

---

## 8 TCP en Enlaces Asimétricos

### 8.1 INTRODUCCIÓN

Con el objetivo de optimizar el ancho de banda disponible se plantea el uso de enlaces asimétricos. Éstos se caracterizan por tener diferentes anchos de banda para cada dirección de la comunicación. Hay muchas aplicaciones en Internet, como acceso Web ó FTP, que aprovechan esta circunstancia, ya que tratan un flujo de datos mucho mayor en una dirección que en la otra. Estas aplicaciones están basadas en TCP (*Transmission Control Protocol*) [Ste94, RFC793, RFC2581]. Tecnologías de bucle de abonado como ADSL, HDSL y VDSL, Cable Módems y Sistemas de Distribución de vídeo digital en *broadcast*, y las nuevas tendencias en tecnologías radio como LMDS, DECT o GPRS y sistemas de tercera generación, forman parte del escenario a evaluar. La asimetría en estos entornos es el factor determinante en la evaluación de las prestaciones de TCP.

La Figura 8.1 muestra el acceso a Internet a través de un enlace asimétrico.

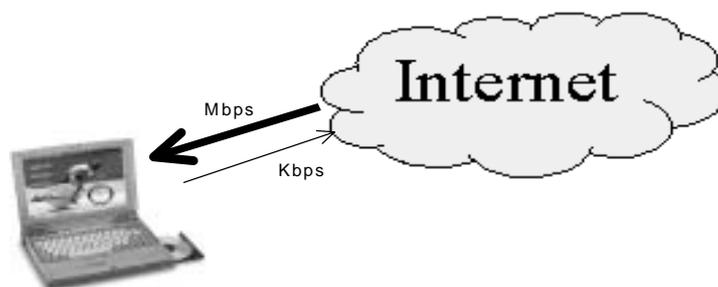


Figura 8.1 Acceso a Internet a través de enlaces asimétricos

De esta forma, la asimetría en los enlaces es otro factor determinante en la evaluación de las prestaciones de TCP.

El rendimiento de TCP puede degradarse de forma importante cuando los datos se transmiten a través de enlaces asimétricos. Cuando la conexión se establece, los paquetes son enviados a través del canal de ida y los reconocimientos en el sentido contrario. Como el comportamiento del TCP es *self-clocking* [Ste94], propiedad que hace que la transmisión de los paquetes desde el emisor se produzca después de la recepción de confirmaciones, la transmisión de datos en ese sentido puede verse ralentizada.

En la bibliografía se han propuesto diversos mecanismos para resolver la degradación del caudal causada por la transmisión a través conexiones asimétricas, todos basados en la reducción de los reconocimientos a través del enlace lento, y teniendo en cuenta su propiedad acumulativa.

Una solución es el mecanismo de filtrado de reconocimientos, sugerido por Karn [Kar96] y desarrollado en [BPK97], que está basado en el control de la cantidad de confirmaciones almacenadas en el *router* del enlace de retorno. Cuando se recibe una nueva confirmación, una fracción de éstas (posiblemente todas menos una) pertenecientes a la misma conexión son eliminadas. Por lo tanto, la frecuencia de confirmaciones se reduce, impidiendo el frenado de la transferencia en la dirección de los datos. Su efectividad contra congestión ó pérdidas es muy alta, porque actúa directamente allí donde éstas ocurren. No obstante, el mecanismo de filtrado de reconocimientos es una técnica basada en *gateway* y requiere la modificación de la operación de los *routers*. Siempre que sea posible, es preferible una solución extremo-a-extremo, ya que es así como TCP trabaja. Además, el mecanismo de filtrado de reconocimientos causa una transmisión innecesaria de confirmaciones en la red ya que muchas de ellas serán filtradas más tarde en el *router*. Si la solución fuese implementada en el receptor, el número de reconocimientos transmitidos sería justo el necesario, evitando posibles problemas de congestión.

Otra solución es el mecanismo de retraso de confirmaciones que se basa en enviar una confirmación por cada  $r$  paquetes recibidos, y así romper con el comportamiento habitual de TCP de confirmar cada uno de los paquetes. Este mecanismo puede encontrarse ya como opción en implementaciones TCP, aunque normalmente está basado en enviar una confirmación para un máximo de cada dos paquetes. Para mantener la tasa de crecimiento de la ventana en los algoritmos "*inicio lento*" y "*prevención de la congestión*", es necesario modificar el emisor, de tal forma que tenga en cuenta la cantidad de datos confirmados por cada reconocimiento, más que el número de confirmaciones recibidas. Esta técnica, propuesta en [Joh95], debe aplicarse a todos los mecanismos basados en confirmaciones retardadas. También es necesario disponer de una confirmación para forzar la transmisión de un reconocimiento cuando los paquetes recibidos son menos que  $r$ ; en caso de no ser así, el emisor deberá esperar a la expiración del temporizador de retransmisión.

No obstante, el problema de trabajar con un valor fijo de  $r$  es que la recepción de menos de  $r$  paquetes, puede causar múltiples expiraciones del temporizador, y por tanto una importante degradación del caudal.

En la bibliografía existen varias propuestas que consideran la utilización del mecanismo de reconocimientos retardados con **un factor de reconocimiento retardado variable**. En [Joh95] ya se indican las ventajas que se derivarían del uso de un "intervalo de reconocimiento" dinámico que se adaptase a la congestión de la red, y aconsejan que este intervalo debería reducirse en presencia de congestión. Se habla de un mecanismo "*inicio lento*" en el destino que reflejaría el comportamiento de la ventana de congestión de la fuente TCP. Sin embargo, no se desarrolla ninguna propuesta concreta ni se tienen en cuenta las ventajas de este mecanismo en un enlace asimétrico.

El mecanismo ACC (*Ack Congestion Control*) que se implementa en [BPK97] utiliza un factor de reconocimiento retardado dinámico que varía en función de la congestión de los reconocimientos. Utiliza el algoritmo RED (*Random Early Detection*) [FIJ93] en el *router* conectado al enlace asimétrico para detectar la congestión, que se comunica a la fuente y al destino marcando el bit ECN (*Explicit Congestion Notification*) de un paquete o un reconocimiento. Al recibir el paquete con el bit marcado la fuente reduce la tasa de transmisión, mientras que el destino incrementa el factor de reconocimiento retardado multiplicativamente, reduciendo así la cantidad de reconocimientos transmitidos. Se trata de un algoritmo de control de congestión aplicado a los reconocimientos, que permite regular la cantidad que se transmite en función de las condiciones del enlace. Sin embargo, este mecanismo no actúa frente a la congestión de paquetes en el sentido ascendente. Como se apuntaba en [Joh95], en este caso sería conveniente incrementar la cantidad de reconocimientos enviados para informar más frecuentemente a la fuente del estado del enlace. Este incremento de tráfico no interferiría en la congestión de los paquetes, ya que éstos se envían en el sentido opuesto del enlace. Sin embargo, el mecanismo ACC no reduce el factor de reconocimiento retardado en esta situación. Aunque este mecanismo es efectivo para controlar la congestión del enlace de retorno, esta efectividad se reduce en presencia de pérdidas de paquetes debidas a errores o a congestión. Cuando un paquete se pierde, TCP cierra la ventana de congestión, mientras que  $r$  no se modifica al no haber congestión. Podrían darse varias expiraciones del temporizador hasta que el tamaño de la ventana no alcance el valor de  $r$ , ya que la ventana de congestión determina el número de paquetes no reconocidos que el emisor puede transmitir. Este hecho supone una importante degradación del caudal si hay una importante cantidad de pérdidas de paquetes.

Por último, en [All98] se propone el mecanismo DAASS (*Delayed Acks After Slow Start*). Este mecanismo se basa en la transmisión de un reconocimiento por paquete durante el *inicio lento* y del envío de reconocimientos retardados (como máximo 2 paquetes por reconocimiento) durante la fase de *prevención de la congestión*. El objetivo es incrementar la velocidad de

apertura de la ventana de congestión en la primera fase y minimizar los recursos de la red utilizados en la recepción de reconocimientos en la segunda fase.

En conclusión, veremos que los mecanismos propuestos en la bibliografía no suponen una solución satisfactoria a la transferencia de datos a través de un enlace asimétrico. Mientras que el protocolo TCP Tahoe verá limitada la transmisión de paquetes debido a la lenta recepción de reconocimientos, con el mecanismo de reconocimientos retardados tendrá una lenta apertura de la ventana de congestión debido a los cumplimientos del temporizador.

Para dar solución a esta situación se ha desarrollado un mecanismo basado en el de reconocimientos retardados, pero que permite una apertura de la ventana de congestión mucho más rápida gracias a un factor de reconocimiento retardado adaptativo. Con ello se consigue un comportamiento de prestaciones similares a las del mecanismo de filtrado de reconocimientos, pero **actuando extremo a extremo**.

## 8.2 DEFINICIONES

Se considera el escenario de la Figura 8.2, donde se establece una conexión TCP entre un nodo que actúa como fuente y otro que actúa como destino.

Se define el sentido descendente del enlace asimétrico como el que va desde la fuente al destino, por donde circularán los paquetes. Su ancho de banda se notará mediante  $B_f$ . El sentido ascendente será por lo tanto por donde circularán los reconocimientos, desde el destino hasta la fuente. Su ancho de banda será  $B_r$ , y será menor que  $B_f$ .

