando se emplea el algoritmo de gestión y el mecanismo de sondeo, mientras que cuando no se emplean este máximo número es únicamente de 87 usuarios, lo que da origen a una mejora en términos de capacidad de aproximadamente un 45%. Nótese que al existir una única clase de servicio, la región de admisión en este caso no es una superficie sino una recta que tendría como valores extremos los dos máximos anteriormente hallados para las dos situaciones analizadas.

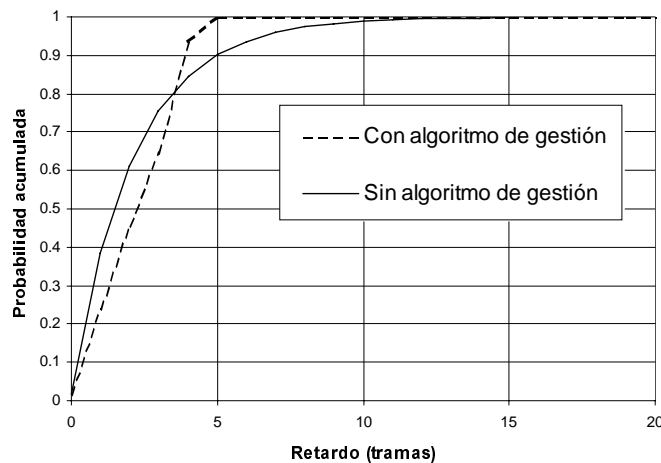


Figura 6.12 Probabilidad de retardo acumulada para el caso de 100 usuarios Low Delay con y sin el algoritmo de gestión de recursos propuesto

A modo de ilustración de la operación del algoritmo de gestión propuesto, en la Figura 6.12 se muestra la probabilidad de retardo acumulada cuando se emplea el mecanismo propuesto y cuando no se emplea, respectivamente, para una situación en la que existen 100 usuarios *Low Delay* en el sistema. Como puede apreciarse, el algoritmo garantiza que prácticamente todos los paquetes llegan con un retardo inferior a las 5 tramas establecidas como máximo. Por el contrario, el mecanismo sin algoritmo de gestión de recursos ni sondeo origina que el retardo total de un porcentaje notable de paquetes, prácticamente de un 10%, llegue a ser superior al máximo establecido de 5 tramas.

### 6.3.2. Estudio para usuarios de datos con restricciones relajadas de retardo (usuarios *Long Delay*)

En el apartado anterior se vio como el algoritmo de gestión de recursos y el mecanismo combinado de sondeo con el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD resultaba

especialmente beneficioso ante usuarios con altas restricciones de retardo, para los cuales se hace indispensable regular eficientemente el acceso para reducir el retardo total. A continuación se pretende extender el estudio al caso en el que se consideren usuarios cuyas restricciones de retardo sean más relajadas y que por lo tanto sean capaces de funcionar eficientemente haciendo uso únicamente del protocolo de acceso ISMA-DS/CDMA FDD con el algoritmo de cambio de velocidades ThMS. En particular, y siguiendo la misma línea que se estudió en el apartado anterior, se analizará por un lado el efecto de los parámetros del mecanismo de sondeo y por el otro la mejora en términos de capacidad obtenida con el algoritmo de gestión de recursos.

Esta segunda clase de servicio a la que se denominará genéricamente a lo largo de este estudio como *Long Delay*, está basada en la clase LCD (*Long Constrained Delay*) definida en [73], y asumirá un retardo máximo para la entrega de los paquetes de 300 ms, esto es, 30 tramas. Dado que el retardo tolerado permitirá la posibilidad de efectuar varias retransmisiones de los paquetes, se optará por hacer uso de una estrategia de retransmisión ARQ híbrida del tipo II, con códigos de tasa 1/2. De este modo, inicialmente los paquetes se transmitirán sin capacidad correctora para poder enviar más información útil, y únicamente se enviará la redundancia en el caso que ésta sea necesaria, según el proceso ya descrito en el capítulo 5.

El modelo de tráfico considerado para esta clase de servicio es el mismo que para los usuarios *Low Delay*, descrito en el apartado 6.3.1, pero con una longitud media de los mensajes generados de valor 1000 bits.

Tabla 6.4 Valores de  $E_b/N_0$  mínima para los usuarios *Long Delay*

Velocidad	$G_p$	$E_b/N_0$ min (dB)
16v	16	1.76
8v	32	1.78
4v	64	2.04
2v	128	2.25
v	256	2.78

Nuevamente, haciendo uso de la cota de Varsharmov-Gilbert para garantizar una probabilidad de error de paquete inferior a  $10^{-3}$ , se puede determinar que la mínima  $E_b/N_0$  requerida para las diferentes peticiones, en función de su velocidad de transmisión, es la que se muestra en la Tabla 6.4. Igualmente, los umbrales para las diferentes velocidades del algoritmo ThMS resultan ser de valor 17, 32, 61 y 115.

### 6.3.2.1. Influencia de los parámetros del mecanismo de sondeo

Del mismo modo como se hizo en el caso de los usuarios *Low Delay*, a continuación se presentan algunos resultados relativos al mecanismo propuesto de sondeo para los usuarios *Long Delay* con restricciones más relajadas de retardo, con el objetivo de discernir la influencia de los diferentes parámetros. Las simulaciones se han efectuado en presencia de

100 usuarios que comparten un total de 50 secuencias código. A continuación se resumen los aspectos más destacables a considerar:

a) Como puede apreciarse en la Figura 6.13, que muestra el porcentaje de paquetes fuera de tiempo para el caso de  $N_f=2$  y para diferentes valores del período de sondeo, la influencia de este último es bastante inferior a la influencia que tenía sobre los usuarios *Low Delay*. En particular, mientras que en el caso no emplearse sondeo (esto es, con un período tendiendo a infinito) el porcentaje de paquetes fuera de tiempo está alrededor del 4.4 %, el menor valor obtenido al emplearse períodos más reducidos es de aproximadamente un 3.6 %, mientras que para los usuarios *Low Delay* se conseguía pasar de un 4.5 % a un 0.8 %. El motivo hay que buscarlo en el mayor retardo tolerado por los usuarios *Long Delay*, de valor 30 tramas, y que origina que un mayor retardo de acceso para un cierto usuario pueda ser compensado fácilmente por la priorización efectuada por el algoritmo de gestión de recursos.

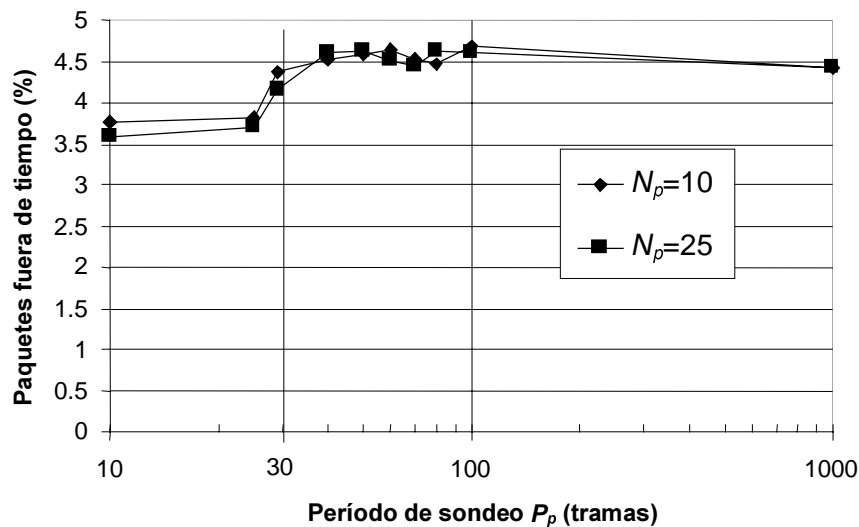


Figura 6.13 Influencia del período de sondeo sobre los usuarios *Long Delay* con  $N_f=2$

b) Respecto a la determinación de un óptimo para el período de sondeo, los resultados nuevamente no son tan claros como ocurría en el caso de los usuarios *Low Delay*. En cualquier caso, sí que puede observarse en la Figura 6.13 como períodos iguales o superiores al máximo retardo tolerado, en este caso 30 tramas, no proporcionan ninguna ventaja al sistema pues acotan el retardo de acceso a un valor superior al máximo permitido. Cabría esperarse, pues, que el período óptimo de sondeo se situara alrededor de las 29 tramas, lo que permitiera, para los paquetes a punto de expirar, llevar a cabo el acceso en una trama y efectuar la transmisión del paquete en la siguiente, agotándose al máximo el temporizador. Sin embargo, de las simulaciones se desprende que períodos más reducidos permiten un menor número de paquetes fuera de tiempo, como se aprecia en la Figura 6.13 para valores del período entre 10 y 25 tramas. La razón de este comportamiento está motivada por la estrategia ARQ tipo II empleada, según la cual la transmisión inicial se efectúa sin capacidad de corregir errores debiéndose enviar la redundancia en el caso de que dicha transmisión inicial sea errónea. De este modo, si el período de sondeo es de 29 tramas y se consigue mediante el sondeo el acceso de un paquete a punto de expirar (con *timeout* 1 trama) que se transmite en la trama siguiente, siempre que se produzcan errores en la transmisión y deba procederse al envío de la redundancia, lo que será muy habitual en condiciones de alta carga

debido a la ausencia de codificación de la primera transmisión, el paquete superará su máximo retardo permitido. Consecuentemente, y con objeto de dejar un cierto margen para el envío de la redundancia, resulta más conveniente reducir el período de sondeo respecto del valor de 29 tramas. Partiendo de los resultados obtenidos, un valor adecuado puede resultar de 25 tramas, pues para valores inferiores la mejora obtenida es muy poco significativa.

c) En relación a los diferentes valores considerados del número máximo de sondeos consecutivos sin respuesta,  $N_p$ , nuevamente las diferencias no resultan especialmente significativas para los usuarios *Long Delay*, mientras que para los usuarios *Low Delay* se comprobó en el apartado 6.3.1.1 que valores muy pequeños de este parámetro podían conducir a una extinción prematura de los sondeos que presentaba una cierta degradación para períodos de sondeo reducidos. Por el contrario, lo que ocurre con los usuarios *Long Delay* es que los períodos de sondeo manejados son suficientemente grandes como para que, con los valores de  $N_p$  considerados de 10 y 25, la probabilidad de suprimir los sondeos prematuramente sea muy reducida.

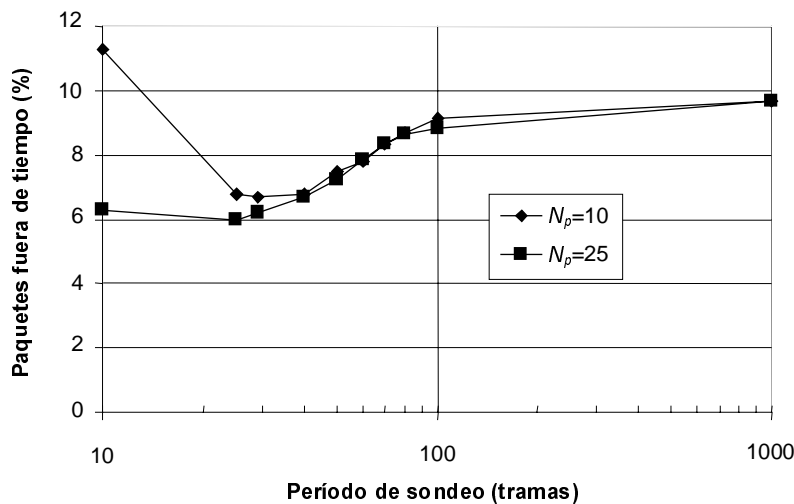


Figura 6.14 Influencia del período de sondeo sobre los usuarios *Long Delay* con  $N_f=10$

d) Respecto del valor del número de tramas  $N_f$  que se mantiene el código tras la última transmisión, la conclusión que se extrae para los usuarios *Long Delay* es la misma que se obtuvo para los usuarios *Low Delay*, relativa a que valores elevados de este parámetro originan un uso poco eficiente de los recursos y dificultan el acceso de nuevos usuarios tanto a través del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD como mediante el mecanismo de sondeo, al existir menos códigos libres. A modo de ejemplo, puede observarse la Figura 6.14 en la que se presenta el porcentaje de paquetes fuera de tiempo para el caso  $N_f=10$ . Como se aprecia, dicho porcentaje se sitúa en el mejor de los casos alrededor de un 6%, bastante por encima del que se obtuvo para el caso  $N_f=2$  en la Figura 6.13.

e) Finalmente, se puede también discernir el efecto propiamente del algoritmo de gestión de recursos del originado por el mecanismo de sondeo. Para ello, tómesese como referencia el porcentaje de paquetes *Long Delay* fuera de tiempo que se ha obtenido haciendo uso únicamente del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con algoritmo ThMS y sin mecanismo de sondeo ni de gestión de recursos, bajo las mismas condiciones de simulación anteriormente comentadas, y que resulta ser de aproximadamente un 16.7 %. A su vez, en caso de no emplearse sondeo sino únicamente el algoritmo de gestión de recursos (período de sondeo



tendiendo a infinito), de la Figura 6.13 se desprende que dicho porcentaje se reduce a únicamente un 4.4 %, gracias a priorizar las transmisiones adecuadamente para cumplir los requisitos de retardo. Por último, en el caso de emplearse además el mecanismo de sondeo, el porcentaje se puede reducir a un 3.6 %, lo que pone de manifiesto que para los usuarios *Long Delay* gracias a tolerar un retardo de acceso mayor, la mejora más significativa de las prestaciones viene más propiciada por el algoritmo de gestión de recursos que por el mecanismo de sondeo, a diferencia de lo que ocurría para los usuarios *Low Delay*.

### 6.3.2.2. Estudio en términos de capacidad

A continuación se plantea el análisis del efecto conjunto del algoritmo de gestión de recursos y el mecanismo de sondeo propuestos sobre el máximo número de usuarios *Long Delay* que pueden tolerarse manteniendo las garantías establecidas para su calidad de servicio. Para ello, se han efectuado simulaciones en un sistema con únicamente usuarios *Long Delay* a los que se ha aplicado un período de sondeo de 25 tramas, un número máximo de sondeos sin respuesta  $N_p=100$  y  $N_f=2$ .

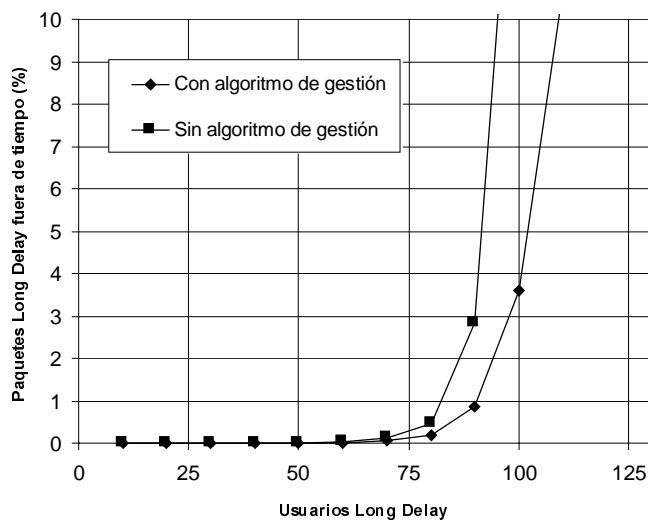


Figura 6.15 Mejora de capacidad del mecanismo propuesto sobre los usuarios *Long Delay*

En la Figura 6.15 se muestra el porcentaje de paquetes fuera de tiempo al incrementar el número de usuarios *Long Delay* en el sistema para el caso de emplearse el algoritmo de gestión de recursos con el mecanismo de sondeo propuesto y para el caso de no emplearse ninguno de los dos sistemas sino únicamente el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con algoritmo ThMS. Como puede apreciarse, existe una cierta mejora en el máximo número de usuarios que pueden ser aceptados en el sistema gracias al esquema de gestión de recursos considerado. En particular, para una tasa del 5% de paquetes fuera de tiempo, el número de máximo de usuarios que pueden existir en un sistema que haga uso del algoritmo propuesto está alrededor de 102, mientras que en el caso de utilizar tan solo ISMA-DS/CDMA FDD el máximo número es de aproximadamente 91 usuarios. Consecuentemente, la mejora en términos de capacidad del esquema propuesto para los usuarios *Long Delay* se sitúa alrededor del 12%.

En la Figura 6.16 se muestra la función de distribución de probabilidad del retardo de paquete para el caso de emplearse el algoritmo de gestión de recursos y para el caso de no emplearse cuando existe un total de 100 usuarios en el sistema. Como puede apreciarse, y al

igual que ocurría para los usuarios *Low Delay*, el mecanismo de gestión tiende a concentrar los retardos por debajo del umbral máximo permitido, de 30 tramas (300 ms). Por el contrario, en caso de emplearse únicamente el esquema ISMA-DS/CDMA FDD sin algoritmo de gestión la distribución de retardos muestra como existen numerosos paquetes que superan el máximo retardo tolerado. Un aspecto a destacar de la figura consiste en que prácticamente todos los paquetes sufren un retardo superior a 3 tramas. Esto demuestra que, para el nivel de carga considerado, está actuando la estrategia de retransmisión ARQ híbrida tipo II de modo que prácticamente ningún paquete es transmitido correctamente al primer intento sino que se requiere del correspondiente envío de la redundancia para corregir errores, con el consiguiente incremento en el retardo total de transmisión.

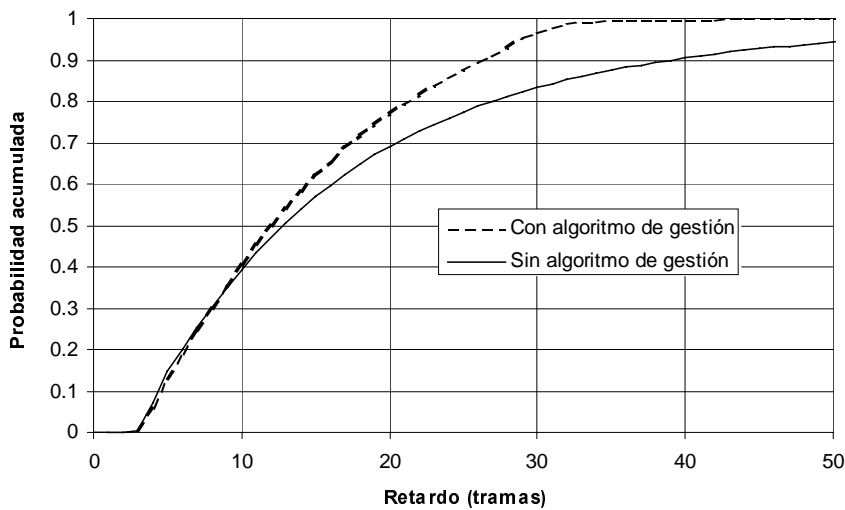


Figura 6.16 Probabilidad de retardo acumulada para el caso de 100 usuarios *Long Delay* cuando se considera algoritmo de gestión de recursos y cuando no se considera

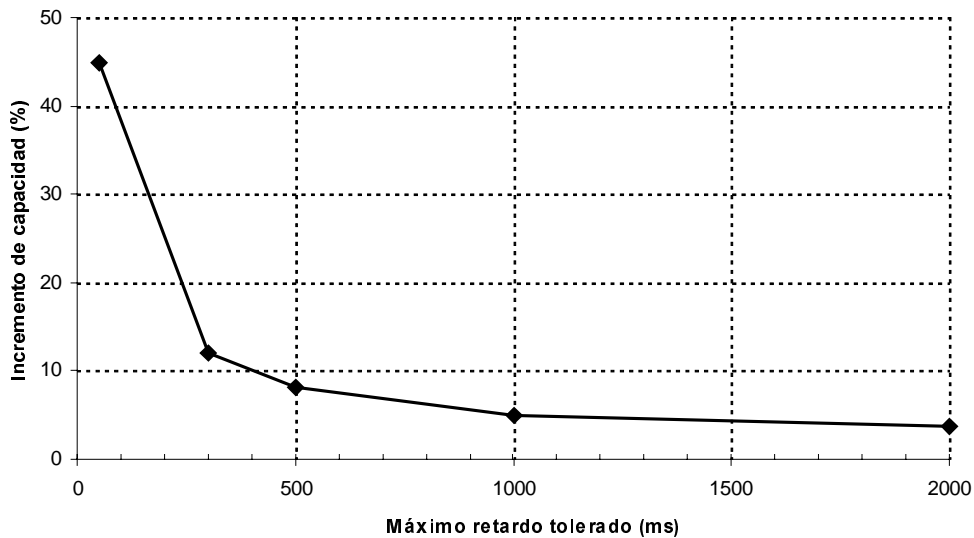


Figura 6.17 Incremento de capacidad proporcionado por el algoritmo de gestión de recursos y el mecanismo de sondeo en función del máximo retardo tolerado por el tráfico gestionado

A la vista de los resultados obtenidos en términos de capacidad, la mejora incorporada por el algoritmo de gestión de recursos y el esquema de sondeo considerado es bastante inferior a la que se obtuvo para el caso de los usuarios *Low Delay*. La lectura que se desprende de este hecho consiste en que, cuando el máximo retardo tolerado por una cierta clase de servicio es muy elevado, la influencia que puede presentar un algoritmo de gestión de recursos basado en temporizadores como el propuesto, aun siendo todavía eficaz, pasa a ser menos relevante, y en este caso un sistema de acceso aleatorio con regulación de la interferencia como el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con mecanismo de cambio de velocidades ThMS puede ser suficiente para garantizar el máximo retardo permitido. Este aspecto se pone de manifiesto en la Figura 6.17 en la que se muestra el incremento de capacidad proporcionado por el algoritmo de gestión de recursos para diferentes condiciones de retardo máximo tolerado por el tráfico gestionado. Como puede apreciarse, la conclusión que se extrae es que el mecanismo propuesto es tanto más eficiente cuanto menor es dicho retardo y por lo tanto más necesario es llevar a cabo un control de las transmisiones y acotar el retardo de acceso, mientras que para retardos elevados la diferencia entre emplear el mecanismo de gestión y de sondeo o utilizar únicamente el esquema ISMA-DS/CDMA FDD con algoritmo ThMS es menos significativa.

### **6.3.3. Análisis del sistema en presencia simultáneamente de usuarios *Low Delay* y usuarios *Long Delay***

A lo largo de los dos apartados anteriores se han estudiado las prestaciones del algoritmo de gestión de recursos propuesto en presencia por separado de usuarios *Low Delay* y usuarios *Long Delay*, llegándose a la conclusión que, si bien el mecanismo propuesto permite mejorar en ambos casos frente a un protocolo aleatorio como ISMA-DS/CDMA FDD, el efecto en términos de capacidad sobre los usuarios con un menor retardo tolerado es mucho más significativo que para los usuarios que pueden soportar un retardo mayor. Sin embargo, en el ámbito de un sistema de comunicaciones móviles de tercera generación, es de esperar que deban poder gestionarse simultáneamente las transmisiones de usuarios pertenecientes a clases de servicio diferentes, manteniendo las calidades de servicio para todas ellas. Por este motivo, resulta necesario evaluar el comportamiento del algoritmo propuesto cuando en el sistema coexisten usuarios de diferente naturaleza, lo que lleva a extender el estudio realizado en los apartados anteriores a una situación con usuarios del tipo *Low Delay* y del tipo *Long Delay*.

#### *6.3.3.1. Influencia mutua del mecanismo de sondeo*

A continuación se pretende analizar como el período de sondeo empleado para una clase de servicio afecta sobre la otra clase de servicio. En particular debe notarse que, dado que las reservas destinadas al sondeo suponen un cierto consumo de recursos que puede evitar la aceptación de peticiones en la tabla de asignación de recursos, si el número de sondeos que se hacen para unos usuarios es muy elevado, esto puede repercutir sobre los usuarios de la otra clase. Por este motivo, resulta necesario intentar acotar el efecto mutuo que el período de sondeo de una clase puede tener sobre la otra.

A estos efectos, se han efectuado simulaciones en presencia de 50 usuarios *Low Delay* y 50 usuarios *Long Delay* para diferentes valores del período de sondeo con un total de 100 códigos disponibles. En la Figura 6.18 se muestra el porcentaje de paquetes *Low Delay* fuera de tiempo para diferentes valores del período de sondeo de los usuarios *Long Delay*, mientras que en la Figura 6.19 se muestra el caso contrario de variación del porcentaje de paquetes

*Long Delay* fuera de tiempo respecto del período de sondeo de los usuarios *Low Delay*. Las conclusiones que se extraen a la vista de dichas figuras son las que se enumeran a continuación:

a) La influencia del período de sondeo de los usuarios *Long Delay* sobre las prestaciones de los usuarios *Low Delay* es prácticamente nula, como se observa en la Figura 6.18. La razón hay que buscarla, por un lado, en la alta prioridad de los usuarios de tipo *Low Delay* gracias a su reducido retardo tolerado, y que originará que en muchos casos sus peticiones se ubiquen en la parte alta de la tabla de asignación, por encima de las reservas de sondeos, por lo que tenderán a ser aceptadas con facilidad. Por otra parte, el hecho de que el período de sondeo de los usuarios *Long Delay* sea en general bastante superior al de los usuarios *Low Delay* por tolerar los primeros más retardo origina que el número de reservas que se deban hacer para dichos usuarios sea inferior por lo que suponen un consumo de recursos menor que el debido a los sondeos de los otros usuarios.

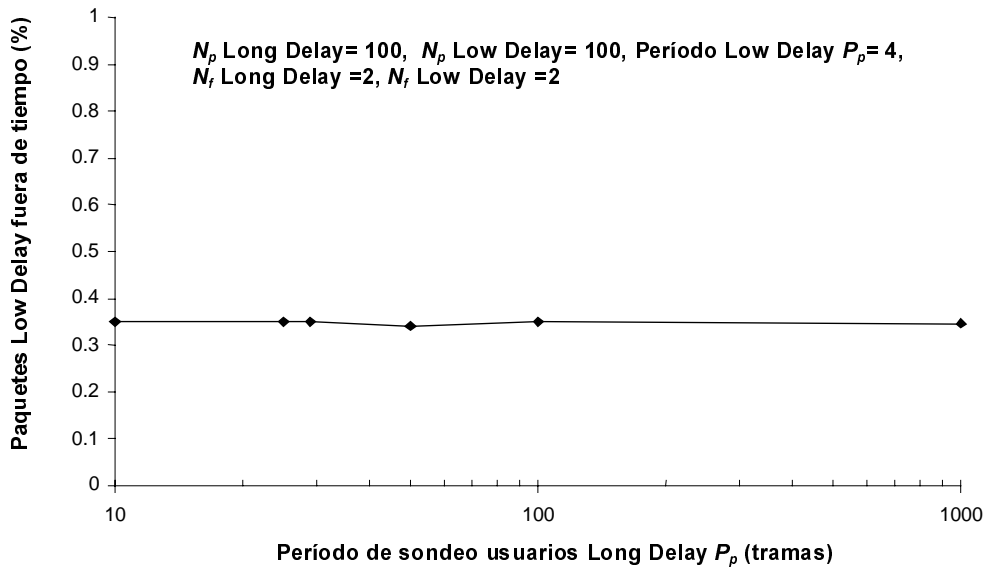


Figura 6.18 Influencia del período de sondeo de los usuarios *Long Delay* sobre los usuarios *Low Delay*

b) Cuando se considera la influencia del período de sondeo de los usuarios *Low Delay* sobre los usuarios *Long Delay* en la Figura 6.19, puede apreciarse una mayor repercusión mutua entre ambos tipos de usuario. En particular, cuanto mayor es el período de sondeo de los usuarios con bajo retardo tolerado, mejores son las prestaciones observadas por el resto de usuarios. En este caso, la menor prioridad de los usuarios *Long Delay* origina que en muchos casos la aceptación de sus peticiones está supeditada al número de sondeos que existen, por lo que cuanto menor sea dicho número más favorecidos se verán los usuarios de menor prioridad. Hay que puntualizar que en el apartado 6.3.1.1 se concluyó que resultaban interesantes para los usuarios *Low Delay* los períodos a lo sumo de 4 tramas, no existiendo una diferencia muy apreciable entre emplear 3 ó 4 tramas; sin embargo, a la vista del resultado obtenido cuando se consideran también los usuarios *Long Delay*, la conclusión que se extrae es que, de cara a perjudicar lo mínimo posible a estos últimos usuarios será preferible el empleo de un período igual a 4 tramas.

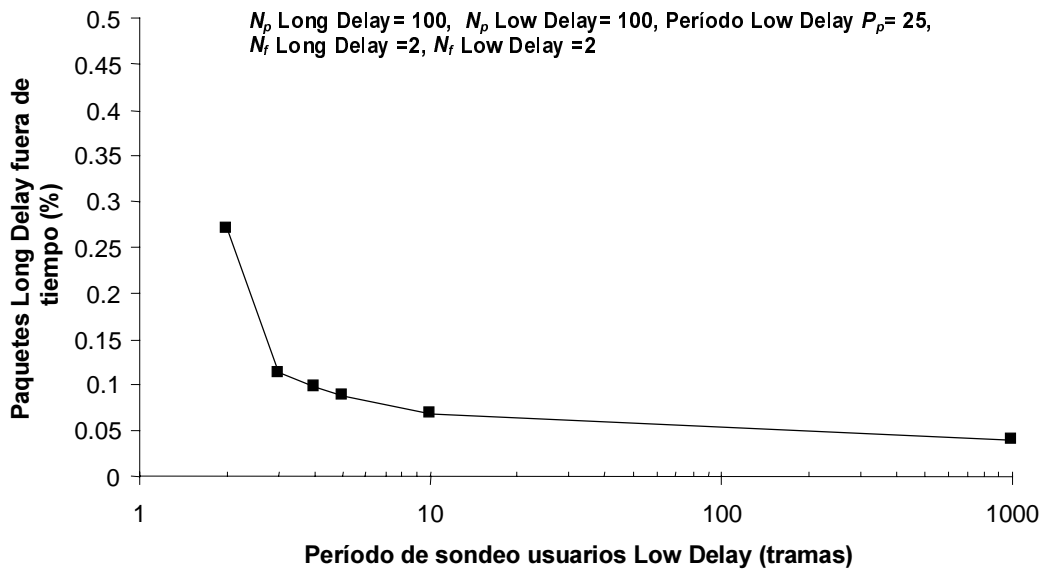


Figura 6.19 Influencia del período de sondeo de los usuarios Low Delay sobre los usuarios Long Delay

### 6.3.3.2. Análisis comparativo en términos de capacidad

Dentro de este apartado se procede a analizar la influencia del algoritmo de gestión de recursos propuesto en términos de capacidad cuando coexisten las dos clases de servicio ya especificadas. Ya se ha visto anteriormente como, al considerar las dos clases por separado, los terminales con menor retardo tolerado obtienen un mayor beneficio del algoritmo que el resto de usuarios con menos requerimientos. Por este motivo, al considerar un sistema con ambos tipos de usuario, el algoritmo tenderá a distribuir los recursos preferentemente entre los usuarios *Low Delay* de mayor prioridad lo que puede repercutir sobre los usuarios *Long Delay*. El objetivo, pues, será verificar si, contemplando el sistema desde una perspectiva global, el algoritmo de gestión de recursos es capaz de gestionar adecuadamente las transmisiones de los dos tipos de usuarios aportando un beneficio global.

Fruto de las simulaciones efectuadas bajo las mismas condiciones del apartado anterior, pero ahora con un período de sondeo de 4 tramas para los usuarios *Low Delay* y de 25 tramas para los usuarios *Long Delay*, la Figura 6.20 muestra, para un número fijo de usuarios *Low Delay*, como se degradan las prestaciones de estos usuarios al introducir usuarios de tipo *Long Delay*. Igualmente, la Figura 6.21 presenta, para un número fijo de usuarios de tipo *Long Delay*, la degradación padecida al incrementar el número de usuarios *Low Delay* en el sistema. Los aspectos a remarcar son los siguientes:

a) A la vista de la Figura 6.20, el algoritmo de gestión de recursos actúa claramente de forma positiva para los usuarios de tipo *Low Delay*, que ven seriamente degradadas sus prestaciones a medida que el número de usuarios de la otra clase se incrementa si no se empleara el mecanismo propuesto. Sin embargo, al utilizarse el algoritmo propuesto la priorización efectuada permite diferenciar a aquellos usuarios con mayores limitaciones de retardo y otorgarles los recursos más eficientemente. Viendo la figura, esto se traduce en que, para mantener el porcentaje de paquetes *Low Delay* fuera de tiempo por debajo del 5% y cuando existen 60 usuarios *Low Delay*, el sistema con algoritmo de gestión de recursos puede aceptar

hasta 62 usuarios *Long Delay*, mientras que en el caso de no emplearse algoritmo de gestión este número sería únicamente de 22 usuarios.

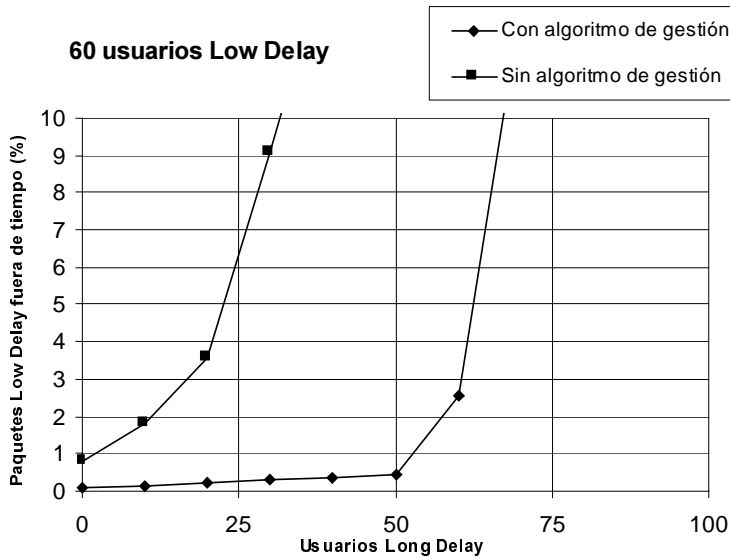


Figura 6.20 Influencia del número de usuarios *Long Delay* sobre la calidad de servicio de los usuarios *Low Delay*

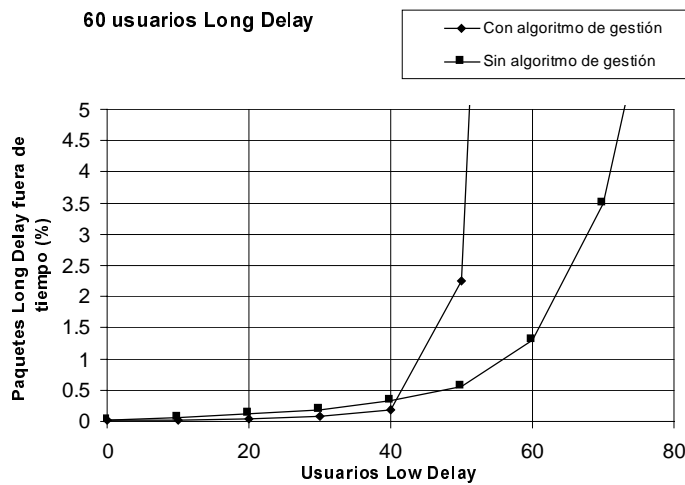


Figura 6.21 Influencia del número de usuarios *Low Delay* sobre la calidad de servicio de los usuarios *Long Delay*

b) Por el contrario, observando la Figura 6.21, se aprecia como mientras que para valores reducidos del número de usuarios *Low Delay*, el algoritmo de gestión de recursos reduce el porcentaje de paquetes fuera de tiempo de los usuarios *Long Delay*, al incrementarse el número de usuarios *Low Delay* en el sistema, las prestaciones de los usuarios *Long Delay* se ven degradadas hasta el punto en que les resultaría preferible trabajar sin algoritmo de gestión de recursos. Esto es así porque, al ser en general más prioritarios los usuarios *Low Delay*, el algoritmo tenderá a aceptar mayoritariamente sus peticiones, relegando las de los usuarios *Long Delay*. En consecuencia, manteniendo el nivel máximo de paquetes *Long Delay* fuera de tiempo a un 5%, y cuando existen 60 usuarios *Long Delay*, resulta que el número máximo de

usuarios *Low Delay* que podrían aceptarse sin gestión de recursos es de 73, mientras que con algoritmo de gestión sería únicamente de 51. Nótese en cualquier caso que estos valores no determinan de entrada la región de admisión puesto que sería preciso verificar si con estas cantidades de usuarios el porcentaje de paquetes *Low Delay* fuera de tiempo está también por debajo del 5%.

En consecuencia, para poder emitir un juicio sobre la influencia del algoritmo de gestión de recursos propuesto, hay que contemplar el sistema desde un punto de vista global que tenga en cuenta la calidad de servicio de los dos tipos de usuarios involucrados, y que se traducirá en la determinación de una región de admisión tal que, para cada combinación de usuarios de los dos tipos, se verifique la condición de un 5% de paquetes fuera de tiempo para las dos clases de servicio simultáneamente. El resultado de dicha región de admisión se presenta en la Figura 6.22 para los casos en que se emplea gestión de recursos y en que no se emplea, y puede apreciarse el claro beneficio aportado al sistema en términos globales por el uso del mecanismo propuesto, traducido en una región de admisión más amplia. En cualquier caso, obsérvese también como, para un número de usuarios *Low Delay* reducido, existe una mayor proximidad entre las regiones de admisión para los casos de emplearse el algoritmo de gestión de recursos y para el caso de no emplearse. Este aspecto ratifica la conclusión ya obtenida en el apartado 6.3.2.2 relativa a la menor influencia del algoritmo propuesto en presencia de tráfico con restricciones más relajadas de retardo.

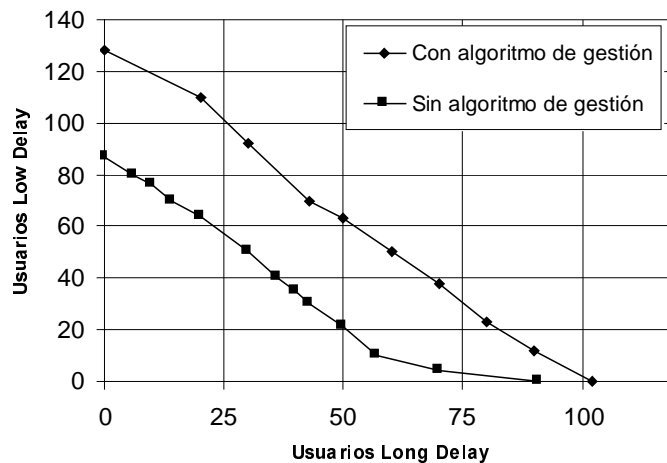


Figura 6.22 Regiones de admisión en el caso de emplearse algoritmo de gestión de recursos y en el caso de no emplearse

Por último, a efectos de ilustrar el comportamiento del algoritmo en términos de *throughput*, en la Figura 6.23 se presenta el valor del máximo *throughput* conseguido en el sistema en los puntos situados en el límite de la región de admisión, y que suponen el máximo *throughput* que el sistema puede soportar manteniendo los requerimientos de calidad de las dos clases de servicio. Como se puede apreciar, este máximo *throughput* resulta ser de aproximadamente 1.58 Mb/s, y se da para el valor máximo de usuarios *Long Delay*. A efectos de comparación, considérese también el valor del máximo *throughput* total que podría soportarse en el sistema sin tener en cuenta ningún requerimiento de calidad. Según se vio en el capítulo anterior, dedicado a las técnicas de retransmisión ARQ, dicho *throughput* máximo, haciendo uso de la cota de Varsharmov-Gilbert para la codificación, resultaba ser de

aproximadamente 2.01 Mb/s (ver Tabla 5.1). Así pues, la eficiencia del mecanismo propuesto podría cuantificarse alrededor del 78%.

Nótese de todos modos que esta reducción del *throughput* máximo viene propiciada por el hecho de querer mantener una cota de retardo establecida y, de hecho, cuanto más reducida es dicha cota, mayor es el precio que debe pagarse en términos de máximo *throughput* del sistema. En particular, como se observa en la Figura 6.23 el *throughput* máximo para el caso de existir únicamente usuarios *Low Delay* (esto es, para un número de 0 usuarios *Long Delay*), resulta ser únicamente de 0.98 Mb/s, bastante inferior al obtenido con usuarios con restricciones relajadas de retardo.

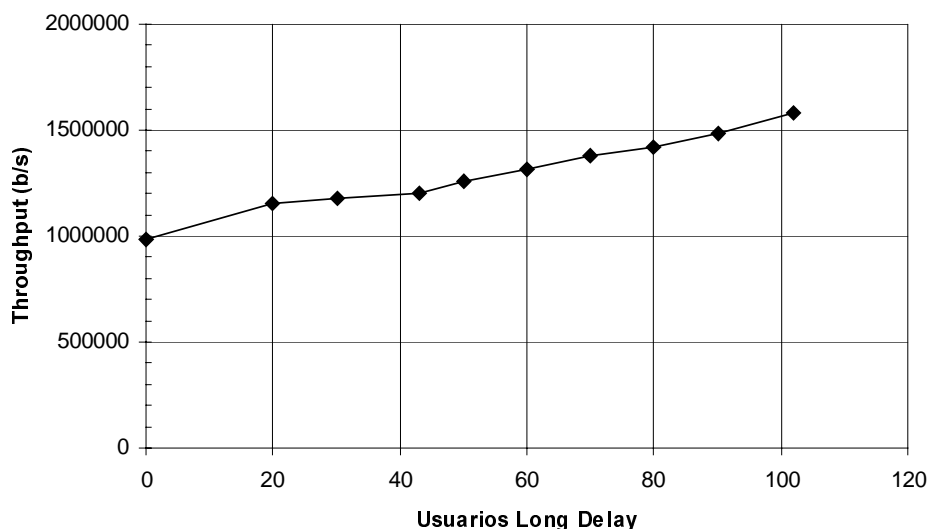


Figura 6.23 Valor del *throughput* total en el límite de la región de admisión

### 6.3.4. Estudio en presencia de tráfico de voz

Una vez se ha comprobado en los apartados anteriores que el algoritmo de gestión de recursos con el mecanismo de sondeo propuesto permite mejorar notablemente las prestaciones del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD en términos de la región de admisión cuando se debe gestionar tráfico de paquetes con requerimientos de retardo máximo, en el presente apartado se plantea verificar los mecanismos propuestos cuando, al margen de las dos clases de servicio consideradas, existe también un servicio en modo circuito como sería el caso de la voz, tal y como ocurrirá habitualmente dentro de un contexto de tráfico multimedia en sistemas de comunicaciones móviles de tercera generación.

En general, el tráfico de voz, viene caracterizado por unos requerimientos de diferente naturaleza que el tráfico de paquetes. Específicamente, se trata de un servicio de tasa constante durante los períodos de actividad y presenta unas altas restricciones en términos de retardo, dado el alto grado de interactividad requerido en la comunicación. En contrapartida, acostumbra a presentar una mayor tolerancia frente a pérdidas gracias a que los codificadores de voz empleados son capaces de regenerar la señal aun en ausencia de pequeñas partes de información sin degradación perceptible para el oído humano.



A lo largo del presente estudio se asumirá para los usuarios de voz una tasa de transmisión constante de 15 kb/s codificada con tasa 1/2, lo que corresponde, según las velocidades de transmisión empleadas, al envío de un paquete con ganancia de procesado 256 en cada trama de 10 ms. Como ocurre habitualmente con el servicio de voz, no se considerará la existencia de retransmisiones, por lo que los paquetes que sean incorrectamente recibidos serán paquetes perdidos. En este sentido, se asumirá una probabilidad de error de paquete de un 1%, lo que, para la ganancia de procesado considerada y haciendo uso de la cota de Varsharmov-Gilbert corresponde a un valor de  $E_b/N_0$  mínimo de 2.9 dB.

Se asumirá que estos usuarios trabajan en modo circuito, lo que significa que dispondrán de una secuencia código asignada durante todo el tiempo que dure la conexión. Sin embargo, y con objeto de regular la interferencia que estos usuarios generan sobre el resto, el algoritmo de gestión de recursos podrá esporádicamente impedir la transmisión de alguno de ellos. A estos efectos, las necesidades de los usuarios de voz serán consideradas en la tabla de asignación del algoritmo como peticiones con *timeout* igual a 1 trama.

Con objeto de evaluar las prestaciones del sistema en presencia de usuarios de voz y de usuarios de las clases de servicio *Low Delay* y *Long Delay*, se ha tomado, bajo las mismas condiciones de simulación del apartado 6.3.3, un número de 30 usuarios *Low Delay* y 30 usuarios *Long Delay*, correspondiente a un punto dentro de la región de admisión tanto en el caso de emplear algoritmo de gestión de recursos como de no emplearlo (según la Figura 6.22) y se ha ido variando el número de usuarios de voz presente en el sistema.

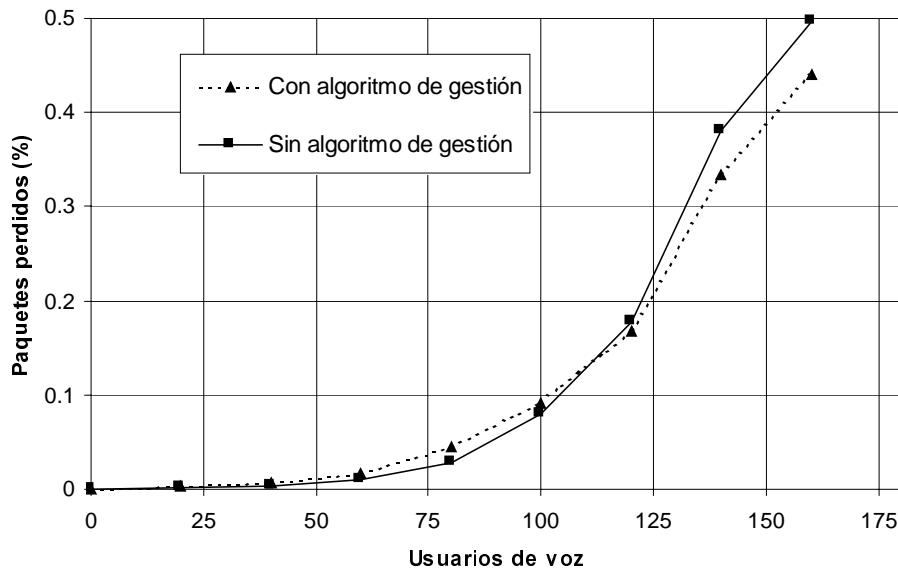


Figura 6.24 Influencia del algoritmo de gestión de recursos sobre el servicio de voz

En la Figura 6.24 se muestra el porcentaje de paquetes perdidos de los usuarios de voz en función del número de dichos usuarios, para el caso en que se emplea el algoritmo de gestión de recursos y para el caso en que los usuarios de datos trabajan únicamente con el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con el algoritmo ThMS. Como puede apreciarse, los usuarios de voz prácticamente no ven afectadas sus prestaciones por el uso o no del algoritmo de gestión de recursos. Nótese que el efecto del algoritmo sobre estos usuarios se traduce únicamente en la posibilidad de impedir transmisiones según las necesidades de los usuarios de datos. Por este motivo, para un número de usuarios de voz moderado, se aprecia un ligero nivel superior de paquetes fuera de tiempo en el caso de aplicar el algoritmo de gestión de

recursos que cuando no se aplica, fruto de las transmisiones rechazadas. Sin embargo, al incrementarse el número de usuarios de voz en el sistema, la regulación de interferencia llevada a cabo por el propio algoritmo permite conseguir una cierta mejora por el empleo del mecanismo de gestión de recursos. En cualquier caso, la conclusión genérica que se extraería a la vista de esta figura es que el algoritmo de gestión de recursos es bastante indiferente a los usuarios de voz, lo cual se justifica desde el punto de vista de que dichos usuarios trabajan en modo circuito y el algoritmo está diseñado para servicios en modo paquete.

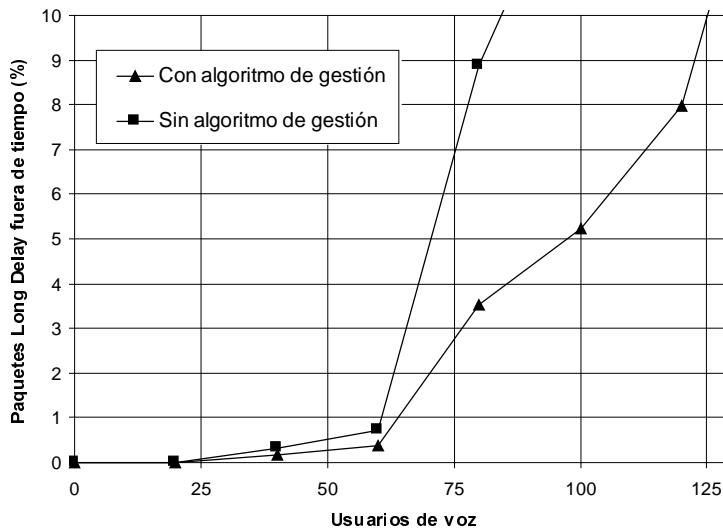


Figura 6.25 Influencia de los usuarios de voz sobre los usuarios Long Delay

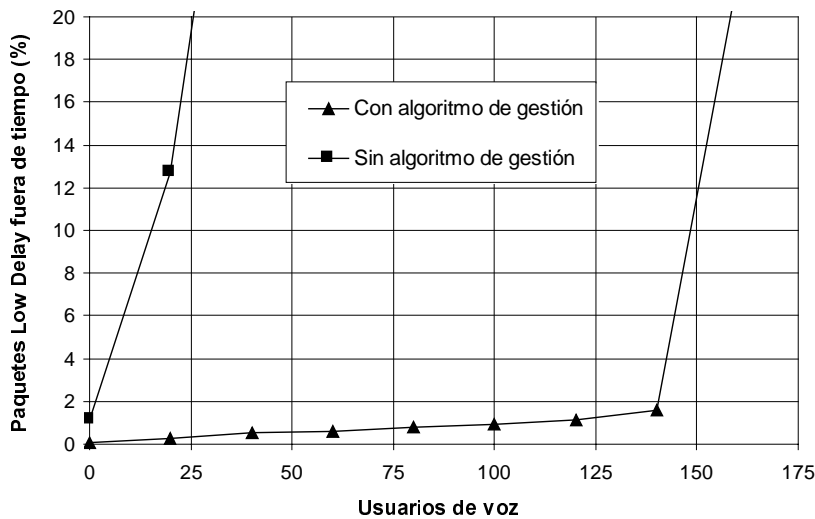


Figura 6.26 Influencia de los usuarios de voz sobre los usuarios Low Delay

La verdadera importancia de la necesidad de introducir el mecanismo propuesto en presencia de tráfico de voz aparece cuando se considera el efecto de los usuarios de voz sobre los usuarios de datos Long y Low Delay. Por este motivo, la Figura 6.25 muestra el porcentaje de paquetes Long Delay fuera de tiempo en función del número de usuarios de voz en el sistema para los casos de emplearse el algoritmo de gestión de recursos y para el caso de no utilizarse. Igualmente, la Figura 6.26 muestra los porcentajes correspondientes para los

usuarios *Low Delay*. Como puede apreciarse en ambos casos, la conclusión que se extrae es que la existencia del mecanismo propuesto permite mejorar notablemente las prestaciones respecto al caso de aplicar únicamente el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD. En particular, obsérvese el número máximo de usuarios de voz que pueden aceptarse en el sistema antes de llegar al límite del 5% de paquetes fuera de tiempo. En el caso de los usuarios *Long Delay* (Figura 6.25), dicho número sería de aproximadamente 70 en caso de no utilizarse gestión de recursos mientras que al emplearse la estrategia propuesta se puede incrementar hasta 97. Del mismo modo, para los usuarios *Low Delay* (Figura 6.26) el incremento es mucho mayor, pudiéndose llegar hasta 143 usuarios de voz en caso de emplearse gestión de recursos por tan solo 10 usuarios en caso de no emplearse. Nótese que este aspecto vuelve a ratificar, como se vio en la sección anterior, que el algoritmo de gestión de recursos es especialmente importante para los usuarios del tipo *Low Delay*, ya que por un lado, son éstos los que en general disponen de una mayor prioridad al tolerar un retardo inferior, y por el otro, son los que más necesitan el mecanismo de sondeo. En particular, puede apreciarse como, aplicando el mecanismo de gestión de recursos, los usuarios *Low Delay* toleran un mayor número de usuarios de voz que los usuarios *Long Delay*, lo que está justificado por la menor prioridad que presentarán estos últimos usuarios.

Nótese, igualmente, que los valores máximos del número de usuarios de voz obtenidos de las figuras proporcionan el límite para la región de admisión cuando en el sistema existen 30 usuarios *Low Delay* y 30 usuarios *Long Delay* según se ha fijado en la simulación. Así pues, mientras que en el caso de emplearse gestión de recursos, el número máximo de usuarios de voz que pueden tolerarse es de 97, según la limitación más restrictiva impuesta por los usuarios *Long Delay*, en el caso de no emplearse gestión de recursos, el número máximo de usuarios tolerado sería de 10, según la limitación en este caso impuesta por los usuarios *Low Delay*. Si se efectuara un análisis similar para el resto de combinaciones de usuarios *Long* y *Low Delay*, se podría llegar a determinar la región de admisión total del sistema, teniendo en cuenta los tres tipos de usuarios considerados.

### 6.3.5. Estudio en presencia de una clase de servicio de tipo *Best Effort*

Finalmente, para concluir la evaluación de prestaciones del algoritmo de gestión de recursos planteado, se propone el estudio del caso en que, conjuntamente con las clases de servicio correspondientes a los usuarios *Long Delay* y *Low Delay*, existen usuarios sin calidad de servicio garantizada, lo que habitualmente se denomina como una calidad de tipo *Best Effort* dando a entender que el sistema no se compromete a nada con estos usuarios y únicamente les proporcionará recursos en tanto que existan recursos disponibles y no se perjudique al resto de usuarios a los que sí se debe garantizar unos ciertos parámetros específicos de calidad.