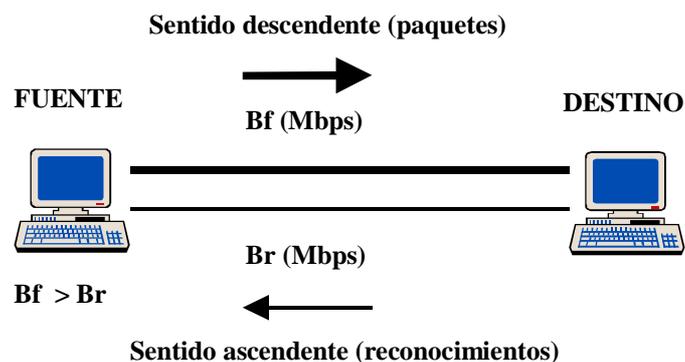


Figura 8.2 Comunicación TCP establecida sobre un enlace asimétrico

El protocolo TCP se basa en la transmisión de reconocimientos por parte del destino a medida que los paquetes son recibidos. Cada reconocimiento recibido en la fuente que reconoce nuevos datos implica una apertura de la ventana de transmisión. Este sincronismo entre la recepción de reconocimientos y la transmisión de paquetes se denomina *ack-clocking*, y constituye una de las características básicas del funcionamiento del protocolo TCP. **Cualquier**

**anomalía en la trama de reconocimientos recibidos tendrá, por tanto, influencia en la trama de paquetes enviados.**

Cuando una comunicación se establece a través de un enlace asimétrico, la transmisión de paquetes se realiza sobre un ancho de banda mayor que la de reconocimientos ( $B_f > B_r$ ). Suponiendo que para cada paquete recibido en el destino se genera un solo reconocimiento, la tasa de reconocimientos generados será igual a la de los paquetes recibidos, y por lo tanto superior a la que el sentido ascendente del enlace puede soportar. El reducido ancho de banda y los efectos de la acumulación de reconocimientos pendientes de ser enviados pueden provocar un aumento del espacio entre reconocimientos, y debido a la propiedad de *ack-clocking*, una reducción de la tasa de transmisión de paquetes. En este caso se puede hablar de que **el sentido ascendente del enlace asimétrico limita el caudal alcanzable**, que es una característica propia del sentido descendente.

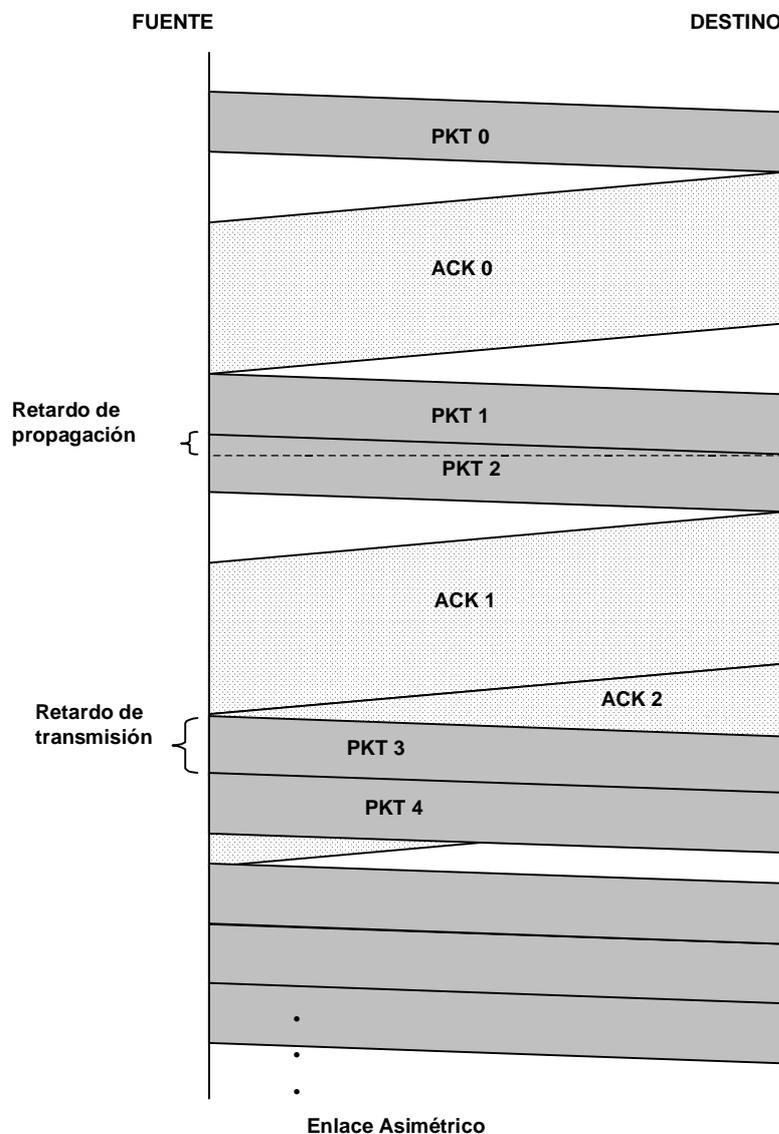


Figura 8.3 Esquema del flujo de paquetes y reconocimientos durante el inicio lento

La Figura 8.3 muestra como transcurre el flujo de paquetes y reconocimientos. Debido al reducido ancho de banda del enlace asimétrico en el sentido ascendente, el retardo de transmisión de los reconocimientos (representado por su grosor), es muy superior al de los paquetes. La consecuencia principal es la ruptura del *self-clocking*, propiedad del TCP según la cual el retardo entre dos paquetes consecutivos será el mismo que el retardo entre sus reconocimientos. Considérense dos paquetes que la fuente transmita consecutivamente, como los de número de secuencia 1 y 2. La separación entre sus respectivos reconocimientos no se mantiene en el destino al transmitirse a través del enlace asimétrico. El reducido ancho de banda, y por tanto, los efectos del encolamiento de los reconocimientos para ser transmitidos, provocan un considerable aumento del espacio entre reconocimientos. Obviamente este hecho incidirá en una reducción de la tasa de transmisión de los nuevos paquetes en la fuente. **A partir del esquema puede deducirse que la degradación será mayor cuanto mayor sea la asimetría del enlace.**

Para poder determinar en qué condiciones la recepción de reconocimientos limita la transmisión de paquetes, **se define la tasa de ancho de banda normalizado  $k$  como la relación de anchos de banda dividido entre la relación de tamaños de paquete para ambos sentidos del enlace.** Se hallaría mediante la ecuación (8.1), donde MTU es el tamaño máximo del paquete de datos y ACK el del reconocimiento.

$$k = \frac{B_f / B_r}{MTU / ACK} \quad (8.1)$$

El parámetro  $k$  puede interpretarse como la relación entre la tasa del sentido descendente (en paquetes por unidad de tiempo) y la tasa del sentido ascendente (en reconocimientos por unidad de tiempo). Si su valor es mayor que la unidad la tasa de los reconocimientos generados en el destino tras la recepción de paquetes ( $B_f / MTU$ ) será mayor que la que puede ser servida por el enlace asimétrico ( $B_r / ACK$ ), y se producirá la limitación del caudal. Además, en una transmisión TCP, pueden incluirse datos en el sentido de los reconocimientos, teniendo así un intercambio bidireccional. En este caso el valor de ACK sería mayor, obteniendo por tanto una mayor asimetría.

**Es por lo tanto inexacto afirmar que el rendimiento del TCP se verá afectado para todo enlace que presente asimetría en su ancho de banda, ya que también deberá tenerse en cuenta el tamaño del paquete y el del reconocimiento, que determinan el valor del parámetro  $k$ . A partir de este instante sólo se considerará como enlace asimétrico aquel cuyo valor de  $k$  sea mayor que la unidad.**

### 8.3 ENTORNO DE SIMULACIÓN

El estudio analítico realizado en este capítulo se ha respaldado mediante simulaciones. La topología de red que se utilizará en las simulaciones consta de un nodo que actúa como fuente TCP y otro que actúa como destino, unidos mediante un enlace asimétrico tal y como se ha mostrado en la Figura 8.2. Aunque se considera que ambos nodos están conectados directamente al enlace asimétrico, el análisis de este modelo es válido para una red general en la que puede haber también tramos simétricos, ya que la existencia de enlaces simétricos entre estos nodos y el enlace asimétrico tan solo supone un incremento constante del retardo total de los paquetes y reconocimientos, debido a un mayor retardo de propagación y transmisión.

Entre la fuente y el destino se establecerá una única conexión TCP, en la que la fuente actuará de servidor y el destino de cliente. Esta conexión corresponderá a la transmisión de un fichero mediante la aplicación FTP. No se tendrán en cuenta, por tanto, los efectos de otras conexiones establecidas simultáneamente sobre el mismo enlace, en el mismo sentido o en el contrario.

Para las simulaciones han sido seleccionados como valores un Bf de 10 Mbps, y un Br de 100 Kbps o de 16 Kbps. La primera combinación, cuando no se consideran pérdidas, podría corresponder a un módem por cable típico según el estándar IEEE 802.14 (*Two-Way Cable-TV Protocol Standard*). En la segunda podría considerarse que el retorno (sentido ascendente) se realiza una línea telefónica convencional.

Los únicos retardos que se considerarán serán los de transmisión y de propagación. El retardo de propagación a través del sentido descendente del enlace asimétrico se denominará  $\tau_{prop}^D$ , y el del sentido ascendente  $\tau_{prop}^A$ . Para facilitar el análisis de la asimetría de anchos de banda, en las simulaciones realizadas se considerará que los retardos de propagación son iguales para ambos sentidos del enlace, expresándolos mediante  $\tau_{prop}$  y utilizándose 5 y 15 ms.

#### a) Parámetros del TCP

Se utiliza la versión BSD TCP Tahoe del protocolo TCP [FaF96], que incorpora los algoritmos *inicio lento*, *prevención de la congestión* y *retransmisión rápida*.

Los tamaños de paquete y de reconocimiento (ACK) que se utilizarán son los mismos que se definen habitualmente en una red Ethernet, y muy similares a los que se utilizan en la mayor parte de los estudios realizados sobre enlaces asimétricos [All98, BPK97, LMS97, Joh95]. Así, se fijará un valor de MTU fijo de 1500 bytes, 40 bytes de los cuales pertenecen a las cabeceras TCP e IP. El valor del ACK será de 40 bytes.

El tamaño máximo de la ventana de congestión utilizado dependerá en cada caso del mecanismo que esté siendo evaluado en cada caso su valor óptimo.

El tamaño del fichero transmitido será de 50 Mbytes, excepto en los casos en los que se evalúen los efectos de este parámetro.

## b) Modelo de error

Para caracterizar las pérdidas de paquetes en el enlace asimétrico se utiliza un modelo de errores, que se corresponde con el utilizado habitualmente en enlaces inalámbricos [BBK97, BKV96, CTG97]. Se ha seleccionado este modelo porque supone unas condiciones de pérdidas de paquetes severas, que servirán para validar las modificaciones que se realicen sobre los algoritmos de control de congestión del protocolo TCP. Además, las conclusiones a las que se lleguen sobre el funcionamiento de los algoritmos seguirán siendo válidas si las pérdidas, en lugar de estar provocadas por errores del medio de transmisión, se producen por problemas de congestión. Es debido a que estos algoritmos no distinguen el origen de las pérdidas, y actúan siempre contra la congestión.

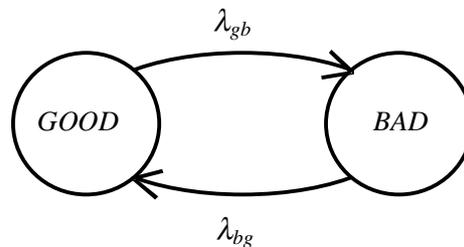


Figura 8.4 Modelo de error

El modelo de error considerado para el sentido descendente del enlace asimétrico es el que se presenta en la Figura 8.4, y se encuentra definido en [BKV96]. Se caracteriza por un modelo de Markov de dos estados (GOOD y BAD), donde cada estado tiene una distribución de la probabilidad de error en bit *Poissoniana*. Para describir la tasa de error de bit media (BER) del enlace se utilizará la notación  $(\lambda_{\text{GOOD}}, \lambda_{\text{BAD}})$ , donde  $\lambda_{\text{GOOD}}$  representa la BER del estado GOOD y  $\lambda_{\text{BAD}}$  la BER del estado. Mientras que  $\lambda_{\text{GOOD}}$  variará entre 0 y  $10^{-5}$ ,  $\lambda_{\text{BAD}}$  variará simultáneamente entre 0 y  $10^{-1}$  [BKV96].

Con el propósito de facilitar la interpretación de los resultados se considerará un modelo de enlace en su sentido ascendente sin pérdidas de reconocimientos. En cualquier caso, éstas serían de varios órdenes de magnitud inferiores a las del sentido descendente, debido al menor tamaño de los reconocimientos.

La tasa de transmisión de un estado al otro también tiene una distribución exponencial, con unos valores medios de  $\lambda_{gb}$  para pasar del estado GOOD al BAD, y  $\lambda_{bg}$  en el sentido contrario. El valor de  $\lambda_{gb}$  se establecerá en 10 segundos y el de  $\lambda_{bg}$  en 1 segundo para todas las simulaciones [BKV96].

### c) Simulador

Se ha utilizado el simulador de red NS 1.4 [FIM96], que permite la simulación de varias versiones de TCP, que pueden ser modificadas por el usuario. Se ha partido del TCP Tahoe y se han incorporado extensiones para simular la topología de red deseada (con el modelo de error definido), y se ha modificado el funcionamiento de la fuente y el destino para implementar los distintos mecanismos a estudiar.

Las trazas obtenidas mediante el simulador permiten obtener una representación del flujo de paquetes y reconocimientos a través del enlace. Se representan los paquetes transmitidos correctamente (*packets*), los paquetes perdidos (*drops*) y sus respectivos reconocimientos (*acks*), en el instante en el que salen o llegan a la fuente TCP. El eje horizontal de las gráficas muestra el tiempo en segundos, mientras que el eje vertical muestra el número de secuencia del paquete o del reconocimiento módulo 90. Los paquetes consecutivos con igual ordenada corresponden a retransmisiones, mientras que los reconocimientos serán *dupacks* (reconocimientos duplicados). Si los paquetes tienen igual abscisa, formarán una ráfaga de paquetes.

En las simulaciones realizadas sobre el enlace asimétrico con pérdidas, debido al carácter aleatorio de los errores del canal, las medidas realizadas presentan una varianza destacable. Con el propósito de reducirla se realizan diversas simulaciones y se promedian sus resultados. El número de simulaciones a promediar será tal que se consiga un intervalo de confianza menor que el 4 % de la media, con un nivel de confianza del 95 %.

## 8.4 DEGRADACIÓN DE TCP EN ENLACES ASIMÉTRICOS

En este apartado se analizan con detalle las causas que provocan la degradación del rendimiento del protocolo TCP cuando se establece una comunicación a través de un enlace asimétrico. Para poder independizar el efecto de la asimetría de la congestión y los errores, en primer lugar solamente se considera la asimetría.

La Figura 8.5 muestra el flujo de paquetes y reconocimientos a través de un enlace **simétrico** sin pérdidas. Los anchos de banda  $B_f$  y  $B_r$  son iguales, y equivalentes a 10 Mbps, por lo tanto el valor del ancho de banda normalizado es inferior a la unidad, tratándose así de un enlace simétrico.

En la figura 8.6 se muestra la evolución sobre un enlace de igual  $B_f$ , pero con un  $B_r$  más reducido (100 Kbps). En este caso el valor de  $k$  es mayor que la unidad. Comparando ambas gráficas es posible apreciar la reducción en la tasa de transmisión de datos comparando la pendiente de los paquetes en función del tiempo.

En este caso, la transmisión de datos está limitada por el ancho de banda del sentido descendente del enlace; si  $B_f$  fuese más elevado, el retardo de transmisión de paquetes sería más reducido y la tasa que se alcanzaría sería mayor.

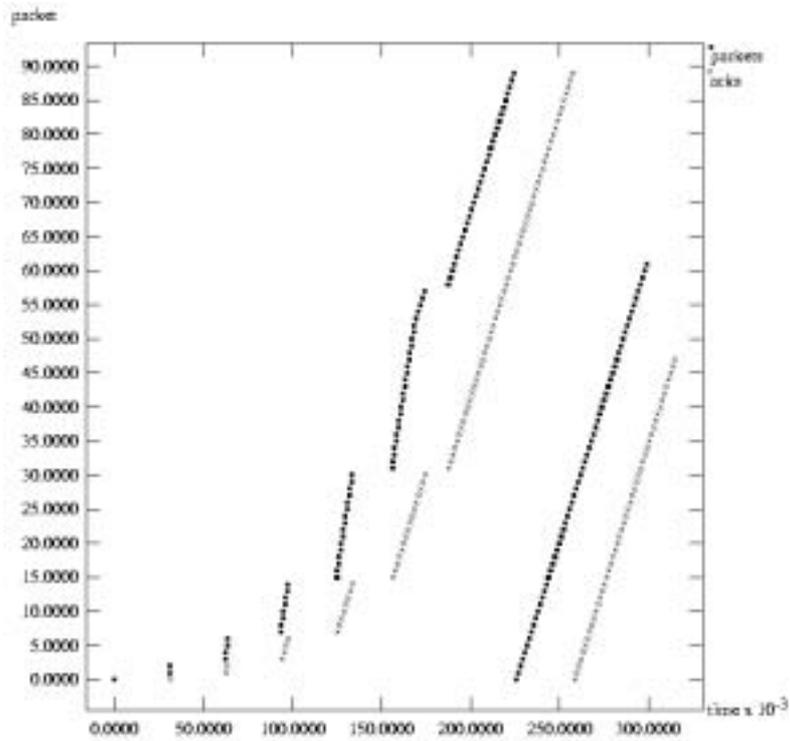


Figura 8.5 Flujo de paquetes y reconocimientos a través de un enlace simétrico sin pérdidas

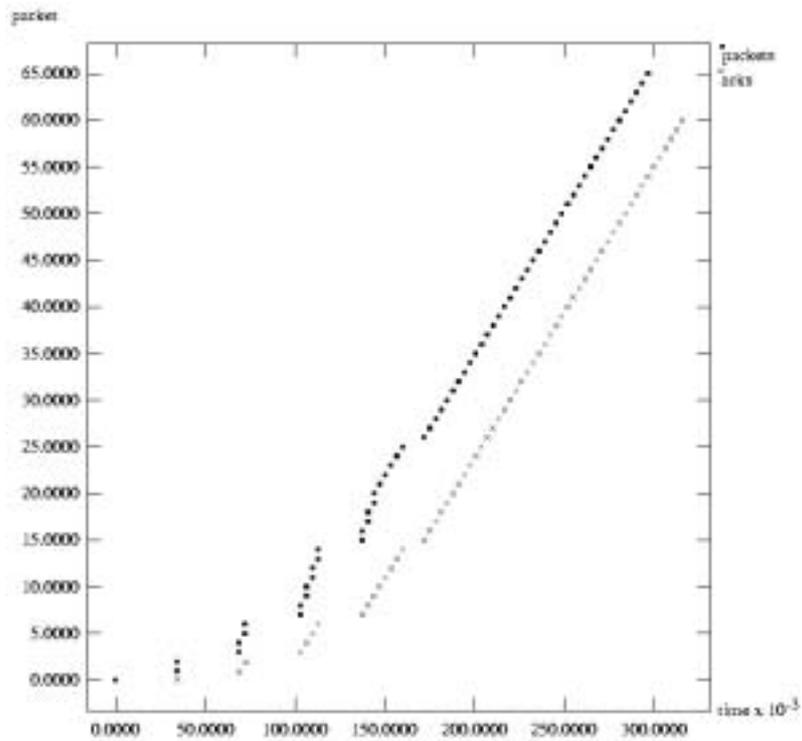


Figura 8.6 Flujo de paquetes y reconocimientos a través de un enlace asimétrico sin pérdidas

Se observa como el parámetro  $k$  es el que cuantifica el valor de esta reducción, y por tanto también el que indica la disminución de la pendiente anteriormente mencionada. En los siguientes apartados se analizará la influencia del factor de ancho de banda normalizado sobre los distintos parámetros que miden el rendimiento de la comunicación.