En el caso objeto de estudio se ha considerado como servicio *Best Effort* un servicio de acceso a Internet sin ninguna cota máxima de retardo establecida para el usuario. A estos efectos, se ha empleado el modelo de tráfico presentado en [73], que establece el concepto de sesión como el acceso a un conjunto de páginas WWW siendo cada una de las cuales correspondiente a un conjunto de mensajes que deben transmitirse, tal y como se muestra en la Figura 6.27. La longitud de dichos mensajes sigue una estadística de Pareto truncada, con función densidad de probabilidad:

$$f_X(x) = \begin{cases} 0 & x < k \\ \frac{\alpha k^\alpha}{x^{\alpha+1}} & k \leq x \leq m \\ \beta & x = m \end{cases} \quad (6.1)$$

donde  $\alpha > 1$  y se define el parámetro  $\beta$  como:

$$\beta = \left(\frac{k}{m}\right)^\alpha \quad (6.2)$$

De acuerdo con el modelo presentado en [73], el valor de  $k$  corresponde a la mínima longitud del mensaje, de valor 81.5 bytes,  $\alpha=1.1$  y  $m$  corresponde a la máxima longitud del mensaje, de valor  $m=66666$  bytes. Estos parámetros proporcionan una longitud media de mensaje de valor 3840 bits. Del mismo modo, el tiempo medio entre páginas (tiempo de lectura de página) sigue una estadística exponencial de media 412 s, y el tiempo medio entre mensajes también es exponencial de media 0.5 s. El número de mensajes por página está distribuido geoméricamente con media 25.

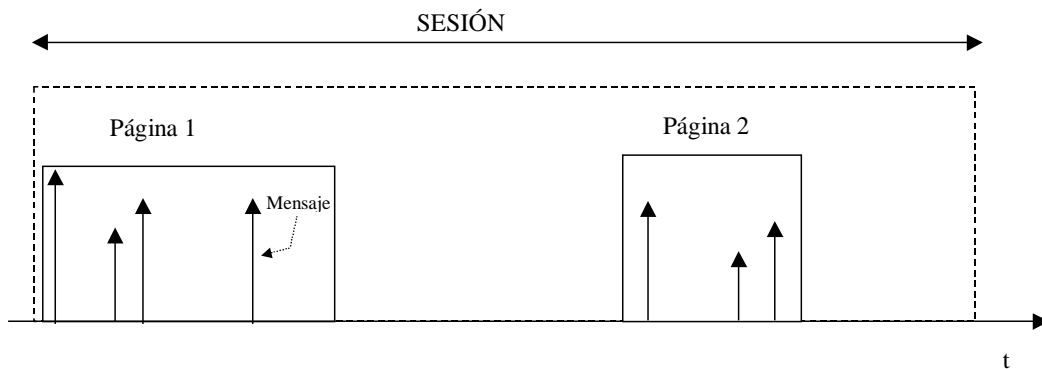


Figura 6.27 Modelo de tráfico WWW

Las simulaciones efectuadas consideran la presencia de 30 usuarios *Low Delay* y 30 usuarios *Long Delay*, bajo las mismas condiciones que en apartados anteriores, y se ha ido variando el número de usuarios *Best Effort*. En el caso de emplearse algoritmo de gestión de recursos, las peticiones de estos últimos usuarios se ubican siempre al final de la tabla de peticiones, de modo que, tras haber adquirido un código a través del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD, únicamente disponen de permiso para transmitir si el resto de usuarios de mayor prioridad han sido atendidos. Esto permite evitar que, en un momento dado, estos usuarios supongan un problema en términos de interferencias para el resto. Dado que los usuarios *Best Effort* no presentan limitación de retardo, se asume que emplearán la estrategia híbrida ARQ de tipo II.

Como resultado de las simulaciones, en la Figura 6.28 se aprecia el porcentaje de paquetes *Long Delay* fuera de tiempo respecto de la carga total de usuarios *Best Effort* en caso de emplearse gestión de recursos y sondeo y cuando únicamente se hace uso del esquema ISMA-DS/CDMA FDD. A su vez, la Figura 6.29 muestra la misma estadística para los usuarios *Low Delay*. Como puede apreciarse, la conclusión que se extrae es que si no se emplea gestión de recursos, el tráfico *Best Effort* tiene un notable efecto sobre los usuarios

con calidad de servicio garantizada debido al incremento de interferencia que supone. Nuevamente, el efecto es especialmente crítico sobre los usuarios de tipo *Low Delay* que presentan unas restricciones más estrictas de retardo. Por el contrario, en caso de utilizarse el algoritmo de gestión de recursos, el porcentaje de paquetes fuera de tiempo para los usuarios con calidad garantizada crece mucho más lentamente con el número de usuarios *Best Effort*. Idealmente, dicho crecimiento debería ser prácticamente nulo si la regulación llevada a cabo por el algoritmo de gestión de recursos fuera perfecta pues los usuarios *Best Effort* siempre dispondrían de menor prioridad con lo que no deberían afectar al resto. Sin embargo, nótese que el algoritmo únicamente actúa sobre aquellos usuarios *Best Effort* que hayan logrado adquirir un código en el sistema, mientras que los que pretenden acceder únicamente vienen regulados por la probabilidad de acceso en función del número de códigos ocupados, según el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD considerado. Por este motivo, la presencia de usuarios *Best Effort* que intenten acceder supone igualmente un cierto incremento en la interferencia total que puede degradar ligeramente las prestaciones de los usuarios con calidad garantizada.

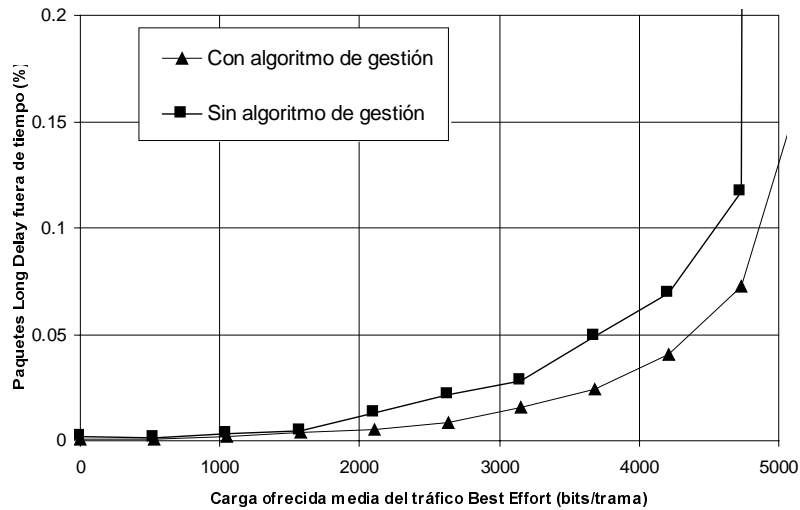


Figura 6.28 Influencia del tráfico Best Effort sobre los usuarios Long Delay

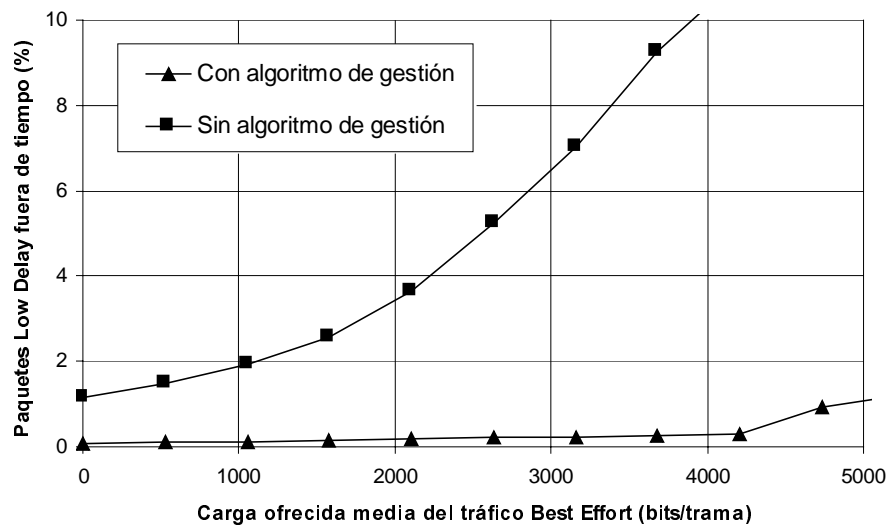


Figura 6.29 Influencia del tráfico Best Effort sobre los usuarios Low Delay

Finalmente, la Figura 6.30 muestra la influencia del algoritmo de gestión de recursos sobre los usuarios *Best Effort* en términos del retardo medio de transmisión de mensaje. Como puede apreciarse, el efecto del algoritmo sobre estos usuarios radica en un peor retardo medio motivado por la prioridad que el algoritmo da al resto de usuarios presentes en el sistema.

En definitiva, como conclusión general al estudio del caso con usuarios *Best Effort* y usuarios con calidad garantizada, puede decirse que el mecanismo propuesto es capaz de gestionar eficientemente las transmisiones evitando que el tráfico *Best Effort* suponga un impedimento a la calidad de servicio del resto de usuarios. Esta gestión se traduce en incrementar moderadamente el retardo medio de los usuarios sin calidad garantizada.

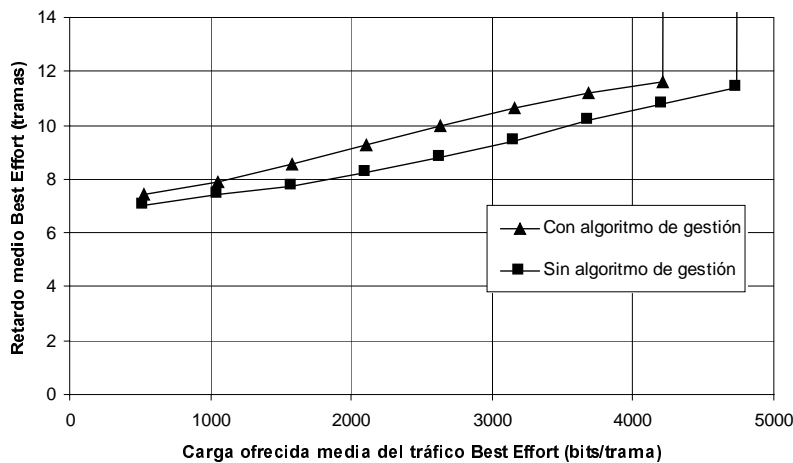


Figura 6.30 Efecto del algoritmo de gestión de recursos propuesto sobre el tráfico *Best Effort*

### 6.4. Conclusiones

A lo largo del presente capítulo se ha planteado una metodología para abordar el desarrollo de sistemas de transmisión por paquetes con garantías de calidad de servicio basada en diferenciar las funcionalidades asociadas al acceso a los recursos (protocolo de acceso múltiple), a la gestión de las transmisiones (algoritmo de gestión de recursos) y a la limitación del número de usuarios total presente en el sistema (control de admisión). Estas funcionalidades han sido adaptadas al protocolo ISMA-DS/CDMA FDD que fue analizado en capítulos anteriores, a través de la definición de un mecanismo complementario basado en sondeo para reducir la aleatoriedad del protocolo y acotar el retardo máximo de acceso, y del planteamiento de un algoritmo de gestión de recursos basado en cotas de retardo según la calidad de servicio a garantizar. Las conclusiones más destacables a las que se ha llegado se enumeran a continuación:

- El mecanismo de sondeo analizado se ha mostrado especialmente interesante para aquellos usuarios que presentan limitaciones muy estrictas en términos del máximo retardo tolerado, permitiendo reducir el porcentaje de paquetes fuera de tiempo respecto del caso de utilizarse únicamente el algoritmo de gestión de recursos. Por el contrario, a medida que el retardo tolerado por los usuarios es superior, el efecto de emplear el sistema de sondeo es menos significativo pues se permite al retardo de acceso tomar valores superiores. En cualquier caso, la utilización del algoritmo de gestión de recursos aporta beneficios respecto del empleo únicamente del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD.

- Se ha estudiado el impacto de diferentes valores de los parámetros del mecanismo de sondeo sobre diferentes clases de servicio. La conclusión a que se ha llegado es que interesa que el período de sondeo sea lo más grande posible mientras esté por debajo del máximo retardo tolerado, pues así se minimiza el consumo de recursos destinado a los sondeos. Por otro lado, en relación al número máximo de sondeos consecutivos sin respuesta antes de finalizar el proceso de sondeo a un terminal, se ha visto como, si bien para valores adecuados del período de sondeo no existen diferencias muy significativas por la variación de este número máximo, es preciso que dicho valor sea suficiente como para no agotar prematuramente los sondeos. Finalmente, se ha analizado la posibilidad de que los usuarios mantengan los códigos durante un cierto número de tramas tras finalizar la transmisión de sus mensajes, llegándose a la conclusión de que, cuanto mayor es este número de tramas, más contraproducente resulta esta posibilidad, pues se estaría trasladando el sistema de transmisión por paquetes hacia una transmisión en modo circuito, menos eficiente frente a tráfico variable.

- Se ha analizado la influencia en general del mecanismo conjunto de gestión de recursos y sondeo respecto de un sistema que empleara únicamente el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con el algoritmo ThMS para diferentes valores del máximo retardo tolerado por las clases de servicio. Se ha llegado a la conclusión de que el esquema propuesto es especialmente útil cuando las restricciones de retardo son muy estrictas, pues en este caso resulta imprescindible acotar el retardo de acceso y ordenar eficientemente las transmisiones. Por el contrario, cuando el máximo retardo tolerado crece, las diferencias entre utilizar el esquema propuesto o hacer uso únicamente del protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con algoritmo ThMS se reducen, en parte gracias a la propia capacidad de este último para regular la interferencia global presente en el sistema.

- Cuando en el sistema se dispone de dos clases de servicio simultáneamente, una con restricciones más relajadas de retardo que la otra, el algoritmo de gestión de recursos y el mecanismo de sondeo propuestos permiten gestionar adecuadamente las transmisiones para incrementar la capacidad total del sistema en términos de la región de admisión global. Esta mejora global se produce gracias a dar una mayor prioridad a aquellos usuarios cuyo retardo tolerado es menor, que se verían seriamente perjudicados si no se empleara el mecanismo de gestión de recursos y serían quienes limitarían en este caso la región de admisión.

- Análogamente, se ha estudiado el impacto del algoritmo de gestión de recursos en presencia de usuarios de voz en modo circuito y usuarios de datos con diferentes requerimientos de retardo. Se ha visto que en general el algoritmo de gestión de recursos no afecta significativamente a los usuarios de voz, al estar orientado a servicios de paquetes, mientras que mejora enormemente las prestaciones de los usuarios de datos, permitiendo así poder aceptar un número de usuarios de voz mayor antes de degradar la calidad de servicio del resto de usuarios.

- Por último, se ha comprobado el efecto del algoritmo de gestión de recursos cuando en el sistema coexisten usuarios con restricciones de retardo con otros usuarios de tipo *Best Effort*, sin calidad de servicio garantizada. En este caso, el algoritmo de gestión de recursos permite regular la interferencia generada por los usuarios *Best Effort* a fin de no perjudicar a los usuarios con calidad garantizada, aunque a costa de incrementar el retardo medio de los primeros.





## **7. ESTRATEGIAS DE ASIGNACIÓN DE CANALES EN UN ESQUEMA TDD-TD/CDMA**

### **7.1. Introducción**

En el marco de los futuros sistemas de comunicaciones móviles de tercera generación, reflejados en la propuesta UTRA de acceso radio para UMTS se contemplan dos posibilidades en lo que a la técnica de duplexado empleada se refiere. Por un lado existe el duplexado por división en frecuencia, FDD, que considera una separación entre los enlaces ascendente y descendente a nivel de bandas de frecuencia utilizadas, y por el otro existe el duplexado por división en tiempo, TDD, que por el contrario asume una separación entre ambos enlaces a nivel de diferentes instantes temporales.

Hasta el momento, en el presente trabajo se ha contemplado únicamente la primera de las dos posibilidades que es, por otra parte, la más utilizada tanto en los sistemas de segunda generación como la que ha adquirido un mayor grado de relevancia hasta la fecha en la definición de los estándares UMTS. Sin embargo, el mecanismo de duplexado TDD presenta de forma inherente un conjunto de características que lo convierten en adecuado para la transmisión a velocidades elevadas en entornos de reducida movilidad y que además incorpora la posibilidad de adaptarse dinámicamente a las diferentes asimetrías que pueden darse según el tipo de servicios considerado. A modo de ejemplo puede considerarse el tráfico relacionado con el mundo de Internet, que presenta una naturaleza claramente asimétrica desde el punto de vista de que las cantidades de información que han de transmitirse hacia el usuario, esto es archivos, imágenes, páginas WWW, ..., presentan un volumen mucho mayor que la información que debe ser transmitida en el sentido contrario la cual, esencialmente, constará de pequeños comandos que desencadenen la descarga de páginas, reconocimientos asociados al mecanismo TCP empleado, ... Por este motivo, parece lógico habilitar mecanismos que tengan en cuenta esta diferente ocupación de recursos en uno y otro sentido, como ocurre con la técnica de duplexado TDD.

De todos modos, dentro de la propuesta UTRA TDD, la diferencia respecto de UTRA FDD no radica únicamente en el mecanismo de duplexado, sino que la técnica de acceso múltiple empleada también presenta una naturaleza diferente al tratarse de un híbrido entre TDMA y DS/CDMA. Así, cada trama TDD está compuesta por un conjunto de ranuras temporales cada una de las cuales puede ser utilizada por diferentes usuarios separados mediante el empleo de secuencias código ortogonales OVVSF (*Orthogonal Variable Spreading Factor*). Dentro de esta estructura de trama, habrá ranuras destinadas al enlace ascendente y ranuras destinadas al enlace descendente, no existiendo ninguna especificación a priori sobre el número de ranuras de cada tipo, lo que permite ajustar la estructura de trama a la asimetría del tráfico manejado.

Bajo el marco de referencia planteado, y en línea con el trabajo ya expuesto dentro de este estudio, a lo largo de este capítulo y del siguiente se analiza la adaptación a un entorno TDD de los mecanismos de transmisión de paquetes estudiados en el contexto FDD. Para ello, se discutirán inicialmente algunas de las peculiaridades que la combinación TDD-TD/CDMA presenta y que deben ser tenidas en cuenta a la hora de desarrollar protocolos de acceso múltiple y mecanismos de gestión de recursos adecuados. Dentro de estas peculiaridades quizá la más relevante es la problemática relacionada con el diferente grado de asimetría que

puede existir entre celdas vecinas, y que puede originar, bajo determinadas condiciones, situaciones de elevada interferencia. El modo de combatir esta problemática radica en apoyarse en mecanismos apropiados de asignación dinámica de canales DCA en función de la interferencia detectada en cada uno de los recursos considerados. Por consiguiente, al plantear soluciones para garantizar calidad de servicio en esquemas de transmisión por paquetes en un entorno de estas características, es necesario abordar, además de los aspectos ya considerados como el protocolo de acceso múltiple, el algoritmo de gestión de recursos y el control de admisión, un mecanismo de asignación dinámica de canales adecuado, siendo este último el que se pretende cubrir en detalle a lo largo de este capítulo. A su vez, para el capítulo siguiente se dejarán los aspectos relativos al protocolo de acceso y al algoritmo de gestión de recursos.

## **7.2. Descripción general de la estructura de canales físicos definida en UTRA TDD**

Con el objetivo de ubicar el presente análisis dentro de un contexto lo más realista posible, se ha tomado como referencia la estructura de canales físicos que se define para el modo TDD en la propuesta UTRA de acceso radio para UMTS [6][89]-[91], y que a continuación se detalla, a modo de planteamiento introductorio.

### **7.2.1. Organización de la estructura de tramas y de ranuras temporales**

Los canales físicos constituyen el soporte sobre el que se ubican los diferentes canales de transporte en UTRA TDD. La estructura básica sobre la que se sustenta cada portadora en UTRA TDD está constituida por tramas de 10 ms cada una compuesta por un total de 15 ranuras temporales de duración 666  $\mu$ s, correspondiente a 2560 chips por ranura a la tasa de 3.84 Mc/s. Aunque esta estructura de trama es análoga a la definida para el modo FDD, existe un conjunto de diferencias fundamentales entre ambas propuestas:

- 1.- El significado de ranura temporal es diametralmente opuesto en ambas propuestas: si bien en UTRA FDD surge de la necesidad de disponer de un control de potencia suficientemente rápido, de manera que cada ranura se corresponde con un ciclo de control de potencia y un terminal hace uso de todas las ranuras de la trama, en UTRA TDD el concepto de ranura proviene de la componente por división en tiempo heredada de la técnica de acceso múltiple empleada, que como ya se ha especificado es un híbrido entre TDMA y CDMA. De este modo, los usuarios no emplearán todas las ranuras de la trama sino únicamente aquéllas que de algún modo les hayan sido asignadas.
- 2.- Cada una de las ranuras de la trama puede estar asignada al enlace ascendente o al descendente, obteniéndose diferentes configuraciones que permiten un alto grado de flexibilidad adaptándose al grado de asimetría de los diferentes servicios. En cualquier caso, es una limitación establecida en la propuesta que, como mínimo, una ranura deberá corresponder al enlace ascendente, a través del cual viajará el canal de acceso aleatorio RACH, y otra al enlace descendente, que transportará el canal de difusión BCH y el de sincronización SCH. A modo de ejemplo, en la Figura 7.1 se muestran diferentes configuraciones posibles, caracterizadas por el número de ranuras dedicadas a cada enlace y por los denominados puntos de conmutación (*switching points*), que son las separaciones entre ranuras ascendentes y descendentes.
- 3.- La componente TDMA de la propuesta UTRA TDD origina la necesidad de utilizar mecanismos de avance temporal (*time advance*) para evitar el posible solapamiento que pudiera ocurrir en diferentes ranuras debido a los diferentes tiempos de propagación hacia la

base de las señales provenientes de usuarios distintos. A estos efectos, existen dos modos de funcionamiento relativos al avance temporal empleado:

- a) En caso de no existir sincronización en el enlace ascendente, la resolución empleada en el avance temporal es de 4 chips. Esta resolución temporal se traduce en una resolución espacial de valor 156.25 m, de manera que se obtiene una baja capacidad para discriminar ubicaciones de terminales diferentes. El valor del avance temporal se codifica con un número entre 0 y 63.
- b) En caso de utilizarse sincronización en el enlace ascendente, el ajuste del avance temporal se lleva a cabo con una granularidad por debajo del período de chip mediante una resolución de 1/4 de chip. Este valor se traduce en una resolución espacial de 9.76 m, otorgando, por lo tanto, una mayor capacidad para posicionar terminales. Debe notarse que el empleo de esta técnica, conjuntamente con los códigos OVSF utilizados, permite obtener en el enlace ascendente un alto grado de ortogonalidad entre las señales provenientes de diferentes usuarios.

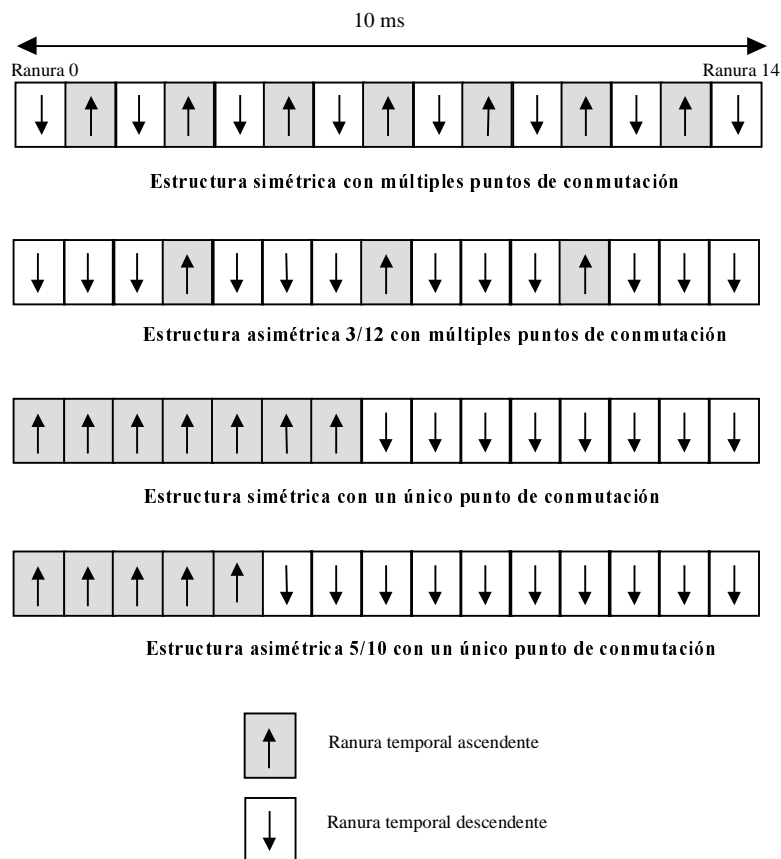


Figura 7.1 Ejemplo de diferentes estructuras asimétricas en una trama TDD

### 7.2.2. Códigos de ensanchado

Dada la naturaleza CDMA del acceso radio UTRA TDD, es preciso definir el tipo de secuencias código que permiten separar las transmisiones efectuadas dentro de una misma ranura temporal. Al igual que ocurre en el caso del duplexado FDD, el proceso de ensanchado se efectúa mediante dos tipos de secuencias código:

1) Códigos de canalización: permiten efectuar la separación entre terminales de una misma estación base. Se hace uso de los denominados códigos OVVSF (*Orthogonal Variable Spreading Factor*), una familia de códigos ortogonales que, a partir de la estructura en árbol mostrada en la Figura 7.2, permite alternar diferentes valores de ganancia de procesamiento entre 1 y 16 preservando la ortogonalidad.

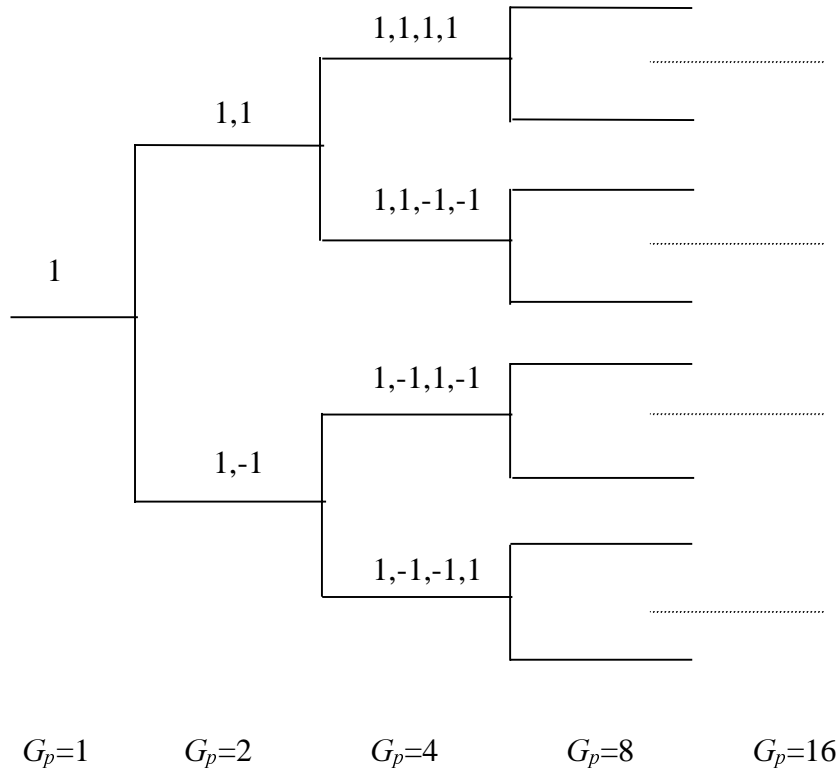


Figura 7.2 Árbol de códigos OVVSF

Nótese en la Figura 7.2 el mecanismo de generación de los códigos OVVSF: como puede observarse, existe una rama básica, de ganancia de procesamiento 1, a partir de la cual se obtienen las secuencias a emplear con las ganancias de procesamiento superiores. Obsérvese como, para pasar de una ganancia de procesamiento  $G_p$  a  $2G_p$ , lo que se hace es, en la rama superior, duplicar la secuencia origen, y en la rama inferior duplicar e invertir dicha secuencia. Así, por ejemplo, partiendo de la secuencia de dos chips (1, -1) correspondiente a  $G_p=2$  se obtienen dos secuencias de 4 chips, correspondientes a  $G_p=4$ , de valores (1,-1,1,-1) (se ha duplicado la secuencia origen) y (1, -1, -1, 1) (se ha duplicado e invertido la secuencia origen).

Mediante este mecanismo de generación se obtienen conjuntos de  $G_p$  secuencias de ganancia de procesamiento  $G_p$ , todas ellas ortogonales. Debe tenerse presente que la ortogonalidad no se preserva entre una secuencia y las de  $G_p$  diferentes que se encuentran en su misma rama. Por este motivo, la asignación de códigos OVVSF debe llevarse a cabo cuidadosamente porque la utilización de ciertos códigos puede inhabilitar la utilización de otros. A modo de ejemplo, considérese la asignación a un usuario del código (1, -1) de  $G_p=2$ ; esta circunstancia inhabilitaría para otros usuarios los códigos (1,-1,1,-1) y (1, -1, -1, 1) de  $G_p=4$ , así como todos los códigos de ganancia de procesamiento superior que de ellos se deriven. Igualmente, estaría inhabilitada la utilización de  $G_p=1$ .

2) Códigos de *scrambling*: tras efectuar el proceso de ensanchado mediante el código de canalización, se aplica un código de *scrambling* único para cada celda, lo que permite distinguir las transmisiones realizadas en estaciones base diferentes. Existen un total de 128 códigos de *scrambling* complejos diferentes, todos ellos de longitud 16 chips.

El mencionado proceso de ensanchado es válido tanto para el enlace ascendente como para el enlace descendente, lo que garantiza un elevado grado de ortogonalidad en las transmisiones en ambos sentidos, contrariamente a lo que ocurre en el modo FDD, en que las señales de los usuarios en el enlace ascendente viajan ensanchadas mediante secuencias de *scrambling* diferentes que no son perfectamente ortogonales. Esta característica de UTRA TDD provoca que la interferencia intracelular sea muy pequeña y que mayoritariamente el sistema esté limitado por la interferencia de otras celdas. Factores adicionales que contribuyen también a la reducción de la interferencia intracelular en el enlace ascendente son:

- empleo de estrategias de detección multiusuario: Gracias a la utilización de cierto tipo de secuencias de entrenamiento para la estimación de la respuesta impulsional de los canales de diferentes usuarios, que se describirán posteriormente, así como al reducido número de señales simultáneas de que se dispone (a lo sumo 16), es posible implementar en la estación base mecanismos de reducción de la interferencia a base de estimar, para un usuario dado, la contribución de interferencia del resto de usuarios y restarla de la señal total recibida.

- mecanismos de avance temporal: Como ya se ha especificado, en el caso de sincronización en el enlace ascendente, es posible conseguir ajustar las diferentes señales recibidas con una resolución de hasta 1/4 de chip. Esta alineación entre las señales recibidas de diferentes usuarios permite preservar en un alto grado la ortogonalidad aportada por los códigos OVSF.

#### 7.2.2.1. Transmisión multicódigo y transmisión con múltiples ganancias de procesado

Dentro de la normativa UTRA TDD, se definen dos posibilidades de utilización de la estructura del árbol de códigos OVSF para obtener velocidades de transmisión variables, a saber, el empleo de transmisión multicódigo o de transmisión con múltiples ganancias de procesado (denominada, habitualmente, *multispeading*). En el primer caso, el aumento de velocidad de transmisión se consigue mediante la transmisión en paralelo de diferentes códigos de igual ganancia de procesado, en concreto,  $G_p=16$ . Por el contrario, en el segundo caso, la variación de velocidad se consigue a base de desplazarse convenientemente por el árbol de códigos OVSF utilizando diferentes ganancias de procesado entre 1 y 16.

A efectos de consumo de recursos del sistema, es indiferente el empleo de una u otra estrategia, puesto que el mismo número de bits se transmiten, por ejemplo, mediante dos códigos de  $G_p=16$  que mediante un código de  $G_p=8$  bits. Así pues, las diferencias entre una y otra estrategia quedan patentes con los siguientes aspectos:

- la transmisión multicódigo requiere de tantas ramas en el transmisor como códigos simultáneos se estén transmitiendo, al necesitarse un proceso de ensanchado para cada código. Esto se traduce en una mayor complejidad física del equipo transmisor.

- en caso de emplearse transmisión multicódigo un elevado nivel de linealidad es requerido en los amplificadores en transmisión, para cubrir un mayor margen dinámico resultante de la contribución de las diferentes transmisiones en paralelo.

- la transmisión con múltiples ganancias de procesamiento permite un menor nivel de granularidad al efectuarse la asignación de recursos, dado que la velocidad de transmisión puede únicamente ajustarse en potencias de dos. A modo de ejemplo, considérese el número de bits que se envían mediante el uso de tres códigos de  $G_p=16$  en paralelo. Bajo esta hipótesis, para poder enviarse la misma cantidad de información útil, empleándose una estrategia de ganancia de procesamiento variable, la única posibilidad sería el uso de un código de  $G_p=4$ , cuya capacidad de transmisión es superior a tres códigos en paralelo, de modo que existiría un cierto desaprovechamiento de recursos. Nótese, en cualquier caso, que la problemática de la granularidad puede mejorarse mediante el uso simultáneo de ambas estrategias. Así pues, en el ejemplo considerado, bastaría con emplearse un código de  $G_p=8$  y otro de  $G_p=16$ .

Partiendo de estas características, la propuesta UTRA TDD define que estas dos estrategias se empleen en los dos enlaces existentes. Así, se especifica que:

- en el enlace ascendente se utiliza una combinación entre múltiples ganancias de procesamiento y multicódigo, pero con la limitación de un máximo de dos códigos en paralelo, lo que resulta del deseo de mantener una menor complejidad en el transmisor de la estación móvil, manteniendo un mayor grado de granularidad de la que se obtendría con el uso únicamente de múltiples ganancias de procesamiento.

- en el enlace descendente se emplea transmisión multicódigo, de modo que tan solo es posible la transmisión con  $G_p=16$ . La única salvedad es cuando un usuario ocupa todos los recursos de una ranura, caso en que puede emplearse  $G_p=1$ . En este caso, la opción tomada pone de manifiesto el mantenimiento de la mejor granularidad combinada con el hecho de que la complejidad en la estación base es un aspecto mucho menos problemático que en el terminal móvil. De hecho, debe notarse que en el transmisor de la base es necesario, en cualquier caso, disponer de tantas ramas como códigos existan, aunque no se empleara multicódigo para un usuario, puesto que podría darse el caso extremo de que cada rama del transmisor fuera ocupada por un usuario distinto.

### 7.2.3. Estructura de las ráfagas en UTRA TDD

Cada usuario al que se le ha asignado una ranura y un código de ensanchado transmite la información organizada según una cierta estructura de bits denominada ráfaga (*burst*) que incluye tanto bits de información como secuencias de entrenamiento destinadas a la estimación de canal. La longitud en bits de estas ráfagas depende del factor de ensanchado empleado de manera que en todo momento se mantenga constante la tasa de chips utilizada.

Dentro de UTRA TDD se definen dos tipos de ráfagas básicas que son empleadas por la mayoría de los canales. Su estructura se muestra en la Figura 7.3. Como puede observarse, la diferencia entre las dos ráfagas radica en la longitud de la secuencia de entrenamiento o midámbulo, que repercute sobre la cantidad de información que puede transmitirse en cada ráfaga.

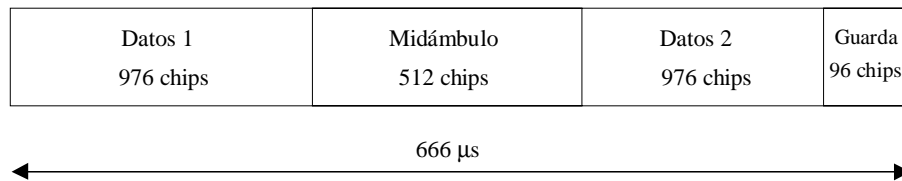
#### 7.2.3.1. Campo de Datos

La longitud de cada uno de los dos campos de datos de las ráfagas 1 y 2 son 976 y 1104 chips, respectivamente. A partir de estos valores, en función de la ganancia de procesamiento empleada, que toma valores entre 1 y 16 y considerando que se emplea una modulación

QPSK, el número de símbolos en cada campo de datos es de  $976/2^k$  y  $1104/2^k$  para las ráfagas 1 y 2, con  $k=0..4$ .

De este modo, el número mínimo de bits que pueden enviarse en una ráfaga se da para la ganancia de procesamiento máxima, 16, y es de 244 bits para la ráfaga de tipo 1 y de 276 para la ráfaga de tipo 2. Por el contrario, haciendo uso de la mínima ganancia de procesamiento, 1, el número de bits asciende a 3904 y 4416, respectivamente. Por lo tanto, la máxima velocidad de transmisión teórica que podría conseguirse mediante UTRA TDD se daría cuando un usuario tuviera asignadas 13 ranuras para el enlace ascendente o descendente (siempre debería existir una ranura para el canal de acceso aleatorio y otra para el canal de difusión y de sincronización, por lo que no sería posible mantener 15 ranuras) y en cada una transmitiera el máximo número de bits posible. Esto supondría una tasa bruta de  $13 \cdot 4416 \text{ bits} / 10 \text{ ms} = 5.74 \text{ Mb/s}$ , que se reduciría a 2.87 Mb/s caso de emplearse codificación de canal de tasa 1/2.

#### Estructura de la ráfaga tipo 1



#### Estructura de la ráfaga tipo 2

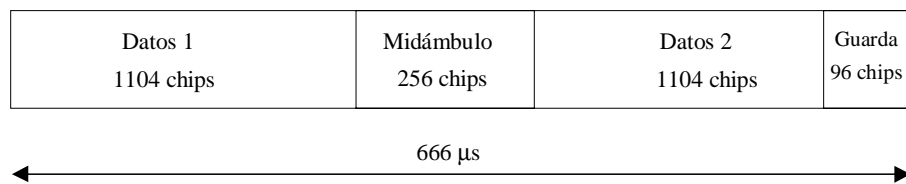


Figura 7.3 Estructura de las ráfagas 1 y 2.

Cabe destacarse que, dentro de la estructura básica mostrada en la Figura 7.3, existen algunas variantes que incluyen la presencia de bits destinados al control de potencia en el enlace ascendente (bits TPC) así como bits para indicar el formato de transmisión empleado (bits TFCI). La presencia o no de estos campos en la ráfaga deberá señalizarse mediante mensajes de niveles superiores para poder efectuar correctamente la decodificación de la información.

#### 7.2.3.2. Midámbulo

El midámbulo o secuencia de entrenamiento se ubica en la parte intermedia de cada ráfaga y permite efectuar la estimación de la respuesta impulsional del canal para cada transmisión efectuada. Cada usuario activo dentro de una misma ranura utiliza un midámbulo diferente, existiendo una correspondencia directa entre los midámbulos empleados y los códigos OVSF.

En cada celda existe un conjunto diferente de midámbulos y cada conjunto se construye, como se muestra en la Figura 7.4 para el caso de la ráfaga de tipo 1, a partir de diferentes desplazamientos cíclicos de una secuencia básica de símbolos complejos de período  $P$  chips diferente para cada una de las celdas presentes en el sistema. Tal y como se observa,

repetiendo el período básico de una secuencia de  $P=456$  chips se construye una secuencia mayor de 939 chips. A partir de aquí, los midámbulos numerados del 1 al 8 se obtienen como fragmentos de  $L_m=512$  chips de esta última secuencia desplazados 57 chips de modo que el origen del midámbulo 8 coincide con el de la secuencia original. Análogamente, los midámbulos numerados del 9 al 16 se obtienen como fragmentos de igual longitud y también separados 57 chips pero con un desplazamiento adicional respecto del inicio de la secuencia inicial de valor 28 chips.

Esta característica de generación de los diferentes midámbulos simplifica la estimación conjunta de las respuestas impulsionales de cada una de las transmisiones llevadas a cabo en una ranura dada, pues permite que con un único correlador sean obtenidas secuencialmente las estimaciones de cada una de ellas [92].

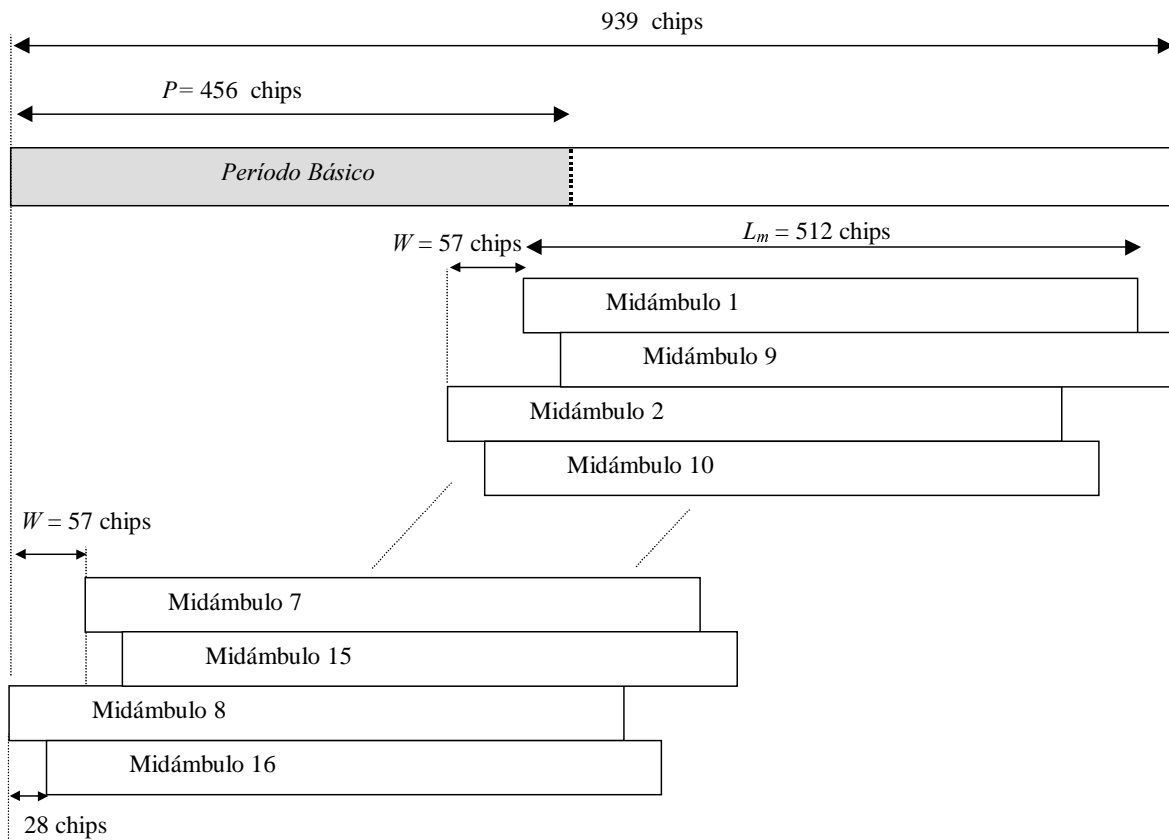


Figura 7.4 Generación de midámbulos para la ráfaga tipo 1

En caso de emplearse la ráfaga de tipo 1 el período de la secuencia básica es  $P=456$  chips mientras que para la ráfaga de tipo 2 es  $P=192$  chips. Según el mecanismo de generación planteado, esto provoca que mediante la ráfaga de tipo 1 puedan obtenerse hasta 16 midámbulos (esto es, capacidad para estimar simultáneamente hasta 16 respuestas impulsionales diferentes) mientras que con la ráfaga de tipo 2 únicamente sea posible obtener hasta 6 midámbulos. Por consiguiente, esto impone restricciones sobre el número máximo de transmisiones simultáneas que pueden efectuarse en una ranura del enlace ascendente, siendo la ráfaga de tipo 1 la única que puede llegar a permitir que los 16 códigos OVFSF de una ranura estén ocupados al mismo tiempo. Por otra parte, dado el mecanismo de generación de secuencias, no es posible el uso simultáneo en una misma ranura de ráfagas de los tipos 1 y 2. Nótese igualmente que para el enlace descendente no existe ninguna limitación en el número



de usuarios activos que venga impuesta por la longitud de los midámbulos puesto que, en cualquier caso el receptor debe estimar únicamente una respuesta impulsional.

#### 7.2.3.3. Período de guarda

Para ambos tipos de ráfagas, el período de guarda establecido para evitar las posibles interferencias entre ranuras consecutivas es de  $TG= 96$  chips. Esto supone que, en ausencia de ningún mecanismo de avance temporal, el máximo radio que podría tener una celda sería de:

$$R_{max} = \frac{c \cdot TG}{2} = 3.75 \text{ km} \quad (7.1)$$

Nótese, de todos modos, que el radio máximo resultante excede los radios típicos de las celdas TDD que, principalmente, serán micro y picoceldas, y que, en cualquier caso, esta limitación surgiría únicamente si se transmitieran ráfagas de los tipos 1 y 2 sin ningún mecanismo de avance temporal [6].

#### 7.2.3.4. Ráfaga de acceso

Si bien las ráfagas de los tipos 1 y 2 son las empleadas por la mayoría de los canales de transporte (canales de tráfico TCH, de difusión BCH o canales compartidos USCH y DSCH), existe un tipo de ráfaga que, al igual que ocurre en sistemas de segunda generación como GSM, tiene en cuenta las peculiaridades del acceso aleatorio al sistema y por lo tanto presenta una estructura que difiere de la ráfaga de tráfico. En particular, en UTRA TDD se define la ráfaga de acceso, o canal físico PRACH (*Physical Random Access Channel*), que es la empleada por los usuarios cuando desean acceder al sistema por vez primera.

La estructura de la ráfaga de acceso es esencialmente la misma que la de la ráfaga de tipo 1 pero con la salvedad de que el campo de datos 2 se ha recortado a 880 chips en beneficio de un mayor tiempo de guarda al final de la ranura, que pasa a ser de 192 chips, el doble que en las ráfagas de los tipos 1 y 2. Este mayor tiempo de guarda responde a la imposibilidad de aplicar mecanismos de avance temporal al efectuarse el acceso al sistema debido a la carencia de un canal en el enlace descendente que pueda comunicar el avance a aplicar. Con el tiempo de guarda definido para el PRACH, el máximo radio que la celda UTRA TDD podrá tener será de 7.5 km.

Respecto al tipo de midámbulos empleado en la ráfaga de acceso, éstos son los mismos que se utilizan en la ráfaga de tipo 1.

Por otra parte, una de las limitaciones definidas para el canal PRACH es la ganancia de procesamiento empleada, que únicamente puede tomar dos valores, 8 ó 16, y en ambos casos el número máximo de accesos simultáneos está limitado a 8.

#### 7.2.3.5. Ráfaga de sincronización

Por último, otra ráfaga de características esencialmente diferentes a las ráfagas de tipos 1 y 2 es la utilizada por el canal de sincronización SCH, cuya finalidad es permitir a los terminales móviles la adquisición del sincronismo a nivel de trama y de ranura temporal de modo que sean capaces de decodificar el canal de difusión BCH y así poder extraer los parámetros necesarios para efectuar el acceso al sistema cuando lo consideren oportuno.

Fundamentalmente, el canal de sincronización, tal y como se muestra en la Figura 7.5, se construye a partir de la transmisión simultánea de 4 secuencias de 256 chips, a saber, el denominado código de sincronización primario, común para todas las celdas del sistema, y tres códigos de sincronización secundarios. El instante de inicio de la transmisión de estas cuatro secuencias ocurre tras un cierto desplazamiento temporal u *offset*, diferente para cada estación base, respecto del inicio de la ranura. Dicho *offset* viene motivado por la existencia de sincronización a nivel de ranura entre estaciones base de UTRA TDD, lo que podría originar un efecto captura por el cual la señal de una estación base enmascarase la señal del resto de estaciones y, en consecuencia, limitase la capacidad del terminal para tomar medidas de más de una base.

Existen dos posibilidades de ubicación del canal de sincronización dentro de la estructura de trama UTRA TDD: bien puede ubicarse en una única ranura o bien en dos diferentes separadas por 8 ranuras, siendo esta última estructura más apropiada en entornos de alta densidad celular. En cualquier caso, el canal físico PCCPCH (*Primary Common Control Physical Channel*) que transporta el canal de difusión BCH, se ubica siempre en una de las ranuras ocupadas por el canal de sincronización, empleando una secuencia código diferente.

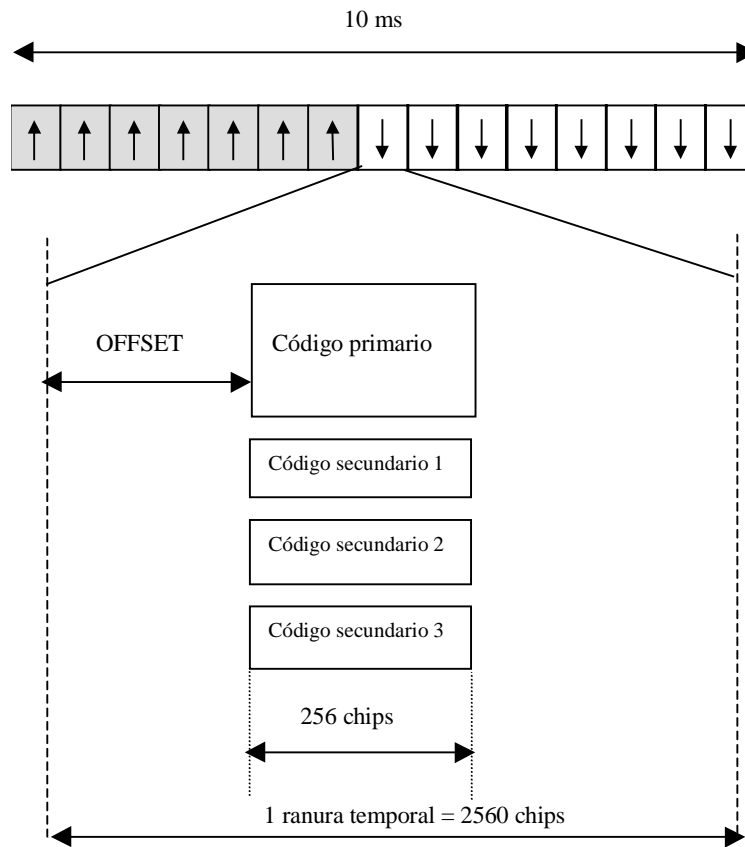


Figura 7.5 Estructura de una ranura temporal de sincronización

La estructura del canal de sincronización responde al procedimiento seguido por los terminales para efectuar el proceso de búsqueda de celda cuando son activados:

- 1.- En primer lugar, el terminal efectúa una detección, mediante filtro adaptado, del código de sincronización primario, que es conocido al ser único para todo el sistema. Esto le permite obtener el sincronismo de ranura temporal con la base de la que recibe más potencia.

2.- Una vez conseguido el sincronismo de ranura temporal, se procede a la detección de los tres códigos de sincronización secundarios. Existe un total de 12 códigos de sincronización secundarios diferentes para todo el sistema. A partir de este conjunto, se definen 32 combinaciones de tres códigos, de modo que cada estación base tiene asignada una de estas combinaciones, lo que la diferencia del resto de sus vecinas. A partir de la detección de la combinación empleada, así como de la información modulada QPSK en estas secuencias código, el terminal es capaz de extraer la siguiente información:

- el número de ranuras que ocupa, dentro de la trama, el canal de sincronización
- el *offset* respecto del inicio de la ranura
- el grupo de códigos de *scrambling* al que pertenece el empleado por la base en cuestión. Existe un total de 32 grupos, cada uno constituido por 4 códigos de *scrambling*.
- posición, dentro de la trama, que ocupa el canal BCH

3.- Finalmente, a partir de la información extraída del canal de sincronización, el terminal es capaz de detectar, por correlación con los 4 códigos de *scrambling* posibles según el grupo determinado, cual es el código de *scrambling* empleado por la estación base así como la secuencia periódica básica para generar los midámbulos. Tras este procedimiento, el terminal es capaz de decodificar la información del canal de difusión y extraer los parámetros necesarios para efectuar el correspondiente acceso cuando lo considere oportuno.

### **7.3. Peculiaridades del duplexado TDD en un entorno TD/CDMA**

A continuación se discuten algunos de los aspectos característicos de la técnica de duplexado TDD combinada con la técnica de acceso múltiple TDMA/CDMA.

#### **7.3.1. Control de potencia**

Como es sabido, uno de los elementos fundamentales en cualquier sistema de transmisión basado en DS/CDMA, es la necesidad de disponer de un control de potencia que permita mantener regulado el nivel de interferencia generado sobre el resto de conexiones. Dentro de las dos posibilidades para llevar a cabo el control de potencia, que son el control en lazo abierto y en lazo cerrado, dentro de un entorno de duplexado FDD existe una diferencia sustancial entre uno y otro método, dado el diferente comportamiento del canal a nivel de desvanecimientos rápidos en los enlaces ascendente y descendente. Sin embargo, al considerar una técnica de duplexado TDD, aparece el concepto de *reciprocidad* del canal, por el cual, al viajar los enlaces ascendente y descendente a la misma frecuencia, si la separación temporal entre ambos es menor que el tiempo de coherencia del canal, los desvanecimientos en uno y otro enlace van a ser aproximadamente iguales, con lo que un control de potencia en lazo abierto puede tener unas prestaciones similares a las del control en lazo cerrado [93].