#### 8.4.1 ANÁLISIS DE LOS PARÁMETROS DEL TCP

##### a) Tamaño máximo de la ventana de transmisión

El tamaño máximo de la ventana de transmisión ( $wnd_{max}$ ) será uno de los parámetros que deberán ajustarse en esta nueva situación. La elección de un valor de  $wnd_{max}$  adecuado es fundamental para un máximo aprovechamiento del enlace, ya que este parámetro será el que determinará la tasa de transmisión de datos cuando haya finalizado la apertura de la ventana de congestión. El objetivo que se persigue en una comunicación TCP, independientemente del tipo de enlace, es que al finalizar la transmisión del último paquete permitido por la ventana se reciba ya el reconocimiento del primero de los paquetes enviados, evitando así retardos entre la transmisión de ventanas consecutivas.

Para un enlace simétrico:

$$wnd_{opt} = RTT_{min} * BW [bits] = \left[ \frac{RTT_{min} * BW}{8 * MTU} \right] [segmentos] \quad (8.2)$$

siendo:

$RTT_{min}$ : Retardo mínimo de transmisión de un paquete y recepción de su reconocimiento [segundos]

$BW$ : Ancho de banda del enlace de transmisión [bits/segundo]

$MTU$ : Tamaño máximo del paquete [bytes]

En un enlace asimétrico :

$$wnd_{opt} = \left[ \frac{RTT_{min}}{\frac{ACK}{Br} \cdot 8} \right] [segmentos] \quad (8.3)$$

siendo:

$ACK$ : Tamaño del reconocimiento [bytes]

$Br$ : Ancho de banda del sentido descendente [bits/segundo]

Si la ecuación (8.3) se expresa en función del valor de la  $k$ , resulta la ecuación (8.4), donde expresa la  $wnd_{max}$  óptima en bits. Su valor debe ser el múltiplo superior del tamaño del paquete. En ella se comprueba que el tamaño de la ventana máxima óptima responde a la expresión utilizada habitualmente en enlaces simétricos, donde **el ancho de banda se encuentra degradado por el valor  $k$** .

$$wnd_{opt} = \left\lceil \frac{RTT_{min} \cdot Bf}{k} \right\rceil_{MTU} \quad (8.4)$$

siendo:

Bf: Ancho de banda del sentido ascendente [bits/segundo]

En conclusión, **el  $wnd_{max}$  óptimo en un enlace asimétrico es siempre menor que el que se tendría en un enlace simétrico de las mismas características.**

#### b) Caudal máximo teórico

El caudal es el principal factor de mérito que se utiliza para evaluar el rendimiento de una comunicación. En enlaces simétricos, el caudal se puede aproximar al valor del ancho de banda del sentido descendente. Este es el máximo valor alcanzable, ya que no se tiene ningún factor que limite la transmisión de datos, a excepción de la propia velocidad del enlace. Si el enlace es asimétrico los resultados que se obtienen no son tan favorables. En todo caso se asume que la ventana de transmisión ha alcanzado su valor máximo.

Cuando el tamaño de ventana seleccionado es mayor o igual a la ventana óptima siempre existen reconocimientos a la entrada del enlace asimétrico esperando para ser transmitidos, con lo que se asegura que se reciben en la fuente con un espaciado constante y equivalente a su tiempo de transmisión a través del enlace. Una vez el tamaño de la ventana alcanza su valor máximo, para cada reconocimiento recibido se genera un paquete, por lo que el caudal *máximo teórico* se puede expresar como el tamaño del paquete dividido entre el retardo de transmisión del reconocimiento. Sin más que sustituir en ella la expresión del parámetro  $k$  se hace evidente que **este parámetro puede interpretarse como el factor de degradación que sufre el caudal** que se alcanzaría si no existiese la limitación impuesta por el sentido ascendente:

$$Caudal_{max} = Br \cdot \frac{MTU}{ACK} = \frac{Bf}{k} \quad (8.5)$$

Debido a que el caudal depende únicamente de la tasa de transmisión de reconocimientos, su valor es independiente del tamaño máximo de la ventana seleccionado, siempre que éste sea mayor que el  $wnd_{max}$  óptimo.

En el caso de considerar un tamaño de ventana inferior al óptimo, tras la transmisión de una ventana completa todavía no se ha recibido el reconocimiento del primero de los paquetes enviados. Como el tamaño de la ventana utilizable es nulo la fuente no puede transmitir más paquetes y debe esperar la llegada de reconocimientos. Es evidente, por tanto, que el caudal alcanzable se reducirá.

La totalidad de la ventana se transmite antes de la recepción del reconocimiento del primer paquete de la ventana y, por tanto, dentro del  $RTT_{min}$  de este paquete. Además, ningún otro paquete puede ser transmitido, ya que la ventana utilizable es nula. Es por lo tanto suficiente con dividir el tamaño máximo de la ventana expresado en bits entre el  $RTT_{min}$ , como se muestra en la ecuación (8.6).

$$Caudal_{max} = \frac{wnd_{max}}{RTT_{min}} \cdot 8 \cdot MTU \approx \frac{wnd_{max}}{wnd_{opt}} \cdot \frac{Bf}{k} \quad (8.6)$$

Esta expresión permite ver con claridad la degradación que sufre el caudal al seleccionar un valor de  $wnd_{max}$  menor que el  $wnd_{opt}$  y también se verifica la ecuación (8.5) cuando se selecciona el tamaño óptimo.

La Figura 8.7 verifica mediante simulaciones las expresiones anteriores.

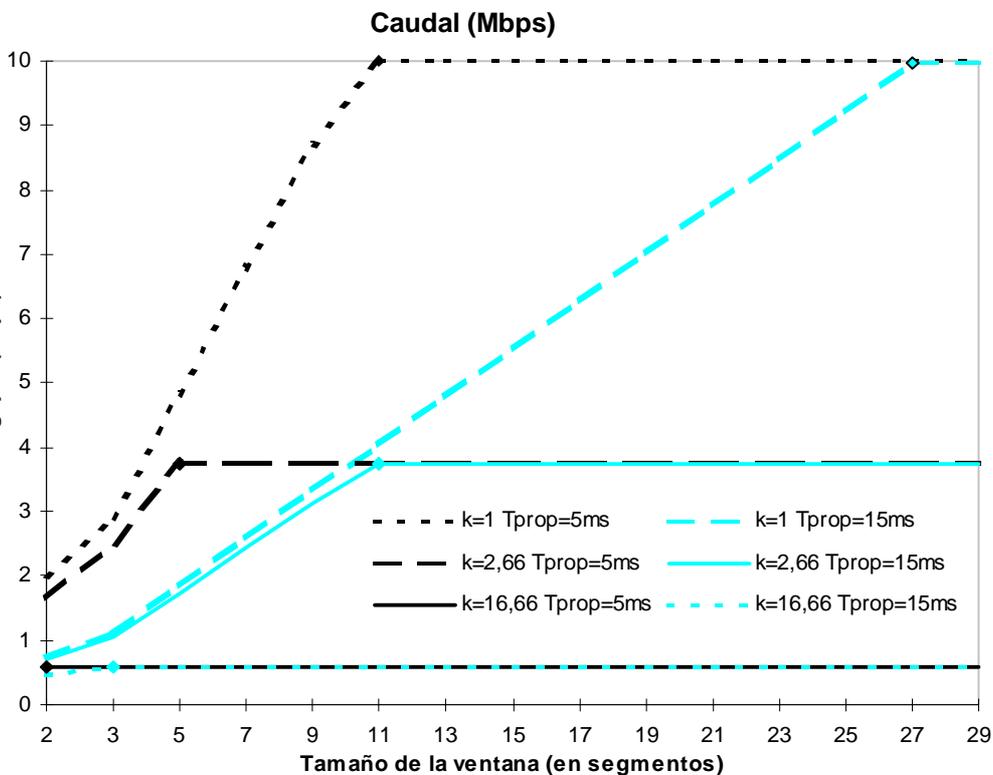


Figura 8.7 Caudal obtenido mediante simulaciones

Pueden observarse dos partes diferenciadas en función de  $wnd_{max}$ , según sea mayor o menor que el tamaño óptimo (que se marca con el símbolo  $\blacklozenge$ ). Por medio de la gráfica es posible confirmar que el  $wnd_{opt}$  es proporcional tanto al valor de  $Br$  como al de  $RTT_{min}$ . Así, en enlaces con mayor asimetría se utilizarán tamaños de ventana menores, como se indicaba en la ecuación (8.4). Por ejemplo, mientras que en un enlace con una  $Br$  de 16 Kbps es suficiente con un tamaño de ventana de 3 segmentos (4.5 Kbytes), para un enlace con 100 Kbps es necesario utilizar una ventana de 11 segmentos (16.5 Kbytes), considerando un retardo de propagación de 15 ms para ambos casos.

El uso en un enlace asimétrico de la definición habitual para el cálculo de la ventana en enlaces simétricos, tendrá, como consecuencia, la transmisión de una cantidad de paquetes por ventana innecesaria, con los consiguientes problemas de congestión que esto puede ocasionar.

Si se tienen en cuenta tan solo los valores de caudal obtenidos para un tamaño de la ventana mayor que el óptimo es posible verificar la ecuación (8.5) a partir de los resultados representados en la Figura 8.7. Para un mismo valor de  $k$  el caudal que se obtiene es máximo y se mantiene prácticamente constante, independientemente del tamaño de ventana seleccionado y del retardo de propagación. El único parámetro del que depende es del factor de asimetría del enlace, y así para  $k$  menores el caudal es más elevado. Es posible considerar que la degradación que sufre el caudal respecto a la que se obtiene en un enlace simétrico viene dada por el valor de  $k$ . **Así cuando  $k$  es igual o menor a uno, se obtiene el máximo caudal posible**, correspondiente al ancho de banda del sentido descendente del enlace. Sin embargo para un valor de  $k$  de 16.66 tan solo será posible transmitir los paquetes a 584 Kbps (no se obtiene exactamente 600 Kbps debido a la fase de apertura de la ventana de congestión, cuyo efecto será estudiado en posteriores apartados).

Se confirma por tanto la ecuación (8.6), según la cual **el caudal es proporcional al tamaño de la ventana e inversamente proporcional al  $RTT_{min}$** . Por lo tanto, y como ya se ha mencionado, **es muy conveniente la selección de un tamaño de ventana adecuado para conseguir maximizar el rendimiento de la comunicación**.

En la Figura 8.8 se representa el caudal en función del tamaño del paquete para distintos  $Br$ , lo que permite corroborar la dependencia de  $k$  con estos parámetros. Todos los resultados representados en la gráfica han sido obtenidos con el tamaño de ventana óptimo, que permanecerá constante al variar el valor de MTU, si ésta se expresa en segmentos, pero obviamente variará si se expresa en bytes.

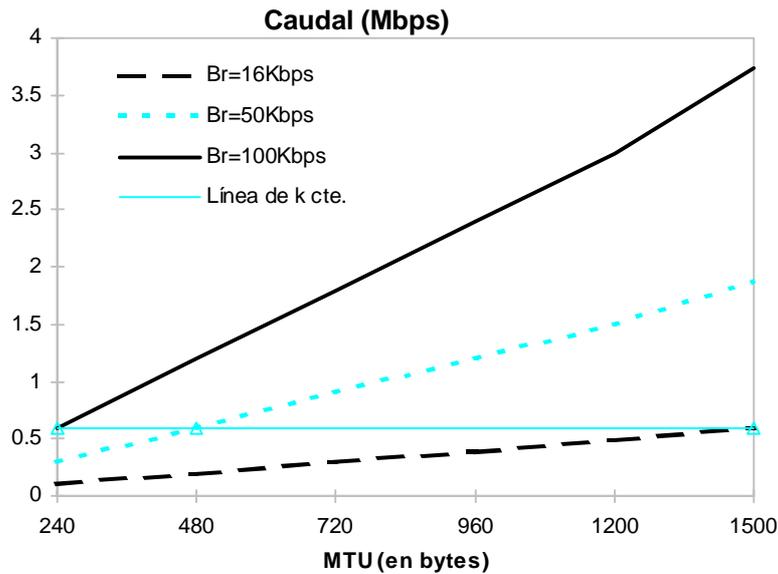


Figura 8.8 Caudal obtenido mediante simulaciones

Si nos movemos por una línea de Br constante, el valor del caudal aumenta a medida que aumenta el tamaño del paquete. Es debido a que un MTU mayor implica la transmisión de menor cantidad de paquetes para un mismo tamaño de fichero, por lo que la cantidad de reconocimientos generados será menor. Así, su transmisión por un enlace de reducido ancho de banda tendrá menor influencia sobre la transmisión de los datos por el enlace descendente. Aunque pueda parecer una solución óptima no será conveniente seleccionar paquetes de tamaño ilimitadamente grandes, ya que en caso de pérdidas debería ser retransmitida una gran cantidad de información. La proporcionalidad existente entre el valor de MTU y el caudal obtenido se ve reflejada en la definición de  $k$  de la ecuación (8.1) y la dependencia del caudal con este parámetro.

**Este resultado sirve también para constatar que la asimetría presente en un enlace no queda totalmente definida por el cociente  $B_f/B_r$ , y que es necesario tener en cuenta también los tamaños de paquete y reconocimiento.** Por ello, para un valor de  $B_f/B_r$  constante la eficiencia del enlace asimétrico no tiene porque ser constante. Por ejemplo, para  $B_f=10$  Mbps y  $B_r=100$  Kbps puede obtenerse un caudal de 500 Kbps si el MTU es de 240 bytes, muy distinto del de 3.65 Mbps que se obtiene para un MTU de 1500 bytes.

En la Figura 8.8 las líneas paralelas al eje de ordenadas (eje de tamaños de paquete) representan puntos de valor  $k$  constante, ya que el producto de MTU y Br es constante.

Para todas ellas se obtiene el mismo valor de caudal, por lo que se comprueba que **éste depende directamente del valor de  $k$ , y no de ninguno de los parámetros que intervienen en su definición.**

### c) Round-trip time

La correcta estimación del *round-trip time* es imprescindible para evitar vencimientos innecesarios del temporizador RTO o esperas elevadas de la fuente antes de retransmitir los paquetes perdidos, que incidirán en una degradación del caudal alcanzable.

Debemos tener en cuenta que cuando  $k$  es mayor que la unidad se produce una acumulación de reconocimientos pendientes de ser transmitidos en la entrada del enlace asimétrico, produciendo un retardo adicional que supone una demora en la transmisión de los paquetes de ventanas de congestión consecutivas, que incide negativamente en los resultados de caudal obtenidos. Queda claro que el valor de *round-trip time* medido en la red será un indicativo de la influencia de la asimetría del enlace en la circulación de paquetes y reconocimientos, y será deseable que se aproxime lo más posible a su valor mínimo  $RTT_{min}$ .

En este apartado se evaluará la influencia del *round-trip time* en un enlace asimétrico cuando la ventana de congestión ha alcanzado su valor máximo ( $RTT_{med}$ ). Este análisis se realizará en función del valor del  $wnd_{max}$  seleccionado y se supondrá que la fuente siempre tiene información de usuario disponible para ser transmitida (fuente persistente).

Cuando el tamaño de la ventana es igual o superior al óptimo, en el instante en que se transmite un paquete, en concreto de número de secuencia  $seqno$ , se encuentran en el enlace ( $wnd_{max}-1$ ) unidades, entre paquetes y reconocimientos. Si todas estas unidades fuesen reconocimientos ubicados en el *buffer* de entrada del enlace asimétrico a la espera de ser transmitidos, el reconocimiento del paquete  $seqno$  debería esperar un retardo adicional de ( $wnd_{max}-1$ ) multiplicado por el retardo de transmisión de un reconocimiento.

Sin embargo, cuando se transmite el paquete  $seqno$  hay una determinada cantidad de reconocimientos de los ( $wnd_{max}-1$ ) que ya han sido enviados por el destino y se encuentran propagándose hacia la fuente. El retardo de espera en el *buffer* será por tanto inferior en  $\tau_{prop}^A$ , tiempo durante el que estos reconocimientos fueron transmitidos. De igual manera, mientras el paquete  $seqno$  se transmite y propaga hacia el destino, una determinada cantidad de reconocimientos de entre los que se encuentran en el *buffer* serán transmitidos por el enlace asimétrico. El tiempo durante el que se transmitirán estos reconocimientos será la suma del retardo de transmisión del paquete  $seqno$  y su propagación por el enlace descendente  $\tau_{prop}^D$ .

Una vez hallada la cantidad de reconocimientos que se habrán transmitido cuando el reconocimiento del paquete  $seqno$  llegue al *buffer* de entrada del enlace asimétrico, es posible determinar el retardo que éste sufrirá provocado por la acumulación de los reconocimientos restantes. Este retardo adicional al  $RTT_{min}$  se expresa en la ecuación (8.7).

$$RTT_{med} - RTT_{min} = (wnd_{max} - 1) \cdot \frac{ACK}{Br} \cdot 8 - \tau_{prop}^A - \frac{MTU}{Bf} \cdot 8 - \tau_{prop}^D \quad (8.7)$$

El  $RTT_{med}$  del paquete *segno* se hallará añadiendo el valor del  $RTT_{min}$  en la ecuación (8.7). El resultado es el de la ecuación (8.8).

$$RTT_{med} = wnd_{max} \cdot \frac{ACK}{Br} \cdot 8 \quad (8.8)$$

El  $RTT_{med}$  resulta ser el retardo de transmisión de los reconocimientos correspondientes a una ventana completa. No dependerá por tanto del retardo de propagación, y sí del tamaño máximo de la ventana seleccionado. Es un resultado lógico, ya que al aumentar el tamaño de la ventana se permite la transmisión de mayor cantidad de paquetes sin esperar a su reconocimiento, y por ello aumentan los problemas de congestión de reconocimientos en el sentido ascendente del enlace. Por lo tanto, aunque para toda ventana con tamaño mayor o igual a  $wnd_{opt}$  se obtenga el mismo caudal *máximo teórico* será aconsejable seleccionar la menor de ellas, la ventana óptima, con el fin de reducir el *round-trip time*. En este caso, el  $RTT_{med}$  corresponderá con el valor del  $RTT_{min}$  redondeado al múltiplo superior del tiempo de transmisión de un reconocimiento, como se obtiene de substituir la ecuación (8.3) en la (8.8).

Cuando el valor de  $wnd_{max}$  seleccionado es menor que el de  $wnd_{opt}$ , al finalizar la transmisión de una ventana de congestión completa, la fuente para de transmitir, ya que todavía no ha recibido el reconocimiento del primer paquete de la ventana enviado. En esta situación, el enlace asimétrico tendrá tiempo de enviar los reconocimientos sin que se produzca acumulación alguna en su *buffer* de entrada. La tasa de transmisión de paquetes no se verá reducida por la recepción de los reconocimientos, ya que el mecanismo de ventana deslizante supondrá una restricción más fuerte. Al no existir retardos adicionales, se tendrá un  $RTT_{med}$  que será igual al  $RTT_{min}$ , obteniéndose por tanto el mínimo *round-trip time* posible. Esto ocurrirá para todo tamaño máximo de ventana que sea menor que el de la ventana óptima.

En la Figura 8.9 se muestran las medidas de *round-trip time* medio obtenidas para diferentes simulaciones en función de  $wnd_{max}$ . El valor de  $wnd_{opt}$  se distingue mediante el símbolo  $\blacklozenge$ .