Partiendo de esta consideración de reciprocidad, en el contexto UTRA TDD se define para el enlace ascendente un control de potencia en lazo abierto a través del cual el terminal móvil es capaz de determinar la potencia a transmitir a partir de la siguiente expresión:

$$P_T = \alpha L_p + (1 - \alpha)L_o + I_{BTS} + SIR_{\text{arg et}} + C \quad (7.2)$$

$L_p$  es la atenuación estimada para el canal de difusión, que se puede calcular haciendo uso de la potencia transmitida en dicho canal descendente cuyo valor es comunicado por la base,  $L_o$  es el promedio de la atenuación teniendo en cuenta los valores medidos en las diferentes ranuras anteriores, por lo que dicho promedio habrá eliminado el efecto de los desvanecimientos rápidos, y  $\alpha$  es un factor de ponderación entre 0 y 1 para contabilizar la bondad del control de potencia en lazo abierto. Por lo general, decrece al incrementarse la separación temporal entre la ranura descendente sobre la que se toman las medidas y la ranura ascendente sobre la que se aplican, de modo que si se trata de ranuras consecutivas vale 1, entendiendo que la reciprocidad del canal es buena, mientras que si la separación temporal crece hasta 7 ranuras, el valor es 0 entendiéndose que la validez de la medida tomada en el enlace descendente es poco adecuada y que, por lo tanto, es preferible tomar como referencia la atenuación promediada  $L_o$ .

En relación a  $I_{BTS}$  y  $SIR_{target}$ , ponen de manifiesto que el control de potencia está orientado a garantizar un cierto nivel de relación señal a interferente de valor  $SIR_{target}$ , de modo que para determinar el nivel de potencia a transmitir es preciso hacer uso del nivel de potencia interferente medido en la estación base,  $I_{BTS}$ , y que es difundido por ésta. Finalmente,  $C$  es una constante adicional que el operador puede ajustar según sus necesidades.

Como puede deducirse de la anterior expresión, existe una relación entre la validez de la hipótesis de reciprocidad del canal y el tiempo de separación entre el enlace descendente y el ascendente. A efectos prácticos, es preciso que dicho tiempo sea inferior al tiempo de coherencia del canal radio, ligado con la velocidad del móvil. Bajo esta consideración, si se asume un tiempo de coherencia mínimo de 7 ranuras ( $T_{c\ min}=4.66ms$ ), con una frecuencia portadora de 2 GHz, la velocidad máxima de un terminal para mantener la reciprocidad del canal será de:

$$v_{max} = \frac{c}{4.13f T_{c\ min}} = 7.8\text{ m/s} = 28\text{ km/h} \quad (7.3)$$

Nótese que el entorno de desarrollo de un esquema UTRA TDD se plantea generalmente para situaciones de baja movilidad, por lo que la velocidad máxima calculada puede suponer una cota adecuada.

### 7.3.2. Estrategias de diversidad

#### 7.3.2.1. Combinación pre-rake

Partiendo de la hipótesis de reciprocidad presente en el esquema TDD CDMA, otra de las posibilidades de mejora que esta técnica puede aportar en lo que a simplicidad en la construcción de terminales móviles se refiere es la capacidad de transmitir la señal predistorcionada según el canal estimado en el enlace ascendente. De este modo, asumiendo que el canal será el mismo en ambos enlaces, este proceso de predistorsión evita al terminal el tener que llevar a cabo el proceso de combinación rake en recepción consiguiendo el mismo efecto de diversidad que obtendría con dicho proceso. En definitiva no es más que efectuar la combinación rake en transmisión según la respuesta impulsional estimada inversa del canal, de modo que, al convolucionar la señal enviada con el canal real, la señal recibida en el terminal sea directamente la señal deseada, similar a la que se hubiera obtenido tras efectuar una combinación rake convencional, tal como se ilustra en la Figura 7.6. De ahí el nombre de combinación pre-rake que se ha dado a esta estrategia [93][94].

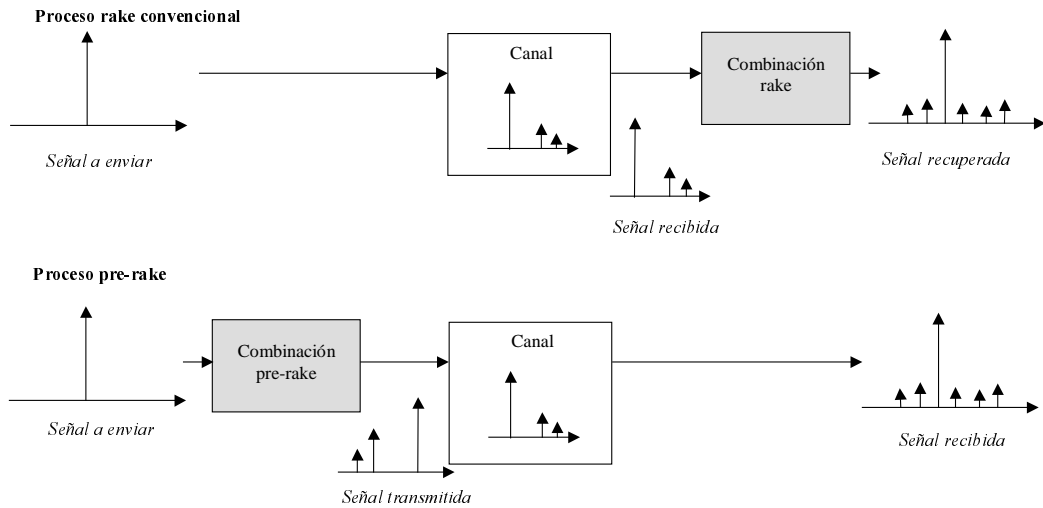


Figura 7.6 Estrategia de combinación pre-rake

Debe tenerse en cuenta que la estrategia explicada es válida únicamente en tanto que las condiciones del canal no cambien entre los enlace ascendente y descendente, por lo que es preciso que la separación entre ambos no supere el tiempo de coherencia del canal. En cualquier caso, los resultados presentados en [94] demuestran que el comportamiento en términos de probabilidad de error es ligeramente mejor en caso de utilizar el sistema rake convencional que en caso de emplearse pre-rake, por lo que las ventajas de esta estrategia deben entenderse únicamente para el enlace descendente como un modo de simplificar el diseño del terminal y, en consecuencia, de reducir su tamaño y coste.

### 7.3.2.2. Diversidad por preselección de antena

Nuevamente gracias a la reciprocidad del canal es posible conseguir mejoras en el mecanismo de diversidad por antena trasladando la complejidad del mismo a la estación base y simplificando en consecuencia el terminal móvil. En particular, la posibilidad planteada consiste en aprovechar la información obtenida de la utilización de diversidad en la estación base para determinar cual es la antena más apropiada para efectuar la transmisión hacia el terminal móvil, disfrutándose así, aun cuando el móvil disponga de una única antena, de las ventajas de la diversidad por selección.

De este modo, la estación base tiene suficiente con determinar a través de cual de sus antenas receptoras recibe mayor nivel proveniente del enlace ascendente y utilizar esta antena para transmitir en el enlace descendente, asumiendo que las condiciones del canal no habrán variado sustancialmente entre ambos enlaces [93]. La Figura 7.7 ilustra el funcionamiento de este mecanismo.

Dentro de la propuesta UTRA TDD está contemplada la utilización de este mecanismo de diversidad por preselección para canales dedicados. En este caso, se contempla, además del proceso de selección, la posibilidad de aprovechar la estimación del canal en ambas antenas para ponderar con pesos adecuados cada una de ellas en la transmisión del enlace descendente, lo que permite mejorar las prestaciones obtenidas respecto al caso de utilizar únicamente diversidad por selección [34].

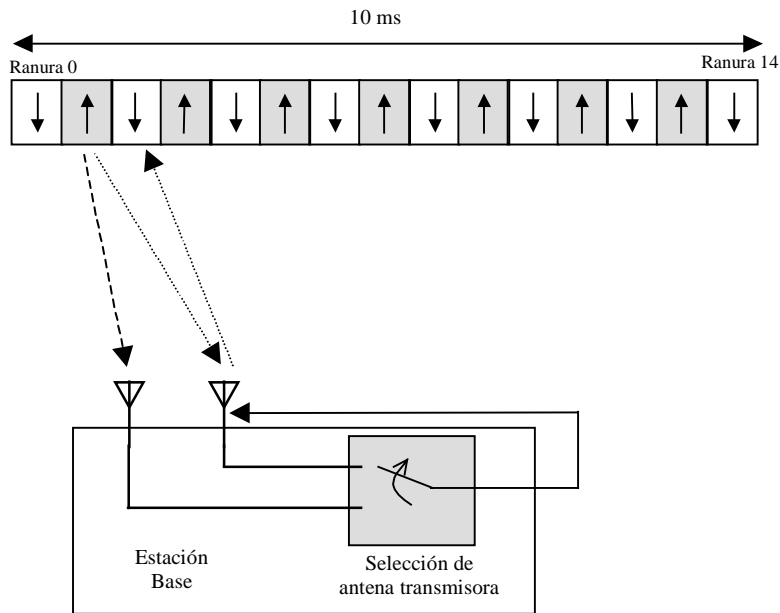


Figura 7.7 Diversidad por preselección de antena

### 7.3.3. Mecanismos de Asignación Dinámica de Canales (DCA)

Una de las funcionalidades que cobra especial importancia dentro de un contexto de transmisión mediante el mecanismo de acceso TDD-TD/CDMA es la capacidad para discernir cuales son los recursos más apropiados para ser empleados por cada terminal en cada instante temporal. Dicha decisión debe tener presentes criterios basados en la cantidad de interferencia que cada terminal percibe en cada una de las ranuras, y que puede variar principalmente en función de la carga total presente en el sistema pero también según la posición ocupada por cada terminal respecto de su estación base, siendo este último aspecto especialmente crítico cuando se considera la existencia de celdas vecinas con diferentes niveles de asimetría en sus estructuras de trama, como se discutirá en el apartado siguiente.

Nótese, en cualquier caso, que esta funcionalidad no tiene la misma relevancia dentro de un entorno FDD-DS/CDMA, en el que no existe una componente TDMA. Esto es debido a que no existirán diferencias fundamentales en el nivel de interferencia medido para diferentes recursos del sistema (secuencias código, en este caso). Dicho de otro modo, partiendo de la hipótesis de que las propiedades de correlación cruzada de las diferentes secuencias código empleadas son similares, un terminal no va a apreciar diferencias sustanciales si en lugar de trabajar con un cierto código lo hace con otro. Por el contrario, en TDD-TD/CDMA las diferencias entre recursos sí que pueden ser apreciables puesto que puede haber ranuras con un nivel de ocupación y un nivel de interferencia superior que otras.

En consecuencia, cuando se efectúa la gestión de la calidad de servicio dentro de un esquema TDD-TD/CDMA es preciso tener en cuenta estas diferencias en el nivel de interferencia observado para distribuir los recursos apropiadamente entre los diferentes terminales, a través de la funcionalidad denominada Asignación Dinámica de Canales (DCA, del inglés *Dynamic Channel Allocation*) en tanto que debe garantizar durante todos los instantes que dure la transmisión que los recursos empleados son apropiados desde el punto de vista de interferencias, y para ello deberá variar dinámicamente, según los cambios registrados en el sistema, la correspondencia entre recursos y terminales. Nótese que esta evolución del sistema podrá ser tomada en cuenta tanto a partir de las propias medidas

reportadas por los terminales relativas al enlace descendente, como a partir de la propia gestión de recursos que puede distribuir la carga adecuadamente entre las diferentes ranuras del sistema [95][96].

Al considerar mecanismos basados en transmisión de paquetes con el objetivo de garantizar unos ciertos niveles de calidad de servicio, como ya se ha venido comentando a lo largo del presente estudio, las funcionalidades a tener presentes eran el protocolo de acceso múltiple, el algoritmo de gestión de recursos y el control de admisión. Siguiendo esta línea, dentro de un entorno TDD-TD/CDMA, a este conjunto deberá añadirse forzosamente la funcionalidad del DCA, que deberá coordinarse con el protocolo de acceso y el algoritmo de gestión de recursos para determinar *dónde* se debe transmitir. De este modo, la interrelación entre las diferentes funcionalidades para garantizar calidad de servicio en un entorno TDD-TD/CDMA queda modificada según se presenta en la Figura 7.8.

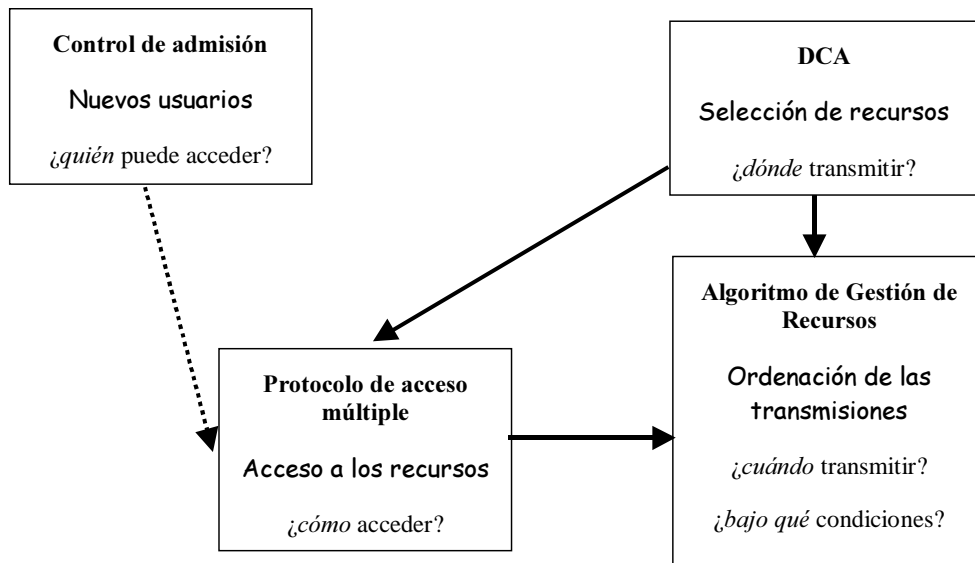


Figura 7.8 Interrelación entre las funcionalidades destinadas a garantizar Calidad de Servicio

Tal y como se aprecia en dicha figura, el protocolo de acceso múltiple establece las reglas de funcionamiento para llevar a cabo el acceso al sistema, y cuando dicho acceso haya sido logrado, será el algoritmo de gestión de recursos el responsable de ordenar las transmisiones y determinar en qué instante se pueden llevar a cabo de modo que los recursos se empleen de forma eficiente según la calidad de servicio especificada. Nótese que el mecanismo de asignación dinámica de canales actúa tanto sobre el protocolo de acceso, en tanto que un terminal puede tener presentes criterios de interferencia medida al seleccionar el recurso más apropiado para efectuar el acceso, como sobre el algoritmo de gestión de recursos, que debe tener en cuenta qué recursos son apropiados para cada usuario desde un punto de vista de interferencia para efectuar una asignación apropiada. Finalmente, en base a la evaluación del sistema global para diferentes situaciones de carga y de tipos de tráfico, se determinaría la región de admisión, que permitiría saber cuando un nuevo usuario puede ser aceptado para involucrarse en el protocolo de acceso y el algoritmo de gestión de recursos.

### 7.3.4. Problemática de la diferente asimetría en un entorno celular

Uno de los aspectos más ventajosos del duplexado TDD es su inherente flexibilidad para adaptarse a diferentes niveles de asimetría del tráfico manejado, simplemente mediante la asignación de un número mayor de ranuras para el enlace descendente o el ascendente según

sea el caso. Sin embargo, al trasladar esta característica a un entorno celular, se introduce una nueva problemática que no aparecía en el contexto FDD, y que no es más que la posibilidad de disponer de celdas con diferentes estructuras asimétricas que pueden dar lugar a situaciones de elevada interferencia llegando a degradar enormemente las prestaciones obtenidas. En particular, existen dos tipos de interferencia diferenciados que no aparecían en FDD, y que son la interferencia entre móviles y la interferencia entre estaciones base [97].

A efectos de ilustrar esta problemática, considérese el ejemplo mostrado en la Figura 7.9, en la que aparecen dos estaciones base, BS1 y BS2, y dos terminales móviles, MS1 conectado a BS1 y operando en el enlace descendente (DOWN), y MS2, conectado a BS2 y operando en el enlace ascendente (UP). Ambos terminales trabajan en la misma ranura, dentro del período  $\Delta T$  de la estructura de trama de ambas bases, que también se muestra en la figura. Tal y como se establece dentro de la propuesta UTRA TDD, las dos bases están sincronizadas a nivel de trama y ranura. Bajo estas condiciones, la interferencia intercelular debe tener en cuenta las siguientes contribuciones:

**1.- Interferencia Móvil a Móvil (MS a MS):** Este tipo de interferencia se da en el enlace descendente de MS1 y viene originada por la presencia del terminal MS2. En el caso de que la separación entre ambos terminales sea pequeña, especialmente si MS2 se encuentra ubicado lejos de su estación base BS2, con lo que requerirá de mayor potencia transmitida, el nivel de potencia interferente recibido en MS1 proveniente de MS2 puede ser excesivamente elevado comparado con la señal útil de MS1. Dado que ambos terminales trabajan con la misma frecuencia portadora y en el mismo tiempo, el único mecanismo de separación de ambas señales es el diferente código de *scrambling* empleado, que puede resultar insuficiente al tener las señales útil e interferente niveles de potencia muy diferentes. Nótese que esta interferencia no es más que la traslación del efecto cerca-lejos (*near-far*) a nivel de terminales móviles. En un caso general, es importante darse cuenta de que este tipo de interferencia no afectará por igual a todos los terminales que operen en una ranura, sino que será dependiente de la posición relativa de cada móvil con respecto de su estación base y con respecto del resto de terminales presentes en el resto de estaciones base.

**2.- Interferencia Base a Base (BS a BS):** Este tipo de interferencia se da en el enlace ascendente de MS2 y viene originada por la potencia transmitida en el enlace descendente por BS1, que puede llegar a enmascarar la señal recibida del terminal móvil. Este problema es especialmente crítico cuando existe visibilidad directa entre las diferentes estaciones base de un sistema TDD, puesto que en este caso las condiciones de propagación son más favorables en el camino entre estaciones base que en el camino de base a móvil, con lo que la señal interferente puede estar muy por encima de la señal útil. Así pues, al igual que ocurre con la interferencia MS a MS, el mecanismo de separación de las señales útil e interferente, basado en los códigos de *scrambling*, puede resultar insuficiente, por lo que se deberá recurrir a otros mecanismos, principalmente basados en la aplicación de algoritmos DCA y en el empleo de inclinaciones eléctricas en las antenas de las estaciones base, de modo que la línea de visibilidad directa no coincida con ningún lóbulo principal del diagrama de radiación. Debe notarse que, en este caso, y a diferencia de la interferencia MS a MS, el nivel de interferencia proveniente de la base vecina es el mismo para todos los terminales afectados en una misma ranura, independientemente de su posición, aunque únicamente aquellos terminales que se ubiquen más cerca de BS2 podrán llegar a ser capaces de transmitir un nivel de potencia suficiente como para compensar la interferencia existente al sufrir menos pérdidas de propagación en el camino con su estación base.



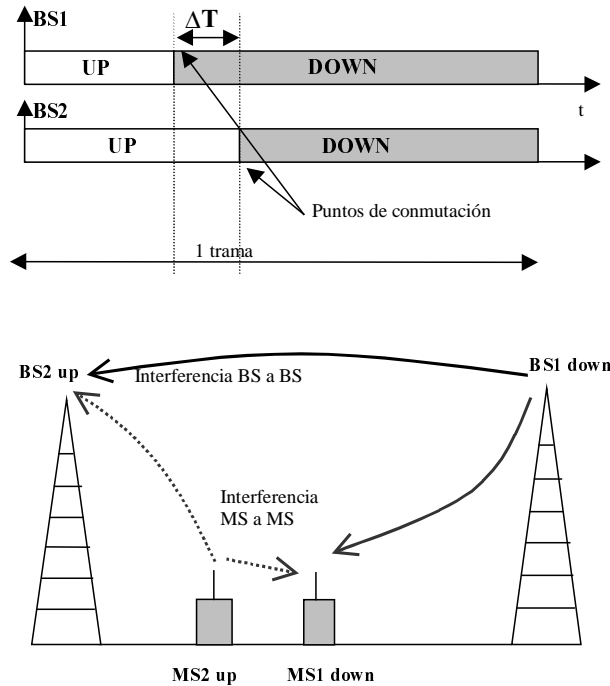


Figura 7.9 Interferencias en un entorno TDD

La solución a esta problemática no es sencilla, hasta tal punto que muchas veces se plantea la posibilidad de que todas las celdas de un mismo operador trabajen con una misma estructura asimétrica, es decir, con las mismas ranuras destinadas a los enlaces ascendente y descendente. En cualquier caso, esto simplemente traslada el problema a la coexistencia entre operadores, dado que mantener la misma asimetría a nivel de operadores diferentes puede resultar más complicado. En estas circunstancias, la asignación de portadoras a nivel de operador puede reducir notablemente el efecto, aunque sin eliminarlo completamente pues la separación entre portadoras adyacentes en TDD será muy inferior a la separación que pueda existir, por ejemplo, entre los enlaces ascendente y descendente de un esquema FDD [97].

Nótese que en general este tipo de soluciones tenderán a reducir notablemente la flexibilidad prometida por los sistemas TDD en cuanto a adaptación a la asimetría del tráfico, puesto que presuponen unas características de asimetría similares en todas las celdas del sistema, lo cual no tiene por qué ser cierto. Partiendo de este planteamiento, y como una forma de paliar esta carencia de flexibilidad, en [88] se analiza cual es el factor de asimetría (relación entre el número de ranuras del enlace descendente y el número de ranuras del enlace ascendente) óptimo para una celda aislada en función de las características de su tráfico y en [98] se generaliza el estudio en un entorno multicelular para determinar cual es el factor de asimetría que permite maximizar la utilización del sistema cuando el tráfico de cada una de las celdas presenta un grado de asimetría diferente. La conclusión que se extrae de dicho estudio es que, en efecto, existe un valor óptimo que permite maximizar la utilización (llegando a valores alrededor del 90% en los ejemplos considerados), pero que este valor depende enormemente de la distribución del tráfico entre las diferentes celdas, y que el uso de un factor de asimetría diferente del óptimo puede reducir enormemente la utilización del sistema (hasta valores inferiores al 20%). Esto es debido a la posibilidad de que, en ciertas celdas, existan transmisiones que no puedan cursarse por carencia de recursos en alguno de los dos enlaces si el factor de asimetría tomado difiere en exceso del que sería adecuado para la celda en cuestión.

A la vista de estos resultados, parece interesante determinar algún mecanismo que sea capaz de reducir este tipo de interferencia característica de los entornos TDD-TD/CDMA de manera que hiciera posible la coexistencia de celdas adyacentes con diferentes grados de asimetría. La posibilidad planteada en este trabajo, y que se desarrollará a partir de la siguiente sección, se basa en el diseño de esquemas DCA eficientes y que distribuyan los terminales adecuadamente dentro de la estructura de trama teniendo en cuenta la problemática a la que se debe hacer frente. Obviamente, al considerar un mecanismo de gestión de recursos con calidad de servicio, dichos esquemas deberán operar en conjunción con el protocolo de acceso múltiple y el algoritmo de gestión de recursos, en la medida que se planteó anteriormente en la Figura 7.8.

#### **7.4. Estudio de estrategias de DCA para TDD-TD/CDMA**

##### **7.4.1. Algoritmo DCA basado en Avance Temporal**

Una posibilidad que se propone para paliar la interferencia intercelular característica de los sistemas TDD-TD/CDMA consiste en aprovechar el hecho de que dicha interferencia, particularmente la interferencia MS a MS, afecta de forma diferente a los terminales en función de la distancia a la que se encuentran de su estación base. Así, aquellos terminales que se ubiquen en un momento dado en un punto alejado de su base serán más susceptibles de sufrir los efectos nocivos de otros móviles en el enlace ascendente de la base vecina, en tanto que, por un lado, la potencia útil recibida tendrá un nivel inferior, y por el otro, fácilmente se verán afectados por terminales interferentes también alejados de su propia base que deberán transmitir un nivel de potencia superior para compensar las pérdidas de propagación, con lo que la señal interferente percibida será también superior. Por el contrario, aquellos terminales situados más cerca de su estación base tenderán a sufrir menos los efectos de la interferencia porque tanto la potencia útil que recibirán podrá ser mayor como la potencia interferente provendrá de terminales más alejados.

Así pues, este planteamiento induce a pensar que puede ser beneficioso, por lo menos desde el punto de vista de la interferencia MS a MS, asignar a aquellos terminales más alejados de la base las ranuras menos afectadas por esta interferencia, es decir, las ranuras donde no exista simultáneamente un enlace ascendente y uno descendente de varias bases. Del mismo modo, a los terminales situados más cerca de su estación base podrán ser asignadas las ranuras más susceptibles de ser afectadas por la interferencia, esto es, aquéllas en las que coexistan enlaces ascendentes y descendentes de diferentes celdas.

Como se ha comentado, este mecanismo puede resultar beneficioso directamente sobre la interferencia MS a MS, pero también sobre la interferencia BS a BS. El motivo hay que buscarlo en el hecho de que, si se ubican aquellos terminales más alejados, y que por lo tanto requieren un mayor nivel de potencia de su base, en las ranuras no conflictivas, y se asignan las conflictivas a los terminales más cercanos a la base, la potencia total transmitida por la base interferente en su enlace descendente va a ser en general menor en aquellas ranuras más problemáticas, lo que contribuirá a minimizar el efecto de la interferencia generada sobre el resto de bases que se encuentren en el enlace ascendente.

Con el fin de ilustrar el planteamiento, en la Figura 7.10 se observa cual debería ser la distribución apropiada de terminales en las diferentes ranuras al considerarse una estructura asimétrica con un único punto de conmutación en cada una de las bases.

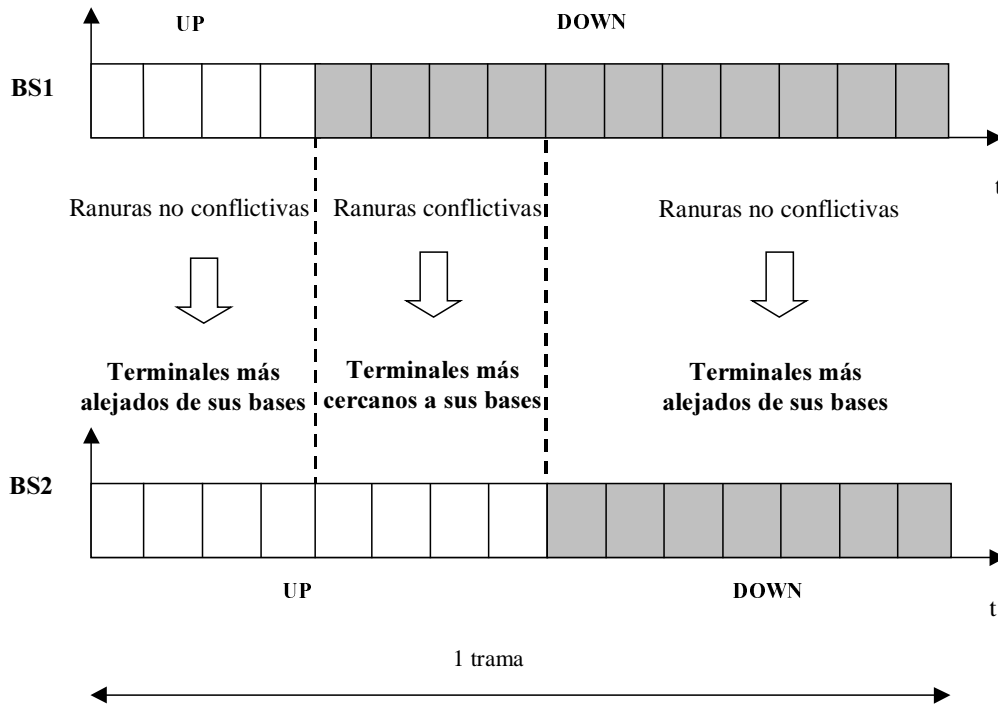


Figura 7.10 Distribución adecuada de terminales para reducir el efecto de las interferencias TDD-TD/CDMA

A la vista del planteamiento, queda por determinar algún criterio que permita conocer la distancia a la que se encuentra cada terminal de su estación base. Una posibilidad es el uso del avance temporal, existente en el contexto de los sistemas TDD-TD/CDMA como UTRA TDD, como medida de la distancia de cada terminal, puesto que existe la siguiente relación de proporcionalidad entre ambos parámetros:

$$TA = \frac{2d}{c} \quad (7.4)$$

siendo  $d$  la distancia del terminal a su estación base,  $c=3 \cdot 10^8$  m/s, y  $TA$  el avance temporal medido en segundos. El factor 2 surge de la necesidad de contemplar el retardo de propagación como un retardo de ida y vuelta entre base y terminal. Nótese que el valor obtenido en segundos es discretizado por el sistema según la resolución temporal que se desee aplicar, lo que repercute sobre la resolución en la medida de distancia. En particular, como ya se ha comentado, en UTRA TDD con sincronización en el enlace ascendente, la resolución temporal es de 0.25 chips, obteniéndose una resolución espacial de 9.76 m, mientras que si no se emplea sincronización en el enlace ascendente la resolución pasa a ser de 4 chips, incrementando la resolución temporal a 156.25 m. Este valor puede ser muy elevado para el propósito planteado, en comparación con los radios de celdas considerados para entornos TDD, motivo por el que se asumirá en el resto del estudio que existe sincronización en el enlace ascendente.

Así pues, la distribución de ranuras temporales se puede hacer fácilmente repartiendo los terminales proporcionalmente según su avance temporal  $TA$  dentro de la estructura de tramas, de manera que aquellos terminales cuyo avance temporal sea inferior se ubiquen en la zona más conflictiva, y aquellos con mayor avance temporal se ubiquen en las ranuras más protegidas de la interferencia intercelular, tal y como se propuso en [99]. En particular, para una celda cuyo punto de conmutación en la trama sea  $SP$  (entendido como el número de la

primera ranura del enlace descendente y numeradas las ranuras de la trama entre 0 y 14), el número de ranura ascendente (*UL slot*) y descendente (*DL slot*) que se asignaría a un terminal de avance temporal *TA* y en una celda de radio *R* vendría dado por:

$$UL\ slot = \left\lceil \left( 1 - \frac{TA \cdot c}{2R} \right) \cdot SP \right\rceil \quad (7.5)$$

$$DL\ slot = SP + \left\lfloor \frac{TA \cdot c}{2R} (15 - SP) \right\rfloor \quad (7.6)$$

Las anteriores expresiones consideran que el máximo avance temporal que puede darse en una celda de radio *R* es  $2R / c$ , con lo que se reparte proporcionalmente el rango de valores de avance temporal (0,  $2R / c$ ) entre *SP* bloques, cada uno correspondiente a una ranura ascendente, y entre  $15 - SP$  bloques, cada uno correspondiente a una ranura descendente, tal y como se pone de manifiesto en la Figura 7.11.

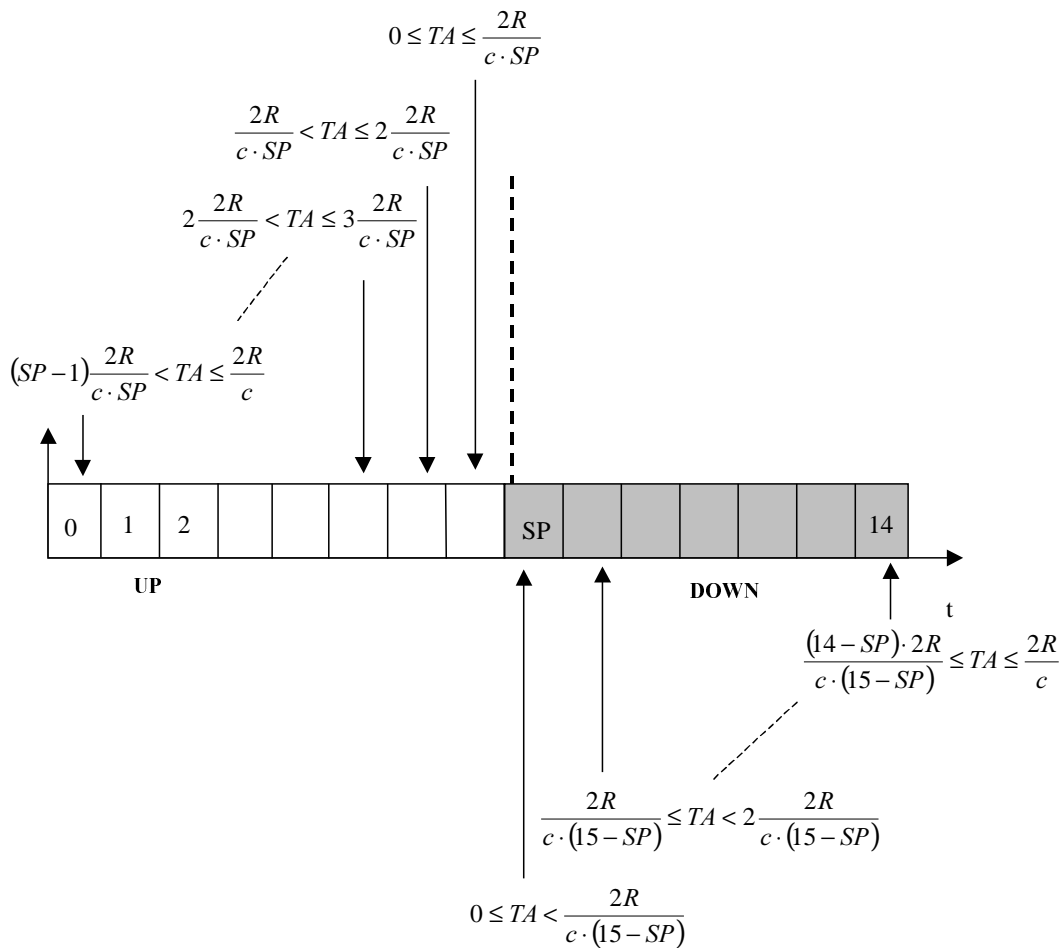


Figura 7.11 Reparto de ranuras entre terminales según su avance temporal *TA*

Debe notarse que a efectos de este estudio se ha prescindido de la limitación impuesta por UTRA TDD respecto al uso de una ranura para el canal de difusión o *broadcast* y otro para el canal de acceso aleatorio, puesto que interesa únicamente evaluar el comportamiento del sistema desde un punto de vista de interferencias, sin importar el contenido de la información transmitida. En cualquier caso, las anteriores expresiones serían fácilmente

generalizables si se considerara esta limitación, puesto que bastaría con tener en cuenta que el reparto se efectuaría entre  $SP-1$  ranuras ascendentes y  $14-SP$  ranuras descendentes.

También es preciso hacer notar que el esquema de reparto propuesto es válido en tanto que la estructura de trama presente un único punto de conmutación en cualquiera de las estaciones base involucradas. Esto permite efectuar el reparto para una base independientemente de la estructura asimétrica que pueda tener el resto de celdas. Por el contrario, si esta condición no se cumpliera, no sería cierto a priori ni que las ranuras ascendentes más próximas a 0 ni que las ranuras descendentes más próximas a 14 estuvieran más protegidas, con lo que habría que enfocar el reparto de otra manera. En particular, la solución consistiría en, partiendo de un conocimiento previo de la estructura asimétrica de cada celda, efectuar, celda a celda, una ordenación de las ranuras según su grado de protección frente a las interferencias (por ejemplo según el número de celdas que utilizan la ranura considerada para el enlace opuesto) y, posteriormente, repartir las ranuras según el criterio establecido (a menor avance temporal, se asignaría una ranura con menor protección frente a interferencias). De este modo, sería posible generalizar el esquema propuesto a una estructura de trama con varios puntos de conmutación a costa de incrementar la complejidad del proceso de reparto.

#### 7.4.1.1. Comparación respecto de una asignación aleatoria

Con el objetivo de validar el comportamiento de la estrategia propuesta se ha efectuado un conjunto de simulaciones en un entorno con dos celdas que presentan diferente patrón de asimetría y se ha efectuado la comparación con una estrategia de asignación aleatoria, en la cual los terminales son asignados para transmitir o recibir en una ranura seleccionada aleatoriamente de entre el conjunto disponible para cada enlace. Si bien esta estrategia de asignación no sería en ningún caso óptima, puede considerarse como una primera aproximación para, por un lado, poner de manifiesto la problemática de las interferencias planteada y, por el otro, determinar la ganancia introducida por la asignación basada en avance temporal.

Las simulaciones realizadas han consistido en ubicar aleatoriamente un conjunto de terminales móviles en dos celdas adyacentes de radio  $R$  con dos patrones de asimetría diferentes, de modo que se recogen las dos situaciones de interferencia intercelular que ya se han comentado, es decir, MS a MS y BS a BS. Con el objetivo de centrarse únicamente en estas dos fuentes de interferencia, que son las realmente diferenciales del entorno TDD-TD/CDMA, se ha considerado que una de las celdas presenta terminales móviles tan solo en el enlace ascendente y la otra los presenta únicamente en el enlace descendente, de modo que puedan apreciarse los efectos mutuos entre los dos enlaces. Para cada ubicación de terminales se ha simulado un conjunto de tramas en las cuales cada terminal está activo (transmite o recibe) con una cierta probabilidad  $p$ , intentando modelar de esta manera las posibles variaciones que existirían en un entorno de transmisión por paquetes. Los parámetros básicos empleados en las simulaciones se presentan en la Tabla 7.1.

Como puede comprobarse, se ha supuesto un mecanismo de control de potencia a través del cual cada terminal o base calcula la potencia que debe transmitir para garantizar los niveles de  $E_b/N_0$  mínima especificados, partiendo del conocimiento tanto de las pérdidas de propagación como del nivel de interferencia en el extremo receptor, que se deduce de la interferencia acontecida en la transmisión anterior según (7.2) y la ganancia de procesamiento  $G_p=16$ . Esto garantiza que, en todo momento, el terminal transmita la mínima potencia necesaria para poder efectuar la transmisión correctamente. De este modo, la condición de

*outage* o interrupción (percibir una  $E_b/N_0$  inferior a la  $E_b/N_0$  mínima) se dará por uno de los dos motivos siguientes:

- debido a un excesivo nivel de interferencia o unas elevadas pérdidas de propagación, que originan que la potencia que se debiera transmitir fuese superior a la máxima que puede transmitir el terminal o la base.

- debido a variaciones en el nivel de interferencia de una trama a la siguiente, motivadas por la variabilidad del tráfico de paquetes, que puede originar que la interferencia en una trama sea realmente superior a la medida en la trama anterior. Nótese que esta variabilidad podría reducirse si mediante un mecanismo de gestión de recursos se tuviera un conocimiento previo de los terminales que van a estar activos en cada trama, lo que permitiría tener una estimación del nivel de interferencia a priori. En cualquier caso, y sin contemplar por el momento algoritmos de gestión de recursos, esta variabilidad debe permitir evaluar de forma sencilla las estrategias propuestas en un entorno de transmisión por paquetes.

Tabla 7.1 Parámetros empleados en las simulaciones TDD

Estructura asimétrica	Base 1: Ascendente: Ranuras 0-3, Descendente: Ranuras 4-14. Base 2: Ascendente: Ranuras 0-7, Descendente: Ranuras 8-14
Control de potencia	Intenta mantener un nivel de $E_b/N_0$ constante e igual al valor mínimo, minimizándose así el consumo de potencia.
Potencia máxima transmitida	BS: 43 dBm. MS: 33 dBm
Potencia de ruido térmico	-103 dBm (Factor de ruido = 5dB)
Número de usuarios	Variable según la simulación
Probabilidad de actividad $p$	Variable según la simulación
Radio de la celda	Variable según la simulación
$E_b/N_0$ mínima	Ascendente: 5.8 dB [100] Descendente: 8.3 dB [100]
Condición de interrupción	$E_b/N_0$ medida por debajo de $E_b/N_0$ mínima
Modelo de propagación entre bases	Pérdidas en espacio libre, asumiendo la situación peor de visibilidad directa entre antenas. Se considera un desacoplo adicional entre las dos antenas de 12 dB debido a la diferente inclinación eléctrica de cada una, que origina que sus lóbulos principales no estén encarados [97].
Modelo de propagación entre móvil y base	$L=128.1 + 37.6\log d(\text{km})$ con un desvanecimiento lognormal de desviación 10 dB [100]
Modelo de propagación entre móviles	$L=128.1 + 37.6\log d(\text{km})$ con un desvanecimiento lognormal de desviación 12 dB [100]

Tal como se ha comentado en apartados anteriores, la interferencia intracelular en el entorno TDD-TD/CDMA puede reducirse sustancialmente mediante el empleo de técnicas como la detección multiusuario, la sincronización en el enlace ascendente o la posibilidad de efectuar un control de potencia en lazo abierto de prestaciones similares al lazo cerrado. Por este motivo, se ha prescindido de la interferencia intracelular en este estudio, entendiéndose que su nivel será muy inferior al que pueda existir proveniente de la interferencia intercelular MS a MS y BS a BS, como de hecho se considera en algunos entornos de simulación en [100].

Igualmente, en relación a la interferencia intercelular, se ha considerado, para el cálculo de la relación  $E_b/N_0$ , que existe una reducción en un factor 16 correspondiente a la ganancia de procesamiento asociada a los códigos de *scrambling* que permiten diferenciar las señales de distintas celdas. Según la estructura de asimetría de ambas celdas, indicada en la Tabla 7.1, las ranuras más conflictivas son las numeradas del 4 al 7, justo cuando coincide el enlace ascendente de una celda con el descendente de la otra.

En la Figura 7.12 y la Figura 7.13 se muestran los resultados obtenidos para los enlaces ascendente y descendente, respectivamente, relativos a la probabilidad de interrupción en función de la distancia a la estación base servidora. Igualmente, en la Tabla 7.2 se presentan los resultados relativos a la probabilidad media de interrupción, promediada para todas las distancias. Los resultados corresponden a una situación en la que se han simulado 30 usuarios por celda que están activos siempre, esto es  $p=1$ , de modo que no se producirán transmisiones erróneas debido a la variabilidad del tráfico de paquetes. El radio de la celda considerado es de 288 m, uno de los valores planteados en el documento [100] en que se definen algunos escenarios de estudio para la evaluación de UTRA.

Los aspectos más significativos a destacar se enumeran a continuación:

a) Respecto de la asignación aleatoria, la probabilidad de interrupción para una distancia dada toma dos valores diferentes según si se trate de una ranura en la zona problemática o fuera de ella. En particular, para las ranuras 4 a 7 se aprecia un valor especialmente elevado de la probabilidad de interrupción tanto para el enlace ascendente como para el descendente, con un crecimiento notable al incrementarse la distancia a la estación base, pues es para distancias elevadas cuando se ponen más de manifiesto las limitaciones de la potencia que se debe transmitir para compensar por un lado la interferencia y por el otro las propias pérdidas de propagación. En el caso del enlace ascendente, la interferencia está originada por la visibilidad directa existente entre las dos bases, de modo que todos los terminales afectados de una ranura sufren el mismo nivel de interferencia con independencia de su posición, por lo que serán aquellos más alejados, y que por lo tanto sufran unas pérdidas de propagación mayores, los que tendrán más dificultad para llegar a su estación base con el nivel requerido. Por el contrario, en el caso del enlace descendente el nivel de interferencia es diferente para cada terminal y depende de la posición relativa de un terminal respecto del resto de interferentes, siendo esta interferencia más acusada cuanto más alejado se encuentre de su base y por lo tanto más próximo de sus interferentes, lo que nuevamente justifica el crecimiento de la probabilidad de interrupción con la distancia.

b) Puede observarse como la estrategia de distribución de ranuras según el avance temporal permite reducir muy notablemente la probabilidad de interrupción tanto para el enlace ascendente como para el descendente. Debe puntualizarse que, tal y como se ha planteado en el algoritmo, existe una correspondencia directa entre márgenes de distancias y ranuras asignadas a los terminales, de modo que la probabilidad de interrupción para cada ranura sólo toma valores dentro del margen de distancias que le corresponde, como se observa en las

gráficas. Así, esta probabilidad deja de ser la misma para todas las ranuras de la región conflictiva, siendo superior para las dos ranuras centrales de esta región (las ranuras 5 y 6). Por el contrario, en las ranuras 4 y 7, o bien el nivel de interferencia recibido es menor (como ocurre en la ranura 4 del enlace ascendente y en la ranura 7 del enlace descendente, cuyos interferentes de la celda vecina están ubicados más lejos que los interferentes de las ranuras 5 y 6) o bien la menor distancia respecto de la propia estación base permite compensarlo más fácilmente (como ocurre en la ranura 7 del enlace ascendente y en la 4 del descendente, pues si bien sus interferentes son los más próximos, también existe una mayor proximidad a la estación base propia y en consecuencia unas pérdidas de propagación menores).

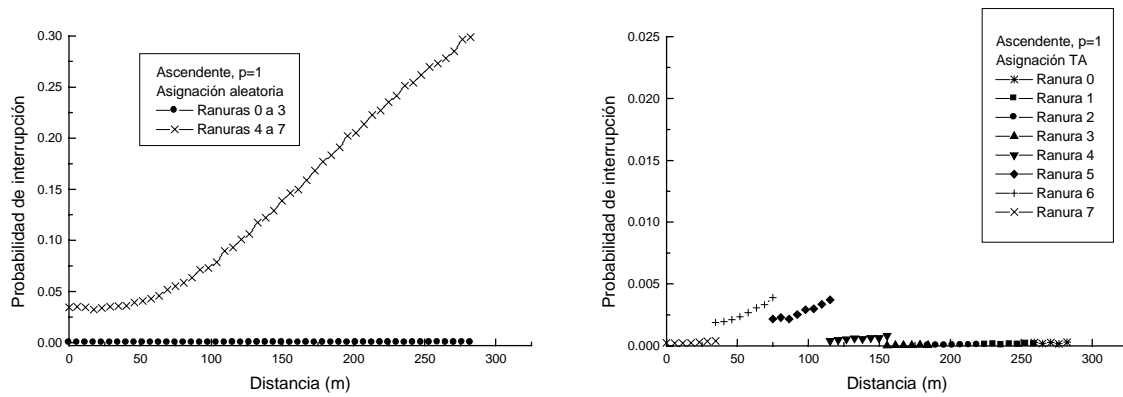


Figura 7.12 Probabilidad de interrupción para ranuras del enlace ascendente con  $R=288\text{ m}$  y  $p=1$

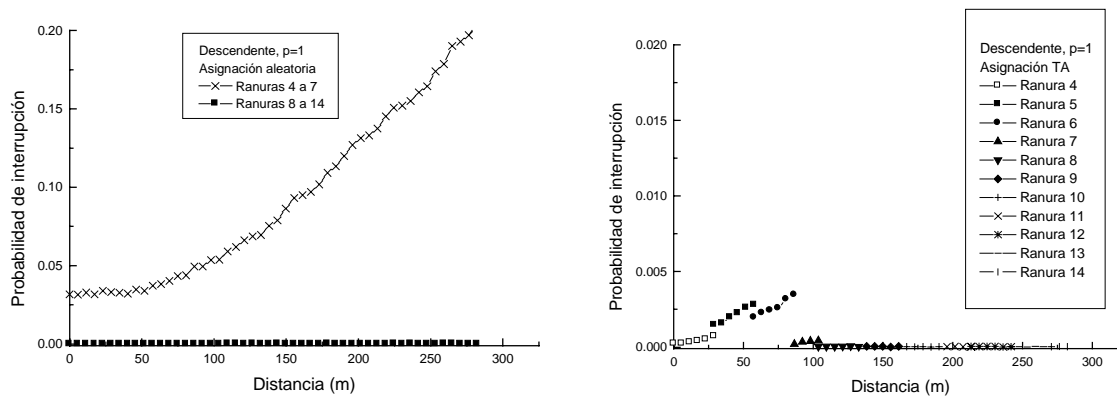


Figura 7.13 Probabilidad de interrupción para ranuras del enlace descendente con  $R=288\text{ m}$  y  $p=1$

Tabla 7.2 Probabilidad media de interrupción para  $R=288\text{ m}$  y  $p=1$

	Ascendente	Descendente
<b>Asignación aleatoria</b>	0.070	0.032
<b>Asignación basada en TA</b>	8.8E-4	5.4E-4

c) Obsérvese que, aun siendo fruto del mismo mecanismo basado en avance temporal, la reducción conseguida presenta un origen diferente para ambos enlaces. Así, mientras que para el enlace descendente, la mejora proviene de alejar las propias fuentes de interferencia MS a



MS, a raíz de ubicar a los terminales más cercanos a la celda interferida en las ranuras no conflictivas, para el enlace ascendente no se produce ninguna variación en la distancia de la fuente de interferencias BS a BS, que es la estación base vecina. Por el contrario, en este último caso, la mejora viene propiciada por el hecho de que la estación base interferente deberá transmitir menos potencia en las ranuras conflictivas al estar ubicados en dichas ranuras los terminales que tiene más próximos, lo que redundará en un beneficio en favor de los terminales de la estación base interferida.

#### 7.4.1.1.1. Influencia del radio de la celda

Al estar involucrado un criterio de distancias en el mecanismo planteado, el radio de la celda puede jugar un papel relevante sobre la reducción conseguida mediante la estrategia de distribución basada en avance temporal. Por este motivo, se han efectuado simulaciones bajo las mismas condiciones de carga y asimetría que en el caso anterior pero ahora con un radio de celda de 1 km. Los resultados se muestran en la Figura 7.14 para el enlace ascendente y en la Figura 7.15 para el enlace descendente. Nuevamente, la Tabla 7.3 muestra las probabilidades de interrupción globales en el sistema.

A la vista de los resultados, los aspectos que merece la pena destacar son:

- a) En relación al enlace ascendente, para cualquiera de las dos estrategias de asignación se produce un incremento de la probabilidad de interrupción con respecto al caso anterior de radio 288 m debido a la mayor distancia a que se encuentran los terminales de sus bases, lo que origina que deban hacer frente a atenuaciones mayores que en algún caso pueden no ser soportadas por la máxima potencia transmitida. En particular, se aprecia como para distancias próximas al radio de la celda, existen algunos problemas incluso para aquellas ranuras de la zona no afectada por la interferencia MS a MS ni BS a BS, que son debidos a los propios desvanecimientos del canal radio que no pueden ser soportados por algunos de los terminales más alejados al encontrarse en las proximidades del límite de cobertura. Igualmente, el hecho de que los terminales de la estación base interferente se encuentren más alejados de ésta, provoca que se tenga que transmitir una potencia superior para compensar las pérdidas de propagación, lo que unido a la condición de visibilidad directa entre bases, redundará en que el nivel de interferencia recibido sea superior.
- b) Respecto al enlace descendente, en las gráficas se aprecia como la probabilidad de interrupción también se ha incrementado para distancias mayores aunque en menor medida que en el enlace ascendente. La razón cabe buscarla en que al haberse incrementado el radio de la celda, las fuentes de interferencia se encuentran también más alejadas. Así, si bien los terminales situados en el borde de las dos celdas se verán más perjudicados pues sus interferentes también deberán transmitir una mayor potencia, el resto de terminales podrá llegar a beneficiarse de la mayor distancia hasta sus interferentes. En cualquier caso, al igual que ocurre en el enlace ascendente, también en el descendente se manifiestan las limitaciones propias de la cobertura para distancias elevadas.
- c) Si bien la estrategia basada en avance temporal todavía presenta una reducción importante en la probabilidad de interrupción, el efecto es proporcionalmente inferior que en el caso de radio 288 m. Esto es debido a que, al haberse incrementado el radio de la celda, se manifiesta con más fuerza como fuente de interrupción la limitación debida a las pérdidas de propagación con la propia estación base, frente a la cual el mecanismo basado en avance temporal dispone de menos capacidad de actuación que frente a las interferencias MS a MS y BS a BS, para las cuales ha sido específicamente diseñado.

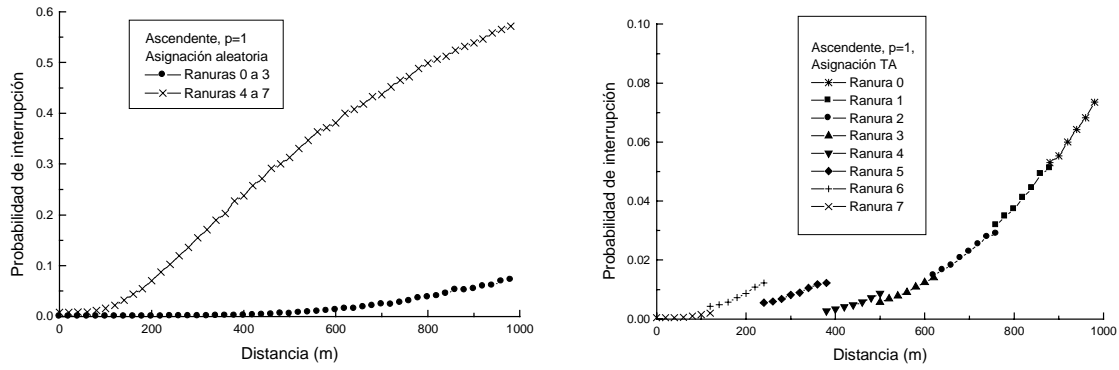


Figura 7.14 Probabilidad de interrupción para ranuras del enlace ascendente con  $R=1$  km y  $p=1$

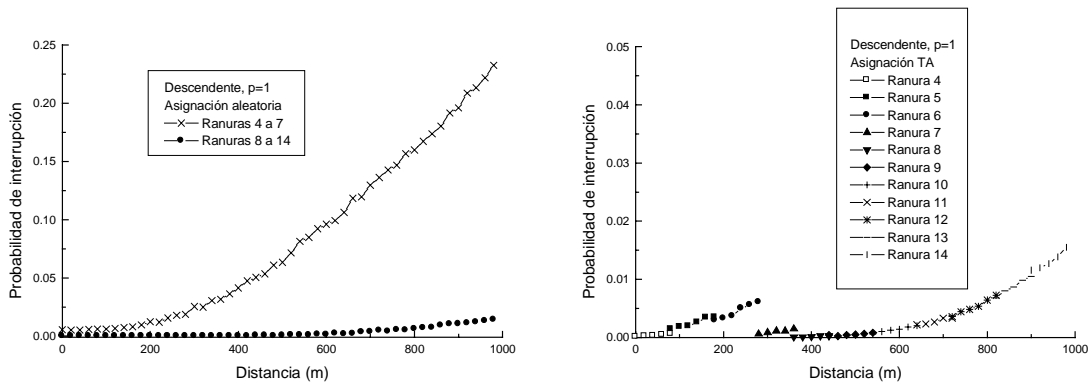


Figura 7.15 Probabilidad de interrupción para ranuras del enlace descendente con  $R=1$  km y  $p=1$

Tabla 7.3 Probabilidad media de interrupción para  $R=1$  km y  $p=1$

	Ascendente	Descendente
<b>Asignación aleatoria</b>	0.15	0.029
<b>Asignación basada en TA</b>	0.019	0.0036

Aunque el mecanismo de asignación basada en avance temporal permite reducir notablemente la probabilidad de interrupción medida en términos globales, pueden existir todavía situaciones de terminales que, por su posición relativa respecto del resto de terminales, se encuentren afectados por la interferencia intercelular aun habiéndose hecho uso de un mecanismo como el planteado. En este caso, debe tenerse en cuenta que, en el mecanismo DCA global, a la reducción incorporada por la estrategia planteada se debería añadir la capacidad de efectuar medidas de ambos enlaces y así tratar de redistribuir puntualmente a aquellos terminales que se encuentren más afectados por la interferencia. Esta consideración permitiría reducir más la probabilidad de interrupción, pero requiriendo de estrategias adaptativas según la propia dinámica del sistema, tal y como se verá en apartados posteriores.

7.4.1.1.2. Influencia de la variabilidad del tráfico

Hasta el momento únicamente se ha considerado el caso en que los terminales transmiten o reciben siempre, en lo que sería una visión del problema desde un punto de vista de conmutación de circuitos. Por el contrario, como ya se ha comentado, en un entorno de paquetes la probabilidad de efectuar una transmisión incorrecta puede verse incrementada por la propia variabilidad del tráfico de paquetes, que puede dar lugar a situaciones de interferencia muy variable de una trama a la siguiente. Con el propósito de validar el comportamiento del algoritmo planteado dentro de este contexto, se han efectuado las mismas simulaciones que en los casos anteriores, esto es para radios de celda de 288 m y 1 km, pero ahora considerando una probabilidad de actividad de los terminales de valor  $p=0.7$ , que introduce así una cierta variabilidad en la interferencia. Los resultados se presentan en la Figura 7.16 y Figura 7.17 para las ranuras ascendente y descendente con un radio de 288 m y en la Figura 7.18 y Figura 7.19 para el radio de 1 km. Los resultados en términos de probabilidad media global se presentan en la Tabla 7.4 y la Tabla 7.5 para los dos radios considerados.

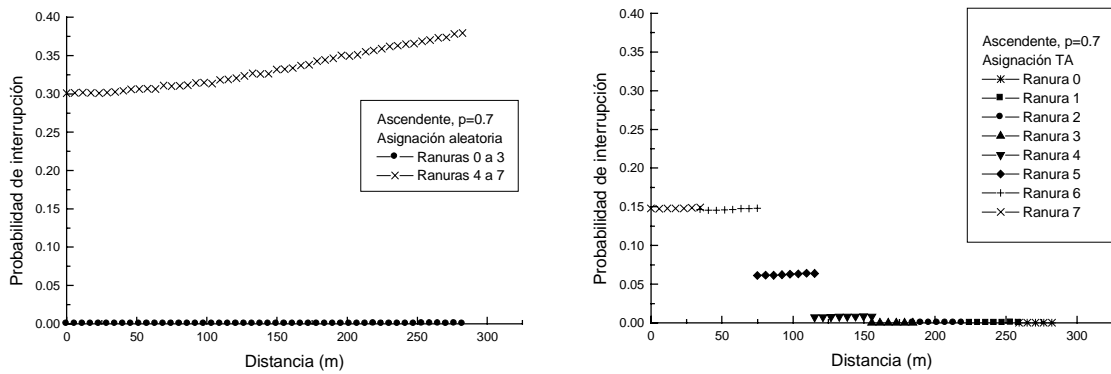


Figura 7.16 Probabilidad de interrupción para ranuras del enlace ascendente con  $R=288\text{ m}$  y  $p=0.7$

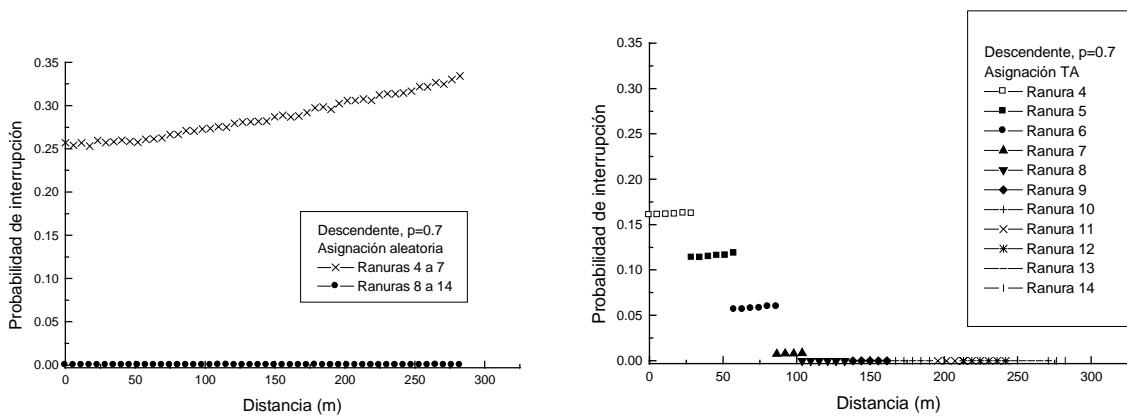


Figura 7.17 Probabilidad de interrupción para ranuras del enlace descendente con  $R=288\text{ m}$  y  $p=0.7$

De los resultados presentados se desprenden las siguientes conclusiones:

- a) Se produce un incremento notable de la probabilidad de interrupción para ambos enlaces. En el caso de la asignación basada en avance temporal, el incremento se da

especialmente en los terminales situados a distancias próximas a la base, que anteriormente eran las que mejor podían hacer frente a la interferencia gracias a las menores pérdidas de propagación. Este aspecto pone de manifiesto que el principal origen de la interrupción para estas distancias es la propia variabilidad del tráfico de paquetes más que la interferencia MS a MS y BS a BS. Por el contrario, para distancias mayores puede apreciarse como el incremento de la probabilidad de interrupción en este caso es inferior, lo que indica que el efecto predominante para estas distancias es la interferencia más que su propia variabilidad.

Tabla 7.4 Probabilidad media de interrupción para  $R=288\text{ m}$  y  $p=0.7$

	Ascendente	Descendente
Asignación aleatoria	0.16	0.10
Asignación basada en TA	0.049	0.034

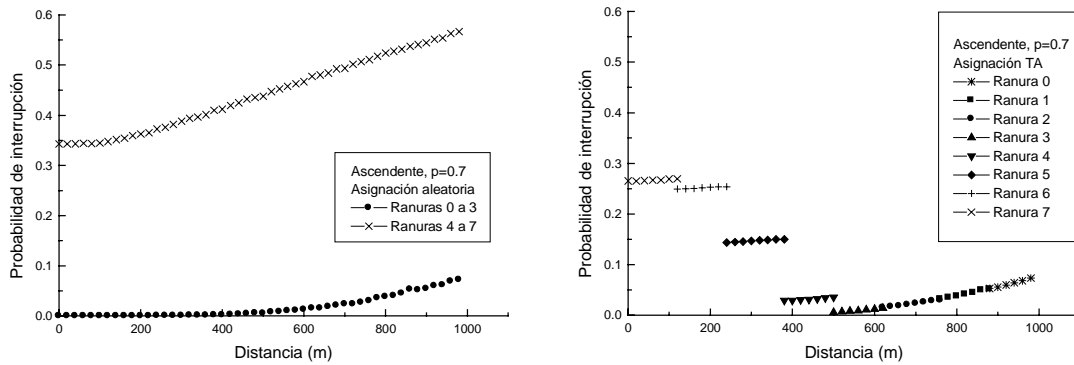


Figura 7.18 Probabilidad de interrupción para ranuras del enlace ascendente con  $R=1\text{ km}$  y  $p=0.7$

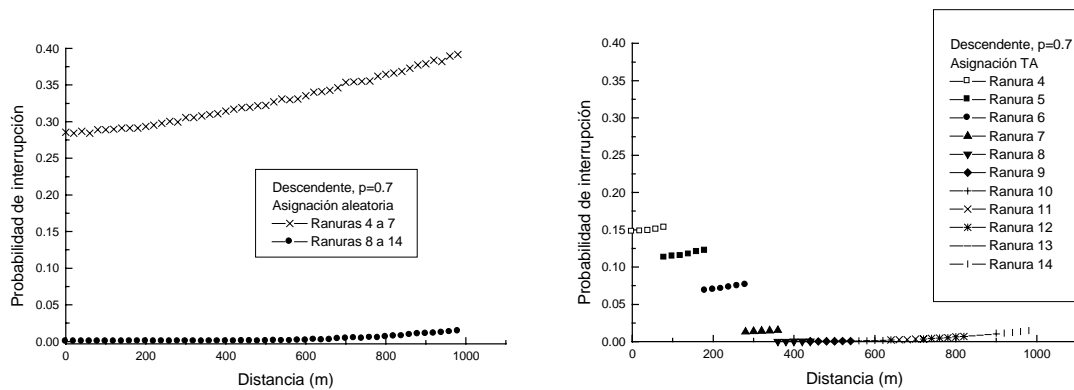


Figura 7.19 Probabilidad de interrupción para ranuras del enlace descendente con  $R=1\text{ km}$  y  $p=0.7$

b) El mecanismo basado en avance temporal es todavía bajo estas circunstancias capaz de comportarse mucho mejor que el mecanismo aleatorio, aunque en este caso la reducción en la probabilidad de interrupción es inferior, situándose en un valor únicamente alrededor de la mitad de la obtenida con el mecanismo de asignación aleatorio. Esto es así porque el mecanismo de avance temporal será tanto más efectivo como mayor sea la influencia de la

interferencia sobre la probabilidad de interrupción total, y decrecerá su efectividad a medida que el factor limitante pase a ser la variabilidad del tráfico.

Tabla 7.5 Probabilidad media de interrupción para  $R=1$  km y  $p=0.7$

	Ascendente	Descendente
Asignación aleatoria	0.23	0.12
Asignación basada en TA	0.10	0.036

c) Otra de las diferencias a destacar es que, si bien en el caso  $p=1$  las ranuras de la zona conflictiva más perjudicadas eran las intermedias, la 5 y la 6, ahora las que presentan un peor comportamiento son las situadas en el punto de conmutación, es decir, la ranura 4 para el enlace descendente y la 7 para el ascendente. La razón está en que estas ranuras son aquéllas cuya interferencia presenta un nivel mayor, pues son las menos protegidas. En el caso de  $p=1$ , esta circunstancia no era problemática puesto que la menor distancia respecto de la base propia permitía compensar fácilmente la interferencia; sin embargo, al incorporarse variabilidad en el tráfico, las variaciones también serán mayores en esta región de alta interferencia, reflejándose en una mayor dificultad para compensarlas aun disponiéndose de menores pérdidas de propagación.

#### 7.4.2. Algoritmo DCA basado en Asignación Ordenada

Otra de las posibilidades que se puede analizar de cara a diseñar una estrategia de DCA adecuada consiste en efectuar una asignación ordenada de los recursos, de modo que éstos se asignen a los diferentes terminales empezando por las ranuras más protegidas y acabando por las ranuras más perjudicadas por la interferencia intercelular. De este modo, para cargas del sistema bajas, puede ocurrir que el número de terminales asignados a la zona conflictiva sea incluso nulo, con lo que el efecto de la interferencia intercelular quedaría prácticamente cancelado.

El planteamiento se ilustra en la Figura 7.20, teniendo en cuenta que el número de códigos OVVSF para cada ranura es de 16, existiendo en el ejemplo planteado 20 usuarios en el enlace ascendente (ocupan toda la primera ranura y 4 códigos de la segunda) y 27 usuarios en el enlace descendente (ocupan toda la última ranura y 11 códigos de la penúltima), dejando en consecuencia libres todas las ranuras de la zona conflictiva.

Este mecanismo puede resultar adecuado hasta cargas relativamente elevadas en el sistema desde el punto de vista de la interferencia intercelular considerada, permitiéndose un nivel mayor de carga cuanto menor sea el número de ranuras de la zona conflictiva. Sin embargo, aparecen otros aspectos que se deberían considerar, y que se comentan a continuación:

- La carga no se encuentra distribuida uniformemente entre todas las ranuras de la trama sino que se alternan ranuras con elevada carga con otras cuya carga es nula. Esto puede motivar diferencias elevadas en las potencias de pico transmitidas y recibidas en la estación base, que pueden exigir un elevado nivel de linealidad en los amplificadores empleados para evitar la existencia de espúreos. Del mismo modo, la concentración de la potencia en intervalos temporales pequeños, relativamente espaciados, puede dar lugar a interferencias de baja frecuencia que podrían afectar a otros equipos.

- La interferencia intercelular convencional, es decir, aquella en la que el enlace interferente es el mismo que el interferido (ranuras ascendentes o descendentes en las dos bases) presentará un nivel más elevado que en el caso de que la carga se distribuyera uniformemente entre todas las ranuras.

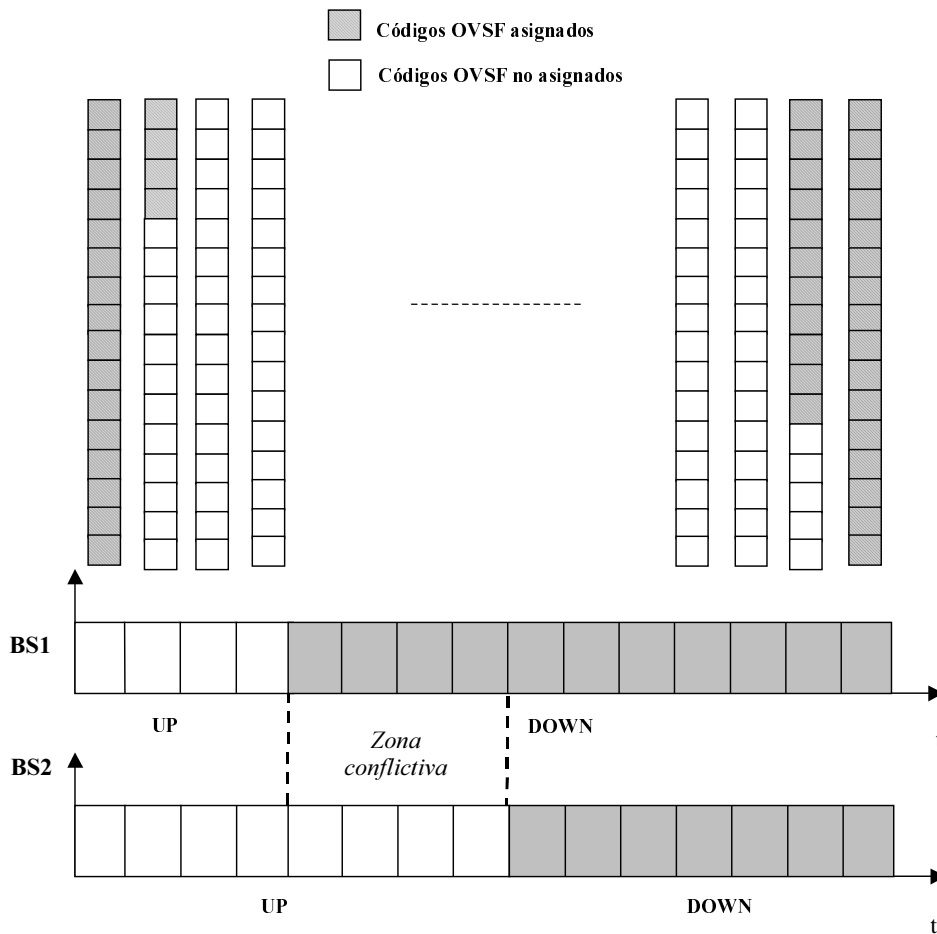


Figura 7.20 Algoritmo DCA basado en Asignación Ordenada

- Del mismo modo, la interferencia intracelular, aun siendo mucho más pequeña que la que puede existir en los sistemas FDD, puede llegar a niveles capaces de afectar la recepción en aquellas ranuras cuyos códigos OVSF estén asignados simultáneamente, especialmente cuando no exista sincronización en el enlace ascendente.

- En el enlace descendente, la ocupación elevada de ranuras puede dar lugar a situaciones en las que la potencia total que se debiera transmitir para garantizar la correcta recepción de los diferentes terminales tuviera que ser superior a la máxima potencia transmitida por la estación base. Esto se daría para terminales alejados o afectados por desvanecimientos elevados.

De este modo, prescindiendo de estas problemáticas planteadas, para cargas reducidas la asignación ordenada puede resultar adecuada, a costa de no distribuir la carga de forma homogénea entre todas las ranuras. Por el contrario, es para condiciones elevadas de carga cuando la comparación respecto de otras estrategias como la basada en avance temporal cobra interés pues es cuando se pueden poner de manifiesto las ventajas de estas otras estrategias. Así pues, se han efectuado simulaciones comparando ambos mecanismos en un entorno de las

mismas características que el planteado en el apartado anterior, con los mismos patrones de asimetría de las dos celdas consideradas, pero ahora tomando un número de usuarios elevado, con lo que la asignación ordenada requeriría de distribuir usuarios en las ranuras de la zona conflictiva. En cualquier caso, los resultados de estas simulaciones se presentarán al finalizar el siguiente apartado, de modo que se pueda realizar una comparación no sólo con la estrategia de distribución basada en avance temporal sino también con el mecanismo de distribución basado en niveles de potencia que en dicho apartado se detallará.

#### 7.4.3. Algoritmo DCA basado en niveles de potencia

Haciendo uso de un planteamiento similar al de la estrategia DCA basada en avance temporal, esto es, ubicar los terminales más alejados en aquellas ranuras más protegidas de la interferencia externa, otra posibilidad que surge es la de utilizar una asignación partiendo, en lugar del avance temporal, del nivel de potencia que se está recibiendo de un determinado terminal. Así se puede tener en cuenta no únicamente la distancia a la cual un terminal se encuentra sino también la posible presencia de desvanecimientos lognormales, que podrían inducir a que terminales ubicados más cerca de su base que otros tuvieran en realidad un grado de protección menor frente a las interferencias simplemente porque las condiciones de propagación hacia su base son menos favorables.

De este modo, el reparto de ranuras se puede efectuar, de forma análoga al caso de avance temporal, según la atenuación estimada en el enlace para cada terminal, una vez promediados los desvanecimientos rápidos, de modo que los terminales de mayor atenuación se ubiquen en la zona más protegida, y los terminales de menor atenuación se sitúen en la zona más conflictiva, en tanto que disponen de mayor capacidad para hacer frente a las interferencias.

El reparto proporcional de ranuras según la atenuación se puede efectuar a partir de las expresiones siguientes, para celdas que presentan cada una un único punto de conmutación en sus estructuras asimétricas.

$$ULslot = \left\lceil \left( \frac{PLmax - PL}{PLmax - PLmin} \right) SP \right\rceil \quad (7.7)$$

$$DLslot = SP + \left\lceil \left( \frac{PL - PLmin}{PLmax - PLmin} \right) (15 - SP) \right\rceil \quad (7.8)$$

siendo  $SP$  el punto de conmutación, esto es, la primera ranura del enlace descendente,  $PL$  la atenuación (del inglés *path loss*) en dB del terminal, que contabiliza las pérdidas por distancia y los desvanecimientos lentos, y  $PLmax$  y  $PLmin$  son los valores de atenuación de referencia máximos y mínimos, calculados en dB en ausencia de desvanecimientos lentos para distancias iguales al radio de la celda y a 20 m, respectivamente, habiéndose considerado empíricamente este último valor como apropiado. Nótese que podría darse el caso de que  $PL$  fuera superior a  $PLmax$  o inferior a  $PLmin$ , debido a la presencia de desvanecimientos lentos; en este caso se asignaría, con independencia de las expresiones anteriores, la ranura más protegida o menos protegida del enlace correspondiente, respectivamente.

A efectos de comparar los diferentes mecanismos de asignación planteados, se han obtenido resultados por medio de simulación en presencia de un nivel de carga suficientemente alto como para que el mecanismo de asignación ordenada llegue a ocupar las ranuras más conflictivas. Así pues, se han tomado los mismos parámetros de simulación que en la anterior comparación con la estrategia aleatoria pero ahora modificando el número de

usuarios en cada celda según su patrón de asimetría. En particular, teniendo presente que la celda sobre la que se mide el enlace ascendente dispone de 8 ranuras con 16 códigos cada una para dicho enlace, lo que daría capacidad para  $8 \cdot 16 = 128$  usuarios, se han tomado 114 usuarios en dicha celda. Esto supone que, según el mecanismo de asignación ordenada, las ranuras del 0 al 6 se encontrarán totalmente ocupadas mientras que la ranura 7 dispondrá de dos códigos OVSF ocupados. Igualmente, para la celda sobre la que se mide el enlace descendente, y que dispone de 11 ranuras en dicho enlace, y por lo tanto una capacidad máxima de  $11 \cdot 16 = 176$  usuarios, se han tomado 162 usuarios, con lo que las ranuras de la 5 a la 14 estarán totalmente ocupadas mientras que la ranura 4 únicamente tendrá 2 usuarios.

A modo de un primer ejemplo, en la Figura 7.21 se muestra la comparativa a nivel de probabilidad de interrupción en función de la distancia a la estación base para las diferentes ranuras según las estrategias de asignación aleatoria, ordenada, basada en avance temporal (TA) y basada en potencias para los enlaces ascendente y descendente, con un radio de celda de 1 km y una probabilidad de actividad de los usuarios de valor  $p=1$ , de modo que no existe variabilidad en el tráfico. Uno de los aspectos a tener en cuenta a la hora de observar la figura relativa a la asignación TA es que para el nivel de carga considerado es posible que un usuario que según su avance temporal debiera ser asignado a una cierta ranura se encuentre con que esta ranura ya está totalmente ocupada. Si esta situación se da, el sistema intenta asignarle la siguiente ranura más protegida, por lo que ahora no siempre ocurre que cada ranura cubre un margen de distancias específico como en las simulaciones del apartado 7.4.1.1. Esto justifica que en la gráfica de la asignación TA las ranuras presenten valores de la probabilidad de interrupción para todo el margen de distancias de la celda. Respecto a la estrategia basada en niveles de potencia, puede existir la misma posibilidad de intentar asignar una ranura ya ocupada, y se procederá de la misma manera. Sin embargo, en este caso ya no existe de por sí una correspondencia directa entre distancias y ranuras al estar contemplados los desvanecimientos, por lo que todos las ranuras podrían presentar igualmente valores para todo el margen de distancias aunque la carga fuera inferior.

Los aspectos que se pueden destacar de la observación de la Figura 7.21 son:

- En relación al mecanismo de asignación ordenada, y para las ranuras de la zona conflictiva, esto es, las ranuras de la 4 a la 7, se observa como las ranuras 5 y 6 presentan idéntico comportamiento, análogo a la distribución aleatoria, mientras que las ranuras 4 y 7 proporcionan valores diferentes de la probabilidad de interrupción. Esto es debido a que las ranuras 5 y 6 presentan el mismo nivel de carga (los 16 códigos ocupados) tanto en la celda ascendente como en la descendente, mientras que la ranura 4 del descendente y la 7 del ascendente presentan únicamente 2 códigos ocupados. Nótese que no únicamente la reducción del número de usuarios interferente provoca una mejora sobre la probabilidad de interrupción, sino que también la reducción en el número de usuarios de la propia celda se traduce en mejoras, debido al control de potencia a través del cual los interferentes reducirán su potencia de transmisión si ellos a su vez observan un nivel de interferencia menor. A modo de ejemplo, considérense las ranuras 4 y 7 del enlace ascendente. En la primera de ellas (ranuras 4) existen 16 usuarios que observan una interferencia proveniente de 2 usuarios en el enlace descendente de la celda vecina, por lo que, naturalmente, perciben una interferencia menor que las ranuras 5 y 6, cuya interferencia proviene de 16 usuarios descendentes, y en consecuencia la probabilidad de interrupción es menor. Por otro lado, en la ranura 7 del ascendente, existen únicamente 2 usuarios que perciben una interferencia proveniente de 16 usuarios de la celda vecina, a los cuales, a su vez, interfieren; así, como estos 16 usuarios observan una menor interferencia, la potencia transmitida para ellos también requerirá de un menor nivel, y esto redundará a su vez en una interferencia inferior para los 2 usuarios de la primera celda, por lo



que también presentan una probabilidad de interrupción menor que en las ranuras 5 y 6. Este fenómeno es válido tanto para la probabilidad de interrupción del enlace ascendente como para la del descendente.

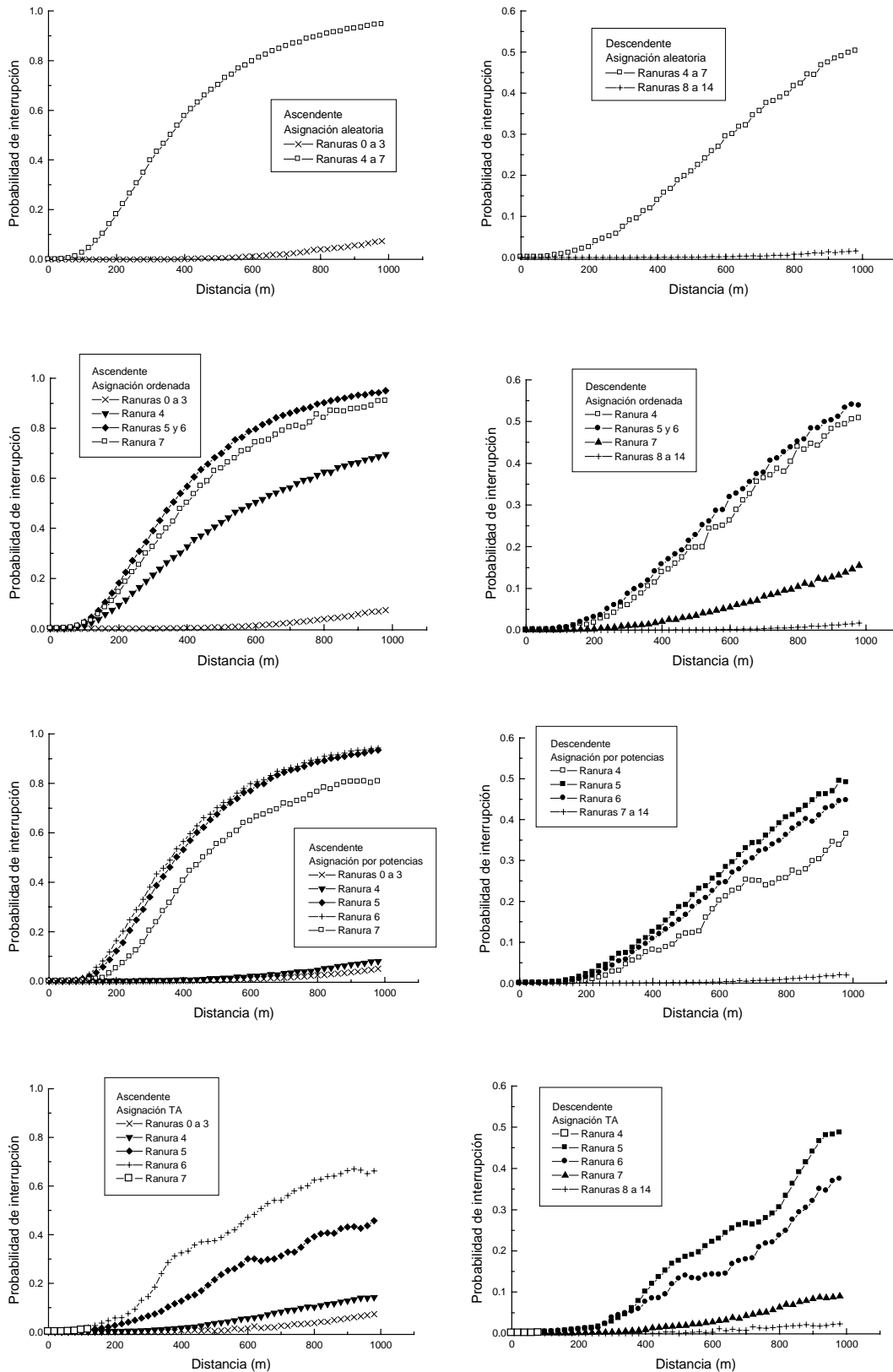


Figura 7.21 Probabilidad de interrupción para las ranuras del enlace ascendente y descendente según las estrategias aleatoria, ordenada, basada en potencias y basada en avance temporal.

- Respecto al mecanismo de asignación basado en niveles de potencia, puede apreciarse como existe un comportamiento diferente en cada una de las ranuras de la zona conflictiva, puesto que el grado de protección a la interferencia es diferente para cada una. Así, para el enlace ascendente, la ranura 7 es aquella cuyos terminales interferentes estarán en general más alejados de su estación base, por lo que percibe una mayor potencia interferente. Sin embargo, como los terminales de la ranura 7 son también aquellos que observan unas menores pérdidas de propagación respecto de su base, pueden compensar más fácilmente la mayor interferencia y consecuentemente obtienen una probabilidad de interrupción algo inferior a la de las ranuras 5 y 6, cuyos terminales observan en general una menor interferencia pero también presentan unas pérdidas de propagación mayores. En relación a la ranura 4, su fuente de interferencia proviene de la potencia dirigida a los terminales más cercanos a la base interferente, con lo que el nivel transmitido es menor y esto se traduce en una probabilidad de interrupción prácticamente igual a la de las ranuras no conflictivas.

- La estrategia basada en avance temporal presenta en esencia el mismo comportamiento que ya se explicó al considerarse un nivel de carga inferior cuando se efectuó la comparación con el mecanismo de asignación aleatoria, existiendo una gradación en las probabilidades de interrupción según el nivel de protección frente a las interferencias. Únicamente se debe puntualizar que, como ya se ha comentado, el elevado nivel de carga provoca que para todas las ranuras salvo para la situada en el punto de conmutación, existan valores de la probabilidad de interrupción para todos los márgenes de distancia posibles. Aun así, debe puntualizarse que los valores para distancias diferentes al rango de cada ranura ocurren de forma muy esporádica, por lo que la influencia que presentan sobre la probabilidad de error global es menor.

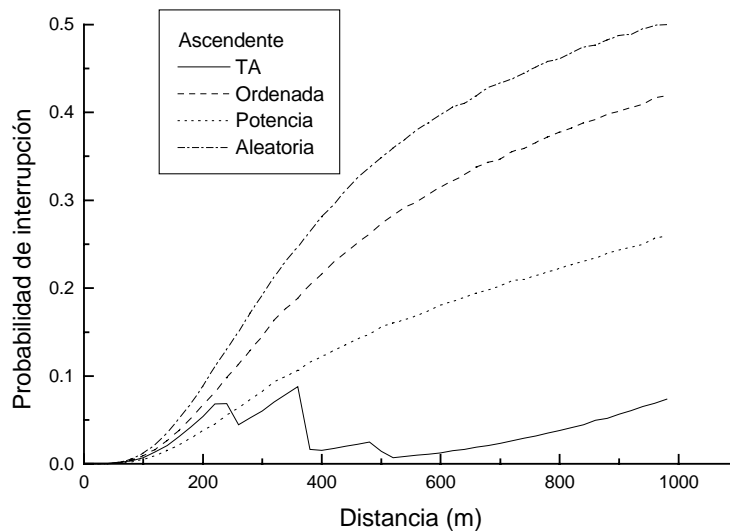


Figura 7.22 Comparación entre las cuatro estrategias para el enlace ascendente con  $R=1$  km

Si bien los gráficos presentados hasta ahora, relativos al comportamiento individual de las diferentes ranuras, permiten de forma genérica analizar las prestaciones de cada estrategia detectando los problemas existentes en cada ranura y cómo son solucionados en cada caso, presentan mayores dificultades para llevar a cabo la comparación entre las diferentes estrategias. Por este motivo, en la Figura 7.22 y la Figura 7.23 se presentan para celdas de 1 km de radio y para los enlaces ascendente y descendente, respectivamente, las probabilidades

de interrupción globales en función de la distancia, promediando para todas las ranuras posibles. Dichas figuras permiten establecer con mayor claridad la comparación entre las cuatro técnicas consideradas. En la Tabla 7.6 se muestran los valores de la probabilidad de interrupción global, a partir del promediado para todas las distancias posibles.

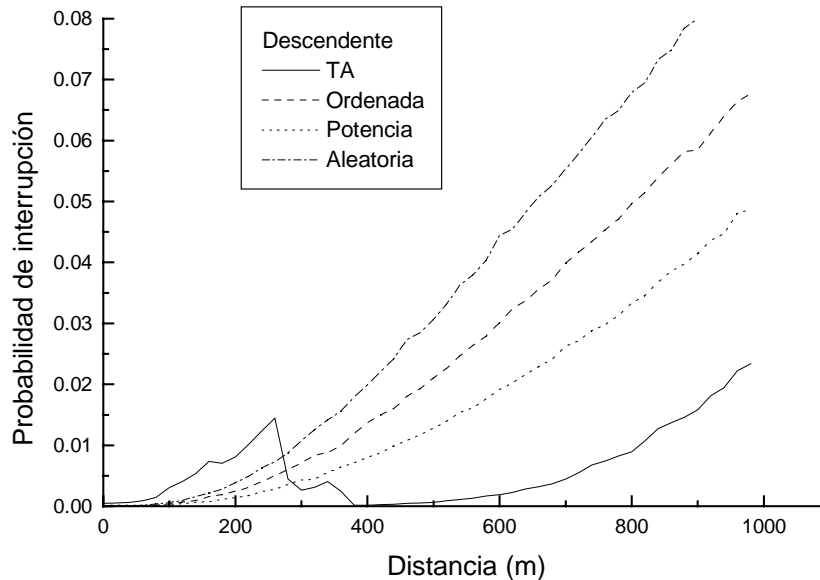


Figura 7.23 Comparación entre las cuatro estrategias para el enlace descendente con  $R=1$  km

Tabla 7.6 Probabilidad media de interrupción para  $R=1$  km y  $p=1$

	Ascendente	Descendente
<b>Asignación aleatoria</b>	0.29	0.034
<b>Asignación ordenada</b>	0.23	0.025
<b>Asignación basada en potencias</b>	0.13	0.016
<b>Asignación basada en TA</b>	0.033	0.0059

Los aspectos más relevantes que surgen de la comparación se enumeran a continuación:

a) En términos globales (Tabla 7.6), para celdas de radio 1 km y sin variabilidad en el tráfico ( $p=1$ ) la estrategia que presenta un mejor comportamiento es la basada en avance temporal, seguida del mecanismo basado en niveles de potencia y por último de las técnicas de asignación ordenada y aleatoria, cuyo comportamiento es especialmente negativo para distancias elevadas, en las que la proximidad con las fuentes de interferencia es menor. El mejor comportamiento del mecanismo basado en avance temporal respecto de la técnica de niveles de potencia se justifica por el método empleado de protección a la interferencia: así, si bien el sistema basado en avance temporal tiende a alejar la fuente de interferencia pues únicamente considera distancias, el sistema basado en potencias se fundamenta en proteger según las pérdidas respecto de la estación base propia, sin considerar el origen de la

interferencia, lo que puede ser perjudicial en algunos casos. A modo de ejemplo, considérese un terminal alejado de su estación base pero con unas condiciones de propagación favorables debidas a los desvanecimientos lentos: según el criterio de potencias, este terminal tenderá a ser ubicado en la zona menos protegida, con lo que al estar situado cerca de la estación base vecina, puede llegar a tener problemas de interferencia. Por el contrario, con el criterio de avance temporal, que tiene en cuenta distancias, el terminal será ubicado en la zona protegida.

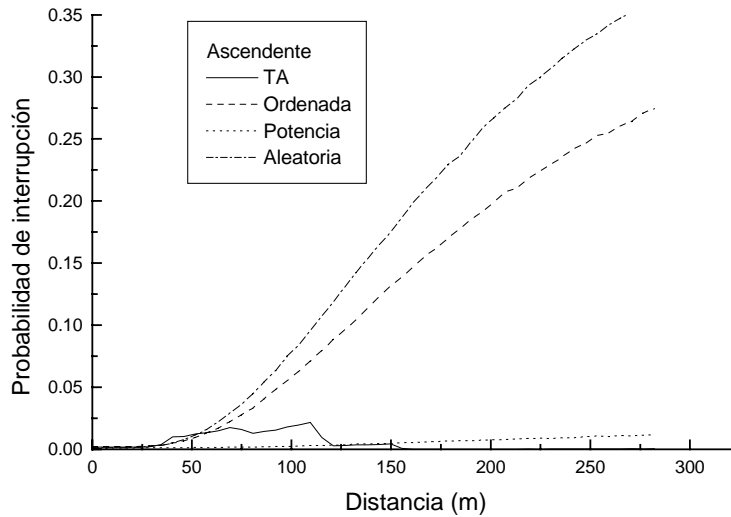


Figura 7.24 Comparación entre las cuatro estrategias para el enlace ascendente con  $R=288\text{ m}$

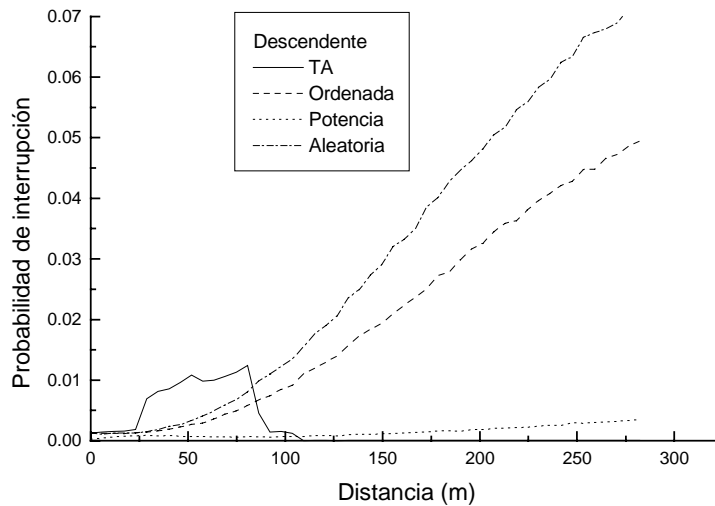


Figura 7.25 Comparación entre las cuatro estrategias para el enlace descendente con  $R=288\text{ m}$

b) Al observar las prestaciones en función de la distancia se aprecia como el mejor comportamiento global de la estrategia basada en avance temporal sobre la de potencias se fundamenta sobre la menor probabilidad de interrupción que logra para las distancias elevadas. Nótese que al considerar la gráfica del comportamiento global, sin pormenorizar

entre las diferentes ranuras, puede verse como las probabilidades de interrupción más o menos elevadas que se obtenían con el sistema de avance temporal para distancias fuera del margen que correspondería en teoría a cada ranura no presentan una relevancia en términos globales, al tratarse de situaciones de usuarios muy particulares que no pudieron ser ubicados correctamente debido al nivel de carga.

Tabla 7.7 Probabilidad media de interrupción para  $R=288$  m y  $p=1$

	Ascendente	Descendente
<b>Asignación aleatoria</b>	0.16	0.030
<b>Asignación ordenada</b>	0.12	0.020
<b>Asignación basada en potencias</b>	0.0050	0.0014
<b>Asignación basada en TA</b>	0.0049	0.0023

c) Aunque en términos globales el mecanismo basado en avance temporal presenta las mejores prestaciones, esto no es así cuando se particulariza para las distancias cortas, pues son estas distancias las que con el algoritmo quedan menos protegidas de la interferencia. El hecho de que mayoritariamente los terminales de dichas zonas no presenten unas elevadas pérdidas de propagación permite que el empeoramiento no sea significativo en términos globales.

d) Puesto de manifiesto en a) y b) que el gran problema de la estrategia basada en potencias se da para distancias grandes, al considerar celdas de menor radio (Figura 7.24, Figura 7.25 y Tabla 7.7, donde se presentan los resultados para un radio de 288 m), el comportamiento de esta estrategia mejora notablemente con respecto de la estrategia basada en avance temporal, obteniéndose prestaciones muy similares para ambos mecanismos, mucho mejores que las de las asignaciones ordenada y aleatoria.

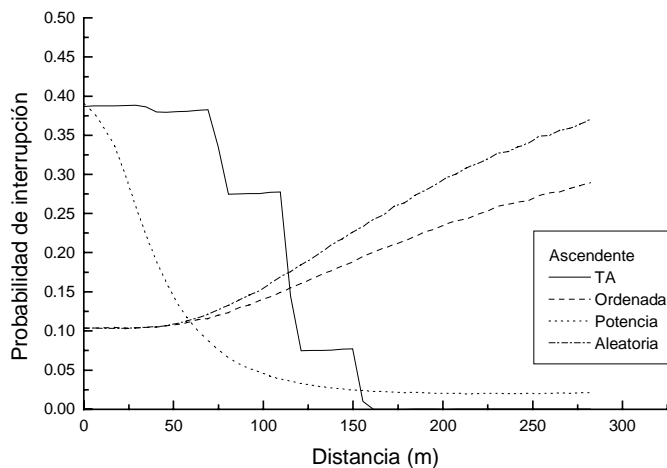


Figura 7.26 Comparación entre las estrategias para el enlace ascendente con  $R=288$  m y  $p=0.7$

e) Finalmente, se han llevado a cabo simulaciones en un esquema de variabilidad de la interferencia, por medio de aplicar una probabilidad de actividad  $p=0.7$  a los diferentes

usuarios. Los resultados se muestran en la Figura 7.26 y la Figura 7.27 para los enlaces ascendente y descendente, respectivamente, con un radio de celda de 288 m. A su vez, la Tabla 7.8 muestra las probabilidades de interrupción globales. Al margen del empeoramiento global padecido por las cuatro estrategias, es el sistema de distribución TA el que sufre más el efecto de la variabilidad del tráfico, llevándolo a comportarse en términos globales peor que el sistema de distribución basado en potencias. La razón cabe buscarla en el empeoramiento observado en las distancias cortas, sobre las que recae, según el algoritmo de distribución, el mayor nivel de interferencia que por lo tanto también presenta una mayor variabilidad.

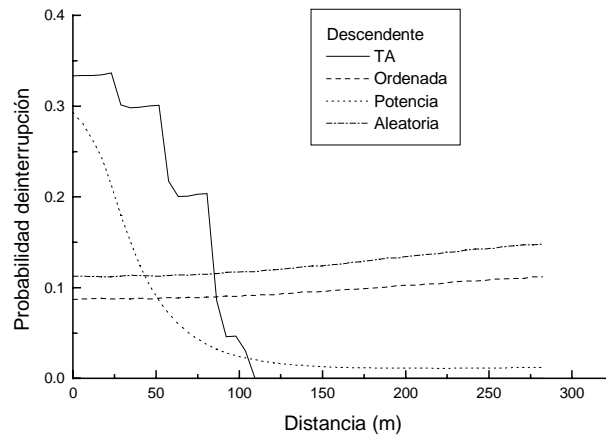


Figura 7.27 Comparación entre las estrategias para el enlace descendente con  $R=288\text{ m}$  y  $p=0.7$

Tabla 7.8 Probabilidad media de interrupción para  $R=288\text{ m}$  y  $p=0.7$

	Ascendente	Descendente
<b>Asignación aleatoria</b>	0.22	0.13
<b>Asignación ordenada</b>	0.18	0.096
<b>Asignación basada en potencias</b>	0.082	0.054
<b>Asignación basada en TA</b>	0.15	0.088

Tabla 7.9 Cuadro resumen de estrategias DCA

	Tráfico sin variabilidad  ( $p=1$ )	Tráfico con variabilidad  ( $p=0.7$ )
<b>Celdas pequeñas</b>  ( $R=288\text{m}$ )	TA y Potencias son similares	Potencias
<b>Celdas grandes</b>  ( $R=1\text{ km}$ )	TA	Potencias

A modo de conclusión, en la Tabla 7.9 se muestra un resumen indicando la estrategia que se ha observado más apropiada desde el punto de vista de las interferencias MS a MS y BS a BS en las simulaciones efectuadas para las diferentes situaciones analizadas en presencia de una carga elevada en el sistema (si la carga es moderada, en la sección 7.4.2 se puso de manifiesto que la estrategia ordenada era capaz de compensar totalmente la interferencia MS a MS y BS a BS a costa de no disponer de una carga homogénea en todas las ranuras). Como puede apreciarse, la conclusión general es que para tráfico de paquetes, que puede presentar una cierta variabilidad, el criterio basado en potencias es el que ofrece mejores prestaciones.

#### **7.4.4. Algoritmo DCA basado en mecanismos adaptativos**

En los resultados anteriores se ha comprobado como, a pesar de la reducción conseguida en la interferencia mediante los mecanismos DCA basados en Avance Temporal o en niveles de potencia, desde un punto de vista global, aún podían existir algunas ranuras cuyo nivel de interferencia fuera excesivamente elevado para determinados móviles, dificultando la transmisión o recepción, en función de la posición que éstos ocupan respecto del resto de terminales. Bajo estas circunstancias, puede resultar adecuado el dotar al mecanismo DCA considerado de una cierta capacidad para efectuar reasignaciones de ranuras para aquellos usuarios que se encuentren ante una situación de elevada interferencia. Esencialmente, la idea propuesta consiste en complementar el mecanismo planteado con un sistema adaptativo en función del número de transmisiones erróneas consecutivas que se perciban en una ranura dada, de modo que, una vez superado un cierto umbral, se procediera a la reasignación de ranura, pasándose a otra que estuviera más protegida, hasta encontrar una ranura que fuese adecuada para la transmisión de cada móvil en particular. Dicha ranura se debería mantener hasta que, por medio de medidas, se detectaran cambios en las condiciones de propagación o de interferencia y que podrían hacer reconsiderar la asignación realizada.

Este mecanismo adaptativo resulta en dos efectos mutuos, que benefician tanto a los usuarios del enlace ascendente como a los usuarios del enlace descendente:

- a) Aquellos usuarios del enlace descendente que perciban una elevada interferencia MS a MS por estar ubicados en las ranuras menos protegidas, tenderán a pasar a otras ranuras más protegidas, incluso dentro de la estructura de trama no conflictiva.
- b) Dado que los móviles del enlace descendente que hayan migrado requerían un gran nivel de potencia transmitida por su estación base, al percibir una interferencia superior, suponían una cantidad de interferencia BS a BS considerable para la celda vecina. De este modo, su migración a otras ranuras resultará también en una reducción en este nivel de interferencia que repercutirá como una mejora sobre los terminales del enlace ascendente de dicha celda vecina, lo que tenderá a frenar la migración de terminales del enlace ascendente.

El mismo procedimiento, desde el punto de vista de la migración de terminales del enlace ascendente resultará en una reducción de la interferencia MS a MS que tenderá a frenar la migración de terminales del enlace descendente. En definitiva, mediante el algoritmo adaptativo se producirá una redistribución de los terminales que tenderá a reducir los niveles de potencia interferentes tanto MS a MS como BS a BS, y en consecuencia frenará la migración de terminales, lo que conduciría a una distribución estable en tanto que no cambien las condiciones de propagación o de número de terminales. Este mecanismo de variación de las interferencias se pretende ilustrar en la Figura 7.28.

En cierto modo, se puede entender que el mecanismo adaptativo, partiendo de una distribución basada, por ejemplo en avance temporal, tenderá a agrupar los terminales especialmente en la zona no conflictiva, tal y como operaba la estrategia de DCA ordenada. Sin embargo, la propia dinámica de operación del mecanismo adaptativo tenderá a mantener, en tanto que sea posible, la operación también en las ranuras de la zona conflictiva, evitando así los inconvenientes planteados por la estrategia de DCA ordenada.

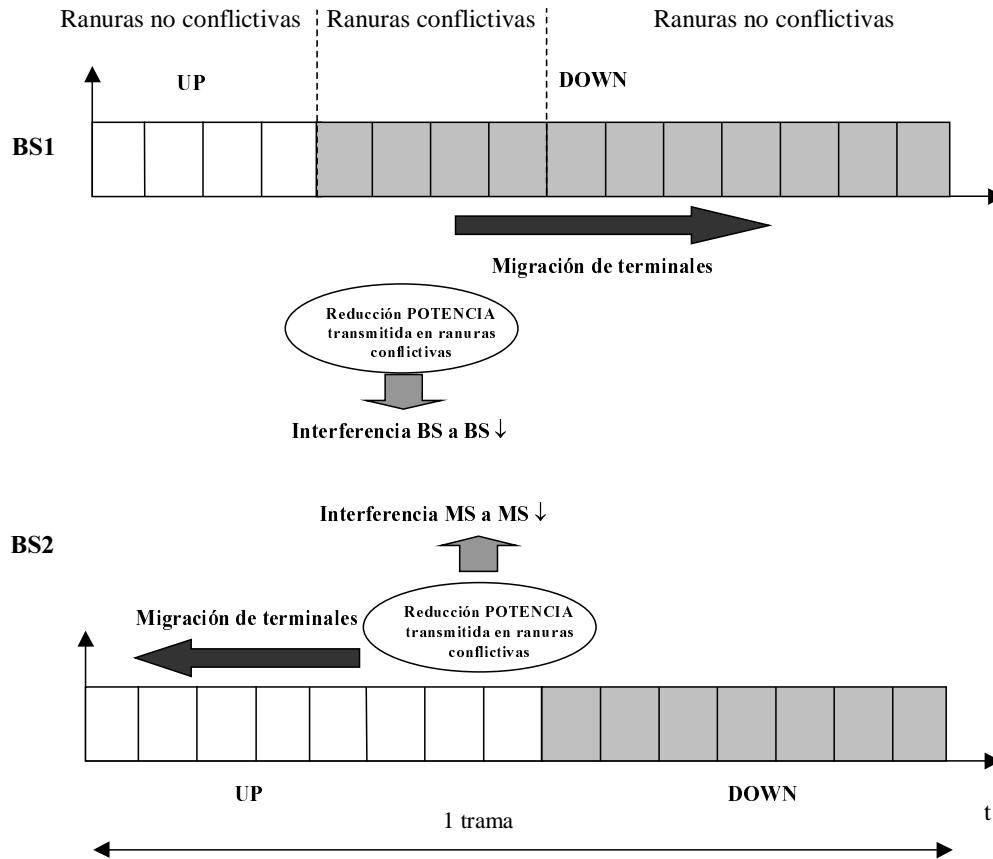


Figura 7.28 Influencia del mecanismo adaptativo sobre las interferencias

A efectos de ilustrar el comportamiento de este mecanismo se han efectuado simulaciones bajo las mismas condiciones de carga del apartado anterior. La Figura 7.29 y la Figura 7.30 muestran los resultados de probabilidad de interrupción para los enlaces ascendente y descendente cuando se emplea el mecanismo adaptativo tanto a partir de la distribución según avance temporal como a partir de la distribución basada en potencias. El criterio empleado para decidir cambiar de ranura es el de efectuar tres transmisiones erróneas consecutivas. Estas figuras consideran un radio de 288 m y una probabilidad de actividad de valor  $p=1$  para eliminar la variabilidad del tráfico. La Tabla 7.10 muestra los resultados en términos de la probabilidad de interrupción global.

Como puede apreciarse, el mecanismo adaptativo, tanto en el caso de la distribución de potencias como en el caso de la distribución según avance temporal, influye positivamente reduciendo la probabilidad de interrupción especialmente para las distancias más cercanas a la estación base, correspondientes a los terminales ubicados en las ranuras de la zona conflictiva. Dado que la estrategia basada en avance temporal tiende a ubicar más terminales en dicha zona que el mecanismo basado en potencias, la ganancia obtenida por el mecanismo adaptativo es también superior para el mecanismo basado en avance temporal. De hecho



puede apreciarse en la Tabla 7.10 como, si bien sin el mecanismo adaptativo había pocas diferencias entre el mecanismo basado en avance temporal y el basado en potencias, con un ligero mejor comportamiento de este último, al incorporar el mecanismo de distribución adaptativo, el mecanismo basado en avance temporal llega a comportarse mejor.

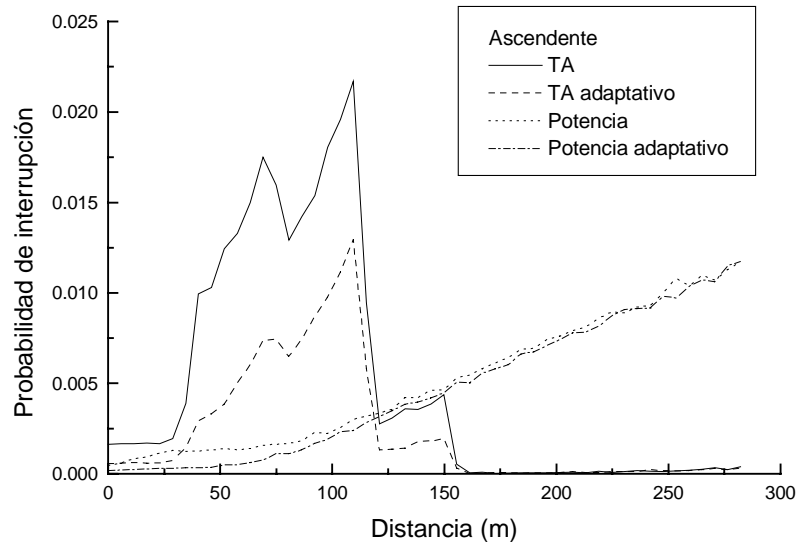


Figura 7.29 Efecto del mecanismo adaptativo sobre el enlace ascendente con  $R=288$  m,  $p=1$

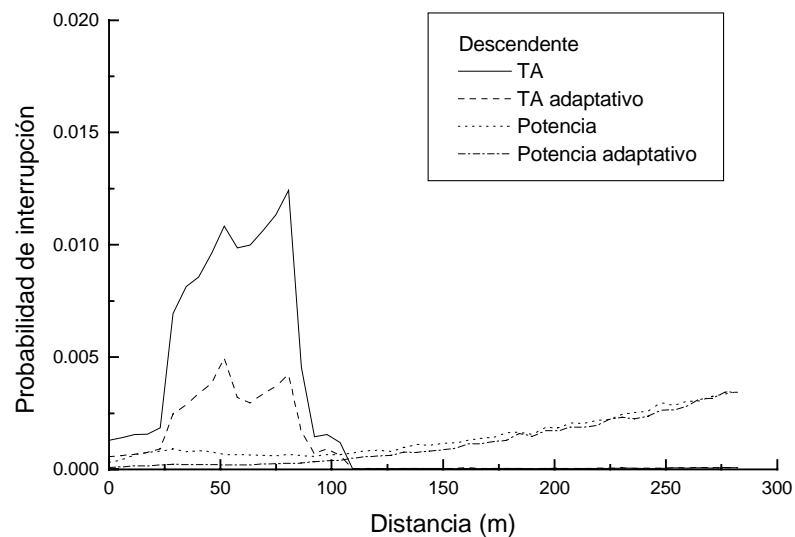


Figura 7.30 Efecto del mecanismo adaptativo sobre el enlace descendente con  $R=288$  m,  $p=1$

En cualquier caso hay que tener presente que, si bien las diferencias apreciadas en términos globales no son excesivas, la técnica de adaptación propuesta permite paliar los problemas que ciertos terminales puntualmente pudieran padecer en función de su posición relativa respecto de las celdas y del resto de terminales. Aunque el reflejo de estos problemas en términos globales puede ser pequeño por tratarse de casos puntuales, pueden suponer

repercusiones muy negativas para los terminales afectados, por lo que resulta conveniente corregirlos.