Es posible diferenciar la tendencia de los resultados de  $RTT_{med}$  dependiendo si el tamaño de ventana es inferior o superior al óptimo. Cuando  $wnd_{max}$  es mayor que  $wnd_{opt}$ , el *round-trip time* medido es proporcional al tamaño de la ventana, y por tanto proporcional a la cantidad de paquetes transmitidos sin esperar su reconocimiento. Es debido a la mayor acumulación de reconocimientos a la espera de ser transmitidos existentes en el destino, siendo el tamaño de ventana óptimo el que minimiza esta cantidad. Además, el tiempo adicional que tenga que esperar el reconocimiento en el *buffer* dependerá de la velocidad a la que se transmitan los reconocimientos que se hallan delante de él, y por tanto el  $RTT_{med}$  será inversamente proporcional al valor de  $Br$ . Se constata por lo tanto la validez de la ecuación (8.8). Aunque pueda sorprender el hecho de que el *round-trip time* no dependa del retardo de propagación de los enlaces, se debe tener en cuenta que este parámetro ya se considera en el cálculo del tamaño máximo de ventana óptimo.

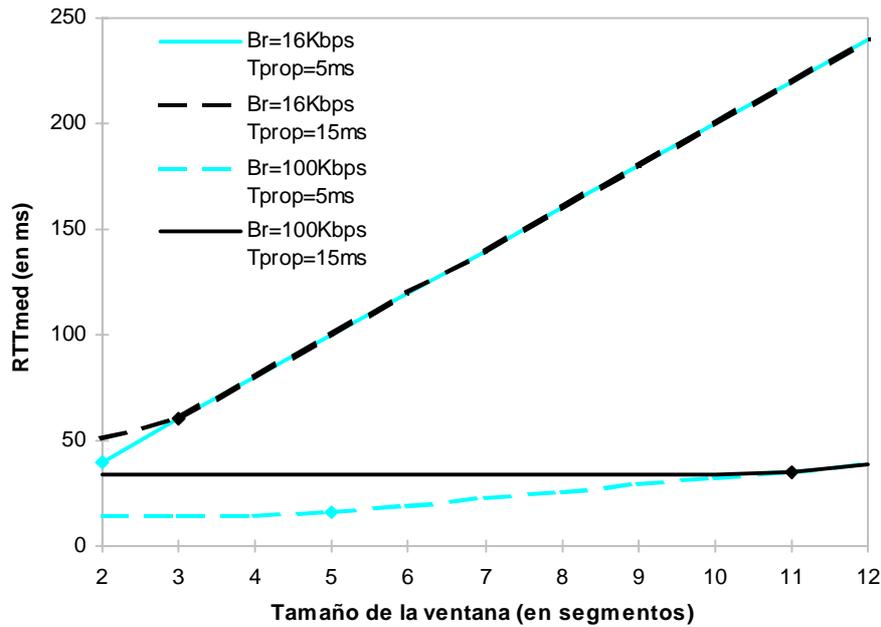


Figura 8.9 Round-trip time obtenido mediante simulaciones

Si se selecciona un tamaño de ventana menor que el óptimo el resultado obtenido corresponde a un valor de  $RTT_{med}$  constante y equivalente al  $RTT_{min}$ , ya que la circulación de cualquier paquete por el enlace no se verá alterada por los paquetes transmitidos con anterioridad. La cantidad de paquetes sin reconocer existentes en el enlace es inferior a la que éste puede soportar, por lo que no ocurre congestión de reconocimientos en ninguno de los nodos.

#### d) Apertura de la ventana de congestión

Durante la apertura de la ventana de congestión es ésta la que limita la cantidad de paquetes transmitidos, por lo que los efectos de la acumulación de reconocimientos en el sentido ascendente del enlace no serán relevantes. En este apartado se pretende evaluar la relevancia que tiene la fase de apertura inicial de la ventana de congestión dentro del total de la comunicación.

La ventana de congestión se inicializa a 1 segmento y se incrementa en esta misma cantidad cada vez que se recibe un reconocimiento, mediante el algoritmo de inicio lento. Por ello, será necesario que se reciban  $(wnd_{max}-1)$  reconocimientos para que  $cwnd$  alcance el valor de  $wnd_{max}$ . Suponiendo que la fuente siempre tiene paquetes pendientes de ser transmitidos, cada reconocimiento recibido durante el *inicio lento* implica la transmisión de dos paquetes.

Por lo tanto es posible determinar la cantidad de paquetes que serán transmitidos durante la apertura de la ventana, sin más que añadir el paquete inicial a los que se transmiten tras la recepción de los  $(wnd_{max}-1)$  reconocimientos, como se expresa en la ecuación (8.9).

$$q_{apertura} = 1 + 2 \cdot (wnd_{max} - 1) = 2 \cdot wnd_{max} - 1 \quad (8.9)$$

Durante la fase de *inicio lento* se produce un crecimiento exponencial de la ventana de congestión, o sea, al transmitir una ventana de congestión completa, se multiplica por dos su tamaño. Si el tamaño máximo de la ventana de congestión es de  $wnd_{max}$ , durante su apertura se transmitirán  $\lceil \log_2 wnd_{max} \rceil$  ventanas de congestión completas. El intervalo de tiempo entre dos ventanas consecutivas es de  $RTT_{min}$  (tiempo que transcurre desde la transmisión del primer paquete de una ventana hasta la recepción de su reconocimiento). Por lo tanto, la transmisión de la última ventana de congestión se iniciará en el instante  $\lceil \log_2 wnd_{max} \rceil \cdot RTT_{min}$ , durante el que se habrán recibido  $2^{\lceil \log_2 wnd_{max} \rceil - 1}$  reconocimientos (el primer reconocimiento de la última ventana más los reconocimientos de los paquetes de las  $\lceil \log_2 wnd_{max} \rceil - 1$  primeras ventanas<sup>1</sup>). El resto de los  $(wnd_{max} - 1)$  reconocimientos se recibirán con un espaciado equivalente a su tiempo de transmisión por el enlace ascendente.

La duración total de la apertura de la ventana puede expresarse con la ecuación (8.10).

$$d_{apertura} = \lceil \log_2 wnd_{max} \rceil \cdot RTT_{min} + \frac{ACK}{Br} \cdot 8 \cdot ((wnd_{max} - 1) - 2^{\lceil \log_2 wnd_{max} \rceil - 1}) \quad (8.10)$$

Si  $wnd_{max}$  es ligeramente superior a una potencia de 2 o si el  $RTT_{min}$  es mucho mayor que el tiempo de transmisión de un reconocimiento, puede aproximarse  $d_{apertura}$  por el primer sumando (esta aproximación se convierte en una igualdad si  $wnd_{max}$  es igual a  $2^N + 1$ ).

**Las ecuaciones (8.9) y (8.10) son válidas tanto en enlaces simétricos como asimétricos, ya que esta diferenciación no se ha utilizado durante el desarrollo de las expresiones.** Sin embargo, en un enlace asimétrico el valor de  $wnd_{opt}$  es inferior, por lo que se transmitirán menor cantidad de paquetes durante la fase de apertura de la ventana. Como el valor de  $RTT_{min}$  es mayor, no es posible determinar en cual de los dos tipos de enlace la ventana de congestión invierte menor tiempo en abrirse, ya que dependerá de los valores concretos.

Si se desea calcular el caudal durante la apertura de la ventana de congestión será suficiente con dividir la cantidad de paquetes transmitidos  $q_{apertura}$  entre el tiempo de su transmisión  $d_{apertura}$ .

Se define  $q_{total}$  como la cantidad total de datos de usuario que se desea transmitir, expresado en paquetes. Para calcular el caudal de la comunicación teniendo en cuenta la fase de *inicio lento* bastará con dividir  $q_{total}$  entre la duración total, que estará compuesta de la fase de apertura de la ventana y del resto de la comunicación. En esta segunda fase se transmitirán el resto de paquetes no transmitidos durante la fase de apertura, con un caudal máximo calculado en las ecuaciones (8.5) y (8.6).

---

<sup>1</sup> En el crecimiento exponencial de la fase de *inicio lento* se transmiten  $2^N - 1$  paquetes durante las primeras N ventanas de congestión completas transmitidas.

$$Caudal_{com} = \frac{q_{total}}{d_{apertura} + \frac{q_{total} - q_{apertura}}{Caudal_{max}}} \quad (8.11)$$

En la obtención de esta expresión no se ha tenido en cuenta que la transferencia de datos se realiza sobre un enlace asimétrico, por lo que su aplicación será válida para cualquier tipo de enlace sin más que aplicar el  $Caudal_{max}$  correspondiente. Sin embargo, otras restricciones sí que serán necesarias, como la ausencia de pérdidas de paquetes, la disponibilidad continua de datos pendientes de transmitir en la fuente o la existencia de una única comunicación TCP establecida.

El caudal que se obtiene durante la fase de apertura de la ventana de congestión es menor que cuando el tamaño de la ventana ya ha alcanzado su valor máximo. Por ello, cuando su duración sea significativa dentro de la duración total de la comunicación, el valor de  $Caudal_{max}$  no podrá ser considerado como el caudal total, que se degradará de la manera que expresa la ecuación (8.11).

En la Figura 8.6 presentada anteriormente es posible distinguir la fase de apertura exponencial de la ventana, correspondiente a la ejecución del algoritmo de inicio lento. Mediante la traza de la simulación puede determinarse su duración, de 144 ms, y la cantidad de paquetes que se transmiten, 21. Ambos resultados pueden hallarse también de forma exacta por medio de las ecuaciones (8.9) y (8.10). A partir de ellos se obtiene un caudal durante la apertura de la ventana de 1.75 Mbps. Esta cantidad contrasta con el caudal que se tiene cuando la ventana de congestión ya se encuentra completamente abierta. Puede hallarse mediante la ecuación (8.5), y su resultado es de 3.75 Mbps.

En la Figura 8.10 se representan los resultados de caudal obtenidos para distintos tamaños de fichero y retardos de propagación. Para un retardo de propagación fijo el caudal aumenta a medida que aumenta el tamaño del fichero a transmitir. Es debido a que la duración de la apertura de ventana es constante, mientras que aumenta la duración total de la comunicación, por lo que la fase de caudal menor representa cada vez menos porcentaje de  $Caudal_{com}$ . Si en cambio se mantiene fijo el tamaño del fichero pero se aumenta el retardo de propagación, se observa una disminución del caudal. La causa es que la duración del *inicio lento* es proporcional al  $RTT_{min}$ , mientras que el resto de la transferencia de información es prácticamente independiente (ya que no se consideran pérdidas).

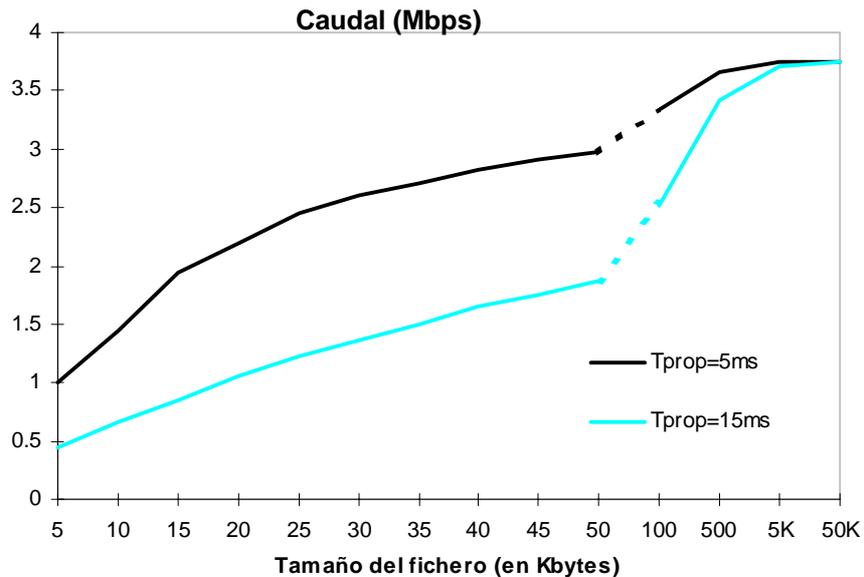


Figura 8.10 Caudal obtenido mediante simulaciones,  $k=2.66$  y  $wnd_{opt}$

Los resultados que se presentan en la Figura 8.10 han sido todos obtenidos utilizando el tamaño máximo de ventana óptimo. Si se utiliza un tamaño máximo menor, la cantidad de paquetes a transmitir durante el *inicio lento* será menor, por lo que también lo será la duración de esta fase. Aunque pueda pensarse que este hecho puede derivar en una mejora del caudal no se debe olvidar que el uso de un  $wnd_{max}$  menor que  $wnd_{opt}$  implica una reducción en el caudal que se obtiene cuando la ventana ya se halla abierta (ver Figura 8.7). **Existe por tanto un compromiso en la elección del tamaño máximo de ventana para maximizar el caudal total de la comunicación, dependiendo de la relevancia del *inicio lento* en la duración de toda la transferencia de información.**

#### 8.4.2 EFECTO DE LOS ERRORES

Cuando se producen errores en la comunicación, deberá retransmitirse el segmento afectado por el error. Una vez recibido el reconocimiento del paquete retransmitido se inicia el crecimiento de la ventana de congestión mediante el algoritmo de *inicio lento* hasta alcanzar el valor del umbral de congestión,  $ssthresh$ , y a partir de ese valor mediante el algoritmo *prevención de la congestión* hasta el  $wnd_{max}$ . Como el algoritmo de *inicio lento* supone un crecimiento más rápido de la ventana de congestión que el de *prevención de la congestión*, la duración de esta fase de reducido *caudal* dependerá en gran medida del valor de  $cwnd$  en el momento de producirse la pérdida. La cantidad de paquetes transmitidos desde que se produce la pérdida hasta que finaliza la apertura de la ventana de congestión puede hallarse mediante la ecuación (8.12). Ésta se divide en un primer sumando correspondiente al crecimiento exponencial y un segundo correspondiente al crecimiento lineal.

$$q = \sum_{i=0}^{\lceil \log_2 ssthresh \rceil} 2^i + \sum_{i=ssthresh}^{wnd_{max}} i \quad (8.12)$$

De igual forma puede deducirse una expresión aproximada para el tiempo que transcurre durante la apertura de la ventana, teniendo en cuenta que el retardo entre ventanas de congestión consecutivas es de  $RTT_{min}$ , y considerando el crecimiento apropiado de  $cwnd$  en cada fase. El resultado es el de la ecuación (8.13).

$$d = (\lceil 1 + \log_2 ssthresh \rceil + (wnd_{max} - ssthresh)) \cdot RTT_{min} \quad (8.13)$$

El *caudal* que se alcanza durante la fase de apertura de la ventana de congestión después de una pérdida puede hallarse como el cociente entre  $q$  (expresado en bits) y  $d$  (expresado en segundos). **Estas expresiones son válidas tanto en un enlace simétrico como en uno asimétrico, teniendo en cuenta los valores de  $wnd_{max}$  y  $RTT_{min}$  adecuados.**

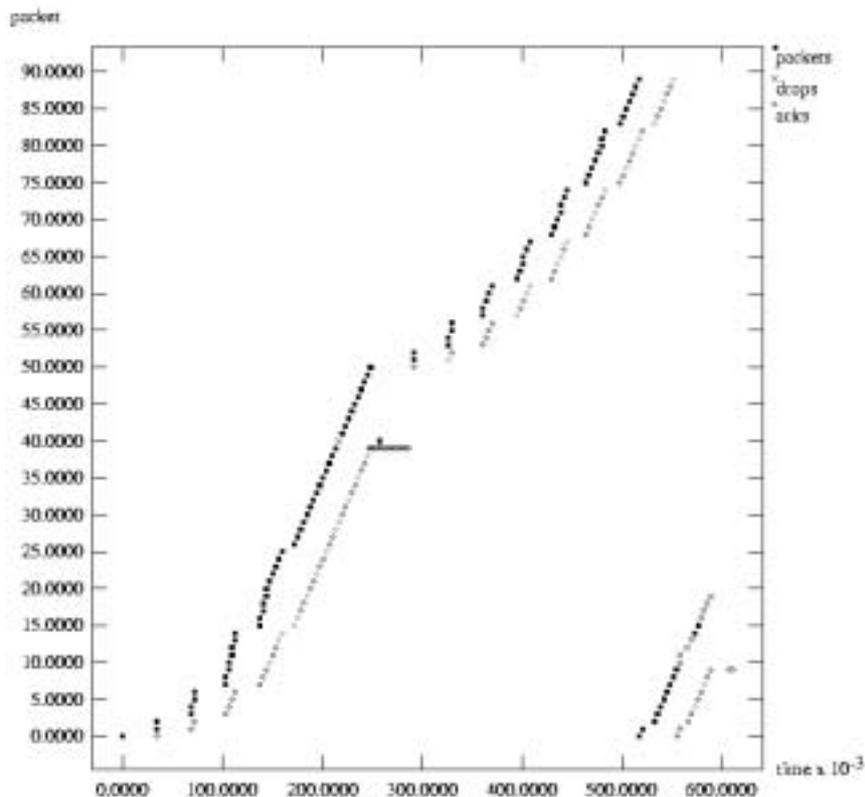


Figura 8.11 Flujo de paquetes y reconocimientos a través de un enlace asimétrico con pérdidas,  $k=2.66$ ,  $\tau_{prop}=15$  ms y  $wnd_{max}=wnd_{opt}$

En la simulación de la Figura 8.11 se observa como la apertura de la ventana de congestión tras la pérdida coincide con la del inicio de la comunicación mediante el algoritmo *inicio lento* hasta que alcanza el valor de  $ssthresh$ , en este caso de 5 segmentos. A partir de ese instante el crecimiento es más lento, mediante el algoritmo *prevención de la congestión*. Se trata de un crecimiento lineal, aumentando el valor  $cwnd$  en un segmento cada  $RTT_{min}$ . Tras una pérdida la ventana tarda 341.6 ms en alcanzar de nuevo su valor máximo, transmitiendo una cantidad de

63 paquetes y obteniéndose un *caudal* de 2.213 Mbps. Estos valores pueden hallarse también mediante las ecuaciones (8.12) y (8.13). Por su lado, al inicio de la comunicación la apertura de la ventana dura 172 ms y se obtiene un *caudal* de 1.813 Mbps (se transmiten solo 26 paquetes).

Vamos a ver ahora, en primer lugar, la dependencia del tamaño de la ventana sobre el caudal según la BER del enlace.

En la Figura 8.12 se muestra como afecta la tasa de error del sentido descendente del enlace al caudal alcanzable en una comunicación TCP, en función del tamaño máximo de la ventana. El tamaño máximo de la ventana influye en el resultado de caudal, aunque no lo hace de igual manera para todas las BER simuladas. Cuando la cantidad de errores que se producen es reducida se obtiene un caudal prácticamente constante y máximo a partir de valores de  $wnd_{max}$  mayores o iguales que  $wnd_{opt}$ .