Tabla 7.10 Probabilidad media de interrupción para  $R=288\text{ m}$  y  $p=1$  con mecanismos adaptativos

	Ascendente	Descendente
Asignación basada en TA	0.0049	0.0023
Asignación basada en TA adaptativa	0.0023	8.74E-4
Asignación basada en potencias	0.0050	0.0014
Asignación basada en potencias adaptativa	0.0046	0.0011

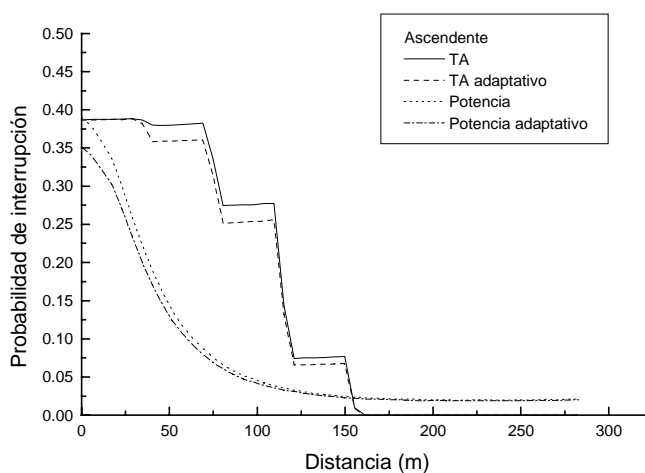


Figura 7.31 Efecto del mecanismo adaptativo sobre el enlace ascendente con  $R=288\text{ m}$ ,  $p=0.7$

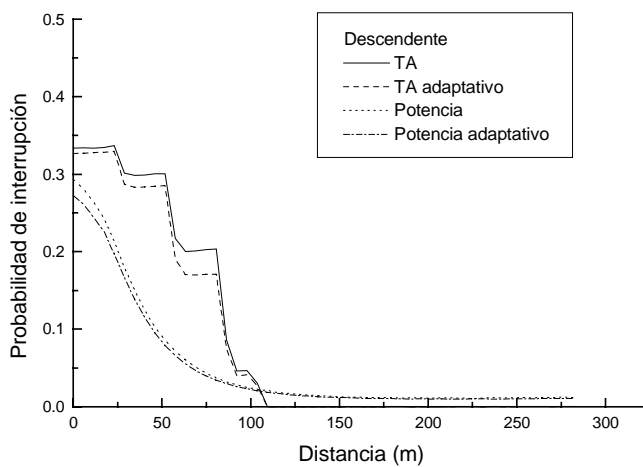


Figura 7.32 Efecto del mecanismo adaptativo sobre el enlace descendente con  $R=288\text{ m}$ ,  $p=0.7$

Finalmente, se ha considerado también el mecanismo adaptativo en presencia de simulaciones con variación del tráfico de paquetes, esto es, con  $p=0.7$ , del mismo modo que se presentó en el apartado anterior. Los resultados se muestran en la Figura 7.31 y en la Figura 7.32 para los enlaces ascendente y descendente, respectivamente, mientras que la Tabla 7.11 muestra los resultados en términos globales. Nuevamente puede apreciarse, también bajo estas condiciones, la mejora incorporada por el mecanismo de redistribución, que puede cuantificarse en alrededor de un 7 % aproximadamente de reducción de la probabilidad de interrupción global. En cualquier caso, debe notarse que ahora ambos mecanismos de distribución según avance temporal y según potencias mejoran por igual gracias al esquema adaptativo, a diferencia de lo que ocurría en el caso  $p=1$  sin variabilidad en el tráfico. Esto es así puesto que, al estar orientados los dos esquemas y el mecanismo adaptativo a compensar la interferencia MS a MS y BS a BS más que su variabilidad, cuando este último es el factor más limitativo, la repercusión sobre uno y otro tiende a ser parecida. De cualquier forma, se continúa manteniendo la conclusión general del apartado anterior según la cual, ante variabilidad del tráfico, la estrategia basada en avance temporal se comporta peor que la basada en potencias. A modo de conclusión, en la Tabla 7.12 se muestra la estrategia más apropiada para las diferentes situaciones cuando se tienen en consideración los mecanismos de ajuste adaptativos.

Tabla 7.11 Probabilidad media de interrupción para  $R=288$  m y  $p=0.7$  con mecanismos adaptativos

	Ascendente	Descendente
<b>Asignación basada en TA</b>	0.15	0.088
<b>Asignación basada en TA adaptativa</b>	0.14	0.082
<b>Asignación basada en potencias</b>	0.082	0.054
<b>Asignación basada en potencias adaptativa</b>	0.074	0.050

Tabla 7.12 Cuadro resumen de estrategias DCA con mecanismos adaptativos

	Tráfico sin variabilidad  ( $p=1$ )	Tráfico con variabilidad  ( $p=0.7$ )
<b>Celdas pequeñas (<math>R=288</math>m)</b>	TA adaptativo	Potencias adaptativo
<b>Celdas grandes (<math>R=1</math> km)</b>	TA adaptativo	Potencias adaptativo

### **7.5. Conclusiones**

A lo largo del presente capítulo relativo a los sistemas de transmisión de paquetes para un entorno TDD-TD/CDMA, centrado en las estrategias DCA, se han cubierto los siguientes aspectos:

- Se ha planteado el modelo de interrelación de funcionalidades que deben llevarse a cabo para llegar a garantizar calidad de servicio en sistemas TDD-TD/CDMA. En particular, al margen de las funciones que ya surgieron al hablar de sistemas FDD, como el protocolo de acceso al medio, el algoritmo de gestión de recursos o el control de admisión, en sistemas TDD debe incorporarse la funcionalidad del DCA para distribuir adecuadamente los recursos según el nivel de interferencia detectado, que puede ser diferente en cada uno por la componente TDMA del acceso considerado.

- Se ha analizado la problemática debida a las interferencias MS a MS y BS a BS que se da en un entorno TDD en el que coexistan celdas vecinas con diferentes estructuras asimétricas. Frente a esta problemática, se han estudiado diferentes estrategias DCA de distribución de recursos:

a) En primer lugar, se ha analizado una distribución consistente en emplear la información de avance temporal, recabada por ejemplo en el sistema UTRA TDD, para ubicar los terminales entre las diferentes ranuras de modo que aquellos terminales más alejados de su estación base estén asignados a las ranuras más protegidas de la estructura de trama, esto es, las menos afectadas por las interferencias MS a MS y BS a BS. Esta estrategia resulta apropiada en condiciones de carga elevada con poca variabilidad en el tráfico ofrecido.

b) Se ha considerado también una estrategia basada en la estimación de las pérdidas de propagación respecto de la estación base propia para asignar las ranuras, de modo que aquellos terminales con mejores condiciones de propagación se ubiquen en la zona conflictiva. Esta última estrategia presenta globalmente para cargas elevadas un mejor comportamiento que el mecanismo basado en avance temporal cuando se considera variabilidad en el tráfico de paquetes. En condiciones de baja variabilidad, las prestaciones son peores que las del mecanismo basado en avance temporal, especialmente cuando se consideran celdas mayores.

c) Por último, se ha planteado la distribución ordenada de terminales, repartiendo primero las ranuras más protegidas y ocupando la zona conflictiva de la estructura de tramas únicamente cuando es necesario. Si bien esta estrategia resulta óptima en el caso de baja carga, pues permite evitar las interferencias MS a MS y BS a BS, presenta algunas deficiencias de carácter práctico, ligadas a una distribución no homogénea de las potencias entre las diferentes ranuras. Igualmente, para cargas elevadas, esta distribución presenta peor comportamiento que los mecanismos basados en avance temporal o en niveles de potencia.

d) A modo de referencia, se ha considerado también la distribución aleatoria de ranuras, obteniéndose en cualquier caso un comportamiento peor que para el resto de estrategias.

- En la línea de las estrategias DCA, también se ha estudiado la incorporación de un mecanismo adaptativo sobre los esquemas basados en avance temporal y en potencia que ha permitido una cierta mejora global a base de compensar las deficiencias que ciertos móviles puntualmente pudieran detectar tras haberseles aplicado la estrategia de distribución considerada.

## **8. CALIDAD DE SERVICIO EN UN ESQUEMA POR PAQUETES TDD-TD/CDMA**

### **8.1. Introducción**

De acuerdo con el planteamiento efectuado para el diseño de mecanismos de transmisión por paquetes con garantías de calidad de servicio y de las funcionalidades que de dicho planteamiento se derivan, reflejadas, para un entorno TDD-TD/CDMA, en la Figura 7.8 del capítulo anterior, y una vez se han abordado en dicho capítulo diferentes posibilidades de asignación de recursos DCA, a continuación se plantea el estudio de protocolos de acceso múltiple y algoritmos de gestión de recursos en la misma línea que se siguió en el contexto FDD.

Así pues, en el presente capítulo, y como continuación del anterior, se abordará en primer lugar la caracterización de protocolos de acceso múltiple adecuados que permitan a los usuarios la entrada al sistema TDD-TD/CDMA de forma eficiente. Al igual como se hizo en los capítulos dedicados a FDD, se propone esencialmente la utilización del protocolo ISMA-DS/CDMA pero teniendo en cuenta las peculiaridades que se derivan del entorno considerado, como la componente TDMA presente. A efectos comparativos, se considerará también un protocolo de acceso basado en el canal RACH (*Random Access Channel*) y que por lo tanto carece de la mayor flexibilidad de que dispone ISMA. Posteriormente, se procederá al estudio de algoritmos de gestión de recursos bajo un esquema de sondeo o *polling* análogo al desarrollado en el capítulo 6 para acotar el retardo en el acceso.

### **8.2. Protocolos de acceso múltiple para TDD-TD/CDMA**

#### **8.2.1. El protocolo ISMA-TD/CDMA**

Como ya se ha comentado extensamente a lo largo del presente estudio, la característica principal del protocolo ISMA (*Inhibit Sense Multiple Access*) consiste en la notificación del estado de ocupación de los diferentes recursos del sistema, de modo que los terminales puedan efectuar el acceso al mismo en base a esta ocupación. Esta característica permite reducir en cierto modo el grado de aleatoriedad del acceso, lo que se traduce en una mayor eficiencia del mismo, al reducirse las colisiones, respecto de un esquema de acceso convencional basado en un mecanismo S-ALOHA, pero manteniendo todavía un elevado grado de la flexibilidad característica de los esquemas de acceso aleatorios.

Dentro del contexto TDD-TD/CDMA, y a diferencia de lo que ocurría en el esquema FDD ya estudiado, los recursos cuyo estado de ocupación se debe notificar son las parejas ranura temporal / código OVFSF, tanto para el enlace ascendente como para el enlace descendente, destinadas a la transmisión en modo paquete. A diferencia de lo que ocurre en un protocolo basado en el acceso a través de un canal específico como el RACH, el protocolo ISMA no requiere de un canal de acceso concreto, sino que dicho acceso puede intentarse en cualquier recurso que no se marque como ocupado, lo que garantiza una mayor capacidad para dicho acceso. De este modo, el acceder a un recurso (ranura temporal / código OVFSF) de forma satisfactoria supone que ningún nuevo usuario podrá intentar acceder a dicho recurso hasta finalizarse la transmisión en curso. Al trasladar este mecanismo de acceso al contexto de canales físicos y de transporte definidos en UTRA TDD, sería equivalente a asumir que todos aquellos recursos del enlace ascendente no ocupados de una trama son canales RACH, en

tanto que en todos ellos puede intentarse el acceso; una vez éste haya sido satisfactorio sobre uno de estos recursos, pasaría a convertirse en un canal del tipo USCH (*Uplink Shared Channel*), cuyas transmisiones se regularían mediante el algoritmo de gestión de recursos apropiado. A su vez, las transmisiones en el enlace descendente estarían vinculadas al canal de transporte DSCH (*Downlink Shared Channel*) de UTRA TDD [36][101]. En cualquier caso, la ranura RACH específica definida en UTRA TDD puede mantenerse y dedicarse, por ejemplo, al acceso de usuarios en modo circuito, lo que facilitaría la coexistencia entre los sistemas de transmisión de paquetes y los de transmisión en modo circuito.

Este mecanismo garantiza que, una vez un usuario ha conseguido el acceso a un recurso, lo va a mantener mientras disponga de información para transmitir. Sin embargo, el hecho de disponer de este recurso no significa que se vaya a poder utilizar cuando se desee, puesto que deberá ser el algoritmo de gestión de recursos quien determine, en cada trama, si un móvil dispone o no de permiso para transmitir, de manera que se puedan conjugar las transmisiones de usuarios diferentes con la estructura de códigos OVSF utilizada en el esquema TDD, que se mostró en la Figura 7.2. Nótese que, dadas las peculiaridades de dicha estructura, si a un usuario se le permitiera la transmisión a una ganancia de procesamiento inferior a la máxima, 16, esto podría impedir la transmisión de otros usuarios que dispusieran de códigos OVSF diferentes pero que se ubicaran dentro de la misma rama del árbol, lo que justifica la regulación que debe efectuar el algoritmo de gestión de recursos en términos de la gestión de los códigos disponibles.

Al tratar de adaptar el mecanismo ISMA-DS/CDMA al esquema de transmisión TDD-TD/CDMA los aspectos diferenciales respecto de FDD que deben ser tenidos en cuenta, y que influirán sobre las reglas de funcionamiento del protocolo son los siguientes:

1.- *Componente TDMA*. Como ya se ha dicho, provoca que los recursos sean no únicamente los códigos sino las parejas ranura / código OVSF, por lo que cada usuario deberá seleccionar la ranura y el código que considere más apropiados. Los niveles de interferencia serán en general diferentes para cada una de las ranuras y para cada móvil en particular, contrariamente a lo que ocurría en el esquema FDD. Por este motivo, la selección de recursos ahora no tiene por qué ser aleatoria sino que puede tener en cuenta también dichos niveles de interferencia para determinar sobre qué ranura un móvil desea intentar el acceso.

2.- *Característica asimétrica del sistema*. Si bien en el esquema FDD considerado se ha asumido que cada código del enlace ascendente dispone a priori de su correspondiente pareja en el enlace descendente, con lo que la selección del primero define directamente el segundo, la propia estructura de trama asimétrica del esquema TDD impide la asociación entre recursos del enlace ascendente y del enlace descendente, puesto que pueden existir más recursos en una dirección que en la otra. Por este motivo, el mecanismo de acceso en TDD/TD-CDMA deberá no únicamente abordar la consecución de un recurso en el enlace ascendente sino también en el enlace descendente.

Debe tenerse en cuenta que el protocolo de acceso múltiple únicamente afecta a aquellas transmisiones en el enlace ascendente, puesto que es el caso en que la estación base no conoce cuando un terminal dispone de información para transmitir. Por el contrario, en las transmisiones en el enlace descendente la red ya conoce hacia qué terminales debe enviar la información, de modo que puede ejecutar directamente el algoritmo de gestión de recursos y notificar la asignación de recursos en el enlace descendente a través de mensajes específicos tipo *paging* por canal común.

Hechas estas puntualizaciones, las reglas de funcionamiento del protocolo propuesto, al que se denominará ISMA-TD/CDMA para diferenciarlo de la versión desarrollada en FDD, vienen definidas a continuación.

#### 8.2.1.1. Reglas de funcionamiento del protocolo ISMA-TD/CDMA para TDD

1.- Los terminales móviles se sincronizan con el sistema y determinan la posición del canal de difusión o *broadcast*, que ubica la situación del canal en el que se informa de la ocupación de los recursos.

Este canal requiere de un bit (1:ocupado, 0:libre) por cada uno de los recursos existentes, tanto ascendentes como descendentes. Así pues, asumiendo en el peor de los casos la presencia de 13 ranuras x 16 códigos OVSF = 208 recursos, el número de bits necesario para una tasa de codificación de esta información de  $r=1/2$  sería de 416 bits. En el contexto de UTRA TDD se precisaría de dos canales físicos CCPCCH (*Common Control Physical Channel*), pues cada uno de ellos es capaz de transportar 244 bits de información al viajar en una ráfaga de tipo 1 con ganancia de procesado 16 [89]. Nótese que se ha considerado la existencia únicamente de 13 ranuras en lugar de las 15 existentes en la trama puesto que se asume que ni la ranura que transporta el canal RACH ni la ranura del canal de difusión pueden ser seleccionados por el esquema de transmisión por paquetes.

2.- En base a sus necesidades y al estado de ocupación de recursos difundido por la estación base, cada terminal móvil selecciona un recurso en el enlace ascendente y otro en el enlace descendente aplicando una cierta probabilidad de acceso que, al igual que ocurría en el caso FDD, puede ser variable según una cierta función dependiente del número de recursos ocupados. El recurso del enlace descendente es necesario, de cara a las transmisiones del enlace ascendente, para comunicar la siguiente información:

- Comandos de gestión de recursos: permisos para transmitir en la siguiente trama, ganancia de procesado que se puede emplear y ranuras adicionales que se pueden utilizar.
- Comandos DCA: en función del nivel de interferencia medido y de la aplicación de un esquema de asignación DCA como los planteados anteriormente se debe comunicar al terminal las posibles reasignaciones de ranuras que puedan ocurrir.
- Reconocimientos de los paquetes enviados en el enlace ascendente.
- Control de nivel físico: comandos de control de potencia y de avance temporal.

En caso de que la petición llegue correctamente, es decir, si la interferencia no ha degradado la transmisión y si ningún otro usuario ha seleccionado el mismo recurso ascendente, el acceso a dicho recurso se habrá efectuado satisfactoriamente y el terminal estará en disposición de regular sus transmisiones en función de los comandos de gestión de recursos que se le comuniquen a través del recurso descendente seleccionado.

En relación a la consecución de este último recurso, el del enlace descendente, debe notarse que al sistema le es posible discriminar las “colisiones” que se produzcan en la selección de dicho recurso, es decir, la posibilidad de que más de un usuario haya seleccionado el mismo recurso descendente. Esto es debido a que la selección se conoce tras la decodificación del mensaje transmitido en el enlace ascendente, por lo que si varios usuarios, en recursos ascendentes diferentes, han solicitado el mismo recurso descendente, el

sistema es capaz de conocer qué usuarios están involucrados en esta selección y efectuar la redistribución apropiadamente.

3.- Tras efectuar la petición en el enlace ascendente, el móvil escucha a través del recurso seleccionado del descendente la respuesta por parte de la base. En esta respuesta se debe indicar el identificador del móvil que ha enviado la petición así como el recurso seleccionado del ascendente que ha sido correctamente adquirido. Igualmente se comunicará explícitamente el recurso del descendente que ha sido asignado a dicho terminal. Esto permite que, en el caso de que más de un usuario haya seleccionado el mismo recurso descendente, todos ellos reciban la confirmación del acceso a través de dicho recurso y se les pueda comunicar qué recurso descendente se les asigna a cada uno de ellos para las siguientes tramas, garantizando que en todo momento, cada recurso descendente esté asignado a un único usuario.

Se asume, por lo tanto, la existencia de una estructura del mensaje enviado organizado en diferentes campos que permitan el envío de información a más de un terminal móvil con el mismo mensaje. Una posible organización sería la que se presenta en la Figura 8.1, en la que, para cada terminal involucrado, se indican los correspondientes recursos ascendente (UL) y descendente (DL) confirmados, existiendo un carácter de final de mensaje que permite detectar la finalización del conjunto de terminales direccionados y el inicio de los bits de relleno hasta completar el número de bits de la ranura.

4.- A partir de la siguiente trama, los recursos correctamente adquiridos pasan a difundirse como ocupados, conjuntamente con los recursos que ya estaban ocupados de tramas anteriores, de modo que el procedimiento de acceso pueda repetirse según las mismas reglas especificadas.

Identificador MS1	Recurso UL MS1	Recurso DL MS1
Identificador MS2	Recurso UL MS2	Recurso DL MS2
...		
Identificador MSn	Recurso UL MSn	Recurso DL MSn
Campo de final de mensaje		Bits de Relleno

Figura 8.1 Posible estructura de campos del mensaje de confirmación en el enlace descendente

5.- En base a los requerimientos de transmisión de los distintos usuarios (número de paquetes a transmitir, *timeouts*, ...) la red lleva a cabo el algoritmo de gestión de recursos. El resultado de éste se traduce en permitir o no la transmisión a aquellos usuarios que disponen de algún recurso así como de indicar la ganancia de procesado que se puede emplear.

6.- Aquellos usuarios cuyo acceso no fructifica, es decir, que han sufrido una colisión o bien que el nivel de interferencia ha degradado su transmisión hasta el punto que no se ha detectado correctamente el mensaje transmitido repetirán el proceso explicado en futuras tramas.

Respecto de la interacción entre el esquema DCA que se emplee y el protocolo de acceso, hay que tener presente que, por motivos de interferencia, el esquema DCA puede decidir la reasignación de recursos de los enlaces ascendente o descendente. Esta notificación deberá ser comunicada al móvil en cuestión a través de su recurso correspondiente del enlace



descendente. Posteriormente, en el apartado 8.3.4.2 se detallarán algunos aspectos relativos a la interrelación entre el protocolo de acceso y la estrategia DCA empleada.

A modo de ilustración, en la Figura 8.2 se muestra un ejemplo de funcionamiento del protocolo propuesto, en el que existe una estructura de trama donde las ranuras 2 a 5 están destinadas para el enlace ascendente y las ranuras 6 a 14 para el enlace descendente. A su vez, la ranura 0 transporta la información de difusión y la ranura 1 el canal RACH para el acceso en modo circuito. En el ejemplo planteado, se han producido 4 accesos en la trama actual:

- el terminal MS 1 accede en la ranura 3 y el código 1 y solicita para el descendente la ranura 9 y el código 2
- el terminal MS 2 accede en la ranura 4 y el código 3 y solicita para el descendente la ranura 8 y el código 1
- el terminal MS 3 accede en la ranura 4 y el código 15 y solicita para el descendente la ranura 9 y el código 2
- los terminales MS 4 y MS 5 intentan acceder en la ranura 5 y el código 0, produciéndose, en consecuencia, una colisión que impide a la red identificar ambos accesos, que por lo tanto no serán confirmados

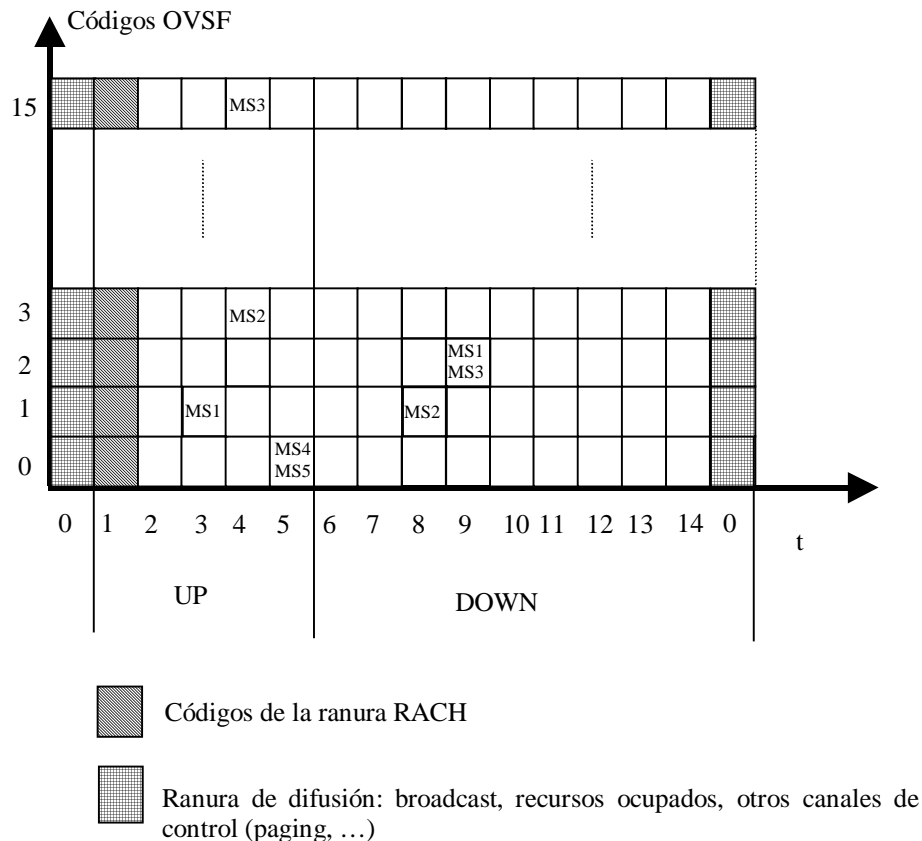


Figura 8.2 Protocolo de acceso múltiple ISMA -TD/CDMA

En base a estos accesos, únicamente los terminales MS1, MS2 y MS3 consiguen efectuar el acceso correctamente, lo que será comunicado en las correspondientes respuestas en los recursos seleccionados del enlace descendente. Nótese que MS1 y MS3 han

seleccionado el mismo recurso de dicho enlace, motivo por el que ambos reciben la confirmación en el mismo recurso, esto es, la ranura 9 y el código 2. Sin embargo, en el mensaje de confirmación se indicará que, para las siguientes tramas, el recurso descendente asignado será la ranura 9 y código 2 para uno de los dos móviles y otro recurso diferente para el otro terminal. Así se garantiza que la posible existencia de una colisión en el enlace descendente no entorpezca el procedimiento de acceso.

### 8.2.2. El protocolo DSA++

Otro posible protocolo de acceso múltiple que bien pudiera tenerse en cuenta en la definición de un esquema de transmisión por paquetes para un entorno TDD-TD/CDMA es el denominado DSA++ (*Dynamic Slot Assignment*) [102]-[104], que fue introducido como un posible protocolo para *Wireless ATM* pero que, dadas sus características, se adapta perfectamente a una estructura de trama como la definida para UTRA TDD.

La idea que se esconde detrás de este protocolo consiste en la alternancia de períodos de señalización con períodos de transmisión dentro de la estructura temporal. En los primeros, para el enlace ascendente se efectúa el acceso de nuevos usuarios que comunican sus necesidades de transmisión, mientras que para el enlace descendente, a partir de la aplicación de un cierto algoritmo de gestión de recursos, se decide y se comunica la asignación más apropiada de ranuras para el siguiente período de transmisión entre los terminales que han accedido en el enlace ascendente. Si bien este protocolo fue originariamente diseñado pensando en una estructura TDMA y no necesariamente con duplexado TDD, a continuación se planteará su integración en la estructura de trama de UTRA TDD comprobándose que encaja muy adecuadamente dentro de esta estructura de trama, al poderse asimilar los períodos de señalización para los enlaces ascendente y descendente con las ranuras dedicadas al RACH y al canal de difusión, respectivamente. Nótese, igualmente, que el protocolo únicamente define el modo como los terminales acceden al sistema, pero no supone ninguna restricción respecto del mecanismo de gestión de recursos que debe emplearse para determinar qué terminales pueden transmitir en cada período de transmisión, por lo que bajo la misma estructura de acceso pueden tener cabida diferentes algoritmos de gestión de recursos. En este trabajo, por lo tanto, y siguiendo la filosofía ya planteada de mecanismos de transmisión de paquetes, se abordará por el momento, el estudio del protocolo de acceso como tal, sin considerar el mecanismo de gestión de recursos, y será en apartados posteriores cuando se considerará el diseño de algoritmos que sean válidos para los dos protocolos de acceso analizados, ISMA y DSA++.

La adaptación del mecanismo de acceso DSA++ a la estructura de canales físicos de un entorno TDD-TD/CDMA como UTRA TDD se puede conseguir mediante las siguientes consideraciones:

- 1.- Si bien DSA++ tiene en cuenta únicamente una componente TDMA, por lo que únicamente un terminal puede transmitir en un instante dado, en el esquema TDD-TD/CDMA deberá tenerse en cuenta también la capacidad para que varios usuarios transmitan simultáneamente gracias al empleo de diferentes códigos OVVSF, por lo que deberá comunicarse en el período de señalización descendente cual es la asignación de las parejas ranura / código OVVSF a los diferentes usuarios. En el caso de que el producto entre el número de ranuras y el número de códigos OVVSF resulte elevado, el número de bits destinado al envío de esta información puede ser costoso en términos de la sobrecarga (*overhead*) que la señalización supone al sistema. De este modo, la longitud del período de transmisión puede venir limitada por la máxima capacidad de que se disponga para el período de señalización.

2.- El período de señalización para el enlace ascendente puede asimilarse con la ranura destinada al canal de acceso aleatorio RACH a través del cual los nuevos usuarios pueden efectuar sus peticiones de acceso. A estos efectos, en UTRA TDD se plantea que el canal RACH está compuesto por un máximo de 8 códigos ortogonales diferentes para efectuar el acceso. En situaciones de elevada carga, cuando el número de peticiones de acceso resulte elevado, esta capacidad puede resultar insuficiente, por lo que se puede plantear el uso de más de una ranura destinada a este propósito. Sin embargo, esta solución vendrá a costa de tolerar una reducción en el número de ranuras destinadas a la transmisión, asumiendo la existencia de una estructura de trama de longitud fija como la de UTRA TDD. Por lo tanto, esto supondrá un peor comportamiento en el acceso en comparación con el mecanismo ISMA, en el que no existe una ranura de acceso específica sino que los diferentes recursos se utilizan para el acceso o para la transmisión de forma dinámica, a medida que van siendo ocupados.

3.- El período de señalización para el enlace descendente se puede asimilar con la ranura destinada al canal de difusión del sistema, en el que se pueden enviar las asignaciones de los diferentes recursos (parejas ranura / código OVFSF) de cara a la siguiente trama. Para cada ranura / código OVFSF en cuestión se deberá indicar un identificador del móvil a quién le es asignado dicho recurso. A efectos de evaluar la sobrecarga introducida por este método de señalización, se pueden tener en cuenta las siguientes consideraciones:

- el número total de recursos a repartir es de 16 códigos y 13 ranuras (15 ranuras en total para la trama menos la correspondiente al RACH y a la ranura de difusión), lo que origina un total de 208 recursos. A este valor, habría que restar el número de recursos que pudieran destinarse, en un caso genérico, a usuarios en modo circuito, esto es,  $N_c$  recursos.

- Para cada recurso se debe comunicar el identificador del terminal a quien se asigna. Asumiendo que se utilizan  $b$  bits para cada identificador, se tendría una capacidad de direccionamiento de  $2^b$  terminales, los cuales obtendrían su identificador tras superar el control de admisión mediante un proceso inicial que no será tenido en cuenta en el presente estudio.

- el conjunto de bits obtenido debería ser transmitido con una cierta codificación de canal de tasa  $r$  para hacer frente a posibles errores en la transmisión

Bajo estas hipótesis, el número de bits necesario que se debería enviar es de:

$$N_{bits} = (208 - N_c) \frac{b}{r} \quad (8.1)$$

A modo de ejemplo, en el caso que  $N_c=0$  (esto es, cuando todos los recursos se destinaran a usuarios en modo paquete), con  $b=7$  bits (capacidad de direccionar 128 terminales) y  $r=1/2$ , se requerirían 2912 bits. Teniendo en cuenta que la capacidad de transmisión de un canal CCPCH (*Common Control Physical Channel*), que utiliza ráfaga de tipo 1 con ganancia de procesamiento 16 es de 244 bits, se requerirían 12 canales CCPCH para el envío de esta información, con lo que a priori sería suficiente con una única ranura de señalización en el enlace descendente. Obsérvese, en cualquier caso, que estos números son simplemente orientativos para la longitud de los identificadores y la tasa de codificación consideradas, a efectos de validar la posible realización del sistema. Mediante el empleo de longitudes de identificador menores o bien mediante técnicas de compresión de la información enviada la sobrecarga de esta información de señalización podría llegar a

reducirse. Igualmente, se podría pensar en el empleo de más de una ranura para la señalización, siempre a costa de reducir la capacidad del período de transmisión.

4.- La información asociada a la señalización tanto del enlace ascendente como del enlace descendente, esto es, las peticiones de acceso y los mensajes de asignación, entran dentro de la información asociada al canal lógico de UTRA TDD denominado SHCCH (*Shared Channel Control Channel*), transportado por canales RACH/FACH en canales físicos del tipo PRACH/CCPCH respectivamente para los casos ascendente y descendente. A su vez, la información enviada en la fase de transmisión se corresponde con canales lógicos de tráfico que viajarían a través de canales de transporte USCH/DSCH (*Uplink/Downlink Shared Channel*) [36][101].

En base a estas consideraciones, a continuación se define el conjunto de reglas que definen el protocolo de acceso DSA++ adaptado a la estructura TDD-TD/CDMA.

#### 8.2.2.1. Reglas de funcionamiento del protocolo DSA++ en TDD-TD/CDMA

1.- Los usuarios en modo paquete que deseen acceder al sistema para llevar a cabo una nueva transmisión de información, así como los usuarios de voz que deseen conseguir un circuito, envían sus peticiones a través del canal RACH, tras haber conseguido con anterioridad la sincronización con el sistema y la detección del canal de difusión BCH que determina los parámetros de acceso. Con el fin de regular el número de accesos, se aplica una cierta probabilidad de acceder.

2.- A partir de las peticiones de nuevos usuarios correctamente recibidas y de las necesidades de los usuarios que ya habían accedido con anterioridad al sistema, la red decide una asignación de recursos para la trama siguiente. Esta asignación se hace en base a:

- algoritmo de gestión de recursos, según las necesidades de transmisión de los diferentes usuarios y de la calidad de servicio que se les debe ofrecer. Estas necesidades afectan tanto al enlace descendente como al ascendente.
- restricciones impuestas por la estrategia DCA considerada (según avance temporal, medidas de interferencia efectuadas por el móvil y por la base, ...).

Esta señalización asume que la asignación de recursos por parte del algoritmo de gestión se realiza trama a trama, lo que permite dotar al sistema de un alto grado de flexibilidad para hacer frente a tráfico a ráfagas que tenga restricciones elevadas de retardo.

3.- Todos los terminales escuchan el canal de señalización descendente que comunica la asignación de recursos para los enlaces ascendente y descendente de la trama en curso y proceden a la transmisión o recepción del paquete en el recurso o recursos que les hayan sido asignados. Conjuntamente con cada paquete transmitido se puede incluir algún tipo de información para comunicar la existencia de más paquetes en el buffer de transmisión, de manera que el algoritmo de gestión de recursos actúe en consecuencia.

Para cada terminal al que se le asigne al menos un recurso en el enlace ascendente deberá asignársele también un recurso en el enlace descendente, a través del cual se pueda efectuar el control de la transmisión, a nivel de control de potencia, de avance temporal o de reconocimientos de las transmisiones efectuadas. Este aspecto deberá ser tenido en cuenta por el algoritmo de gestión de recursos que se pueda llegar a plantear.

4.- Aquellos terminales que no hayan logrado el acceso correctamente bien por colisión en el canal RACH bien debido a las interferencias repetirán el procedimiento en tramas sucesivas. Nótese que un usuario puede saber que ha logrado el acceso correctamente en una trama dada cuando se le comunique un mensaje de asignación de recursos. Dado que esto no tiene por qué suceder en la primera trama, sería preciso o bien dejar transcurrir un cierto número de tramas de espera tras el cual se reintentaría el acceso, o bien añadir una cierta información adicional donde se comunicaran los identificadores de los terminales que hayan logrado el acceso en el canal RACH en la trama actual, lo que, teniendo en cuenta la existencia de únicamente 8 códigos OVSF en el RACH, no supondría una sobrecarga excesiva.

En la Figura 8.3 se muestra gráficamente la estructura de trama empleada con el protocolo DSA++ en el entorno TDD. Debe entenderse que en cada ranura están presentes los diferentes códigos OVSF definidos en el sistema, y que en la ranura de difusión se indica la asignación de recursos (ranuras / códigos OVSF) para la trama actual. Nótese que las ranuras de señalización dentro de la trama se han ubicado en las ranuras situadas más alejadas del punto de conmutación de la trama. Esta consideración, conjuntamente con el sincronismo presente entre estaciones base, permite proteger ambas ranuras de las interferencias originadas por la diferente estructura asimétrica de celdas vecinas. Nótese, igualmente, que un usuario que acceda en la ranura RACH no recibirá respuesta hasta la ranura de difusión de la trama siguiente, de modo que existe un retardo inherente al sistema de una trama, que permitirá al gestor de recursos disponer de un tiempo suficiente para llevar a cabo el algoritmo de gestión entre todas las peticiones. Si la capacidad de cómputo de dicho gestor fuera elevada, se podría pensar en estructuras de trama en las que la ranura de acceso RACH precediera a la de difusión, de modo que en esta última ya pudieran incluirse las asignaciones de los nuevos usuarios que hubieran accedido en el RACH que le precede.

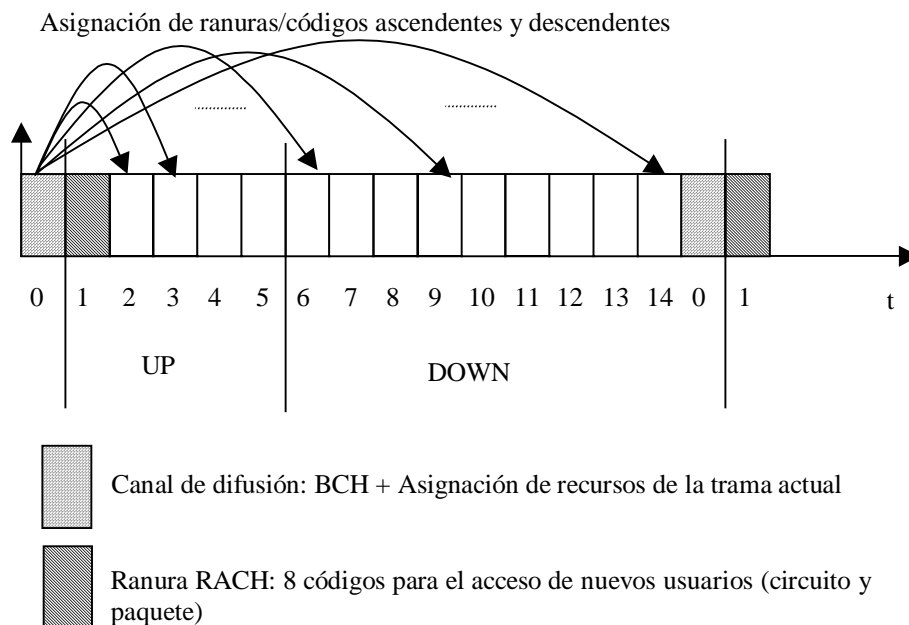


Figura 8.3 Estructura de trama para el protocolo DSA++

### 8.2.3. Comparativa de prestaciones a nivel de acceso

En este apartado se plantea un estudio comparativo de los dos protocolos de acceso múltiple propuestos para la transmisión de paquetes TDD-TD/CDMA, esto es ISMA-TD/CDMA y DSA++. De entrada, en función de las características constitutivas de ambos protocolos surge un conjunto de diferencias cualitativas y de implementación, que son las que a continuación se enumeran:

1.- En ISMA-TD/CDMA no existe una separación temporal específica entre el acceso y el tráfico. Esto se traduce en dos aspectos a considerar:

a) La estación base debe tener capacidad suficiente como para poder recibir un paquete de acceso en cualquiera de los recursos no ocupados. En principio no debe suponer una problemática excesiva puesto que cualquier base debe estar diseñada para poder recibir simultáneamente en todos los recursos de su enlace ascendente pues en un caso extremo todos podrían llegar a estar ocupados. Sin embargo, sí que puede traducirse en una mayor complejidad en la estación base y un mayor consumo energético de la misma al tenerse que escuchar en cada trama todas las parejas ranura /código, puesto que en cualquiera de ellas puede llegar un acceso. Nótese que en el esquema DSA++, al tenerse un control total de los recursos que se ocuparán en la fase de transmisión, la base puede limitarse en dicha fase a escuchar únicamente aquellos recursos que sabe de antemano que serán ocupados.

b) En el acceso inicial no existirá un nivel de sincronización a nivel de chip tan pronunciado entre las señales recibidas como la que pudiera existir a lo largo de la fase de transmisión, gracias al control de avance temporal que pueda efectuarse. Por este motivo, la ortogonalidad entre los códigos deja de ser cierta, lo que originará un cierto nivel de interferencia intracelular más o menos significativo presente en todas las ranuras, mientras que en el caso DSA++ este nivel se vería reducido en las ranuras de transmisión y únicamente sería superior en la ranura del RACH en la que existirían los accesos. También debe notarse que, si bien en los accesos iniciales no se podrá aplicar un control de potencia en lazo cerrado, la condición de reciprocidad entre los enlaces ascendente y descendente característica del esquema TDD permitirá que las prestaciones no se vean afectadas por el empleo de un control de potencia en lazo abierto, como ocurriría en un esquema FDD.

2.- ISMA-TD/CDMA permite un acceso más eficiente gracias a reducir la probabilidad de colisión al disponerse de un mayor número de recursos sobre los que efectuar el acceso y de un conocimiento previo del estado de ocupación de los diferentes recursos presentes en el sistema.

3.- La integración del algoritmo de gestión de recursos a nivel de trama, aunque factible, no surge de modo tan natural en ISMA-TD/CDMA como en el caso DSA++, en que el propio protocolo contempla que los recursos se reasignen trama a trama. Por el contrario, en ISMA-TD/CDMA existe un cierto grado de “asignación” por el hecho de marcar un recurso como ocupado para un cierto usuario, lo que deberá tenerse en cuenta a la hora de efectuar la distribución de recursos. En cualquier caso, esto supondrá también un beneficio para los terminales pues evitarán el tener que efectuar excesivos cambios de ranura entre las sucesivas tramas.

4.- La sobrecarga de la información de señalización en canal común que la base debe difundir es menor en ISMA-TD/CDMA que en DSA++, tal y como se ha calculado previamente. Esto viene originado por el hecho de que, en ISMA-TD/CDMA, el móvil efectúa una selección de los recursos, con lo que la base únicamente debe confirmar el acceso correcto o no a dichos recursos, así como el permiso para transmitir en las sucesivas tramas, lo que se comunica en el recurso asignado del enlace descendente sin necesidad de difundir identificadores de terminales. Por el contrario, en DSA++, los recursos se reasignan trama a trama, con lo que en cada trama para todos los recursos se debe difundir el identificador del terminal a quien van destinados. Así, cada terminal deberá decodificar la información relativa a todos los recursos para determinar si puede o no llevar a cabo la transmisión, lo que redundará en un mayor consumo energético por parte del móvil.

Con objeto de validar el comportamiento de ambos protocolos de acceso sin considerar el efecto del algoritmo de gestión de recursos se ha llevado a cabo un conjunto de simulaciones que permita dilucidar los puntos fuertes y débiles de cada uno en lo que al acceso al sistema se refiere así como apreciar las tendencias genéricas que cabría esperar al incorporarse el mecanismo de gestión de recursos que garantice la calidad de servicio específica.

Las condiciones de simulación utilizadas han sido las siguientes:

- Estructura de trama compuesta por 15 ranuras, 5 para el enlace ascendente y 10 para el descendente. De las 5 primeras, una de ellas es el RACH, que sólo se utiliza para modo paquete en el caso del protocolo DSA++, y las 4 restantes son los recursos que se asignan a los usuarios a medida que realizan sus accesos. En el caso de ISMA-TD/CDMA, la ranura del RACH no se utiliza en modo paquete y los usuarios acceden directamente a los recursos de las 4 ranuras siguientes.

- Cada ranura dispone de 16 códigos ortogonales OVVSF, mientras que la ranura RACH dispone únicamente de 8 códigos para efectuar el acceso, también ortogonales. La ganancia de procesamiento es, en todos los casos, 16, correspondiente a la máxima posible para UTRA TDD.

- Cada usuario que consigue el acceso se traduce en un recurso ocupado durante un cierto tiempo exponencial de media  $1/p_{ON}$  tramas de 10 ms. Transcurrido este tiempo, lo libera y se mantiene en estado idle, a la espera de nuevos mensajes, durante un tiempo exponencial de media  $1/p_{OFF}$ . Para efectuar la simulación se han tomado valores de  $p_{ON} = p_{OFF} = 0.1$  y se ha ido variando el número total de usuarios en el sistema, lo que permite considerar un barrido de diferentes valores del número de accesos.

- Se ha considerado una probabilidad de acceso al sistema de valor 1, lo que equivale a decir que todo usuario intenta el acceso cuando dispone de paquetes para transmitir. Por el contrario, tras un intento de acceso no satisfactorio, se efectuarán reintentos en las siguientes tramas con una cierta probabilidad  $p_r=0.1$ .

- Únicamente se tienen en cuenta los recursos del enlace ascendente, puesto que la gestión de los recursos del enlace descendente está ligada a la estrategia definida para el algoritmo de gestión de recursos, que se verá en apartados posteriores.

- La existencia de códigos ortogonales dentro de una misma celda permitirá que el nivel de interferencia intracelular sea a priori pequeño, más aún teniendo en cuenta la existencia de mecanismos de avance temporal con una resolución de hasta 1/4 de chip como

la planteada para UTRA TDD y los esquemas de detección multiusuario. Igualmente, se asume un control de potencia en lazo abierto para los accesos, lo que unido a la reciprocidad entre los enlaces ascendente y descendente que existe en un esquema TDD permite que se pueda efectuar la aproximación de control de potencia ideal. De este modo, se asume que se puede modelar en primera aproximación la probabilidad de error de bit cuando existen  $n$  usuarios simultáneamente activos mediante la hipótesis gaussiana con un cierto factor  $\alpha$  de ortogonalidad, que se asume de valor 0.06 según las medidas en códigos ortogonales efectuadas en para entornos FDD con baja movilidad en [105]. Esto se traduce en la siguiente expresión para la probabilidad de error de bit:

$$P_e = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \left( \sqrt{\frac{G_p}{\alpha(n-1)}} \right) \quad (8.2)$$

siendo  $G_p$  la ganancia de procesado. Si bien se es consciente de que este modelo constituye una aproximación de la realidad, dado que el objetivo de estas simulaciones es el de efectuar una primera comparación de prestaciones de los dos protocolos de acceso, los términos relativos de ambos protocolos no tienen por qué verse excesivamente afectados por dicho modelado al tratarse del mismo modelo para los dos. La determinación de un modelo más exacto debería basarse en la realización de simulaciones a nivel de enlace mucho más detalladas en las que se tuvieran en cuenta los modelos de propagación y movilidad así como las diferentes familias de códigos empleados como las efectuadas en la referencia [105] para el cálculo del factor de ortogonalidad, que quedan fuera del alcance de la presente tesis doctoral, más orientada al estudio de protocolos de acceso desde el punto de vista del nivel MAC.

- A fin de verificar el efecto de la interferencia debida a la diferente asimetría entre estaciones base vecinas, planteado en el capítulo anterior, se asume la existencia de un número de ranuras  $K$  que se encuentran afectadas por el solape con otras celdas. De este modo se puede comprobar la sensibilidad de los dos protocolos propuestos frente a esta problemática característica de TDD. El significado del valor del parámetro  $K$  se puede apreciar en la Figura 8.4, en la que se muestran los casos  $K=2$ , correspondiente a la existencia de dos ranuras del enlace descendente de la celda estudiada (*target*) afectadas por la interferencia de la celda vecina, y  $K=-2$ , correspondiente a dos ranuras del enlace ascendente afectados por la interferencia de la celda vecina. Nótese que en el estudio de los protocolos de acceso únicamente interesa el enlace ascendente, por lo que solamente serán de interés los valores de  $K$  negativos, esto es, el solape que afecte sobre las ranuras del enlace ascendente.

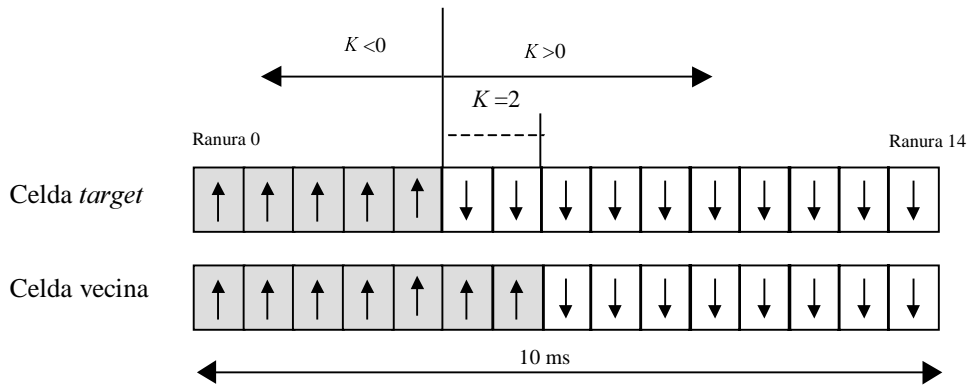
Para diferenciar únicamente el efecto del protocolo de acceso al medio no se consideran en este caso estrategias de DCA como las planteadas en el capítulo 7. De este modo, en relación a las ranuras solapadas con otras celdas se asume el peor de los casos en que la transmisión en dichas ranuras no fuera factible evitando así situaciones de alta interferencia, y se analizará el efecto que esto tiene sobre los protocolos estudiados. Esta consideración permite obtener una cota inferior del rendimiento de los protocolos ante una situación extrema que podría mejorarse mediante la integración del protocolo con las diferentes estrategias DCA.

Los resultados relativos al caso en el que no existe solape entre celdas, esto es  $K=0$ , se muestran en la Figura 8.5 en lo que a *throughput* se refiere, medido como el número de accesos correctos por trama, respecto del total de accesos por trama, y en la Figura 8.6 para la característica retardo de acceso respecto *throughput* de accesos, midiéndose el retardo de



acceso como el número de tramas que transcurren desde que un terminal desea acceder al sistema hasta que logra el acceso satisfactoriamente. Se aprecia como el comportamiento de ISMA-TD/CDMA es notablemente mejor que el de DSA++, con un *throughput* superior, alrededor del doble, y también un retardo de acceso inferior. Este mejor comportamiento de ISMA es propiciado por la reducción de las colisiones que motiva el hecho que los accesos se efectúen directamente sobre los recursos disponibles en lugar de efectuarse a través de un canal RACH, con el consiguiente incremento en el número de recursos sobre los que acceder.

**Solape en el enlace descendente:  $K > 0$**



**Solape en el enlace ascendente:  $K < 0$**

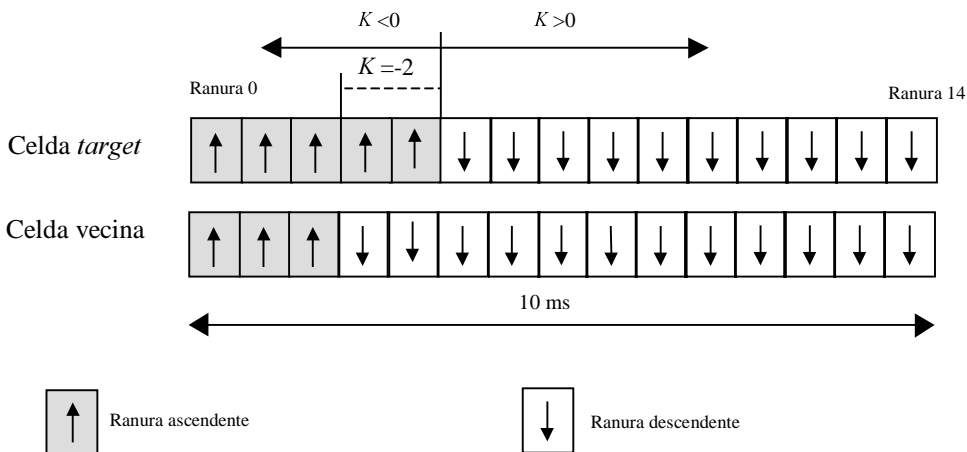


Figura 8.4 Significado del parámetro de simulación  $K$

En lo que a *throughput* se refiere se aprecia un cierto comportamiento estable para cargas elevadas en el protocolo ISMA-TD/CDMA, que mantiene un cierto número de accesos correctos, mientras que en el caso de DSA++ el número de accesos correctos decrece prácticamente a cero al incrementarse el número de intentos de acceso en el sistema. El motivo de este comportamiento cabe buscarlo en el hecho de que en DSA++ el número de recursos para acceder es siempre el mismo, los 8 códigos de la ranura RACH, independientemente del número de usuarios que hayan accedido. Por el contrario, en el caso ISMA-TD/CDMA, al incrementarse el número de accesos correctos, el número de recursos sobre los que se puede acceder también decrece al haber cada vez más recursos ocupados, lo que redundará en una reducción del número de accesos correctos motivado por una mayor probabilidad de colisión. Sin embargo, esta reducción en el número de accesos correctos se traducirá a su vez en un incremento del número de recursos libres con la consiguiente reducción de la probabilidad de colisión y el incremento en el número de accesos correctos.

Por lo tanto, para cargas elevadas, este razonamiento justifica que se mantenga un cierto nivel de accesos correctos al sistema con ISMA-TD/CDMA.

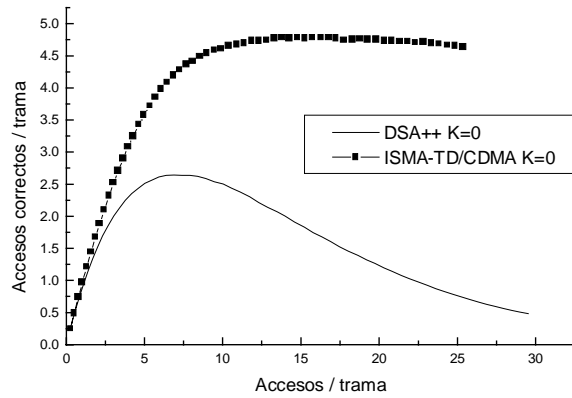


Figura 8.5 Throughput para  $K=0$

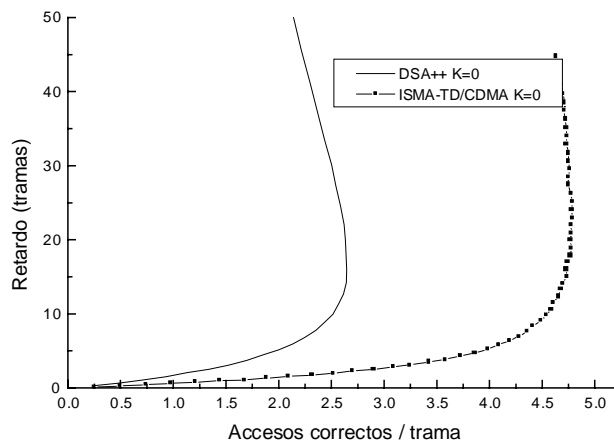


Figura 8.6 Throughput - retardo para  $K=0$

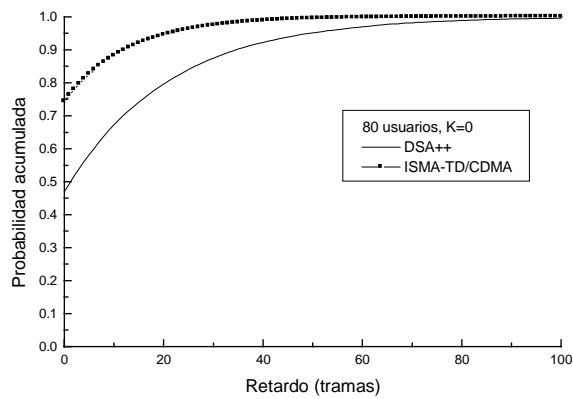


Figura 8.7 Función distribución de probabilidad acumulada del retardo de acceso

En la Figura 8.7 se muestran las funciones de distribución de probabilidad acumulada del retardo de acceso para los dos protocolos propuestos en una situación sin solape con otras celdas y en presencia de 80 usuarios en el sistema, lo que, en base a las simulaciones efectuadas, se comprueba que corresponde a un nivel de carga cercano al que da lugar al máximo *throughput* de DSA++. Esta figura corrobora los resultados mostrados en la Figura 8.6 y nuevamente demuestra como el retardo obtenido mediante el protocolo ISMA-TD/CDMA es notablemente inferior al conseguido mediante DSA++, al reducirse enormemente la probabilidad de colisión. En esta figura se puede apreciar como, de hecho, con DSA++ la probabilidad de lograr un acceso correcto al primer intento es muy baja, alrededor del 50 % mientras que con ISMA asciende al 75 %, lo que repercute sobre el retardo final en tanto que aquellos accesos que no se logren a la primera aplicarán una probabilidad de reintento de 0.1 que tenderá a reducir el número de accesos efectuados en el sistema a costa de incrementar el retardo total de acceso.

Con objeto de discernir el efecto de los diferentes valores de  $K$  sobre los dos protocolos propuestos, se han efectuado nuevas simulaciones asumiendo valores constantes de  $K=-1, -2$  y  $-3$ , lo que supone inutilizar 1, 2 y 3 ranuras del enlace ascendente, respectivamente. En la Figura 8.8 se muestra el resultado comparativo entre los diferentes casos analizados en lo que a *throughput* respecta, mientras que en las tres siguientes figuras (Figura 8.9, Figura 8.10 y Figura 8.11) se muestran las características *throughput* respecto a retardo de acceso para los casos  $K=-1, -2$  y  $-3$  respectivamente.

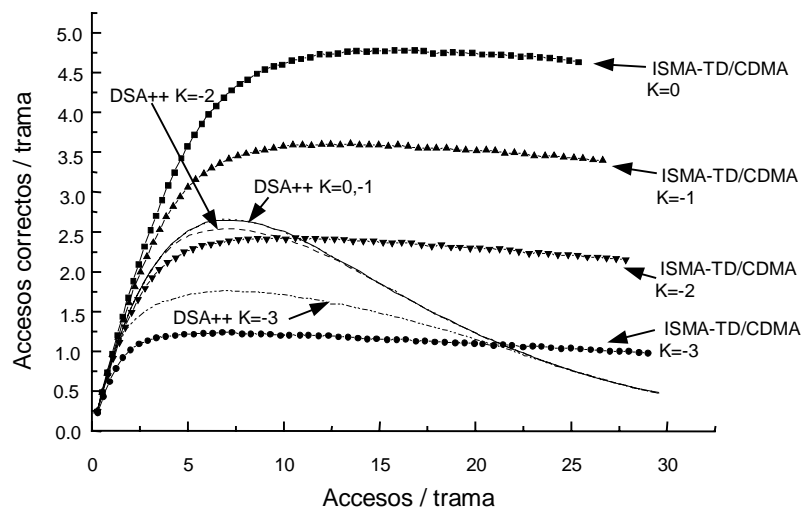


Figura 8.8 *Throughput* de acceso para diferentes valores de  $K$

La principal conclusión que se extrae de la observación de estos resultados es que el efecto de los diferentes valores de  $K$  es mucho mayor sobre el protocolo ISMA-TD/CDMA que sobre DSA++. La razón hay que buscarla en el hecho de que, al existir cada vez más ranuras inutilizadas, en ISMA-TD/CDMA esto se traduce en que los usuarios cada vez disponen de menos recursos para acceder, por lo que el sistema se ve degradado por un incremento en la probabilidad de colisión al acceder a dichos recursos. Por el contrario, el acceso en DSA++ está más limitado por las propias colisiones en el canal RACH que por la ausencia de recursos, puesto que en todo momento el acceso se lleva a cabo por la misma ranura temporal, que en ninguno de los caso analizados se encuentra degradada al ubicarse en la zona protegida de la interferencia de otras celdas con diferente asimetría; de este modo, las diferencias al reducir  $K$  e incrementarse el número de ranuras degradadas son menos significativas. Obsérvese que, por ejemplo, las prestaciones de DSA++ prácticamente no se

ven modificadas al pasar de  $K=0$  a  $K=-1$ , inutilizando 1 ranura, y también la degradación es pequeña, aunque apreciable, al pasar a  $K=-2$ , inutilizando 2 ranuras. Finalmente, para  $K=-3$ , la degradación es ya mucho mayor puesto que, en este caso, cobra mucha importancia como limitación, además de las colisiones en el acceso, la ausencia de recursos disponibles, que provocará, igualmente, un incremento en el número de accesos no satisfactorios y por lo tanto en el número de retransmisiones.

Nótese también que, para  $K=-3$ , se aprecia un peor comportamiento de ISMA-TD/CDMA respecto de DSA++, y la justificación debe buscarse en dos aspectos:

- En primer lugar debido a que el efecto de la interferencia intracelular sobre los accesos es siempre más perjudicial para ISMA-TD/CDMA ya que incluye tanto la interferencia de los accesos como la de los usuarios que ya disponen de recurso, mientras que en DSA++ únicamente es debida a los accesos en el canal RACH. Para el resto de valores de  $K$ , la interferencia en ISMA-TD/CDMA también es siempre peor que en DSA++, pero este efecto se ve compensado por el más eficiente acceso proporcionado por ISMA cuando el número de recursos disponibles es suficiente.

- En segundo lugar, la inutilización de 3 ranuras en ISMA-TD/CDMA provoca que únicamente exista una ranura disponible para el acceso que además debe compartirse con las transmisiones, por lo que al irse ocupando los recursos el número de códigos sobre los que acceder puede verse reducido incluso por debajo del número de recursos del canal RACH, que no varía con el tiempo. Por consiguiente, el número de colisiones se puede ver incrementado incluso por encima que en el caso de DSA++.

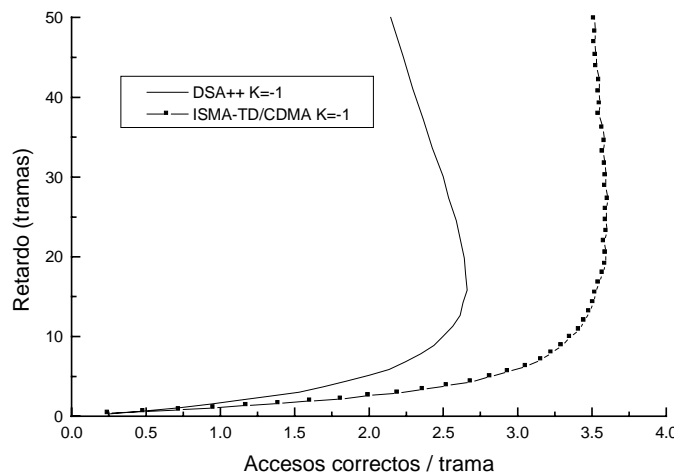


Figura 8.9 Throughput - retardo en el acceso para  $K=-1$

En definitiva, se aprecia como ISMA-TD/CDMA supera a DSA++ cuando  $K=0$  y  $-1$ , mientras que el comportamiento es muy parecido entre los dos protocolos cuando  $K=-2$ , y peor para ISMA-TD/CDMA cuando  $K=-3$ . En cualquier caso, cabe puntualizarse que estas dos últimas situaciones suponen casos muy extremos de la interferencia debida al diferente nivel de asimetría entre celdas que posiblemente se den poco en una situación real. Así pues, con la intención de determinar un comportamiento genérico de los dos protocolos con independencia del valor específico de  $K$  se han realizado simulaciones en las que se ha procedido a una variación dinámica de dicho valor.

Como una posible aproximación se ha planteado un modelo en el que la variación dinámica de  $K$  con el tiempo se lleva a cabo mediante una cierta probabilidad  $p_k$  de cambiar el valor de  $K$  en la trama siguiente, con lo que el tiempo medio de duración de un valor de  $K$  sería de  $1/p_k$ . En cada cambio de valor de  $K$  se asume una variable aleatoria uniformemente distribuida entre los valores entre  $-M+1$  y  $N-M-1$ , siendo  $M$  el número de ranuras del enlace ascendente incluyendo el RACH (5 en el caso estudiado) y  $N$  el número total de ranuras de la trama (15 para el caso considerado). Estos valores se corresponden a los casos extremos en que todas las ranuras del enlace ascendente y descendente, respectivamente, están afectadas por el solape, con excepción de las reservadas al RACH y al canal de difusión y que, gracias a la sincronización entre estaciones base vecinas y a que ocupan una posición fija en la trama, no se verán nunca afectadas por dicho solape.

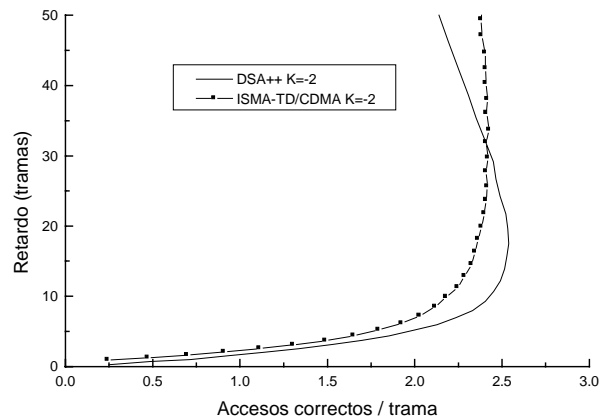


Figura 8.10 Throughput - retardo en el acceso para  $K=2$

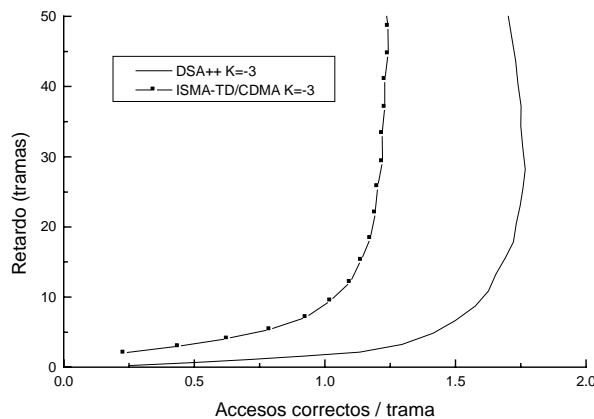


Figura 8.11 Throughput - retardo en el acceso para  $K=3$

Los resultados para los dos protocolos bajo estas consideraciones y con  $p_k=10^{-5}$  (supone cambiar el grado de solape en media cada 100000 tramas, esto es, cada 1000 s, asumiendo que este tipo de variación obedecerá a procesos lentos según la modificación de las características del tráfico en las diferentes celdas) se presentan en la Figura 8.12 para el *throughput* y en la Figura 8.13, que presenta la característica *throughput* - retardo para el acceso. Se aprecia como el resultado obtenido demuestra las mejores prestaciones para el

protocolo ISMA-TD/CDMA, tal y como ya se había obtenido al tomar valores de  $K$  fijos y con pocas ranuras solapadas. El resultado de la variación dinámica de  $K$  se sitúa más próximo al caso  $K=0$  que al resto de casos analizados, puesto que, para la estructura de asimetría considerada, con mayoría clara de ranuras para el enlace descendente (5 ranuras para el enlace ascendente y 10 para el descendente), la probabilidad de que el solape afecte al enlace descendente es mucho mayor que la probabilidad de que afecte al enlace ascendente, de manera que en la mayoría de situaciones el número de ranuras del enlace ascendente que se vean inutilizadas será 0.

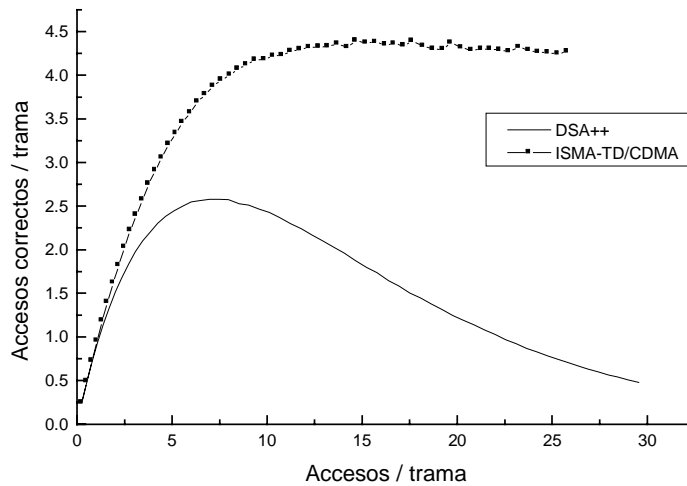


Figura 8.12 Throughput en el acceso para los dos protocolos propuestos con  $K$  dinámica

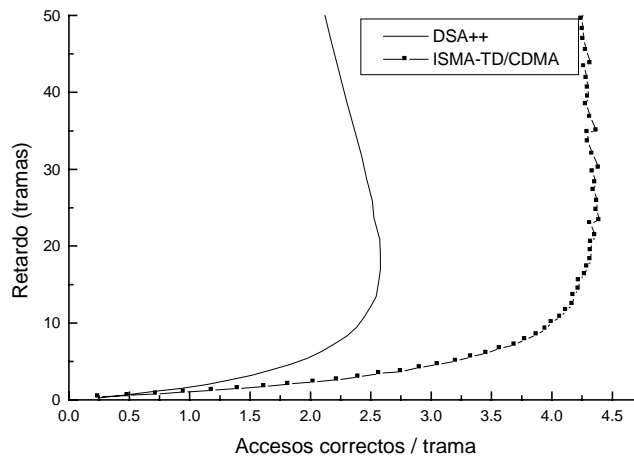


Figura 8.13 Característica throughput - retardo en el acceso para los dos protocolos con  $K$  dinámica

La Figura 8.14 muestra nuevamente la función de distribución de probabilidad para el retardo de acceso en el caso de variarse el parámetro  $K$  dinámicamente, ratificándose la mejora incorporada por el protocolo ISMA-TD/CDMA reflejada en un retardo de acceso sustancialmente inferior gracias a la menor probabilidad de colisión existente.

Finalmente, se ha comprobado también mediante simulación el comportamiento de ambos protocolos asumiendo la estructura con mayor grado de simetría que permite la trama UTRA TDD, esto es, considerando 7 ranuras para el enlace ascendente (además del RACH) y 6 para el enlace descendente (además de la ranura del canal de difusión). Los resultados obtenidos siguen la misma línea que los obtenidos en el caso anterior, es decir, un mejor comportamiento de ISMA-TD/CDMA respecto de DSA++, pero también un efecto más perjudicial del solapamiento con otras estaciones base. Los resultados se presentan en la Figura 8.15 para el *throughput* en el acceso y en la Figura 8.16 para la característica *throughput* respecto a retardo de acceso, en ambos casos considerándose la dinámica de variación del parámetro  $K$  anteriormente comentada. Igualmente, en la Figura 8.17 se muestra el *throughput* de acceso para diferentes valores de  $K$  fija, en particular cuando existen 0, 3 y 5 ranuras afectadas por la asimetría, esto es  $K=0, -3$  y  $-5$ .

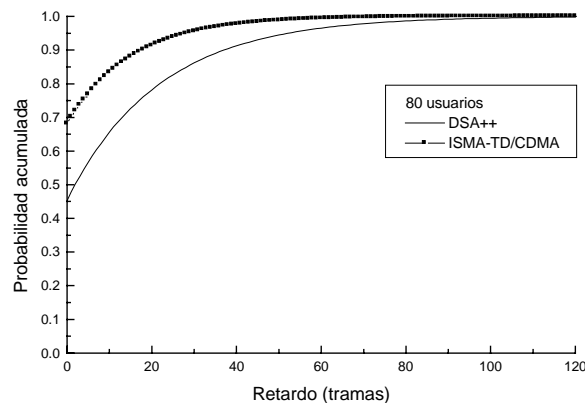


Figura 8.14 Función distribución de probabilidad acumulada del retardo de acceso con  $K$  dinámica

Debe notarse que el número máximo de accesos correctos en ISMA-TD/CDMA se incrementa respecto del caso anterior asimétrico ya que, al existir más ranuras para el enlace ascendente, también existen más recursos a los acceder, lo que redundaría en una menor probabilidad de colisión. Adicionalmente, se dispone de un mayor reparto de la interferencia multiusuario entre las diferentes ranuras que son ocupadas, lo que también supone un cierto beneficio para el protocolo ISMA-TD/CDMA. Por el contrario, en DSA++ el número de recursos para acceder no ha variado y continúan siendo los ocho códigos disponibles en la ranura RACH. Esta circunstancia resulta en un comportamiento muy similar al caso anterior con 4 ranuras para el enlace ascendente, pues la única diferencia se apreciaría si la escasez de recursos para asignar motivada por la sucesiva ocupación de códigos por usuarios que han accedido correctamente tuviera una relevancia sobre el resultado superior a la propia limitación debida a las colisiones en el acceso, lo que no ocurre.

En definitiva, a la vista de los resultados presentados a nivel de acceso puede concluirse que el protocolo de acceso ISMA-TD/CDMA presenta un comportamiento global en el acceso mucho mejor que DSA++, en términos tanto de retardo como de *throughput*, a pesar de que se ve más afectado en términos relativos por la interferencia derivada de las peculiaridades de la asimetría características del duplexado TDD. En los apartados siguientes se analizará el comportamiento conjunto de ambos protocolos en presencia de un algoritmo de gestión de recursos que ordene adecuadamente las transmisiones que se efectúen para garantizar un cierto nivel de calidad de servicio, aspecto que todavía no ha sido abordado en las simulaciones que hasta el momento se han presentado.

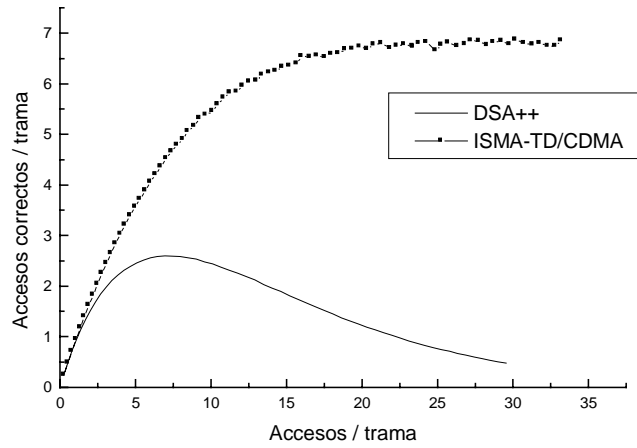


Figura 8.15 Throughput en el caso simétrico, para  $K$  dinámica

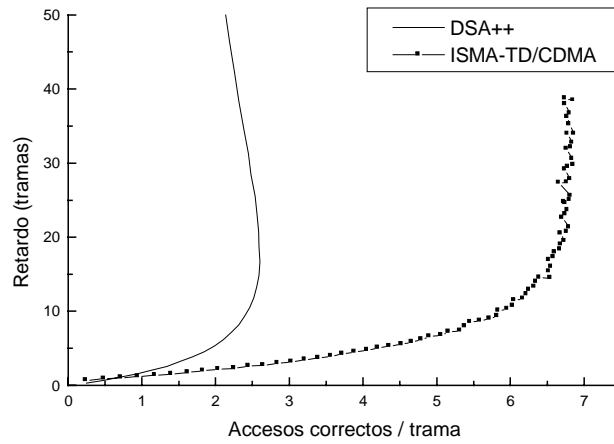


Figura 8.16 Throughput - retardo en el caso simétrico, para  $K$  dinámica

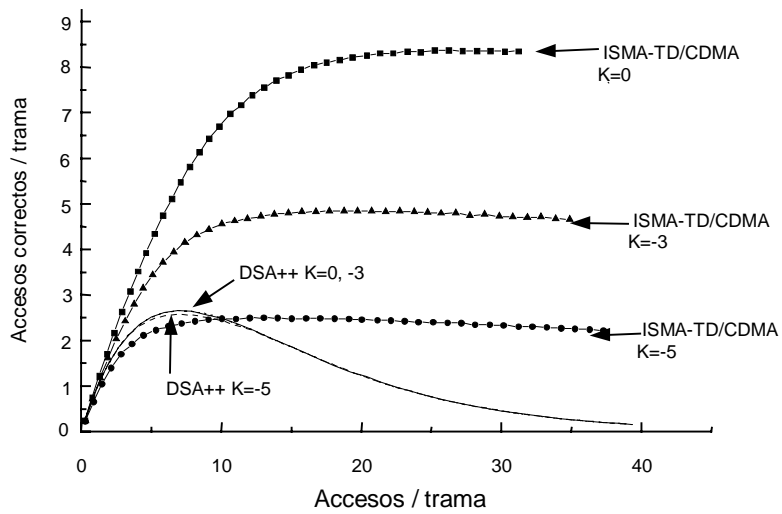


Figura 8.17 Throughput en el caso simétrico, para diferentes valores de  $K$  fija



### **8.3. Calidad de Servicio en TDD-TD/CDMA**

Cuando se desea mantener unas ciertas garantías de calidad de servicio en los mecanismos de transmisión de paquetes quizá el aspecto que cobra más relevancia, al margen del protocolo de acceso múltiple, es el algoritmo de gestión de recursos que se encarga de efectuar una ordenación adecuada de las transmisiones en función de las características de calidad que deban garantizarse para cada una. Sin embargo, no hay que olvidar la interrelación que se mostró en la Figura 7.8 entre el algoritmo de gestión de recursos y las diferentes funcionalidades como el protocolo de acceso o el control de admisión, pues las garantías de calidad de servicio deberán obtenerse como el resultado global de la aplicación de dichas funciones.

De este modo, conjuntamente con el algoritmo de gestión de recursos resultará interesante el uso de mecanismos para reducir la aleatoriedad del protocolo, como los ya presentados en el estudio FDD, basados en estrategias de sondeo sobre los diferentes terminales, que permitan mantener acotado bajo unos ciertos límites el retardo en el acceso al sistema, pues si no se efectuara un control adecuado sobre dicho retardo, aun disponiendo de un buen mecanismo de gestión de recursos podrían no mantenerse los requerimientos establecidos para la calidad de servicio, simplemente por la componente aleatoria intrínseca del protocolo de acceso.

De este modo, a lo largo de esta sección se planteará un algoritmo de gestión de recursos para ordenar eficientemente las transmisiones en un contexto TDD-TD/CDMA en conjunción con los protocolos de acceso ya presentados DSA++ e ISMA-TD/CDMA, los cuales serán complementados con un mecanismo de sondeo como el ya presentado en el estudio del entorno FDD en el capítulo 6.

#### **8.3.1. Algoritmo de gestión de recursos**

##### *8.3.1.1. Conjunto de recursos a gestionar*

A la hora de definir el conjunto de recursos que se deben gestionar entre los diferentes terminales para adecuar las transmisiones a la calidad de servicio que se deba garantizar es preciso tener en cuenta dos aspectos fundamentales:

- por un lado la propia limitación debida al número de recursos existente en el esquema TDD-TD/CDMA, con un conjunto específico de ranuras y códigos de ensanchado disponibles
- por el otro las limitaciones originadas por la componente CDMA del acceso que se traducen en una necesidad de regular la interferencia total generada.

Así pues, en relación a la primera limitación existe un total de  $N_{up}$  ranuras para el enlace ascendente y de  $N_{down}$  ranuras para el enlace descendente, dependiendo del grado de asimetría considerado, y con la posibilidad de efectuar hasta 16 transmisiones simultáneas en cada uno mediante los 16 códigos OVFSF de ganancia de procesamiento 16. De este modo, el número total de recursos disponible para el enlace ascendente será de  $16 \cdot N_{up}$  y de  $16 \cdot N_{down}$  para el descendente. Los recursos de una ranura pueden ser utilizados por terminales diferentes con el empleo de códigos diferentes o bien por un único terminal mediante el uso de diferentes ganancias de procesamiento (*multispreading*) o de diferentes códigos (multicódigo), siendo ambas posibilidades equivalentes en términos de consumo de recursos salvo por una

mejor granularidad que puede conseguirse mediante la técnica multicódigo, como ya se comentó en el apartado 7.2.2.1. A diferencia de lo que ocurre en UTRA TDD, en un contexto como UTRA FDD no existe una limitación tan rígida en lo que a número de códigos disponibles se refiere, por lo que el control de los recursos por parte del algoritmo de gestión estará mucho más orientado a la regulación de la interferencia que a la ocupación de los códigos.

En relación a la componente CDMA del esquema de transmisión, la necesidad de regular la interferencia del sistema impone un conjunto de restricciones al reparto de los recursos que debe efectuar el algoritmo de gestión, resultando en que no siempre todos los recursos existentes están disponibles para todos los terminales. En particular, las interferencias que deben tenerse en cuenta son las siguientes, además del posible efecto del ruido térmico, que en general será despreciable:

a) Interferencia intracelular: Dada la ortogonalidad de los códigos empleados dentro de una misma celda, conjuntamente con las estrategias de avance temporal así como el control de potencia en lazo abierto con prestaciones similares al control en lazo cerrado, esta interferencia presentará valores muy reducidos respecto de la interferencia proveniente de otras celdas.

b) Interferencia intercelular: En este caso la interferencia proviene de terminales de otras celdas cuya separación respecto de los terminales de la celda considerada vendrá únicamente motivada por la existencia de códigos de *scrambling* diferentes entre las distintas celdas, por lo que no se mantendrá la condición de ortogonalidad propia de la interferencia intracelular. Respecto a esta interferencia cabrá destacar las dos posibilidades ya vistas anteriormente:

- Interferencia en ranuras en el mismo estado de transmisión en todas las bases, esto es, ranuras que o bien se encuentran en el enlace ascendente o bien en el enlace descendente pero este rasgo es igual en todas las celdas. El efecto de esta interferencia se reflejará en una cierta limitación sobre el número máximo de transmisiones simultáneas o lo que es lo mismo, de recursos ocupados, que se puedan aceptar en una celda para mantener la interferencia generada en las celdas vecinas por debajo de un umbral máximo.

- Interferencia MS a MS y BS a BS, debida a diferentes asimetrías entre estaciones base vecinas. Si bien se ha visto que es posible mitigar esta interferencia mediante estrategias DCA adecuadas, como la repartición en función del avance temporal o de las pérdidas de propagación estimadas, en determinadas situaciones y para algunas ranuras, esta interferencia puede conducir a imposibilitar la transmisión en dichas ranuras, lo que se traduce en una reducción del número de recursos a repartir. Para el enlace ascendente, esta imposibilidad será la misma para todos los terminales, mientras que en el enlace descendente dependerá de cada terminal y de su posición relativa respecto de otras bases y terminales.

En todo caso, estas diferentes situaciones deberán ser detectadas mediante la realización de medidas de interferencia en los diferentes recursos existentes que deberán ser tenidas en cuenta por el procedimiento de gestión de recursos para saber en cada caso cuales son los recursos sobre los que debe efectuar la repartición de las transmisiones procurando que las posibles variaciones de interferencia que se generen hacia otras celdas sean lo menor posibles para mantener al máximo la validez de las medidas tomadas de una trama a la siguiente.

Así pues, como resultado del proceso de medidas que se haya efectuado relativo a la interferencia presente en el sistema en cada caso, el conjunto de recursos de partida de que dispone el algoritmo de gestión de recursos para efectuar el reparto es el que se muestra en la Figura 8.18 para el enlace ascendente, existiendo un total de  $N_{up}$  ranuras tras haber descontado las inutilizadas por la interferencia BS a BS, y un número máximo de códigos  $S$  que se pueden ocupar simultáneamente en cada ranura, en función de la interferencia intercelular máxima que se pueda generar hacia otras celdas. En general, el valor de  $S$  podría ser diferente para cada ranura considerada. Para el enlace descendente el esquema sería análogo con la peculiaridad de que el conjunto de ranuras inutilizadas sería diferente para cada terminal.

8.3.1.2. Descripción de las peticiones de transmisión

El algoritmo de gestión de recursos se efectuará trama a trama, para así dotar al sistema de una mayor capacidad de adaptación a la existencia de tráfico a ráfagas que pueda disponer de restricciones elevadas en términos de retardo. De este modo, es preciso disponer en cada trama de las necesidades de transmisión de los diferentes usuarios relativas a la siguiente trama para así poder efectuar el reparto de recursos.

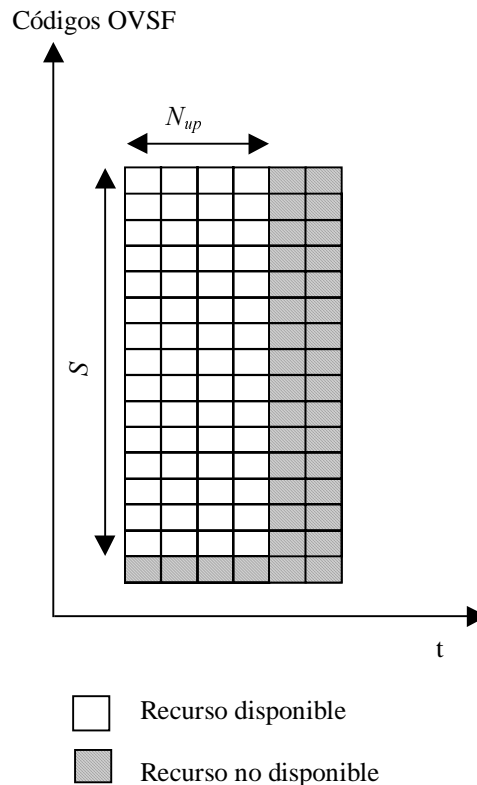


Figura 8.18 Recursos a repartir por el proceso de gestión de recursos

Dichas necesidades de transmisión las comunican los nuevos usuarios en el momento del acceso a través de la petición inicial, e irán siendo actualizadas por el propio algoritmo a medida que vayan siendo servidas en las sucesivas tramas. De este modo, la red sabrá en cada momento cuales son los requerimientos de cada terminal para la siguiente trama, en función de su petición inicial, de los recursos que se le hayan ido asignando en las transmisiones anteriores y de las posibles retransmisiones que hayan sido necesarias. Para aquellos terminales cuyas necesidades cambien a lo largo de la transmisión de un conjunto de paquetes, fundamentalmente debido a la llegada de nuevos paquetes para ser transmitidos, es

posible que comuniquen dichos cambios al efectuar una transmisión, lo que permitirá que se modifique el listado de necesidades de transmisión en la red de cara a la aplicación del algoritmo de gestión de recursos.

Así pues, el algoritmo de gestión de recursos, tanto en el enlace ascendente como en el descendente, se puede ejecutar en cada trama partiendo del conjunto de necesidades de transmisión para la siguiente trama de los diferentes usuarios, lo que se ha dado en llamar *peticiones*. Nótese que mediante la actualización apropiada de las diferentes peticiones a medida que sus requerimientos se van satisfaciendo se puede independizar la ejecución del algoritmo de gestión de recursos de una trama a la siguiente, lo que simplifica su diseño. En la Figura 8.19 se muestra la interrelación entre las diferentes fases del algoritmo de gestión de recursos: en una trama dada, a partir de los recursos disponibles y de las peticiones existentes, tanto de nuevos usuarios como peticiones antiguas, se efectúa en primer lugar una priorización según un cierto criterio y a partir de esta priorización se lleva a cabo el reparto o distribución de recursos, tras el cual los terminales pueden proceder a efectuar sus transmisiones. Entonces, de cara a la trama siguiente se actualizan las peticiones antiguas, tanto si han podido recibir algún tipo de servicio como si han sido postergadas, descontando los paquetes que hayan sido correctamente enviados y actualizando los diferentes temporizadores que pudieran existir. Así, en la trama siguiente el proceso se repetirá partiendo nuevamente de las peticiones existentes y de la tabla de recursos disponible actualizada según las posibles variaciones que hayan acontecido por las interferencias del sistema.

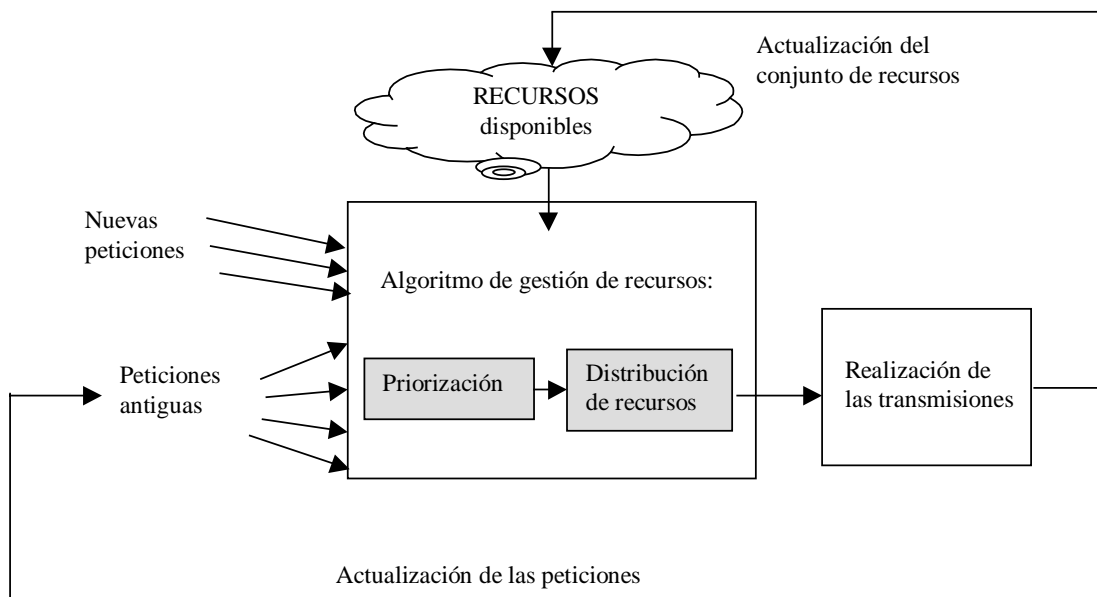


Figura 8.19 Procedimientos del algoritmo de gestión de recursos

A modo de ejemplo, supóngase que en un momento dado existen en el sistema 3 peticiones, correspondientes a 3 usuarios. El usuario 1 requiere del envío de 1000 bits, el usuario 2 de 500 bits y el usuario 3 de 2000 bits. En función de algún cierto criterio a definir, como por ejemplo los requerimientos de retardo de cada una o el volumen de información a transmitir, las tres peticiones se priorizan y el algoritmo de gestión les asigna recursos para la siguiente trama. Así, supóngase que a cada usuario se le permite transmitir 500 bits, que son correctamente enviados. Esto supondrá que de cara a la siguiente trama, al margen de nuevas peticiones que lleguen de otros usuarios, se deberán actualizar las peticiones de los usuarios 1 y 3 que pasarán a ser de 500 y 1500 bits respectivamente, mientras que la petición del usuario 2 ya se habrá completado y desaparecerá del conjunto de peticiones. Por otro lado, la

actualización del conjunto de recursos disponibles se llevaría a cabo en función de las medidas de interferencia que pudieran realizarse, y que por ejemplo podrían conducir a declarar una cierta ranura como no utilizable para alguno de los usuarios si se percibiera en ella una interferencia muy elevada.

Se distinguen los siguientes dos tipos de peticiones entre las que se deben repartir los recursos mediante el algoritmo de gestión:

#### 8.3.1.2.1. Peticiones básicas

Son aquellas de los nuevos usuarios o las que se van actualizando a medida que se asignan los recursos, y contienen las necesidades de transmisión de los diferentes usuarios. En relación a estas peticiones, es preciso que la estación base conozca, para cada una de ellas, la siguiente información:

- a) Identificador del usuario y clase de usuario según su calidad de servicio (usuario con alta restricción de retardo, con baja restricción, usuario *best effort*, ...)
- b) Número de recursos que se necesitan,  $x$ , que se puede calcular a partir del número de bits totales que se deben transmitir y del número de bits que pueden transmitirse en un recurso,  $L_b$ :

$$x = \left\lceil \frac{\text{Bits totales}}{L_b} \right\rceil \quad (8.3)$$

La unidad de recurso se define como una ranura y un código OVVSF de ganancia de procesado máxima, 16, por lo que, tomando la ráfaga de tipo 1 para UTRA TDD, el valor de  $L_b$  es de 244 bits [89]. A efectos de nomenclatura, se denominará *paquete* a esta cantidad de información.

- c) *Timeout*: tiempo de vida que le queda a la información que se desea enviar, medido en tramas, según la calidad de servicio específica para dicha información.
- d)  $M$ : Número máximo de recursos que puede utilizar simultáneamente un terminal. Si no se tiene en cuenta ningún tipo de limitación específica para algún tipo concreto de terminal, este valor sería 16, puesto que cualquier terminal, a priori, podría trabajar con un código de ganancia de procesado igual a 1 equivalente al consumo de 16 recursos.
- e) Parámetros para el DCA: esta información puede ser necesaria de cara a efectuar un reparto de los recursos teniendo en cuenta criterios de asignación dinámica de canales como los anteriormente presentados. Así, incluiría medidas como el avance temporal, medidas de interferencia o de pérdidas de propagación, ... Nótese que este tipo de información puede ser aportada por el terminal o bien por la propia estación base. Para las peticiones relativas al enlace descendente, en las que, debido a la interferencia MS a MS puede ocurrir que ciertas ranuras no estén disponibles para todos los terminales, también será necesario disponer de un conocimiento sobre cuales son los recursos que no pueden ser asignados a cada terminal.

Existirá un conjunto de peticiones básicas tanto para el enlace ascendente como para el enlace descendente, y mientras que las primeras deberán ser esencialmente aportadas por los terminales según sus necesidades y en consecuencia deberán pasar por el protocolo de acceso múltiple hasta llegar al gestor de recursos, con el consiguiente retardo de acceso, las segundas serán conocidas por la red de antemano, sin necesidad del protocolo de acceso múltiple.

## 8.3.1.2.2. Peticiones de sondeo

Las fuentes de datos acostumbran a tener una naturaleza de generación de tráfico a ráfagas, alternándose períodos en los que llegan varios mensajes con poca separación temporal con otros en los que la fuente presenta menos actividad. A modo de ejemplo, piénsese en una transferencia de ficheros FTP, que utiliza el protocolo TCP y que, por lo tanto, debido a la actividad de las ventanas de congestión y de transmisión, genera conjuntos de paquetes a medida que recibe reconocimientos del extremo receptor opuesto. Esto origina un cierto espaciado temporal entre los segmentos de información generados para un mismo fichero transferido cuya variabilidad dependerá de las condiciones de congestión que surjan en la transmisión extremo a extremo.

Dado que la calidad de servicio debe ser garantizada durante toda la transferencia una vez el control de admisión ha dado permiso al terminal para entrar en el sistema, debe poder asegurarse a los terminales que, tras haber efectuado la transmisión de un mensaje, puedan acceder nuevamente a los recursos cuando requieran la transmisión de un nuevo mensaje, comunicando sus nuevas necesidades de transmisión. Sin embargo, si estos accesos se intentan llevar a cabo por una vía convencional basada en acceso aleatorio como los protocolos DSA++ o ISMA-TD/CDMA, la calidad no puede ser garantizada al no existir una cota superior del retardo de acceso.

Para solventar este problema, se propone complementar los protocolos analizados con una estrategia de sondeo hacia aquellos usuarios que recientemente hayan enviado su último paquete, de forma análoga a como se hizo en el capítulo 6 dentro del estudio de la calidad de servicio en el contexto FDD. En concreto, el procedimiento de sondeo propuesto se basa en los siguientes puntos, como se pretende esquematizar en la Figura 8.20:

- reserva de un recurso cada  $P_{poll}$  tramas después de la transmisión del último paquete de un cierto usuario. En el caso de que dicho usuario disponga de nuevas necesidades de transmisión, hará uso del recurso reservado para comunicarlas y para empezar a transmitir parte de la información en dicho recurso. Por el contrario, si no dispone de más paquetes para transmitir, se mantendrá en silencio. La reserva supondrá un recurso en el enlace ascendente y otro en el descendente, este último de cara a disponer de un canal por el que comunicar los reconocimientos, el avance temporal u otras informaciones de control.

- una vez superado un máximo de  $N_{pmax}$  sondeos sin respuesta, ya no se efectuarán más reservas hacia el terminal en cuestión, asumiéndose que dicho terminal ha finalizado su sesión.

Los parámetros  $P_{poll}$  y  $N_{pmax}$  serán dependientes de la clase de servicio y deberán tener en cuenta características de las fuentes de tráfico como el tiempo entre llegadas y el máximo retardo permitido.

El mecanismo de sondeo no debe contemplarse como la única vía para regresar al sistema de aquellos terminales que hayan efectuado una transmisión, sino que, en cualquier caso, un terminal que disponga de nueva información para transmitir, puede hacer uso del protocolo de acceso aleatorio en caso de que no exista ningún sondeo hacia él. La diferencia es que dicho acceso aleatorio no proporciona ningún tipo de garantía de servicio, por lo que el mecanismo de sondeo debe verse únicamente como una última posibilidad para acotar el retardo de acceso.

La notificación del sondeo en DSA++ no requiere de un mecanismo especial, pues simplemente con la indicación de la asignación de recursos para la siguiente trama tendría suficiente un usuario para determinar que se le efectúa un sondeo. Por el contrario, en ISMA-TD/CDMA, sería necesario comunicar estas reservas a través de canales comunes tipo *paging* que se enviarían en la ranura de difusión, pues el canal común especificado en el protocolo únicamente indica los recursos ocupados, pero no el identificador de los usuarios que los ocupan.

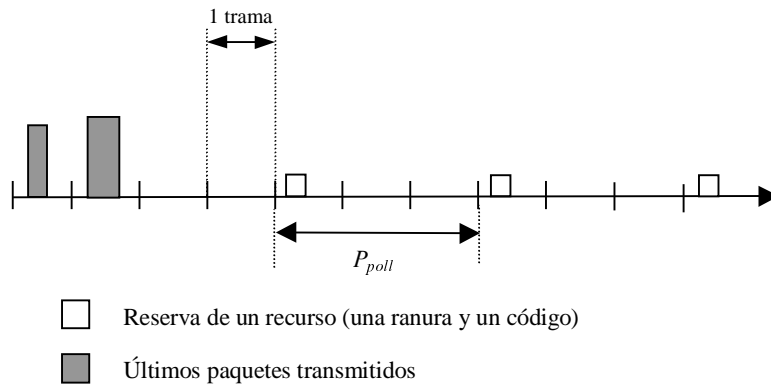


Figura 8.20 Funcionamiento del mecanismo de sondeo en TDD-TD/CDMA

A efectos del algoritmo de gestión de recursos, los sondeos se consideran como peticiones cuyo contenido es el siguiente:

- a) Identificador del usuario
- b) Número de recursos que deben reservarse, que es  $x=1$  pues sólo se pretende reservar un recurso a efectos del sondeo
- c) *Timeout* de valor 1 trama, pues el sondeo debe efectuarse siempre en la trama siguiente para garantizar que el retardo de acceso esté acotado por el período de sondeo.
- d) Parámetros para el DCA, de cara a efectuar la reserva de un recurso adecuado desde el punto de vista de interferencia. Debe tenerse en cuenta que, dado que el sondeo va dirigido a terminales cuya última transmisión ocurrió unas cuantas tramas antes, las medidas que puedan disponerse de avance temporal o de interferencia pueden ser diferentes de las actuales. Sin embargo, pueden emplearse como una primera aproximación para efectuar la asignación hasta disponer de nuevas medidas.

Debe puntualizarse que, a diferencia del mecanismo que se planteó en el esquema FDD, en que los terminales mantenían su código tras un cierto número de tramas  $N_f$  después de su última transmisión, en TDD no se emplea esta opción. La razón fundamental de esta opción en FDD es la de poder hacer frente a posibles retransmisiones del último paquete, en caso de que este llegara erróneamente, pues la estructura de trama de FDD no permite obtener el reconocimiento de una transmisión hasta la trama siguiente en que se ha efectuado, por lo que se ha de disponer del recurso a lo largo de dicha trama siguiente. Por el contrario, en TDD, el reconocimiento de un paquete transmitido en el enlace ascendente puede enviarse en el segmento temporal correspondiente al enlace descendente de la misma trama, con lo que la reserva en la trama siguiente puede supeditarse al valor de dicho reconocimiento. Otro de los motivos de esta opción en FDD era la de disponer del código ante la llegada de paquetes en

las primeras tramas tras el envío del último paquete; respecto a esto, cabe puntualizarse que una de las diferencias entre FDD y TDD consiste en que el número de códigos de FDD no presenta una limitación rígida a nivel de sistema, pues no se especifica el número máximo de códigos de *scrambling* que puedan existir en una base, de modo que la gestión de recursos se debe orientar más al control de la interferencia que al control de la ocupación de códigos, menos limitativo, con lo que no importa excesivamente si un usuario mantiene un código durante un tiempo un poco superior al estrictamente necesario. Por el contrario, en TDD el número de recursos disponible está perfectamente limitado, con lo que es importante efectuar no sólo una gestión a nivel de interferencia sino también a nivel de la ocupación de los recursos, por lo que el mantenimiento de un recurso por parte de un terminal sin necesitarlo, puede traducirse en un desaprovechamiento más significativo de los recursos.

### 8.3.2. Algoritmo WISPER

Un algoritmo de gestión de recursos para sistemas TD/CDMA que ha aparecido recientemente en la literatura y que es fácilmente adaptable a las características del entorno TDD-TD/CDMA como UTRA TDD es el denominado algoritmo WISPER, presentado por I.F. Akyldiz y otros en [85], y que permite realizar una distribución adecuada de ranuras y códigos entre los diferentes usuarios en cada trama para maximizar el *throughput* total del sistema. A continuación se presenta el mecanismo de funcionamiento de dicho algoritmo como base de su estudio en el entorno TDD-TD/CDMA considerado.

Debe especificarse que, partiendo de la estructura de recursos disponible detallada anteriormente, con  $N_s$  ranuras para repartir y un máximo de  $S$  recursos simultáneos que pueden asignarse en cada ranura para mantener regulada la interferencia, y del conjunto de peticiones que deben ser servidas, el procedimiento de este algoritmo es igualmente válido tanto para el enlace ascendente como para el enlace descendente.

Como ocurre en la mayoría de algoritmos de gestión de recursos, el proceso que se sigue para llevar a cabo la gestión de recursos consta de las etapas de priorización y de distribución de recursos, que a continuación se describen.

#### 8.3.2.1. Priorización.

Partiendo de la lista de peticiones existente, incluyéndose las peticiones básicas y las peticiones de sondeo, para cada petición se calcula un valor de prioridad  $\phi$  dependiente del número de recursos requeridos,  $x$ , del *timeout*  $TO$  medido en tramas hasta expirar el retardo máximo establecido por la calidad de servicio, del máximo número de recursos simultáneos  $M$  que el terminal en cuestión puede utilizar, y del número de ranuras a repartir existente  $N_s$  en una trama ( $N_s=N_{up}$  para el enlace ascendente y  $N_s=N_{down}$  para el descendente) a través de la siguiente expresión:

$$\phi = \min \left( N_s, \left\lceil \frac{x/M}{TO} \right\rceil \right) \quad (8.4)$$

Esencialmente, esta definición de la priorización representa el número de ranuras por trama que deberían ser asignados a la petición considerada para que, asumiendo que transmitiera cada vez a su máxima capacidad  $M$ , se apurara al máximo el retardo permitido, es decir, que el retardo fuera igual al valor del *timeout*. Efectivamente, si se requieren un total de



$x$  recursos, y en cada ranura se emplean  $M$ , para agotar el temporizador  $TO$  sería necesario que en cada una de las tramas restantes hasta expirar  $TO$  se asignaran  $\lceil x/M \rceil / TO$  ranuras. En cualquier caso, se establece siempre que este número de ranuras sea a lo sumo el número máximo de ranuras que se pueden repartir en una trama, esto es  $N_s$ .

A partir de esta priorización, se calcula el número de paquetes  $N$  que se enviarían en la siguiente trama caso de aceptarse la petición, que sería:

$$N = \min(\lceil \phi \rceil M, x) = \min(\lceil \phi \rceil 16, x) \quad (8.5)$$

Respecto del valor de  $M$ , es un parámetro genérico del algoritmo que refleja la posibilidad de que un terminal no pueda, por limitaciones físicas, hacer uso de todos los recursos de una cierta ranura, por ejemplo porque empleara transmisión multicódigo con un cierto número máximo de códigos simultáneo. De todas formas, obsérvese que en el entorno TDD-TD/CDMA considerado siempre es posible para un terminal hacer uso de transmisión con  $G_p=1$ , lo que supone consumir los 16 recursos de la ranura, por lo que se tomará el caso que  $M=16$ .

Así, como resultado de la priorización, de la petición se ha obtenido un conjunto de  $N$  paquetes con prioridad  $\phi$ , siendo cada paquete la cantidad de información que se puede enviar en un recurso.

Dado que  $N$  puede ser menor que  $x$ , con los paquetes restantes de la petición se sigue un proceso similar, recalculando la prioridad con los  $x'=x-N$  paquetes restantes y el nuevo valor del número de paquetes  $N'$  que se enviarían, obteniéndose un nuevo conjunto de  $N'$  paquetes con prioridad  $\phi'$ . El proceso se repite sucesivamente hasta que se hayan considerado todos los paquetes de la petición, de modo que ésta habrá quedado subdividida en diversos conjuntos de paquetes de diferentes prioridades.

### 8.3.2.2. Distribución de recursos

A partir de los diferentes conjuntos de paquetes, este segundo proceso consiste en distribuir dichos paquetes dentro de la estructura de ranuras y códigos disponibles. Para ello se sigue el siguiente proceso:

- 1.- Se toma el conjunto de paquetes de prioridad máxima de entre todos los existentes.
- 2.- Para dicho conjunto se ubican sus  $N$  paquetes, si es posible, entre las diferentes ranuras y códigos, y se borra el conjunto de la lista.
- 3.- Se regresa al paso 1 hasta que se hayan ocupado todos los recursos o bien se hayan distribuido todos los conjuntos de paquetes de la lista.
- 4.- Aquellas peticiones que no hayan podido ser servidas en la trama actual pasan automáticamente a la siguiente trama, con la consiguiente actualización del valor del *timeout*.

Debe puntualizarse que todo usuario al que se le proporcione un recurso en uno de los dos enlaces deberá disponer de un recurso en el enlace contrario para poder efectuar el control sobre el avance temporal y sobre los reconocimientos, lo que debe ser considerado en las asignaciones llevadas a cabo por el algoritmo de gestión de recursos. En el caso ISMA-

TD/CDMA, por ejemplo, este hecho se refleja en el recurso del enlace descendente que los terminales seleccionan en su acceso.

En cualquier caso, para seleccionar la ranura más apropiada para cada conjunto de paquetes, cuando existan diversas posibilidades para escoger, se tendrán en cuenta los siguientes criterios, no considerados en el algoritmo original de Akyldiz:

- a) La ranura ocupada en la trama anterior por cada usuario, procurando que se mantengan los mismos, de modo que se minimice la posibilidad de cambiar a un usuario de ranura. Este aspecto aplica especialmente cuando se haga uso del protocolo DSA++, puesto que contempla una reasignación de recursos trama a trama. Para más detalles en la asignación de ranuras, en la sección 8.3.4 se plantearán algunos aspectos específicos a tener en cuenta al integrar el algoritmo de gestión de recursos con el protocolo de acceso empleado.
- b) El mecanismo de asignación DCA empleado, ya sea mediante avance temporal o bien mediante distribución por criterio de potencia, de modo que se mantenga regulada la interferencia MS a MS y BS a BS.
- c) Se tratará de asignar a un usuario el mínimo número de ranuras posible, de modo que la actividad de un usuario se concentre al máximo en la utilización de códigos dentro de una misma ranura, lo que permitirá a los terminales disponer de períodos de inactividad para efectuar medidas de otras celdas o simplemente de cara a un menor consumo energético.

### 8.3.2.3. Ejemplo de priorización y distribución de recursos

Con objeto de facilitar la comprensión del mecanismo de priorización especificado por el algoritmo WISPER, a continuación se presenta un ejemplo en una estructura de trama con  $N_s=4$  ranuras pudiéndose ocupar, por motivos de interferencia, hasta  $S=4$  códigos en cada una, en la que existen en un momento dado las 6 peticiones siguientes:

P1:  $x=4$  recursos,  $TO=1$ ,  $M=2$  recursos simultáneos.

P2:  $x=3$  recursos,  $TO=2$ ,  $M=2$  recursos simultáneos.

P3:  $x=3$  recursos,  $TO=1$ ,  $M=3$  recursos simultáneos.

P4:  $x=4$  recursos,  $TO=1$ ,  $M=3$  recursos simultáneos.

P5:  $x=3$  recursos,  $TO=1$ ,  $M=3$  recursos simultáneos.

P6:  $x=4$  recursos,  $TO=3$ ,  $M=3$  recursos simultáneos.

Recuérdese que los valores de  $M$  reflejan el número máximo de recursos que cada usuario puede emplear simultáneamente debido a sus propias limitaciones físicas, motivadas por ejemplo por el número máximo de códigos que se puedan emplear en paralelo.

Si se aplica el proceso de priorización sobre P1 se obtiene un valor de prioridad  $\phi=2$  correspondiente a un conjunto de  $N=4$  paquetes que serían transmitidos con esta prioridad (uno en cada recurso) si la petición se aceptara. Así, estarían contemplados los 4 paquetes de esta petición.

Para la petición P2 se obtiene un valor de prioridad  $\phi=1$  correspondiente a un conjunto de  $N=2$  paquetes. Así pues, restaría un paquete por contemplar en esta petición, hasta los 3 que se desean enviar. Por lo tanto, se recalcula la prioridad con  $x'=1$ ,  $TO=2$  y  $M=2$ , obteniéndose  $\phi'=0.5$  y  $N'=1$ . Así pues, la petición P2 ha quedado subdividida en dos conjuntos de paquetes, P2-1 y P2-2, con dos prioridades diferentes.

Procediendo de la misma manera para el resto de peticiones se llegaría finalmente a los siguientes conjuntos de paquetes:

P1-1:  $\phi=2$ ,  $N=4$ ,  $M=2$ .

P2-1:  $\phi=1$ ,  $N=2$ ,  $M=2$ .

P2-2:  $\phi=0.5$ ,  $N=1$ ,  $M=2$ .

P3-1:  $\phi=1$ ,  $N=3$ ,  $M=3$ .

P4-1:  $\phi=2$ ,  $N=4$ ,  $M=3$ .

P5-1:  $\phi=1$ ,  $N=3$ ,  $M=3$ .

P6-1:  $\phi=0.66$ ,  $N=3$ ,  $M=3$ .

P6-2:  $\phi=0.33$ ,  $N=1$ ,  $M=3$ .

Tras este proceso de priorización se iniciaría la distribución de recursos, empezando por el conjunto de prioridad máxima. Así, el primer conjunto a asignar es P1-1, los 4 paquetes del cual se pueden distribuir por ejemplo en las dos primeras ranuras de la trama (TS1 y TS2) pues únicamente permite  $M=2$  recursos simultáneos (se prescinde en este ejemplo de las restricciones relativas a la estrategia DCA, por lo que cualquier terminal puede asignarse en cualquier ranura o código). Tras esto, se proseguiría con P4-1, cuyos 4 paquetes se pueden ubicar, por ejemplo, a razón de tres paquetes en la tercera ranura (TS3) y uno en la cuarta (TS4), pues en este caso la limitación del número máximo de recursos simultáneos es de 3. La distribución resultante hasta el momento puede apreciarse en la Figura 8.21-(a).

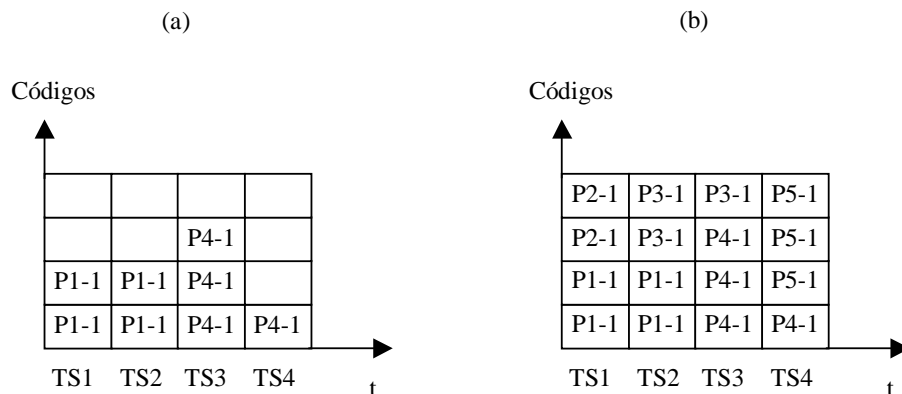


Figura 8.21 Ejemplo de funcionamiento del algoritmo WISPER

A continuación se ubicarían los 2 paquetes del conjunto P2-1, por ejemplo en los dos códigos sobrantes de la primera ranura, y se proseguiría con el conjunto P3-1, cuyos 3

paquetes se ubicarían entre la segunda y la tercera ranuras. Siguiendo con las prioridades establecidas, se ubicarían los tres paquetes del conjunto P5-1 en la última ranura, de modo que se llegaría a la distribución que puede apreciarse en la Figura 8.21-(b). Como puede apreciarse, todos los recursos están ocupados a partir de este instante, con lo que los conjuntos P2-2, P6-1 y P6-2 deberán esperar a la próxima trama, lo que supone que las peticiones P2 y P6 deban actualizar adecuadamente su *timeout* y el número de recursos requeridos.

### 8.3.3. Algoritmo WISPER con doble *timeout*

El algoritmo WISPER anteriormente explicado únicamente permite regular el retardo máximo de entrega de un paquete, pero no permite actuar sobre la distribución estadística de dicho retardo. Por este motivo, al margen de la adaptación a los protocolos de acceso ISMA-TD/CDMA y DSA++, en este trabajo se propone una modificación consistente en aplicar una estrategia de doble *timeout*, esto es, definir dos *timeouts*  $TO_1$  y  $TO_2$  para cada petición. Esta característica permite añadir al sistema un nuevo grado de libertad para tratar de modelar hasta cierto punto la distribución estadística del retardo y acotar no sólo el retardo máximo sino también reducir el retardo medio de transmisión. Así, mediante esta estrategia, el *timeout*  $TO_2$  depende directamente del retardo máximo que se desee tolerar mientras que el *timeout*  $TO_1$  es un parámetro para modelar la función de distribución del retardo de transmisión y por lo tanto en cierto modo el retardo medio.

La idea es que ambos *timeouts* se reduzcan en una unidad por cada trama que transcurra, permitiéndose que lleguen a 0 e incluso que tomen valores negativos. De este modo, la priorización se llevaría a cabo de la forma siguiente:

- Si  $TO_1 > 0$ , se prioriza según  $TO_1$ , con la expresión anteriormente definida

$$\phi = \min \left( N_s, \frac{\lceil x/M \rceil}{TO_1} \right) \quad (8.6)$$

- Si  $TO_1 \leq 0$ , esto es, si el *timeout* 1 expira, se prioriza según  $TO_2$ , con la expresión anteriormente definida, a la que habría que añadir un factor multiplicativo creciente con el número de tramas que han pasado desde la expiración de  $TO_1$ , que no es más que el valor absoluto  $|TO_1|$ . De este modo, la priorización vendrá dada por:

$$\phi = \min \left( N_s, \frac{\lceil x/M \rceil (|TO_1| + 1)}{TO_2} \right) \quad (8.7)$$

Igualmente, en el caso de que los paquetes cuyo *timeout* expirase no se eliminen sino que lleguen tarde, se puede establecer una nueva priorización que incrementa cada vez más la prioridad a medida que transcurren tramas desde la expiración del segundo *timeout*  $TO_2$ . Así, la priorización para  $TO_2 \leq 0$  será:

$$\phi = \min \left( N_s, \lceil x/M \rceil (|TO_1| + 1)(|TO_2| + 1) \right) \quad (8.8)$$

Dejando al margen las priorizaciones, el resto del algoritmo, es decir, el cálculo del número de paquetes  $N$  y la posterior distribución de recursos, sigue las mismas reglas descritas en la sección 8.3.2.

#### **8.3.4. Interrelación entre el algoritmo de gestión de recursos, el protocolo de acceso múltiple y la estrategia DCA**

Tal como se puso de manifiesto en la Figura 7.8, la calidad de servicio en un sistema TDD-TD/CDMA es fruto de cuatro funcionalidades diferentes, como son el protocolo de acceso múltiple, el algoritmo de gestión de recursos, la estrategia DCA y el control de admisión, resultante este último de la evaluación de las anteriores bajo diferentes condiciones de tráfico ofrecido. Si bien estas funcionalidades presentan un alto grado de independencia en tanto que un protocolo de acceso puede ser utilizado con diferentes algoritmos de gestión de recursos o con diferentes estrategias DCA, también existen algunos puntos de interrelación que deben ser tenidos en consideración al abordar el diseño del sistema dependiendo de los protocolos o algoritmos seleccionados. Estos puntos son los que se pretenden destacar en el presente apartado.

##### *8.3.4.1. Interrelación entre el algoritmo de gestión de recursos y el protocolo de acceso múltiple*

Los aspectos a tener en cuenta relativos a la relación entre el algoritmo de gestión de recursos considerado y los protocolos DSA++ e ISMA-TD/CDMA son los siguientes:

1) El protocolo DSA++ se basa en la posibilidad de reasignar los recursos (ranura / código) trama a trama, comunicando el resultado de dicha reasignación a través de un canal común, de modo que cualquier usuario que haya logrado acceder al sistema puede saber de qué recursos dispone para la siguiente trama. Desde este punto de vista, el protocolo de acceso DSA++ no impone ninguna restricción sobre el algoritmo de gestión para determinar los recursos que se asignan a cada terminal.

2) Con respecto al protocolo ISMA-TD/CDMA, tal y como ha sido diseñado, los terminales seleccionan al acceder un cierto recurso (ranura / código) del enlace ascendente y un cierto recurso del enlace descendente. A través de este último se llevará a cabo la confirmación del acceso y se mantendrá mientras el terminal disponga de información para transmitir con objeto de notificar el resultado del algoritmo de gestión de recursos, los reconocimientos de las transmisiones del enlace ascendente y las reasignaciones que puedan producirse motivadas por la interferencia medida según el esquema DCA. Dicho esto, los aspectos a tener en cuenta por el algoritmo de gestión de recursos son los siguientes:

a) Los recursos del enlace ascendente y descendente seleccionados satisfactoriamente por un usuario serán marcados por la base como ocupados de modo que ningún otro terminal pueda acceder a ellos hasta que finalice la transmisión de dicho usuario. Por consiguiente, como resultado del protocolo de acceso, y al contrario que en DSA++, existe un cierto grado de asignación de recursos a usuarios que el algoritmo de gestión deberá tener en cuenta.

b) Cuando el algoritmo de gestión intente asignar recursos a un cierto terminal en el enlace ascendente, tras el proceso de priorización, siempre lo hará partiendo del conjunto ranura / código que el usuario seleccionó, determinando, según la cantidad de información a transmitir, la ganancia de procesado que puede aplicar o, en su defecto, si puede también hacer uso de otro código con otra ganancia de procesado (recuérdese que para el enlace

ascendente UTRA TDD establece que cada usuario puede emplear por ranura un máximo de dos secuencias código pero con diferentes ganancias de procesado [89]). En el caso de que con una única ranura no fuera suficiente según la cantidad de información que se le permite transmitir, se intentarán asignar recursos de otras ranuras.

c) En función de la priorización efectuada, y dadas las peculiaridades de los códigos OVSF, podría darse la circunstancia de que a un usuario no se le pudieran asignar recursos de la misma ranura que seleccionó inicialmente con el protocolo de acceso (supóngase por ejemplo que a otro usuario de mayor prioridad se le ha permitido transmitir en dicha ranura con una ganancia de procesado igual a 1, consumiendo por lo tanto los 16 recursos de la ranura). En este caso, y con objeto de mantener la priorización establecida, se intentará, puntualmente para la siguiente trama, asignar al usuario recursos de otra ranura.

d) La información relativa a los recursos que se le asignan a un móvil de cara a la siguiente trama viajará en el recurso que dicho móvil seleccionó para el enlace descendente. En cualquier caso, esta asignación de recursos al margen del que los seleccionados inicialmente mediante el protocolo de acceso únicamente será válida para la siguiente trama, pero no tiene por qué mantenerse durante el resto de tramas, sino que dependerá de la aplicación del algoritmo de gestión de recursos en cada caso.

e) El protocolo de acceso múltiple únicamente juega un papel cuando es el terminal quien desea enviar información, esto es, en el enlace ascendente. Cuando es la red la que desea transmitir información mediante el enlace descendente, basta con que a través de un canal común de *paging* se le asigne a un terminal un cierto recurso (ranura / código) del enlace descendente que sirva para notificar, a partir de ese momento, las sucesivas asignaciones de recursos para las siguientes tramas, operando igual que en el caso del envío de información en dirección ascendente.

f) El mecanismo de generación de los códigos OVSF presenta repercusiones en el uso de transmisión con ganancia de procesado múltiple en tanto que la asignación de ciertos códigos a un usuario puede repercutir sobre los recursos que puedan asignarse a otros. Este aspecto debe tenerse especialmente en cuenta cuando se deseen asignar circuitos, es decir, recursos permanentemente ocupados como por ejemplo de voz, en ranuras en las que existan usuarios ISMA, que disponen de recursos adquiridos pero que no utilizan permanentemente. Igualmente, es un aspecto que puede considerarse para incluso modificar adecuadamente la selección de código efectuada por los usuarios ISMA utilizando la confirmación del acceso realizada en el enlace descendente.

Para comprender mejor esta última problemática, considérese el siguiente ejemplo, ilustrado en la Figura 8.22, en la que se han representado, para una cierta ranura, los 8 primeros códigos OVSF de ganancia de procesado  $G_p=16$ , de entre el total de 16 códigos existente, correspondientes cada uno a un recurso. Supóngase que el usuario  $i$ -ésimo, según el protocolo ISMA dispone del código  $C_3$ , y que no existe ningún otro usuario ISMA en la ranura presentada. Según la estructura de códigos OVSF, si este usuario trabajara con  $G_p=8$  sería equivalente a ocupar los recursos  $C_2$  y  $C_3$ , si trabajara con  $G_p=4$  los recursos  $C_0$  a  $C_3$ , si trabajara con  $G_p=2$  los recursos  $C_0$  a  $C_7$  y si utilizara  $G_p=1$  dispondría de todos los recursos de la ranura. Supóngase ahora que se desea ubicar un circuito en esta ranura para el usuario  $j$ -ésimo. Si se escogiera el código  $C_2$  para dicho circuito, al quedar permanentemente asignado hasta el final de la llamada, se estaría impidiendo que el usuario  $i$ -ésimo pudiese emplear una  $G_p$  inferior a 16, con lo que se estarían limitando las posibilidades de dicho usuario. Del mismo modo, si se escogiera para el circuito  $C_0$  ó  $C_1$  se limitaría la ganancia de procesado del

usuario  $i$ -ésimo a valores superiores a 8. Así pues, en función del código que se asigne al nuevo usuario se está repercutiendo sobre el usuario ISMA, por lo que es preciso efectuar una selección inteligente de dicho recurso. En particular, en el ejemplo planteado, lo más adecuado sería asignar un recurso entre  $C_8$  y  $C_{16}$ , de modo que el usuario  $i$ -ésimo podría llegar a trabajar hasta con  $G_p = 2$  si fuera preciso. En el caso de no tratarse de un circuito sino de un nuevo usuario ISMA, el problema es menor, pues dicho usuario sólo ocupará su recurso cuando el algoritmo de gestión de recursos lo permita, y éste ya habrá tenido en cuenta si el usuario  $i$  transmite y con qué ganancia de procesamiento lo hace. Sin embargo, para mejorar la flexibilidad del algoritmo y evitar así limitaciones innecesarias en la ganancia de procesamiento de los usuarios involucrados, también es conveniente distribuir los códigos inteligentemente en este caso.

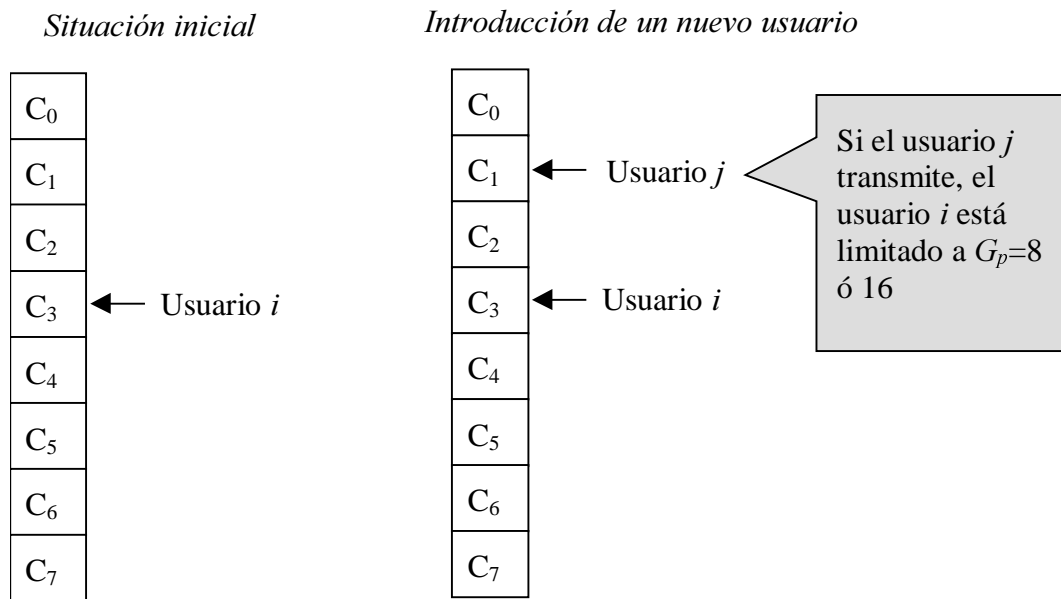


Figura 8.22 Ejemplo para ilustrar la asignación de códigos OVSF

De acuerdo a esta limitación, el procedimiento para asignar un nuevo circuito en el caso de emplearse ISMA-TD/CDMA se podría resumir en los pasos siguientes:

- Se selecciona la ranura según los criterios relativos a la asignación DCA.
- Una vez seleccionada la ranura, se detectan los usuarios ISMA de dicha ranura y se selecciona un código libre de modo que se minimice la ganancia de procesamiento mínima que cualquiera de los usuarios ISMA presentes podría utilizar. Esto es equivalente a recorrer los códigos de la ranura buscando el conjunto mayor de  $K$  códigos sin ningún usuario ISMA (siendo  $K$  potencia de 2), y asignar uno de ellos al nuevo usuario. Dicho de otro modo, se miraría primero si hay 16 códigos sin usuarios ISMA, escogiéndose uno cualquiera en este caso. En caso contrario, se miraría si los códigos de  $C_0$  a  $C_7$  están libres o bien si lo están los códigos de  $C_8$  a  $C_{15}$ , escogiéndose uno de ellos en caso afirmativo. Sino, se mirarían los códigos  $C_0$  a  $C_3$ ,  $C_4$  a  $C_7$ , ... y así sucesivamente hasta encontrar el conjunto mayor de códigos libres, del cual se seleccionaría uno para el nuevo usuario.

En el caso de emplearse el protocolo DSA++, el aspecto comentado es menos relevante dada la capacidad prevista en el protocolo para reasignar los recursos trama a trama,

aunque el uso de mecanismos como el descrito puede permitir una reducción en el número de cambios a realizar en las asignaciones de una trama a la siguiente.

#### 8.3.4.2. Interrelación con la estrategia DCA empleada

Algunos aspectos a tener en consideración cuando se desee integrar una estrategia DCA como la basada en avance temporal o en niveles de potencia con el protocolo de acceso múltiple y el algoritmo de gestión de recursos son los siguientes:

1) Debe existir en primer lugar una actuación preventiva *a priori* frente a la interferencia intercelular, que pase por intentar distribuir los terminales según el criterio DCA utilizado. Desde este punto de vista, es preciso distinguir entre los dos protocolos de acceso considerados:

a) Con DSA++ no existe limitación alguna pues los usuarios acceden siempre a través del canal RACH y por lo tanto el sistema puede distribuirlos adecuadamente en cada trama según la estrategia considerada.

b) Con ISMA-TD/CDMA los terminales efectúan directamente la selección inicial de ranura. En el caso de emplearse la distribución basada en avance temporal no pueden conocer cual es la ranura más apropiada según el criterio DCA, ya que el avance temporal sólo puede ser conocido por la red. Así, una posibilidad sería hacer uso del recurso seleccionado en el enlace descendente para, en la confirmación de acceso, modificar la selección de recurso efectuada en el ascendente. A modo de ejemplo, si un terminal seleccionara una ranura separada de la que le correspondería según el mecanismo de avance temporal por un número de ranuras superior a un cierto umbral el sistema podría decidir asignarle la ranura según el avance temporal en lugar de la seleccionada por el protocolo. Otra posibilidad que podría contemplarse sería que los terminales intentaran acceder escogiendo la última ranura que tuvieron asignada en anteriores transmisiones, entendiendo que podría constituir una selección apropiada si la posición no se hubiese modificado en exceso.

c) En el caso de emplearse la distribución basada en potencias los terminales sí que podrían estimar las pérdidas de propagación con respecto de su base a partir de medidas del canal de difusión en el enlace descendente y a partir de aquí en ISMA-TD/CDMA seleccionar apropiadamente la ranura según el criterio DCA.

2) En segundo lugar, el esquema DCA debe dar lugar a una actuación *a posteriori*, tratando de corregir posibles problemáticas que surjan con la dinámica del sistema. Esencialmente, dicha actuación tendrá que estar basada en medidas que se lleven a cabo tanto en los terminales como en la red. En particular, los siguientes aspectos se deben tener en consideración:

a) Se deben detectar las posibles variaciones en la medida que establece el criterio DCA (esto es, cambios en el avance temporal o en la atenuación observada) para efectuar las reasignaciones correspondientes. En el caso de ISMA-TD/CDMA estas reasignaciones se comunicarán a través del recurso seleccionado en el enlace descendente, mientras que en el caso de DSA++ simplemente se tendrán en cuenta en la distribución de recursos que efectúa el algoritmo de gestión de recursos.



b) Se debe detectar la existencia de ranuras en el enlace ascendente que se reciban con un excesivo nivel de interferencia BS a BS pudiendo decidir inutilizar dichas ranuras para cualquier transmisión en las sucesivas tramas.

c) Respecto al enlace descendente, la interferencia MS a MS depende de las posiciones específicas de cada terminal, por lo que deben ser éstos los que, en base a medidas efectuadas, comuniquen si perciben alguna ranura con una interferencia excesiva para evitar que les sea asignada.

### 8.3.5. Análisis de prestaciones. Región de admisión

El algoritmo de gestión de recursos planteado se fundamenta en garantizar el valor del retardo máximo a partir del *timeout* de las peticiones, por lo que no garantiza de por sí el porcentaje preciso de paquetes que lleguen tarde por verse sobrepasado dicho retardo máximo, lo que constituye el concepto denominado como calidad de servicio *soft* (*soft QoS*). La manera de proporcionar este tipo de garantía vendrá dada por la evaluación del algoritmo bajo diferentes condiciones de número de usuarios de cada clase de servicio, de modo que se determinará el límite máximo de usuarios para cumplir dicha restricción. El control de admisión, posteriormente, será el encargado de que dicho límite no se vea superado. Así pues, a lo largo de este apartado se plantea la evaluación del esquema de gestión de recursos propuesto con doble *timeout* para diferentes cargas de tráfico y la consiguiente determinación de las regiones de admisión en cada caso.

#### 8.3.5.1. Estudio en ausencia de sondeo

En primer lugar, con el objetivo de verificar la influencia de la estrategia de sondeo aplicada sobre los dos protocolos de acceso múltiple considerados, se plantea el análisis del efecto conjunto del algoritmo de gestión de recursos planteado con dichos protocolos de acceso sin incorporar la estrategia de sondeo para acotar el retardo de acceso. De este modo, con el posterior estudio incorporando dicha estrategia se podrá verificar la ganancia aportada por este mecanismo.

El estudio de las prestaciones del presente esquema se llevará a cabo mediante la simulación y la consiguiente extracción de estadísticas del sistema bajo diferentes condiciones del número de usuarios, asumiendo en cada simulación que todos los usuarios se encuentran presentes en el sistema. De este modo, se puede estimar cual es el número máximo de usuarios de cada tipo que pueden tolerarse de forma que la degradación en la calidad de servicio ofrecida se encuentre por debajo de un cierto umbral específico según el requerimiento de *soft QoS* deseado. En el caso que aquí nos ocupa, se asumirá, sin pérdida de generalidad, el criterio de tolerar hasta un máximo del 5% de paquetes transmitidos que lleguen con un retardo superior al máximo establecido para cada clase de servicio, entendiéndose que se trata de servicios de datos en los que los paquetes nunca se pierden sino que puede aceptarse que lleguen tarde siempre que no se supere el umbral del 5%.

Se considerará en este estudio las siguientes dos clases de servicio, una con restricciones elevadas de retardo y otra con restricciones más relajadas:

- *Usuarios Long Delay*: usuarios con restricciones relajadas de retardo, con un retardo máximo de transmisión de valor 300 ms, por analogía con la clase de servicio LCD (*Long Constrained Delay*) de UMTS [73]. Se considerará un modelo de tráfico como el empleado en [88] donde cada usuario alterna períodos de actividad (ON) con períodos de inactividad (OFF)

ambos de duración exponencial de media 1 s. Durante los períodos de actividad, se producen llegadas de mensajes de longitud exponencial con una estadística de tiempo entre llegadas de Poisson. Para el enlace ascendente se asumirá una carga ofrecida media por usuario de 8 kb/s mientras que para el enlace descendente se considerará una carga ofrecida media de 20 kb/s, tratando así de reflejar una cierta asimetría en el tráfico generado.

- *Usuarios Low Delay*: usuarios con altas restricciones de retardo, considerándose un retardo máximo de transmisión de valor 50 ms, por analogía con la clase de servicio LDD (*Low Delay Data*) de UMTS [73]. Igual que en el caso anterior se considerará un modelo de tráfico en el que cada usuario alterna períodos de actividad (ON) con períodos de inactividad (OFF) ambos de duración exponencial de media 1 s. Durante los períodos de actividad, se producen llegadas de mensajes de longitud exponencial con una estadística de tiempo entre llegadas de Poisson, asumiéndose una carga ofrecida media por usuario para el enlace ascendente de 4 kb/s y de 10 kb/s para el enlace descendente.

Se hará uso del algoritmo de gestión de recursos con la estrategia de doble *timeout*, con los valores  $TO_1=200$  ms y  $TO_2=300$  ms para los usuarios *Long Delay*, mientras que  $TO_1=30$  ms y  $TO_2=50$  ms para los usuarios *Low Delay*, según los requerimientos de retardo máximo específicos para cada clase de servicio.

Para las simulaciones se ha tomado una estructura de trama TDD con 5 ranuras para el enlace ascendente (incluyendo la ranura del canal RACH) y 10 ranuras para el enlace descendente (incluyendo la del canal de difusión). De este modo, el número total de ranuras disponibles para la transmisión en el enlace ascendente es de 4, y de 9 para el enlace descendente, lo que proporciona una relación de asimetría de 4:9, aproximadamente de acuerdo con la relación de asimetría del tráfico considerado, que es de 2:5. Se ha prescindido del efecto de las celdas vecinas, para intentar delimitar mejor la influencia del algoritmo planteado con independencia de la estrategia DCA empleada. Así, se ha considerado que en cualquier ranura se pueden llegar a utilizar simultáneamente los 16 códigos OVFSF disponibles ( $S=M=16$ ). En relación a la interferencia intracelular, se ha tomado el mismo modelo empleado anteriormente para la evaluación de los protocolos de acceso múltiple ISMA-TD/CDMA y DSA++ según (8.2).

El especificar una degradación máxima de un 5% en la calidad de servicio garantizada significa que la región de admisión estará constituida por todas aquellas combinaciones de usuarios *Long* y *Low Delay* el resultado de la simulación de las cuales haya proporcionado un porcentaje de paquetes fuera de tiempo inferior al 5%. Esto conduce a la existencia de dos regiones de admisión diferentes, una para garantizar hasta el 5% de paquetes *Long Delay* fuera de tiempo, y la otra para los paquetes *Low Delay*, siendo la región de admisión global la intersección de ambas, esto es, la más restrictiva. En un caso más genérico, se podría hablar de más regiones de admisión según el parámetro de calidad considerado; así, se podría hablar de la región de admisión que garantice que el retardo medio se encuentre por debajo de un cierto umbral o bien que garantice un cierto *throughput* total para cada clase de servicio, entre otras. En cualquier caso, la región de admisión total sería siempre la más restrictiva de entre todas las calculadas, con lo que se garantizarían todas las condiciones especificadas (para más detalles referirse al apartado 6.1.3).

En la Figura 8.23 se muestran las regiones de admisión para el enlace ascendente considerando que garantiza un máximo del 5% de paquetes *Low Delay* fuera de tiempo para los dos protocolos de acceso considerados, ISMA-TD/CDMA y DSA++. En cada caso la región de admisión está constituida por el área situada entre los ejes de coordenadas y la

gráfica mostrada. Del mismo modo, en la Figura 8.24 se aprecian las mismas regiones de admisión pero en este caso para un 5% de paquetes *Long Delay* fuera de tiempo. Es fácilmente observable como la región más restrictiva, y por lo tanto la que determina la región de admisión global, es la calculada para los usuarios *Low Delay*, lo cual es lógico en tanto que son los que disponen de una condición de retardo máximo más restrictiva y por lo tanto más fácilmente superable.

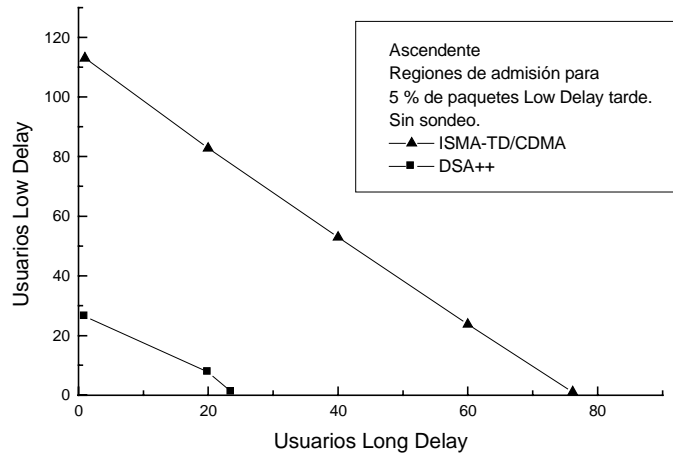


Figura 8.23 Región de admisión para el enlace ascendente que garantiza hasta un 5% de paquetes *Low Delay* fuera de tiempo.

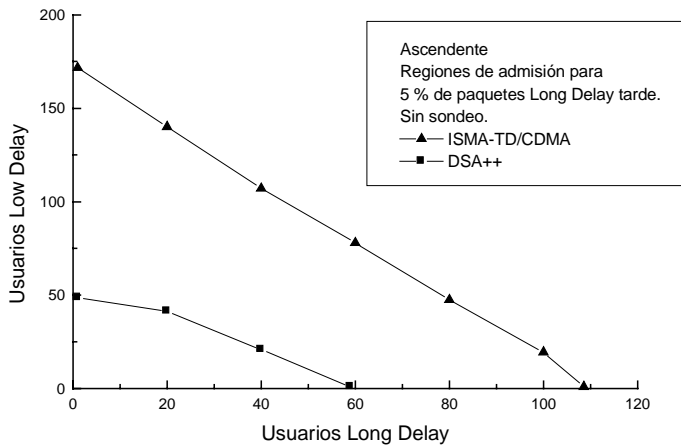


Figura 8.24 Región de admisión para el enlace ascendente que garantiza hasta un 5% de paquetes *Long Delay* fuera de tiempo.

De la observación de ambas figuras se desprende el hecho de que el algoritmo de gestión de recursos se comporta mucho peor al ser combinado con el protocolo de acceso DSA++ que con el protocolo ISMA-TD/CDMA, lo que se traduce en una región de admisión notablemente inferior. En particular, analizando los cortes de las gráficas con los ejes, se puede ver como el número máximo de usuarios *Long Delay* tolerado en ausencia de usuarios *Low Delay* es aproximadamente el doble mediante ISMA-TD/CDMA que mediante DSA++, mientras que el número máximo de usuarios *Low Delay* en ausencia de usuarios *Long Delay*

es algo más del triple mediante ISMA-TD/CDMA. Esta comparación vuelve a poner de manifiesto los resultados que ya se obtuvieron en la sección 8.2.3 al estudiar los dos protocolos de acceso en ausencia de algoritmo de gestión de recursos. Esencialmente, pues, el peor comportamiento de DSA++ está originado por las peores prestaciones a nivel de acceso, debida a una mayor probabilidad de colisión por el hecho de disponer de un conjunto inferior de códigos para llevar a cabo el acceso. Por consiguiente, el retardo de acceso es mucho mayor en DSA++ y esto motiva que, en muchos casos, cuando las peticiones llegan al algoritmo de gestión de recursos su *timeout* máximo ya haya expirado con lo que el algoritmo poco puede hacer para garantizar la cota de retardo. Por el contrario, en ISMA-TD/CDMA la menor probabilidad de colisión se traduce en un menor retardo de acceso que permite un mayor margen de maniobra al algoritmo de gestión de recursos para mantener las garantías de retardo máximo.

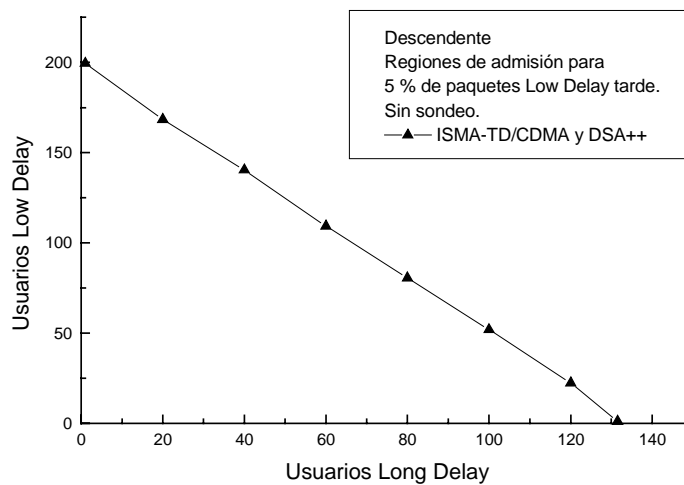


Figura 8.25 Región de admisión para el enlace descendente que garantiza hasta un 5% de paquetes Low Delay fuera de tiempo.

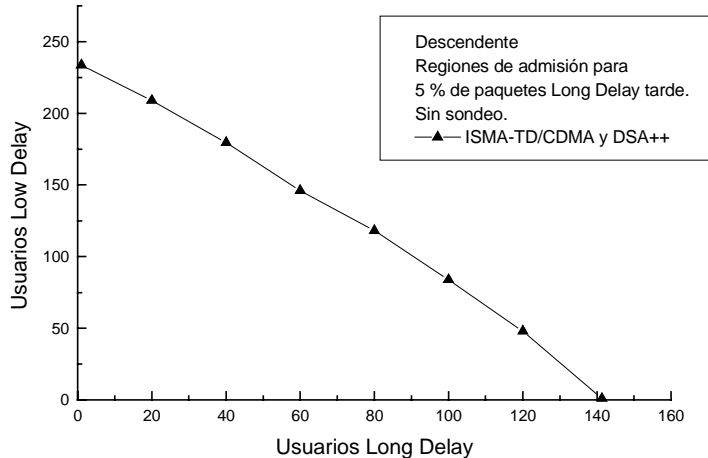


Figura 8.26 Región de admisión para el enlace descendente que garantiza hasta un 5% de paquetes Long Delay fuera de tiempo.

En relación al enlace descendente, la Figura 8.25 muestra la región de admisión al considerar la cota del 5% para los usuarios *Low Delay* mientras que la Figura 8.26 presenta la región de admisión cuando se tiene en cuenta la cota para los usuarios *Long Delay*. Nuevamente puede apreciarse como la región más restrictiva es la originada por los usuarios *Low Delay*, por sus mayores limitaciones en términos de retardo máximo tolerado.

Se debe destacar el hecho de que en el enlace descendente no existe diferencia entre los resultados obtenidos para cada uno de los dos protocolos de acceso, pues la actuación de los mismos está limitada al enlace ascendente y no presenta ninguna repercusión sobre el enlace descendente.

#### 8.3.5.2. Estudio con el mecanismo de sondeo incorporado

De los resultados obtenidos en el apartado anterior se desprende que el efecto del retardo en el acceso presenta una influencia fundamental en las prestaciones medidas para el conjunto algoritmo de gestión de recursos y protocolo de acceso múltiple, pues si este último no trabaja eficientemente, las peticiones pueden llegar a ser recibidas por el gestor de recursos con *timeouts* muy pequeños o incluso habiendo expirado. Este hecho pone de manifiesto la importancia de disponer de mecanismos, al margen del algoritmo de gestión de recursos, para acotar el retardo total de acceso al sistema para nuevos usuarios, como la estrategia de sondeo planteada. Así pues, a continuación se presentan los resultados obtenidos bajo las mismas condiciones de simulación que el apartado anterior pero incorporando el mecanismo de sondeo descrito en la sección 8.3.1.2.2.

De acuerdo con las restricciones de retardo asociadas a las dos clases de servicio consideradas, el período de sondeo de los usuarios *Long Delay* se ha tomado de valor 290 ms (29 tramas), de modo que se garantice que, en el peor de los casos, el retardo de acceso sea inferior a este valor, por debajo de los 300 ms que constituyen el requerimiento de retardo máximo. Igualmente, para los usuarios *Low Delay* el período de sondeo se ha tomado de valor 40 ms, teniendo presente que el retardo máximo es en este caso de 50 ms (5 tramas). Estos son los valores máximos de los períodos que pueden emplearse para mantener el retardo de acceso inferior al máximo especificado. Valores inferiores también mantendrían las prestaciones, pero a costa de un consumo de recursos superior, que podría repercutir sobre las transmisiones que ya están en curso al incrementarse la lista de peticiones por servir. El número de sondeos máximo  $N_{pmax}$  se ha tomado de valor infinito, lo que supone efectuar sondeos a los diferentes usuarios de forma continua. Igualmente, debe tenerse en cuenta que la realización de un sondeo supone la reserva de un recurso en el enlace ascendente y de otro en el enlace descendente que permite el envío de confirmaciones o mensajes relacionados con el avance temporal.

En la Figura 8.27 se muestran los resultados relativos a la región de admisión para ambos protocolos en el caso de considerarse el mecanismo de sondeo descrito, cuando se considera la cota del 5 % para los paquetes *Low Delay*, habiéndose observado que nuevamente es la más restrictiva, del mismo modo que ocurría en el estudio sin sondeo. Se puede apreciar en este caso como las regiones de admisión de ambos protocolos han mejorado y además se han aproximado bastante entre sí. El protocolo DSA++ es el que más beneficio obtiene de la aplicación del mecanismo de sondeo, debido a que sus prestaciones de retardo eran muy inferiores, con lo que ahora, en condiciones de carga elevada, la mayoría de usuarios lograrán el acceso al sistema por medio del mecanismo de sondeo. Por el contrario, ISMA-TD/CDMA obtiene un beneficio relativamente inferior debido a su buen

comportamiento ya por sí solo en términos de retardo, que permite la existencia de un buen número de usuarios que accedan al sistema sin necesidad de los sondeos.

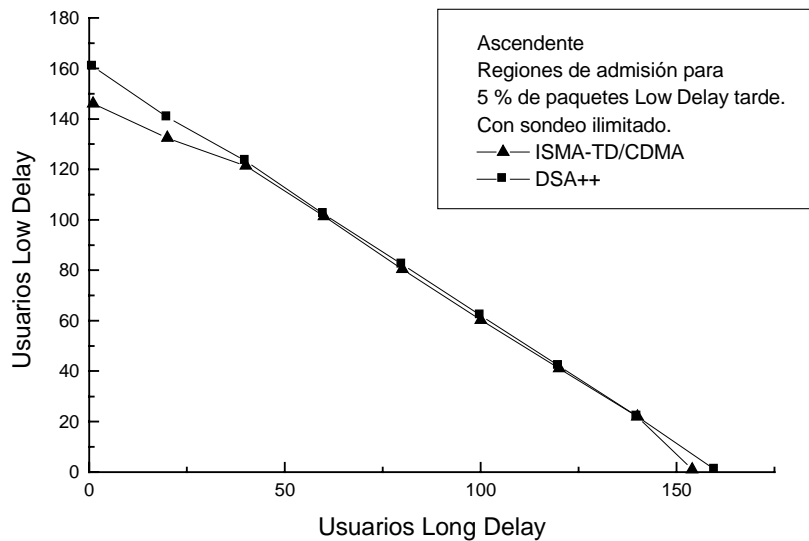


Figura 8.27 Región de admisión para el enlace ascendente que garantiza hasta un 5% de paquetes Low Delay fuera de tiempo con mecanismo de sondeo.

También debe notarse como la mejora incorporada por el mecanismo de sondeo es tanto mayor como menor es el número de usuarios *Low Delay*, como se desprende de la comparación entre la Figura 8.23 y la Figura 8.27. Este comportamiento viene motivado por el hecho de que cuando el número de usuarios *Low Delay* es elevado, al disponer éstos de un período de sondeo inferior, se produce un consumo elevado de recursos destinados a sondeos, lo que tiende a reducir la mejora incorporada por el propio sistema de sondeo. Por el contrario, para un número de usuarios *Low Delay* pequeño, el consumo de recursos para sondeos es también inferior, lo que redundará en que finalmente el sistema puede obtener un mayor beneficio de la estrategia empleada.

Otro aspecto a destacar es que el algoritmo de gestión de recursos se comporta ligeramente mejor con el protocolo de acceso DSA++ que con el protocolo ISMA-TD/CDMA, como se refleja no sólo en la región de admisión para los paquetes *Low Delay* (Figura 8.27) sino también, y de forma más notable, en la región de admisión para los paquetes *Long Delay* (Figura 8.28). La razón de esta mejora cabe buscarla en la mayor flexibilidad de DSA++ para efectuar la distribución de recursos trama a trama, como se comentó en la sección 8.3.4.1, pues contempla la posibilidad de reasignar todos los recursos de una trama a la siguiente. Por el contrario, en el caso de ISMA-TD/CDMA, al existir un cierto grado de asignación al efectuar el acceso sobre un recurso, que se pasa a difundir como ocupado, existe una menor flexibilidad para el algoritmo de gestión que, para cargas elevadas, puede en algún caso tener problemas para permitir transmisiones que con DSA++ se permitirían.

A su vez, en relación al enlace descendente, en la Figura 8.29 se muestra la región de admisión para el 5% paquetes *Low Delay*, habiéndose comprobado a través de las simulaciones que es más restrictiva que la de los usuarios *Long Delay*. Nuevamente, no existen diferencias sustanciales entre los protocolos ISMA-TD/CDMA y DSA++ pues afectan

únicamente sobre el enlace ascendente. El aspecto más destacable que se puede remarcar en esta figura es la reducción en la región de admisión que se aprecia respecto del caso de ausencia de sondeo (Figura 8.25), cuya causa hay que buscarla en la reserva de recursos en el enlace descendente que se realiza para los sondeos, originando una reducción en el número de recursos a repartir para las transmisiones puramente del enlace descendente. Puede verse que la reducción es más notable en la región con un bajo número de usuarios *Long Delay*, donde los usuarios más predominantes son los *Low Delay*, que requieren de un mayor número de sondeos por su período más reducido. Por el contrario, en la región donde predominan los usuarios *Long Delay* y el número de usuarios *Low Delay* es bajo, prácticamente no se observa variación en la región de admisión, al ser el período de sondeo de los usuarios predominantes mucho más elevado.

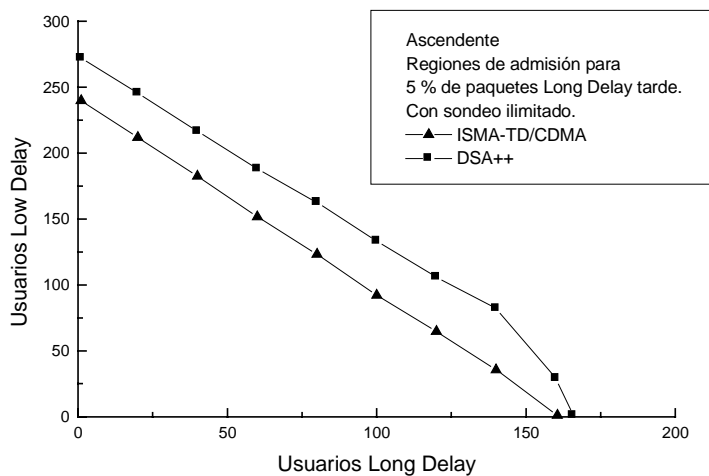


Figura 8.28 Región de admisión para el enlace ascendente que garantiza hasta un 5% de paquetes *Long Delay* fuera de tiempo con mecanismo de sondeo.

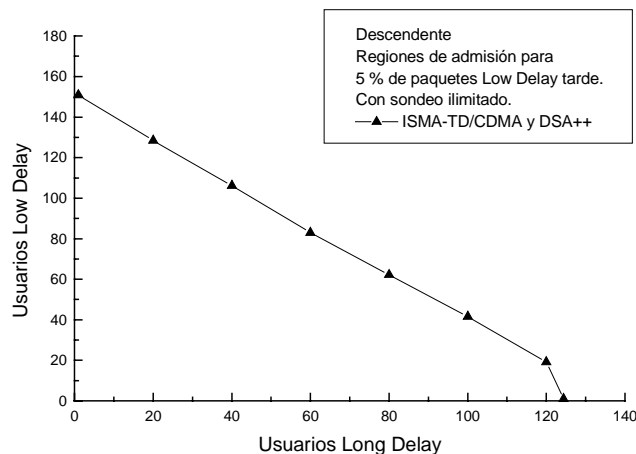


Figura 8.29 Región de admisión para el enlace descendente que garantiza hasta un 5% de paquetes *Low Delay* fuera de tiempo.

Así pues, con respecto al mecanismo de sondeo, y como conclusión general, se puede afirmar que supone una mejora bastante notable para el enlace ascendente, especialmente

sobre protocolos como DSA++, que presentan mayores limitaciones en el acceso. De todos modos, esta mejora es a costa de tolerar un cierto empeoramiento en el enlace descendente motivado por el consumo de recursos del sondeo en dicho enlace en beneficio del ascendente. Por otra parte, gracias a paliar en el enlace ascendente las limitaciones fruto de la aleatoriedad en el acceso, el sistema con sondeo pasa a estar más limitado por las prestaciones del algoritmo de gestión de recursos que por las del protocolo de acceso empleado.

Al margen de la región de admisión, otra medida que puede proporcionar una estimación de la capacidad del sistema para gestionar adecuadamente los recursos es la comparación del *throughput* máximo total tolerado manteniendo la calidad de servicio respecto del máximo *throughput* teórico que puede soportar el sistema, y que viene limitado por la disponibilidad existente de recursos. En la Tabla 8.1 se muestra, para las diferentes situaciones consideradas, el valor del máximo *throughput* total medio (incluyendo usuarios *Low Delay* y usuarios *Long Delay*) que puede tolerar el sistema manteniendo las garantías de calidad de servicio para ambos usuarios, que se corresponde con el máximo valor de *throughput* medio observado de entre todos los puntos de la región de admisión. Igualmente, se muestra el porcentaje que dicho *throughput* supone respecto del *throughput* máximo teórico para cada enlace, calculado como:

$$Throughput_{max} = \frac{N_s \cdot N_c \cdot L_b}{T_f} \quad (8.9)$$

donde  $N_s$  es el número de ranuras útiles para transmisión ( $N_s=4$  para el enlace ascendente y  $N_s=9$  para el descendente),  $N_c=16$  es el número de códigos por ranura,  $L_b=244$  bits es el número de bits enviados en cada código asumiendo ráfaga de tipo 1 y  $T_f=10$  ms es la duración de la trama.

Se puede observar como el esquema propuesto se comporta especialmente bien cuando va acompañado por el mecanismo de sondeo, con eficiencias alrededor del 85 % para el enlace ascendente y del 76 % para el descendente. Nótese igualmente que la degradación en el enlace descendente debida a los sondeos es únicamente de un 1%, muy inferior a la ganancia obtenida por dicho mecanismo en el enlace ascendente.

Tabla 8.1 Capacidad del esquema propuesto respecto del total

	<i>Throughput</i> máximo teórico (Mb/s)	<i>Throughput</i> máximo ISMA-TD/CDMA sin sondeo (Mb/s)	<i>Throughput</i> máximo DSA++ sin sondeo (Mb/s)	<i>Throughput</i> máximo ISMA-TD/CDMA con sondeo (Mb/s)	<i>Throughput</i> máximo DSA++ con sondeo (Mb/s)
Enlace ascendente	1.561	0.661 (42%)	0.208 (13%)	1.332 (85%)	1.383 (88%)
Enlace descendente	3.513	2.722 (77%)	2.722 (77%)	2.678 (76%)	2.678 (76%)

### 8.3.5.3. Efecto del doble timeout

A continuación se presentan algunos resultados que ponen de manifiesto la mejora incorporada sobre el mecanismo de gestión de recursos por medio de la modificación



introducida en la priorización al considerar un doble *timeout*, planteada en 8.3.3. En particular, las simulaciones efectuadas demuestran que las diferencias entre ambas técnicas son pequeñas para valores de carga bajos, en las que los diferentes paquetes difícilmente llegan a agotar sus temporizadores. Por el contrario, en la zona situada en los límites de la región de admisión sí que es posible observar las ventajas de emplear el doble *timeout*.

A modo de ejemplo, en la Figura 8.30 se presentan las funciones de distribución de probabilidad del retardo de transmisión en el enlace ascendente para los usuarios *Long Delay* en una situación de elevada carga con 80 usuarios *Long Delay* y 120 usuarios *Low Delay*, para el caso en que se emplea un único *timeout*, correspondiente al retardo máximo (300 ms) o bien cuando se emplean dos *timeouts*, el primero a 200 ms y el segundo a 300 ms. Los modelos de tráfico son los mismos ya especificados para los apartados anteriores, y se ha considerado el mecanismo de sondeo. Del mismo modo, en la Figura 8.31 se muestran las funciones de distribución de probabilidad del retardo para los usuarios *Low Delay*, bajo las mismas condiciones de carga. En este caso, cuando se emplea un único *timeout* su valor es de 50 ms mientras que cuando se emplean dos *timeouts* sus valores son de 30 y 50 ms. En ambas figuras se aprecia que el efecto del doble *timeout* es el de modificar el perfil de la función de distribución alrededor del valor del primer *timeout* (200 ms para los usuarios *Long Delay* y 30 ms para los usuarios *Low Delay*), debido a que aquellos paquetes cuyo primer *timeout* expira logran obtener una prioridad más elevada en relación al resto de usuarios, que les permite en muchos casos no tener que esperar a la expiración del segundo y por lo tanto evitar superar el retardo máximo especificado por la calidad de servicio.

El efecto del doble *timeout* es mucho más pronunciado para los usuarios *Long Delay* que para los usuarios *Low Delay*, debido a que para estos últimos usuarios, los reducidos tiempos con los que trabajan originan una diferencia muy pequeña entre el primer y el segundo *timeout*, con lo que el margen de actuación del algoritmo de gestión de recursos se ve más reducido.

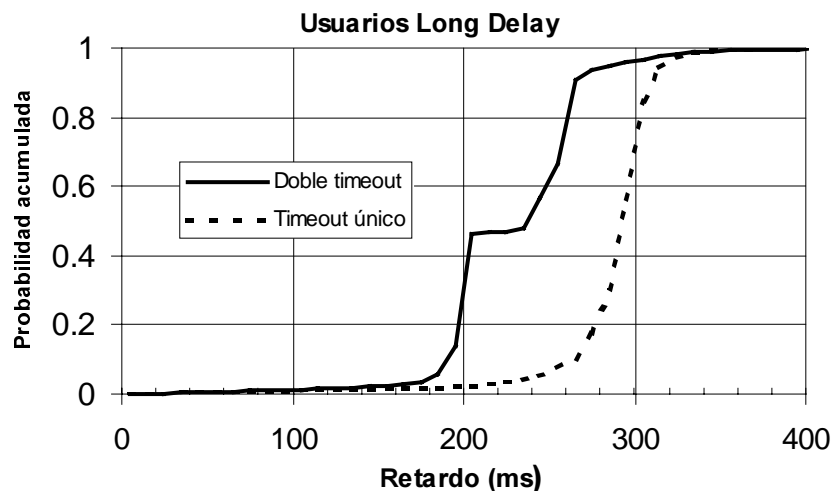


Figura 8.30 Función de distribución acumulada del retardo para los usuarios *Long Delay* cuando se emplea la estrategia de doble *timeout* y cuando se utiliza un *timeout* único.

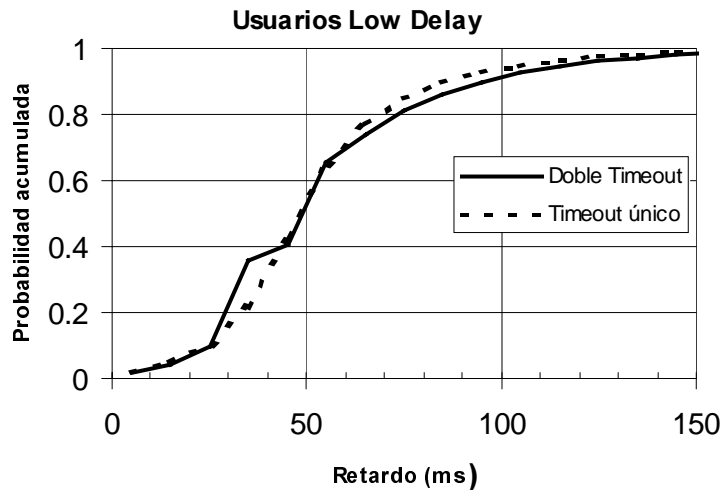


Figura 8.31 Función de distribución acumulada del retardo para los usuarios Low Delay cuando se emplea la estrategia de doble timeout y cuando se utiliza un timeout único.

### 8.4. Conclusiones

A lo largo del presente capítulo relativo a cómo garantizar calidad de servicio en sistemas de transmisión de paquetes para un entorno TDD-TD/CDMA se han cubierto los siguientes aspectos, relativos a las funcionalidades planteadas en la Figura 7.8 del capítulo anterior:

- Con respecto a los protocolos de acceso múltiple se ha planteado por un lado la integración del protocolo de acceso ISMA ya estudiado previamente en un contexto FDD, en un entorno TDD-TD/CDMA, y por el otro se ha tomado el protocolo DSA++, basado en un acceso a los recursos a través del canal de acceso aleatorio RACH y en una posterior asignación de dichos recursos notificada trama a trama por la estación base. El análisis de prestaciones a nivel puramente de acceso ha demostrado un claro mejor comportamiento de ISMA-TD/CDMA respecto de DSA++, gracias a la reducción de colisiones propiciada por un mejor conocimiento de la ocupación de los recursos y por poder efectuar el acceso directamente sobre los recursos y no a través del canal RACH. En contrapartida, el protocolo ISMA-TD/CDMA también presenta un mayor grado de sensibilidad frente a los efectos de la interferencia BS a BS propia de los sistemas TDD-TD/CDMA, mientras que DSA++ se mantiene menos afectado gracias a que la ranura RACH de acceso puede estar ubicada en la zona de la trama más protegida de dicha interferencia. En cualquier caso, esto no supone impedimento para dejar patente de forma clara las mejores prestaciones de ISMA-TD/CDMA a nivel de acceso.

- Continuando con el desarrollo de las funcionalidades para garantizar calidad de servicio en sistemas de transmisión por paquetes se ha proseguido con el estudio del algoritmo de gestión de recursos WISPER al esquema TDD-TD/CDMA estudiado. Dicho algoritmo permite garantizar un cierto retardo máximo a través de un proceso de priorización basado en temporizadores para las diferentes peticiones recibidas, al que sigue un proceso de reparto de recursos que tiene en cuenta las peculiaridades de la técnica DCA empleada y las características de los códigos OVFSF propios de UTRA TDD. Respecto a este algoritmo de gestión de recursos, se ha efectuado un estudio relativo a la incorporación de un proceso de priorización basado en una estrategia de doble *timeout* que ha mostrado mejores resultados que el algoritmo original, especialmente para cargas elevadas, que es cuando los paquetes

empiezan a agotar sus temporizadores. Dicha mejora viene propiciada por la capacidad del primer *timeout* de modificar la función de distribución de probabilidad del retardo.

- El algoritmo de gestión de recursos y el protocolo de acceso múltiple han sido complementados con un mecanismo de sondeo hacia los terminales para facilitar el acceso al sistema en un tiempo acotado y poder notificar las peticiones de transmisión en un tiempo inferior al máximo retardo tolerado según la calidad de servicio a garantizar. El efecto de este mecanismo de sondeo, utilizado en combinación con los dos protocolos de acceso planteados, es el de igualar las prestaciones de ambos de modo que el sistema esté finalmente limitado por el propio algoritmo de gestión de recursos, que es quien realmente es capaz de gestionar los recursos para garantizar la calidad de servicio específica, y no por el retardo de acceso dictado por el protocolo empleado. A estos efectos, se ha comprobado como el mecanismo DSA++ obtiene un beneficio mayor que ISMA-TD/CDMA a través del mecanismo de sondeo, en tanto que sus prestaciones de acceso eran mucho peores y por lo tanto realiza un uso más extensivo de los sondeos que ISMA, que de por sí presenta buenas prestaciones en términos de retardo de acceso. La mejora introducida por el sondeo en el enlace ascendente es a costa de un cierto empeoramiento, menos significativo, en el enlace descendente.

- Al estudiar las prestaciones del sistema en términos globales, incluyendo el mecanismo de sondeo, el algoritmo de gestión de recursos es capaz de operar ligeramente de forma más flexible al emplear el protocolo DSA++ que el protocolo ISMA-TD/CDMA, lo que viene originado por la característica intrínseca de DSA++ de permitir la redistribución de recursos trama a trama sin limitaciones, mientras que ISMA presenta un cierto grado de asignación debido al acceso que efectúan los usuarios directamente sobre los recursos, el cual puede limitar un poco en algunos casos la flexibilidad del algoritmo.



## **9. CONCLUSIONES Y LÍNEAS FUTURAS DE INVESTIGACIÓN**

### **9.1. Conclusiones**

Bajo la perspectiva del actual crecimiento de los mercados asociados con la telefonía móvil y con las aplicaciones basadas en el acceso a Internet, que plantean como reto para los sistemas de comunicaciones móviles de tercera generación el poder ofrecer estos servicios bajo unos requerimientos específicos de calidad y utilizando eficientemente los recursos radio, las aportaciones de la presente tesis doctoral se han centrado en el estudio de sistemas de transmisión por paquetes basados en la técnica de acceso CDMA, bajo los modos de duplexado por división en frecuencia FDD y en tiempo TDD. El planteamiento realizado ha consistido en analizar las diferentes funcionalidades relacionadas con el nivel 2 de la estructura OSI, subdividido en los niveles MAC y LLC. En particular, con respecto al nivel MAC, se han identificado un conjunto de funcionalidades propias de la transmisión de paquetes con calidad de servicio, como son el protocolo de acceso múltiple, el algoritmo de gestión de recursos, el control de admisión y, en el modo TDD, también la estrategia de asignación de canales DCA, puntos que han sido cubiertos a lo largo de los diferentes capítulos según un eje vertebrador constituido por el protocolo de acceso ISMA. Así, a continuación se resumen las principales aportaciones del presente estudio.

1.- Con respecto de los protocolos de acceso, se ha desarrollado en primer lugar un modelo teórico basado en cadenas de Markov para el estudio del protocolo de acceso múltiple ISMA bajo la técnica DS/CDMA, que gestiona el acceso de un conjunto de usuarios en modo paquete a un cierto número de secuencias código. El modelo se ha diseñado a partir de diferenciar los procesos involucrados en el protocolo, tales como el acceso a por código, la transmisión, el reintento de acceso tras no lograr un código o las retransmisiones de paquetes afectados por la interferencia multiusuario una vez se ha logrado satisfactoriamente un código. Partiendo de este modelado, se han analizado diferentes parámetros de interés, llegando a las siguientes conclusiones:

a) El estudio de diferentes posibilidades en relación al número total de códigos disponible ha permitido la determinación de la existencia de un número óptimo de códigos por encima del cual no se consiguen mejoras significativas en el sistema. Esto es debido a que las prestaciones del protocolo mejoran al incrementarse el número de códigos únicamente en tanto que el sistema se encuentre limitado por las colisiones en el acceso a dichos códigos, pero una vez el número de códigos es tal que permite que el sistema se encuentre limitado por las interferencias propias de la técnica de acceso, no se obtienen beneficios por disponer de un número superior de códigos. Se ha observado como, para una ganancia de procesado dada, este número óptimo de códigos se encuentra alrededor del doble del máximo número de transmisiones correctas que se pueden alcanzar en un sistema ideal limitado únicamente por interferencias.

b) Del estudio de las probabilidades de re acceso  $p_r$  y de retransmisión  $p_b$ , se ha observado como resulta más conveniente su ajuste adaptativo en función de las condiciones de carga del sistema que el empleo de valores fijos, pues en general se pueden admitir probabilidades altas para valores de carga bajos que deben reducirse al incrementarse la carga. Esta variación adaptativa permite un buen comportamiento no sólo en términos de *throughput* sino también en relación al retardo.

c) De la comparación a nivel de prestaciones entre el protocolo ISMA-DS/CDMA y S-ALOHA-DS/CDMA, ampliamente utilizado por su sencillez y su buen comportamiento para cargas moderadas, se ha apreciado como ISMA-DS/CDMA supera claramente a S-ALOHA-DS/CDMA en términos de capacidad y de retardo gracias al conocimiento con el que dota a los terminales respecto a los códigos ocupados, evitando así un buen número de colisiones. Esta mejora es tanto mayor como mayor es la longitud de los mensajes transmitidos, pues en este caso los terminales mantienen los códigos durante más tiempo sacando más provecho de la reserva de código inherente a ISMA.

2.- Vistas las posibilidades del protocolo ISMA-DS/CDMA se ha planteado su integración dentro de una estructura de tramas FDD teniendo en cuenta algunos aspectos prácticos no considerados por simplicidad en el modelado anterior como son la difusión eficiente del estado de ocupación de los códigos teniendo en cuenta el número de accesos correctos que se hayan producido en la última trama, la inhibición al inicio de la transmisión de aquellos usuarios cuyo acceso no fructifique, o bien la imposibilidad de disponer de reconocimientos instantáneos de los paquetes transmitidos.

3.- Partiendo del nuevo esquema ISMA-DS/CDMA FDD se han llevado a cabo una serie de optimizaciones teniendo en cuenta, en primer lugar, la adaptación de las probabilidades de acceso al sistema bajo diferentes funciones decrecientes con el número de códigos ocupado en cada instante a fin de mantener el nivel de interferencia global acotado lo que se traduce en una mayor eficiencia para los accesos y para las transmisiones. El protocolo ISMA-DS/CDMA FDD bajo este mecanismo de adaptación ha mostrado un *throughput* máximo alrededor del 91% del máximo teórico que podría lograrse para un esquema ideal con ganancia de procesado fija.

4.- Una de las principales ventajas de la técnica de acceso DS/CDMA es la flexibilidad para modificar la velocidad de transmisión variando únicamente la ganancia de procesado usada sin modificar el ancho de banda de transmisión, pudiéndose así adecuar la velocidad empleada a las condiciones de carga del sistema. En esta línea, se han analizado tres algoritmos para llevar a cabo esta adaptación en el contexto ISMA-DS/CDMA FDD.

a) En primer lugar se ha evaluado el algoritmo MS, originariamente desarrollado en un contexto S-ALOHA-DS/CDMA y basado en modificar la velocidad según la propia experiencia de las transmisiones de cada terminal. Si bien en términos medios las prestaciones de este mecanismo son muy aceptables, presenta algunos problemas para cargas bajas debido a un proceso de adaptación lento hasta incrementar la velocidad, lo que también repercute sobre la capacidad para hacer frente a condiciones de carga variante en el sistema.

b) Haciendo uso de la información difundida por la base relativa al número de códigos ocupados, se ha planteado un segundo algoritmo, denominado Th, basado en un conjunto de umbrales para decidir la velocidad a aplicar según dicha información de difusión. Si bien este nuevo algoritmo solventa los problemas de MS para cargas bajas y para variaciones en el nivel de carga global, sus carencias ocurren para cargas altas debido a una notable sensibilidad a los valores de los umbrales establecidos.

c) Así, combinando los dos anteriores algoritmos, se ha desarrollado un tercero, el denominado ThMS, que permite aprovechar las ventajas de sus predecesores para lograr un buen comportamiento en todo el margen de cargas considerado, con una elevada capacidad de adaptación frente a condiciones variantes de carga y con una menor desviación típica.

5.- El protocolo propuesto ISMA-DS/CDMA FDD se ha comparado frente a otros existentes en la literatura:

a) De la comparación con el ampliamente utilizado S-ALOHA-DS/CDMA, adecuado para transmisiones de paquetes cortos y esporádicos en condiciones de carga baja, se ha corroborado como, al igual que se determinó en el análisis del modelo básico, ISMA-DS/CDMA FDD presenta unas prestaciones muy superiores, siendo la mejora tanto más pronunciada como mayor es la longitud de mensaje considerada.

b) En segundo lugar, se ha efectuado una comparación con DQRAP, uno de los protocolos de acceso más eficientes en banda estrecha, dentro de su versión adaptada a la técnica de acceso DS/CDMA. En este caso, además de disponer de una menor complejidad, ISMA-DS/CDMA FDD logra unas prestaciones muy similares a las de DQRAP/CDMA en tanto que el número de códigos empleado sea suficiente como para que el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD no se encuentre limitado por las colisiones sino por la interferencia propia de la técnica de acceso.

6.- Siguiendo con los protocolos de acceso, ISMA también ha sido integrado en un contexto de transmisión TDD-TD/CDMA. Al compararlo a nivel de acceso con un protocolo como DSA++ integrado en TDD-TD/CDMA, las prestaciones han resultado mejores para ISMA requiriendo además el envío de un menor volumen de información a través del canal común.

7.- En relación a las estrategias de retransmisión a nivel de enlace lógico LLC, se ha efectuado un énfasis especial en el esquema ARQ híbrido del tipo II, gracias a su capacidad de adaptabilidad a las condiciones del entorno de transmisión. Las contribuciones dentro de este contexto han sido las siguientes:

a) Se ha desarrollado un modelo analítico basado en cadenas de Markov para la caracterización del esquema ARQ-II en un contexto de transmisión por paquetes DS/CDMA para fuentes de tráfico de Poisson y ha sido extendido para fuentes de naturaleza ON/OFF. Dicho modelo ha permitido la consideración de tráfico orientado a mensajes en presencia de buffer en los transmisores con una carga computacional inferior a la de otros modelos existentes en la literatura gracias a reducir el número de estados del sistema. Se han obtenido unos resultados suficientemente ajustados a los obtenidos mediante simulación.

b) Se han comparado los esquemas de retransmisión ARQ-I y ARQ-II, resultando en que, para un mismo volumen de información útil transmitida, ARQ-II permite una mayor capacidad a costa de tolerar un retardo superior para cargas altas motivado por la necesidad de efectuar envíos de redundancia.

c) Se ha comprobado como el esquema ARQ-II se puede contemplar como una técnica de cambio adaptativo de velocidad realizada desde el nivel LLC, es decir, sin necesidad de modificar la ganancia de procesamiento empleada aunque llevando a cabo la transición de velocidades de forma más brusca que mediante algoritmos de cambio de velocidades en el nivel MAC. Este aspecto puede resultar de interés para proporcionar adaptatividad en sistemas cuyo MAC no contemple la posibilidad de diferentes ganancias de procesamiento.

8.- Siguiendo en la línea de garantizar calidad de servicio sobre transmisión de paquetes, se ha abordado el diseño de mecanismos de gestión de recursos operando en conjunción con el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD con el algoritmo ThMS desarrollado. Así, se ha definido un esquema de priorización basado en el máximo retardo tolerado por cada paquete y un procedimiento de regulación de las interferencias. Adicionalmente, y con objeto de reducir la

aleatoriedad en el acceso propia del protocolo empleado, se ha complementado ISMA-DS/CDMA FDD con un mecanismo de sondeo que permite mantener acotado el retardo de acceso a la vez que conservar la propia flexibilidad del protocolo. Los aspectos a destacar de la operación conjunta de estos mecanismos son los siguientes:

a) El mecanismo de sondeo es especialmente adecuado para los usuarios con limitaciones muy estrictas en términos del máximo retardo tolerado. Por el contrario, a medida que el retardo tolerado por los usuarios es superior, el efecto de emplear el sistema de sondeo es menos significativo pues se permite al retardo de acceso tomar valores superiores, con lo que el algoritmo de gestión de recursos por sí solo resulta en la mayoría de los casos suficiente para garantizar el retardo máximo especificado.

b) El mecanismo propuesto se ha analizado bajo diferentes valores de parámetros relacionados con el sondeo, concluyendo que interesa que el período de sondeo sea lo más grande posible mientras esté por debajo del máximo retardo tolerado, pues así se minimiza el número de sondeos realizado conservando las prestaciones de retardo de acceso máximo.

c) Del estudio del sistema ante diferentes clases de servicio, se ha deducido que, gracias al mecanismo de prioridades, el esquema propuesto permite gestionar adecuadamente las transmisiones para mejorar la región de admisión global.

9.- Teniendo en cuenta las peculiaridades del entorno de transmisión TDD-TD/CDMA se ha proseguido con el desarrollo de algoritmos de gestión de recursos en este entorno. En particular, se ha estudiado el algoritmo WISPER consistente en un proceso de priorización en base a temporizadores y en una distribución de recursos apropiada según los códigos OVSF y el mecanismo DCA utilizado. El algoritmo de gestión de recursos y el protocolo de acceso múltiple han sido complementados con un mecanismo de sondeo similar al desarrollado en FDD. El efecto de este mecanismo, utilizado en combinación con ISMA-TD/CDMA y con un protocolo DSA++ con acceso a través del canal RACH, es el de igualar las prestaciones de acceso de ambos, provocando que el sistema esté finalmente limitado por el algoritmo de gestión de recursos. A estos efectos, se ha visto que DSA++ obtiene una mejora mayor que ISMA-TD/CDMA a través del mecanismo de sondeo, ya que sus prestaciones a nivel de acceso son peores.

10.- Finalmente, y siguiendo en el entorno TDD-TD/CDMA se han evaluado diferentes posibilidades de asignación de canales DCA para hacer frente a las interferencias MS a MS y BS a BS típicas de este tipo de entornos con coexistencia de celdas vecinas con diferentes estructuras asimétricas. Frente a esta problemática, se han estudiado varias posibilidades:

a) En primer lugar, se ha contemplado el uso de la información de avance temporal, recabada por ejemplo en el sistema UTRA TDD, para ubicar los terminales en las diferentes ranuras de modo que aquellos terminales más alejados de su estación base estén asignados a las ranuras menos afectadas por las interferencias MS a MS y BS a BS. Esta estrategia resulta apropiada en condiciones de carga elevada con poca variabilidad en el tráfico ofrecido gracias a que reduce la interferencia BS a BS al requerir de la transmisión de menos potencia por parte de la base interferente en las ranuras conflictivas, y también reduce la interferencia MS a MS al garantizar que los terminales más alejados no están en dicha zona conflictiva por lo que ni reciben este tipo de interferencia ni tampoco la generan.

b) En segundo lugar se ha considerado una estrategia basada en la estimación de las pérdidas de propagación respecto de la estación base propia para asignar las ranuras, de tal forma que



aquellos terminales con mejores condiciones de propagación se ubiquen en la zona conflictiva. Esta última estrategia presenta globalmente para cargas elevadas un mejor comportamiento que el mecanismo basado en avance temporal cuando se considera variabilidad en el tráfico de paquetes.

c) Por último, se ha analizado una distribución ordenada de terminales, repartiendo primero las ranuras más protegidas y ocupando la zona conflictiva de la estructura de tramas únicamente cuando es necesario. Esta estrategia resulta óptima en el caso de baja carga, evitando totalmente las interferencias MS a MS y BS a BS, aunque presenta algunas deficiencias de carácter práctico, relacionadas con una distribución no homogénea de las potencias entre las diferentes ranuras. Para cargas elevadas, esta distribución presenta peor comportamiento que los mecanismos basados en avance temporal o en niveles de potencia.

## **9.2. Líneas futuras de investigación**

A partir del trabajo efectuado, se ha abierto un conjunto de posibilidades sobre las que puede resultar de interés profundizar, y que a continuación se enumeran:

1.- En paralelo al desarrollo de la presente tesis doctoral, se ha asistido a la evolución en la definición del canal para transmisión de paquetes CPCH en UTRA FDD, el cual presenta bastantes similitudes con el protocolo ISMA-DS/CDMA FDD aquí propuesto. Por consiguiente, esto da lugar a la investigación encarada a la posible incorporación de las estrategias analizadas tanto relativas a la adaptabilidad de las probabilidades de acceso como a los algoritmos de cambio de velocidad o al mecanismo de sondeo sobre el canal CPCH.

2.- Con objeto de poder tratar de forma más profunda los aspectos relativos al segundo nivel OSI, ha sido necesario simplificar el nivel físico basando el estudio en la ampliamente utilizada hipótesis gaussiana. En esta línea, resultaría interesante profundizar ahora en dicho nivel físico, tanto en el caso FDD como TDD, con el uso, por ejemplo, de canales móviles específicos, estrategias de diversidad y de codificación convolucional. En cualquier caso, se debe constatar, como ya se puntualizó en la sección 2.3.3 que en un contexto de transmisión por paquetes este tipo de análisis deberían conducir a la determinación de la estadística de variación de la probabilidad de error de bit y no simplemente al cálculo de su valor medio, medida de calidad empleada habitualmente en un contexto orientado a circuitos. Esto es así pues al tratar con paquetes, la calidad se expresa en términos de la tasa de error de bloque, para cuya determinación no basta con saber la probabilidad de error de bit media.

3.- Una tercera posibilidad consistiría en proseguir con el estudio del protocolo propuesto tratando de incorporar imperfecciones en el mecanismo, como por ejemplo errores en el canal de bajada que informa de la ocupación de los códigos o en los reconocimientos.

4.- Análogamente, también podría resultar interesante el estudio de otras posibilidades para llevar a cabo el proceso de gestión de recursos según la calidad de servicio a ofrecer, al margen de las contempladas basadas en garantizar retardos máximos, por ejemplo orientando las garantías a tasas de transmisión medias o mínimas, así como la extensión del estudio a un ámbito multicelular con las peculiaridades a nivel de *handover* o macrodiversidad a las que da lugar la técnica de acceso DS/CDMA.



## **10. REFERENCIAS BIBLIOGRÁFICAS**

- [1] M. Mouly, M. B. Pautet, *The GSM System for Mobile Communications*, Palaiseau, France, 1992.
- [2] ETS 300 175-2, "Radio Equipment and Systems; Digital European Cordless Telecommunications (DECT) Common Interface: Physical Layer", Octubre, 1992.
- [3] "Report on Candidate Extension Bands for UMTS/IMT-2000 Terrestrial Component", Report No.7 from the UMTS Forum, Marzo, 1999.
- [4] "The Future Mobile Market. Global trends and developments with a focus on Western Europe", Report No.8 from the UMTS Forum, Marzo, 1999.
- [5] "Minimum Spectrum Demand per Public Terrestrial UMTS Operators in the initial phase", Report No.5 from the UMTS Forum, Septiembre, 1998.
- [6] H. Holma, A. Toscali, *WCDMA for UMTS*, John Wiley & Sons, England, 2000.
- [7] TR 101 146 v3.0.0 "Universal Mobile Telecommunications System (UMTS); UMTS Terrestrial Radio Access (UTRA); Concept Evaluation", UMTS 30.06 version 3.0.0, Diciembre, 1997.
- [8] E. Dahlman, P. Beming, J. Knutsson, F. Ovesjö, M. Persson, C. Robool, "WCDMA - The Radio Interface for Future Mobile Multimedia Communications", IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol. 47, No. 4, Noviembre, 1998, pp.1105- 1118.
- [9] <http://www.3gpp.org>
- [10] M.Simon, J.Omura, *Spread Spectrum Communications*, Computer Science Press, Maryland, USA, 1985.
- [11] D. V. Sarwate, M. B. Pursley, "Crosscorrelation Properties of Pseudorandom and Related Sequences", Proceedings of the IEEE, Vol. 68, No. 5, Mayo, 1980, pp. 593-619.
- [12] D. V. Sarwate, "Bounds on Crosscorrelation and Autocorrelation of Sequences", IEEE Transactions on Information Theory, Vol. IT-25, No. 6, Noviembre, 1979, pp.720-724.
- [13] V. M. Sidelnikov, "On mutual correlation of sequences", Soviet Mathematics Doklady, Vol.12, 1971, pp. 197-201.
- [14] R. Gold, "Optimal Binary Sequences for Spread Spectrum Multiplexing", IEEE Transactions on Information Theory, Octubre, 1967, pp. 619-621.
- [15] R. Gold, "Maximal Recursive Sequences with 3-Valued recursive Cross-Correlation Functions", IEEE Transactions on Information Theory, Enero, 1968, pp. 154-156.
- [16] E. H. Dinan, B. Jabbari, "Spreading Codes for Direct Sequence CDMA and Wideband CDMA Cellular Networks", IEEE Communications Magazine, Septiembre, 1998, pp. 48-54.

- [17] M. B. Pursley, “Performance Evaluation for Phase-Coded Spread Spectrum Multiple-Access Communication—Part I: System Analysis”, *IEEE Transactions on Communications*, Vol. COM-25, No. 8, Agosto, 1977, pp. 795-799.
- [18] M. B. Pursley, D. V. Sarwate, “Performance Evaluation for Phase-Coded Spread Spectrum Multiple-Access Communication—Part II: Code Sequence Analysis”, *IEEE Transactions on Communications*, Vol. COM-25, No. 8, Agosto, 1977, pp. 800-803.
- [19] A. B. Carlson, *Communication Systems*, Mc Graw-Hill International Editions, 3<sup>rd</sup> edition, 1986.
- [20] R. K. Morrow, J. S. Lehnert, “Packet Throughput in Slotted ALOHA DS/SSMA Radio Systems with Random Signature Sequences”, *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 40, No. 7, Julio, 1992, pp. 1223-1230.
- [21] O. Sallent, “Estrategias de Control de Acceso Basadas en CDMA para la Transmisión de Paquetes en Comunicaciones Móviles”, Tesis doctoral, Departament de Teoria del Senyal i Comunicacions, Universitat Politècnica de Catalunya, Diciembre, 1997.
- [22] R.K.Morrow, Jr., and J.S. Lehnert, “Bit-to-bit error dependence in slotted DS/SSMA Packet Systems with Random Signature Sequences”, *IEEE Transactions on Communications*, Vol. COM-37, Octubre, 1989, pp. 1052-1061.
- [23] R.K. Morrow, Jr., “Accurate CDMA BER Calculations with Low Computational Complexity”, *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 46, No. 11, Noviembre, 1998, pp. 1413-1417.
- [24] D. V. Sarwate, M. B. Pursley, T. Ü. Basar, “ Partial Correlation Effects in Direct-Sequence Spread-Spectrum Multiple-Access Communication Systems”, *IEEE Transactions on Communications*, Vol. COM-32, No. 5, Mayo, 1984, pp.567-573.
- [25] P. Díaz, R. Agustí, “The Use of Coding and Diversity Combining for Mitigating Fading Effects in a DS/CDMA System”, *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 47, No. 1, Febrero, 1998, pp. 95-101.
- [26] J.G. Proakis, *Digital Communications*, New York: McGraw-Hill, 1983.
- [27] J. Pérez-Romero, L. G. Alonso, R. Agustí, “Average Block Error Probability in the Reverse Link of a Packet DS/CDMA System under Rayleigh Fading Channel Conditions”, *IEEE Communications Letters*, Vol. 4, No. 4, Abril, 2000, pp.116-118.
- [28] K. S. Gilhousen, I.M. Jacobs, R. Padovani, A.J. Viterbi, L.A. Weaver, C. E. Wheatley III, “On the Capacity of a Cellular CDMA System”, *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 40, No. 2, Mayo, 1991, pp. 303- 312.
- [29] A. M. Viterbi, A. J. Viterbi, “Erlang Capacity of a Power Controlled CDMA System”, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 11, No. 6, Agosto, 1993, pp. 892-900.
- [30] A.J. Viterbi, A. M. Viterbi, E. Zehavi, “Other-Cell Interference in Cellular Power-Controlled CDMA”, *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 42, No. 2/3/4, Febrero/Marzo/Abril, 1994, pp. 1501-1504.

- [31] C. Lee, R. Steele, "Effect of Soft and Softer Handoffs on CDMA System Capacity", IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol. 47, No. 3, Agosto, 1998, pp. 892-900.
- [32] A. J. Viterbi, A. M. Viterbi, K.S. Gilhouse, E. Zehavi, "Soft Handoff Extends CDMA Cell Coverage and Increases Reverse Link Capacity", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 12, No. 8, Octubre, 1994, pp. 1281 - 1287.
- [33] 3G TS 25.211 v 3.3.0, "Physical channels and mapping of transport channels onto physical channels (FDD)", Release 1999, Junio, 2000.
- [34] 3G TS 25.213 v 3.3.0, "Spreading and Modulation (FDD)", Release 1999, Junio, 2000.
- [35] 3G TS 25.214 v 3.3.0, "Physical Layer Procedures (FDD)", Release 1999, Junio, 2000.
- [36] 3G TS 25.301 v 3.4.0, "Radio Interface Protocol Architecture", Release 1999, Marzo, 2000.
- [37] F. Adachi, M. Sawahashi, K. Okawa, "Tree-structured Generation of Orthogonal Spreading Codes with Different Lengths for Forward Link of DS-SS-SSMA Mobile", IEE Electronics Letters, Vol. 33, No. 1, 1997, pp. 27-28.
- [38] K. Parsa, "An Overview of Common Packet Channel (CPCH), an Optimum Wireless Internet Mechanism in 3GPP W-CDMA System and Comparison of Various UMTS Non Real Time Data Deployment Options", PIMRC Conference, Londres, Reino Unido, Septiembre, 2000, pp. 388 - 395.
- [39] N. Abramson, "The throughput of packet broadcasting channels", IEEE Transactions On Communications, Vol. Com-25, No.1, Enero, 1997, pp. 117-128.
- [40] D. J. Goodman, R. A. Valenzuela, K. T. Gayliard and B. Ramamurthi, "Packet Reservation Multiple Access for Local Wireless Communications", IEEE Transactions on Communications, Vol. 37, No. 8, Agosto, 1989, pp. 885-890.
- [41] A. E. Brand, A. H. Aghvami, "Performance of a Joint CDMA/PRMA Protocol for Mixed Voice/Data Transmission for Third Generation Mobile Communications", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 14, No. 9, Diciembre, 1996, pp. 1698 - 1707.
- [42] L. Kleinrock, F.A. Tobagi " Packet switching in radio channels: Part I – carrier sense multiple access modes and their throughput-delay characteristics", IEEE Transactions on Communications, Vol. 23, No.12, Diciembre, 1975, pp. 1400-1416.
- [43] G. Anastasi, L. Lenzini, E. Mingozzi, A. Hettich, A. Krämling, "MAC Protocols for Wideband Wireless Local Access: Evolution Toward Wireless ATM", IEEE Personal Communications, Octubre, 1998, pp. 53-64.
- [44] K. J. Zdunek, D. R. Ucci, J. L. LoCicero, "Packet Radio Performance of Inhibit Sense Multiple Access with Capture", IEEE Transactions on Communications, Vol. 45, No. 2, Febrero, 1997, pp. 164-167.

- [45] R. Prasad, "Performance analysis of mobile packet radio networks in real channels with inhibit-sense multiple access", IEE Proceedings-I, Vol. 138, No.5, Octubre, 1991, pp. 458-464.
- [46] H. van Roosmalen, J. Nijhof, R. Prasad, "Performance Analysis of a Hybrid CDMA/ISMA Protocol for Indoor Wireless Computer Communications", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 12, No.5, Junio, 1994, pp. 909-916.
- [47] R. Walton, J. Ketchum, "Performance of a Multi-rate CDMA Packet Data System", PIMRC Conference, Boston, USA, Septiembre, 1998, pp.841-847.
- [48] A. Chockalingam, W. Xu, L. B. Milstein, "Performance of a Multi-Channel Packet CDMA Protocol in a Fading Environment", VTC Conference, Phoenix, USA, 1997.
- [49] M. Sreetharan, R. Kumar, *Cellular Digital Packet Data*, Artech House, London, 1996.
- [50] K. K. Leung, J. M. Ho, H. Chien, "A new Digital Sense Multiple Access (DSMA) Protocol for High-Speed Wireless Networks", PIMRC Conference, Boston, USA, Septiembre, 1998, pp. 1360-1366.
- [51] D. Saha, S.E. Kay, "Cellular Digital Packet Data Network", IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol. 46, No.3, Agosto, 1997, pp 697-706.
- [52] M. J. Karol, Z. Liu, K.Y. Eng, "Distributed-Queueing Request Update Multiple Access (DQRUMA) for Wireless Packet (ATM) Networks", IEEE INFOCOM, 1995, pp. 1224-1231.
- [53] Q. Cao, "Medium Access Control (MAC) for Wide-Band CDMA Systems with Optimal Throughput", VTC Conference, Ottawa, Canadá, Mayo, 1998.
- [54] W. Xu, G. Campbell, "A Near Perfect Stable Random Access Protocol for a Broadcast Channel", IEEE Proceedings of ICC'92, Vol. 1, pp. 370-374.
- [55] J. Pérez-Romero, R. Agustí, O. Sallent, "Performance Analysis of an ISMA CDMA Packet Data Network", VTC in Fall Conference, Amsterdam, Países Bajos, Septiembre, 1999, pp.2865-2869.
- [56] O. Sallent, R. Agustí, "System Design Issues in a Code-Restricted Packet Data DS-CDMA Network", ICT'98, Vol.3, Porto Carras, Grecia, Junio, 1998, pp. 97-101.
- [57] L. Kleinrock, *Queueing Systems. Volume I: Theory*, John Wiley & Sons, 1975.
- [58] F. Khan, C. Roobol, J.Larson, "Performance of a Common Channel Packet Access in WCDMA", PIMRC Conference, Boston, USA, Septiembre, 1998, pp. 198-202.
- [59] D. Bertsekas, R. Gallager, *Data Networks*, Prentice-Hall International Editions, 2<sup>a</sup> edición, 1992.
- [60] O. Sallent, R. Agustí, "A Proposal for an Adaptive S-ALOHA Access system for a Mobile CDMA Environment", IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol. 47, No. 3, Agosto, 1998, pp. 977-986.

- [61] 3G TS 25.212 v 3.3.0, "Multiplexing and channel coding (FDD)", Release 1999, Junio 2000.
- [62] L. G. Alonso, R. Agustí, O. Sallent, "A near-optimum MAC Protocol based on the Distributed Queueing Random Access Protocol (DQRAP) for a CDMA Mobile Communication System", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol.18, No. 9, Septiembre, 2000, pp. 1701-1718.
- [63] L. G. Alonso, J. Pérez Romero, R. Agustí, O. Sallent, "Técnicas de Transmisión por Paquetes alternativas a S-ALOHA basadas en CDMA para sistemas de comunicaciones móviles", Congreso Telecom I+D, Barcelona-Madrid, Noviembre, 1999.
- [64] S. Lin, D.J. Costello, *Error Control Coding: fundamentals and applications*, Prentice-Hall, 1983.
- [65] Y.M. Wang, S. Lin, "A Modified Selective-Repeat Type-II Hybrid ARQ System and its Performance Analysis", *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 31, No. 5, Mayo, 1983, pp. 593-607.
- [66] S. Lin, P.S. Yu, "A hybrid ARQ scheme with parity retransmission for error control of satellite channels", *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 30, No.7, Julio, 1982, pp.1701-1719.
- [67] S. Falahati, P. Frenger, P.Orten, T. Ottoson, A. Svenson, "Convolutional Coding Schemes for Variable Rate, Unequal Error Protection, and Packet Data Services", ACTS Conference, Rodas, Grecia, 1998.
- [68] S. Falahati, A. Svenson, "Hybrid Type-II ARQ Schemes for Rayleigh Fading Channels", ICT Conference, Vol. 1, Porto Carras, Grecia, Junio, 1998, pp.39-44.
- [69] J. M. Hanratty, G.L. Stüber, "Performance Analysis of Hybrid ARQ Protocols in a Slotted Direct Sequence Code-Division Multiple-Access Network: Jamming Analysis", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 8, No.4, Mayo, 1990, pp.562-579.
- [70] Q. Zhang, T.F. Wong, J.S. Lehnert, "Performance of a Type-II Hybrid ARQ Protocol in Slotted DS-SSMA Packet Radio Systems", *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 47, No 2, Febrero, 1999, pp. 281-290.
- [71] Q. Zhang, T.F. Wong, J.S. Lehnert, "Stability of a Type-II Hybrid ARQ Protocol for Slotted DS-SSMA Packet Radio Systems", *IEEE INFOCOM*, Vol.3, San Francisco, USA, Abril, 1998, pp.1301-1308.
- [72] Q. Zhang, T.F. Wong, J.S. Lehnert, "Buffered Type-II Hybrid ARQ Protocol for DS-SSMA Packet Radio Systems", *International Journal of Wireless Information Networks*, Vol. 5, No.3, Julio, 1998, pp. 203-217.
- [73] TR 101 112 v 3.2.0, "Universal Mobile Telecommunications System (UMTS); Selection procedures for the choice of radio transmission technologies of the UMTS", UMTS 30.03 v 3.2.0, ETSI, Abril, 1998.

- [74] J. Pérez, O. Sallent, R. Agustí, “Técnicas de ARQ en un esquema de acceso por paquetes DS-CDMA”, Congreso URSI, Pamplona, Septiembre,1998, pp. 169-170.
- [75] J. Pérez, R. Agustí, O. Sallent, “Type-II Hybrid ARQ Scheme in a DS-CDMA Packet Transmission Network”, Congreso PIMRC, Osaka, Japón, Septiembre, 1999, pp. 1052-1056.
- [76] H. Zhang, “Service Disciplines for Guaranteed Performance Service in Packet-Switching Networks”, Proceedings of the IEEE, Vol.83, No.10, Octubre, 1995, pp.1374-1396
- [77] V. Bharghavan, S. Lu, T. Nandagopal, “Fair Queuing in Wireless Networks: Issues and Approaches”, IEEE Personal Communications, Febrero, 1999, pp. 44-53.
- [78] T.S.Eugene Ng, Ion Stoica, Hui Zhang, “Packet Fair Queueing algorithms for Wireless Networks with Location-Dependent Errors”, IEEE INFOCOM, San Francisco, USA, Abril, 1998.
- [79] P. Ramanathan, P. Agrawal, “Adapting Packet Fair Queueing Algorithms to Wireless Networks”, Mobicom, Dallas, USA, 1998.
- [80] S. Lu, T. Nandagopal, V. Bharghavan, “A Wireless Fair Service algorithm for Packet Cellular Networks”, Mobicom, Dallas, USA,1998.
- [81] S. Sun, W. A. Krzymien, “Call Admission Policies and Capacity Analysis of a Multi-Service CDMA Personal Communication System with Continuous and Discontinuous Transmission”, VTC Conference, Ottawa, Canadá, 1998, pp.218-223.
- [82] J. S. Evans, D. Everitt, “Effective Bandwidth-Based Admission Control for Multiservice CDMA Cellular Networks”, IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol.48, No.1, Enero, 1999, pp. 36-46.
- [83] G. Ostermayer, J. Knutsson, N. Guérin, A. Hämäläinen, “Scheduling Algorithms for both TDD and FDD mode in UMTS”, ACTS Summit AMOS, Sorrento, Italia, Junio, 1999.
- [84] S. Ramakrishna, J.M. Holtzman, “A scheme for Throughput Maximization in a Dual-Class CDMA System”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol.16, No 6, Agosto, 1998, pp. 830-844.
- [85] I. F. Akyldiz, D. A. Levine, I. Joe, “A Slotted CDMA Protocol with BER Scheduling for Wireless Multimedia Networks”, IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 7, No. 2, Abril, 1999, pp. 146-158.
- [86] Draft EN 301 113 v 6.1.0, GSM 02.60 version 6.1.0, Release 1997, Julio, 1998.
- [87] J. Pérez-Romero, R. Agustí, O. Sallent, “A Combined Polling and ISMA-DS/CDMA FDD Protocol to Provide QoS in Packet Mobile Communications Systems”, PIMRC Conference, Londres, Reino Unido, Septiembre, 2000, pp.383-387.
- [88] D. G. Jeong, W. S. Jeon, “CDMA/TDD System for Wireless Multimedia Services with Traffic Unbalance between Uplink and Downlink”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 17, No. 5, Mayo, 1999, pp. 939-946.



- [89] 3G TS 25.221 v 3.3.0, "Physical channels and mapping of transport channels onto physical channels (TDD)", Release 1999, Junio, 2000.
- [90] 3G TS 25.223 v 3.3.0, "Spreading and Modulation (TDD)", Release 1999, Junio, 2000.
- [91] 3G TS 25.224 v 3.3.0, "Physical Layer Procedures (TDD)", Release 1999, Junio, 2000.
- [92] B. Steiner, P. W. Baier, "Low Cost Channel Estimation in the Uplink Receiver of CDMA Mobile Radio Systems", *Frequenz*, No. 47, 1993, pp.11-12.
- [93] R. Esmailzadeh, M. Nakagawa, E. A. Sourour, "Time-Division Duplex CDMA Communications", *IEEE Personal Communications*, Abril, 1997, pp. 51-56.
- [94] R. Esmailzadeh, E. Sourour, M. Nakagawa, "Prerake Diversity Combining in Time-Division Duplex CDMA Mobile Communications", *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol.48, No. 3, Mayo, 1999, pp. 795-801.
- [95] I. Katzela, M. Naghshineh, "Channel Assignment Schemes for Cellular Mobile Telecommunication Systems: a comprehensive survey", *IEEE Personal Communications*, Junio, 1996, pp. 10-31.
- [96] L. Ortigoza-Guerrero, A. H. Aghvami, "A Distributed Dynamic Resource Allocation for a Hybrid TDMA/CDMA System", *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 47, No. 4, Noviembre, 1998, pp.1162 - 1178.
- [97] H. Holma, G. J. R. Povey, A. Toskala, "Evaluation of Interference between Uplink and Downlink in UTRA/TDD", *VTC in Fall Conference*, Amsterdam, Países Bajos, Septiembre, 1999, pp. 2616-2620.
- [98] D. G. Jeong, W. S. Jeon, "Time slot Allocation in CDMA/TDD Systems for Mobile Multimedia Services", *IEEE Communications Letters*, Vol. 4, No. 2, Febrero, 2000, pp. 59-61.
- [99] J. Pérez-Romero, R. Agustí, O. Sallent, F. Casadevall, "Issues on Packet Transmission Strategies in a TDD-TD/CDMA scenario", *IST Mobile Summit*, Galway, Irlanda, Octubre, 2000, pp. 57-63.
- [100] 3G TR 25.942 v 2.1.3. "RF System Scenarios", Release 1999, Marzo, 2000.
- [101] 3G TS 25.302 v 3.4.0, "Services provided by the Physical Layer", Release 1999, Marzo, 2000.
- [102] D. Petras, A. Krämling, "MAC protocol with polling and fast collision resolution for an ATM air interface", *IEEE ATM Workshop*, San Francisco, USA, Agosto, 1996.
- [103] J. Sánchez, R. Martínez, M. W. Marcellin, "A survey of MAC protocols proposed for Wireless ATM", *IEEE Network*, Noviembre/Diciembre, 1997, pp. 52-62.
- [104] U. Vornefeld, E. Weltersbach, "Fast Collision Resolution with SDMA for the DSA++ MAC-Protocol for Wireless ATM Networks", *PIMRC Conference*, Boston, USA, 1998, pp.158-162.

[105] TdocSMG 905/97 “Concept Group Alpha – WCDMA. Evaluation Document”.

## **11. PUBLICACIONES REALIZADAS**

La realización de la presente tesis doctoral ha dado lugar al siguiente conjunto de publicaciones en revistas y congresos nacionales e internacionales:

- J. Pérez, O. Sallent, R. Agustí, “Técnicas de ARQ en un esquema de acceso por paquetes DS-CDMA”, Congreso URSI, Pamplona, Septiembre, 1998, pp. 169-170.
- J. Pérez, R. Agustí, O. Sallent, “Type-II Hybrid ARQ Scheme in a DS-CDMA Packet Transmission Network”, Congreso PIMRC, Osaka, Japón, Septiembre, 1999, pp 1052-1056.
- J. Pérez, R. Agustí, O. Sallent, “Performance analysis of an ISMA DS-CDMA packet data network”, Congreso VTC in Fall, Amsterdam, Países Bajos, Septiembre, 1999, pp. 2865-2869.
- L. G. Alonso, J. Pérez, R. Agustí, O. Sallent, “Técnicas de Transmisión por Paquetes alternativas a S-ALOHA basadas en CDMA para sistemas de comunicaciones móviles”, Congreso Telecom I+D, Barcelona – Madrid, Noviembre, 1999.
- J. Pérez, R. Agustí, O. Sallent, “ISMA-DS/CDMA MAC Protocol for Mobile Packet Radio Networks”, COST-262, Barcelona, Noviembre, 1999.
- J. Pérez, L. G. Alonso, R. Agustí, “Average Block Error Probability in the Reverse Link of a Packet DS/CDMA System under Rayleigh Fading Channel Conditions”, IEEE Communications Letters, Vol. 4, No. 4, Abril, 2000, pp.116-118.
- J. Pérez, R. Agustí, O. Sallent, “A combined polling and ISMA-DS/CDMA protocol to provide QoS in Packet Mobile Communications Systems”, Congreso PIMRC, Londres, Reino Unido, Septiembre, 2000, pp.383-387.
- J. Pérez, R. Agustí, O. Sallent, F. Casadevall, “Issues on Packet Transmission Strategies in a TDD-TD/CDMA scenario”, IST Mobile Communications Summit, Galway, Irlanda, Octubre, 2000, pp.57-63.
- J. Pérez, R. Agustí, O. Sallent, “Propuesta de mecanismo para garantizar Calidad de Servicio en sistemas móviles de transmisión por paquetes”, Congreso Telecom I+D, Barcelona - Madrid, Noviembre, 2000.
- J. Pérez, R. Agustí, O. Sallent, “An adaptive ISMA-DS/CDMA MAC Protocol for Third Generation Mobile Communications Systems”, en proceso de segunda revisión en IEEE Transactions on Vehicular Technology, Noviembre, 2000.



**GLOSARIO DE SIGLAS**

3GPP: *3<sup>rd</sup> Generation Partnership Project*  
ACTS: *Advanced Communication Technologies*  
AI: *Acquisition Indicator*  
AICH: *Acquisition Indication Channel*  
AMPS: *American Mobile Phone System*  
AMR: *Adaptive Multi-rate*  
AP: *Access Preamble*  
ARIB: *Association for Radio Industries and Businesses*  
ARQ: *Automatic Repeat reQuest*  
AS: *Access Slot*  
ATDMA: *Advanced TDMA Mobile Access*  
ATM: *Asynchronous Transfer Mode*  
BCCH: *Broadcast Control CHannel*  
BCH: *Broadcast CHannel*  
BLER: *Block Error Rate*  
BMC: *Broadcast/Multicast Control*  
BPSK: *Binary Phase Shift Keying*  
BS: *Base Station*  
CA: *Collision Avoidance*  
CCCH: *Common Control CHannel*  
CCPCH: *Common Control Physical CHannel*  
CD: *Collision Detection*  
CD/CA-ICH: *Collision Detection/Channel Assignment Indication CHannel*  
CDMA: *Code Division Multiple Access*  
CIF-Q: *Channel-condition Independent Fair Queueing*  
CODIT: *COde DIvision Testbed*  
CPCH: *Common Packet CHannel*  
CPICH: *Common Pilot CHannel*  
CSICH: *CPCH Status Indication CHannel*  
CSMA: *Carrier Sense Multiple Access*  
CTCH: *Common Traffic CHannel*  
CTS: *Clear To Send*

CWTS: *China Wireless Telecommunication Standard group*  
D-AMPS: *Digital American Mobile Phone System*  
DCA: *Dynamic Channel Allocation*  
DCCCH: *Dedicated Control CHannel*  
DCH: *Dedicated CHannel*  
DCS-1800: *Digital Cellular System - 1800 MHz*  
DECT: *Digital Enhanced Cordless Telecommunications*  
DL: *DownLink*  
DLL: *Delay Locked Loop*  
DPCCH: *Dedicated Physical Control CHannel*  
DPDCH: *Dedicated Physical Data Channel*  
DQRAP: *Distributed Queueing Random Access Protocol*  
DQRUMA: *Distributed Queueing Request Update Multiple Access*  
DS: *Direct Sequence*  
DSA: *Dynamic Slot Assignment*  
DSCH: *Downlink Shared CHannel*  
DSMA: *Digital Sense Multiple Access*  
DTCH: *Dedicated Traffic CHannel*  
DTR: *Data Transmission Rules*  
EDD: *Earliest Due Date*  
EDGE: *Enhanced Data rates for GSM Evolution*  
EPA: *Equilibrium Point Analysis*  
ERMES: *European Radio MESSage System*  
ETSI: *European Telecommunications Standards Institute*  
FACH: *Forward Access CHannel*  
FBI: *FeedBack Information*  
FDD: *Frequency Division Duplex*  
FDMA: *Frequency Division Multiple Access*  
FEC: *Forward Error Correction*  
FFQ: *Fluid Fair Queueing*  
FH: *Frequency Hopping*  
FPLMTS: *Future Public Land Mobile Telecommunications System*  
FRAMES: *Future RAdio wideband Multiple accEss System*  
FTP: *File Transfer Protocol*  
GPRS: *General Packet Radio System*

GPS: *Generalized Processor Sharing*  
GSM: *Global System for Mobile communications*  
HIPERLAN: *High PErformance Radio Local Area Network*  
IEEE: *Institute of Electrical and Electronics Engineers*  
IETF SIP: *Internet Engineering Task Force Session Initiation Protocol*  
IMT-2000: *International Mobile Telecommunications 2000*  
IP: *Internet Protocol*  
IS-41, 54, 95: *Interim Standard - 41, 54, 95*  
ISMA: *Inhibit Sense Multiple Access*  
ITU: *International Telecommunications Union*  
IWF: *InterWorking Function*  
JDC: *Japanese Digital Cellular*  
LAN: *Local Area Network*  
LCD: *Long Constrained Delay*  
LDD: *Low Delay Data*  
LFSR: *Linear Feedback Shift Register*  
LLC: *Logical Link Control*  
MAC: *Medium Access Control*  
MC-CDMA: *MultiCarrier Code Division Multiple Access*  
MIC: *Modulación por Impulsos Codificados*  
MMPP: *Markov Modulated Poisson Process*  
MRC: *Maximum Ratio Combining*  
MS: *Mobile Station*  
MSS: *Mobile Satellite Services*  
NMT: *Nordic Mobile Telephone*  
NRT: *Non-Real Time*  
NTT: *Nipon Telephone and Telecommunications*  
OFDMA: *Orthogonal Frequency Division Multiple Access*  
OSI: *Open Systems Interconnection*  
OVSF: *Orthogonal Variable Spreading Factor*  
PACS: *Personal Access Communications Services*  
PCCH: *Paging Control CHannel*  
PCCPCH: *Primary Common Control Physical CHannel*  
PCH: *Paging CHannel*  
PCPCH: *Physical Common Packet CHannel*

PCS: *Personal Communications Systems*  
PDCP: *Packet Data Convergence Protocol*  
pdf: *Probability Density Function*  
PDSCH: *Physical Downlink Shared CHannel*  
PDU: *Protocol Data Unit*  
PHS: *Personal Handyphone System*  
PICH: *Paging Indication Channel*  
PL: *PathLoss*  
POCSAG: *Post Office Code Standards Advisory Group*  
PRACH: *Physical Random Access CHannel*  
PRMA: *Packet Reservation Multiple Access*  
QDR: *Queueing Discipline Rules*  
QoS: *Quality of Service*  
QPSK: *Quadrature Phase Shift Keying*  
RACE: *Research of Advanced Communication technologies in Europe*  
RCPC: *Rate Compatible Punctured Convolutional*  
RLC: *Radio Link Control*  
RRC: *Radio Resource Control*  
RT: *Real Time*  
RTR: *Request Transmission Rules*  
RTS: *Request To Send*  
SBFA: *Server Based Fairness Approach*  
SCCPCH: *Secondary Common Control Physical CHannel*  
SCFQ: *Self-Clocked Fair Queueing*  
SCH: *Synchronisation CHannel*  
SHCCH: *SHared channel Control CHannel*  
SIR: *Signal to Interference Ratio*  
SMS: *Short Message Service*  
SP: *Switching Point*  
TA: *Time Advance*  
TACS: *Total Access Communications System*  
TCP: *Transport Control Protocol*  
TD/CDMA: *Time Division / Code Division Multiple Access*  
TDD: *Time Division Duplex*  
TDMA: *Time Division Multiple Access*



TETRA: *Trans European Trunked Radio*  
TFCI: *Transport Format Combination Indicator*  
TPC: *Transmission Power Control*  
TSG: *Technical Specification Group*  
TTA: *Telecommunications Technology Association*  
TTC: *Telecommunication Technology Commitee*  
UL: *UpLink*  
UMTS: *Universal Mobile Telecommunications System*  
USCH: *Uplink Shared CHannel*  
UTRA: *Universal Terrestrial Radio Access*  
UWC-136: *Universal Wireless Communications - 136*  
VC: *Virtual Clock*  
WARC: *World Administrative Radio Conference*  
WCDMA: *Wideband Code Division Multiple Access*  
W-CDMA N/A: *Wideband Code Division Multiple Access North America*  
WFQ: *Weighted Fair Queueing*  
WF<sup>2</sup>Q: *Worst-case fair Weighted Fair Queueing*  
WFS: *Wireless Fair Service*  
WIMS W-CDMA: *Wireless multimedia and Messaging Services*  
WP-CDMA: *Wideband Packet Code Division Multiple Access*  
WTDMA: *Wideband Time Division Multiple Access*  
WWW: *World Wide Web*