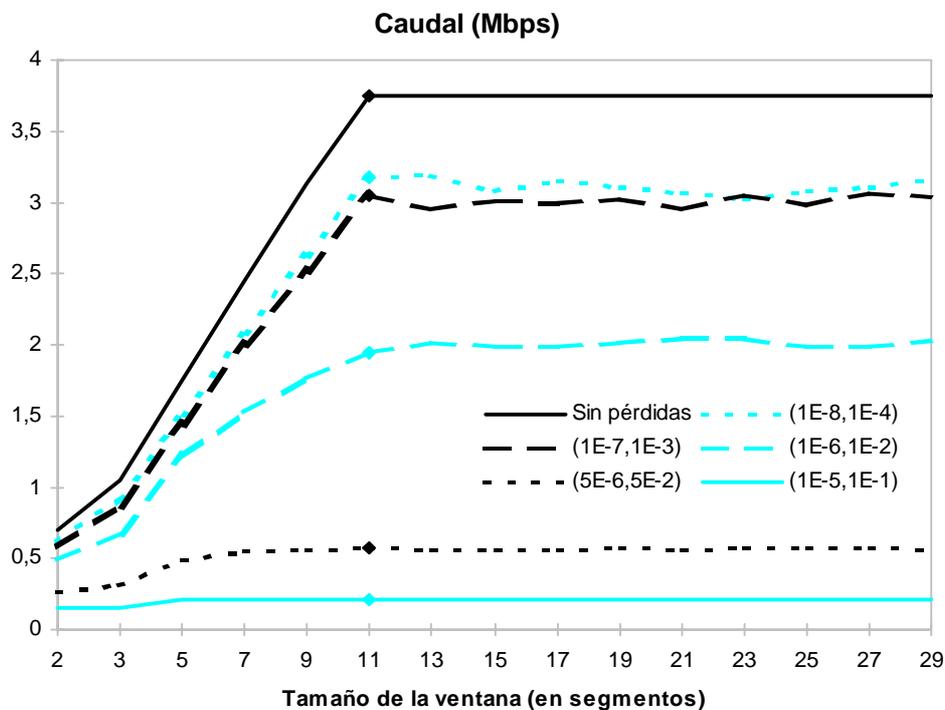


Figura 8.12 Caudal,  $k=2.66$ ,  $\tau_{prop}=15$  ms

A medida que la cantidad de errores es mayor, el caudal para tamaños máximos de ventana menores que  $wnd_{opt}$  empieza a ser del mismo orden que para tamaños mayores. La causa es que, aunque la tasa de transmisión de paquetes cuando la ventana está completamente abierta es menor, los errores provocan que la ventana se inicialice muy frecuentemente y no permiten que la ventana de congestión alcance valores elevados. En estas condiciones, con un  $wnd_{max}$  menor que el óptimo los resultados pueden ser prácticamente los mismos. Por ejemplo, en la Figura 8.12 para una BER de  $(10^{-5}, 10^{-1})$  se obtiene un caudal de 216 Kbps con un  $wnd_{max}$  de

7 segmentos, muy similar al de 216.5 que se obtiene con el tamaño de ventana óptima de 11 segmentos.

Es importante analizar también la dependencia de la BER del enlace sobre el caudal según su asimetría y retardo de propagación.

Se calcula el caudal en función de la tasa de error del sentido descendente del enlace, para distintas tasas de asimetría, y se representa en la Figura 8.13. En todos los casos el caudal disminuye a medida que aumenta la BER, aunque esta disminución es más notable cuando la asimetría es menor. Es debido a que en ausencia de pérdidas se alcanzan mayores resultados de caudal. Este hecho se refleja en el valor de  $wnd_{opt}$ . En la Figura 8.13, para una  $k$  de 2.66 los valores de  $wnd_{opt}$  son de 5 y 11 segmentos según el  $\tau_{prop}$  considerado, frente a los valores de 2 y 3 segmentos para una  $k$  de 16.66.

Pérdidas e inicializaciones frecuentes de la ventana de congestión provocan que durante gran parte de la comunicación el valor de  $cwnd$  sea menor que el de  $wnd_{opt}$ , y la transmisión de paquetes se vea limitada más por este hecho que por la asimetría del enlace. En enlaces con mayores asimetrías, con  $wnd_{opt}$  menores, la duración de la apertura de la ventana es más reducida, por lo que se alcanza antes la situación de caudal máximo. Por ejemplo, en el caso representado en la gráfica con  $k$  de 16.66 y retardo de propagación de 5 ms (con  $wnd_{opt}$  de 2 segmentos) ni siquiera llega a ejecutarse el algoritmo de prevención de la congestión, porque el valor mínimo posible del umbral de prevención de congestión ( $ssthresh$ ) en el TCP Tahoe es de 2 segmentos.

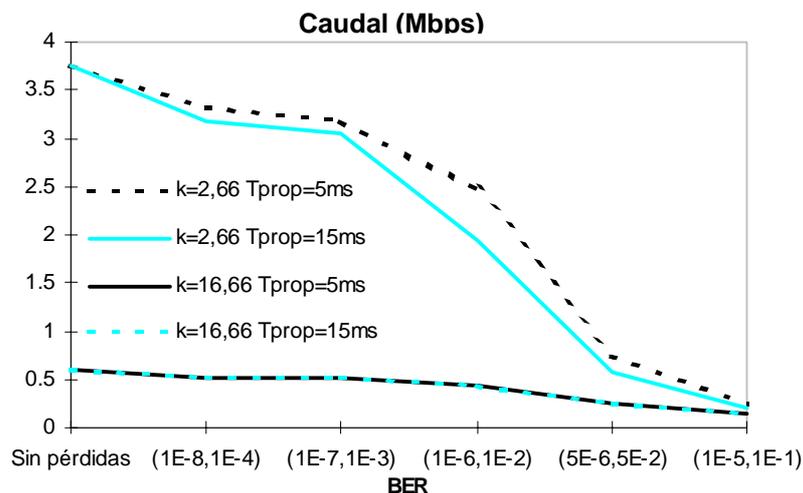


Figura 8.13 Caudal,  $wnd_{max}=wnd_{opt}$

Puede corroborarse como para un enlace sin pérdidas y con retardo de propagación de 5 ms el caudal que se obtiene para  $k$  de 2.66 es de 3.749 Mbps, frente a los 584 Kbps que se obtienen para una  $k$  de 16.66 (es 6.4 veces superior en el primer caso). Sin embargo, con una tasa de error de  $(10^{-5}, 10^{-1})$  el resultado para una  $k$  de 2.66 es de 243 Kbps, frente a los 135 Kbps

obtenidos para una  $k$  de 16.66 (tan solo 1.8 veces superior en el primer caso). **Es evidente, por tanto, que una misma BER no provoca la misma disminución de caudal en enlaces con distintas asimetrías.**

Al ocurrir pérdidas, cada una provoca una nueva apertura de la ventana de congestión, que en conjunto no podrán ser consideradas despreciables frente al total de la comunicación. En esta situación, el retardo de propagación influirá en el caudal alcanzable, ya que la duración de la fase de apertura de la ventana de congestión es proporcional al valor del  $\text{RTT}_{\min}$  (ver ecuación (8.13)). Cuanto mayor sea la BER del enlace, más degradación sufrirá el caudal al aumentar el valor de  $\tau_{\text{prop}}$ . También puede afirmarse que como los enlaces con menor asimetría son los que tienen  $wnd_{\text{opt}}$  mayores, serán los más sensibles a la variación del retardo de propagación. En la Figura 8.13 se aprecia que cuando  $k$  es igual a 2.66 los resultados de caudal varían ostensiblemente en función del  $\tau_{\text{prop}}$  considerado (hasta un 21.43 % para una BER de  $(10^{-6}, 10^{-2})$ ). Para una  $k$  de 16.66 y la misma tasa de error la variación es inferior, sólo del 2.85 %.

A nivel cualitativo y para obtener determinadas conclusiones será equivalente considerar un enlace con pérdidas a un enlace sin pérdidas en el que la fase de crecimiento inicial tiene una mayor duración.

## 8.5 MECANISMO DE PREDICCIÓN DE VENTANA

A tenor de la degradación obtenida con TCP en enlaces asimétricos se propone un mecanismo para paliar sus efectos.

El mecanismo de predicción de ventana se implementa en el destino y **actúa extremo a extremo, sin necesidad de modificar el funcionamiento de los nodos intermedios**. Utiliza reconocimientos retardados con un factor de reconocimiento retardado  $r^2$  variable que se adecua en cada instante a la cantidad de paquetes que esperan recibirse. Esta cantidad vendrá determinada por el valor de la ventana utilizable, mínimo entre el tamaño de la ventana de congestión de la fuente y la ventana ofrecida por el destino. Como la cantidad de paquetes existentes en el *buffer* de recepción ya es conocida, tan solo será necesario realizar una predicción de la ventana de congestión, y para conseguirlo se reconstruirán en el destino los algoritmos de control de congestión existentes en la fuente (*inicio lento, prevención de la congestión y retransmisión rápida*).

---

2 Se define el factor de reconocimiento retardado  $r$  como la cantidad de paquetes que espera recibir el destino antes de transmitir un reconocimiento, y por lo tanto también representa la cantidad de paquetes que son reconocidos por cada reconocimiento, siempre que éste no se haya enviado tras el cumplimiento del temporizador de reconocimientos retardados. De esta definición se deduce que al aumentar el valor de  $r$  se está reduciendo proporcionalmente la cantidad de reconocimientos que son transmitidos en cada ventana de congestión.

La predicción de la ventana de congestión se mantiene en el destino en la variable  $pcwnd$ , y se incrementa a medida que se van recibiendo paquetes con número de secuencia en orden. Para conocer el incremento que debe aplicarse es necesario determinar qué algoritmo, *inicio lento* o *prevención de la congestión*, estaba actuando en la fuente cuando estos paquetes fueron transmitidos. Con este propósito también debe realizarse la predicción del umbral del *inicio lento*, que se actualiza en la variable  $pssthresh$ . Por lo tanto, reproduciendo el comportamiento de la fuente, tras la llegada de un paquete se incrementa el valor de  $pcwnd$  exponencialmente si es menor que  $pssthresh$  y linealmente si es mayor. Inicialmente  $pcwnd$  valdrá 1 segmento y  $pssthresh$  tomará el valor  $wnd_{max}$ .

Cuando la cantidad de paquetes recibidos desde la última transmisión de un reconocimiento sea igual a  $r$  se transmitirá un nuevo reconocimiento retardado, que por lo tanto reconocerá a  $r$  paquetes. Entonces el valor de  $r$  se actualizará al de  $pcwnd$ , siempre que  $pcwnd$  sea menor que el tamaño de la ventana ofrecida. En este caso, la transmisión de los reconocimientos retardados se adecuará al crecimiento de la ventana de congestión. La Figura 8.14 muestra la transmisión de reconocimientos al inicio de una comunicación, cuando el crecimiento de la ventana se realiza mediante el algoritmo de inicio lento.

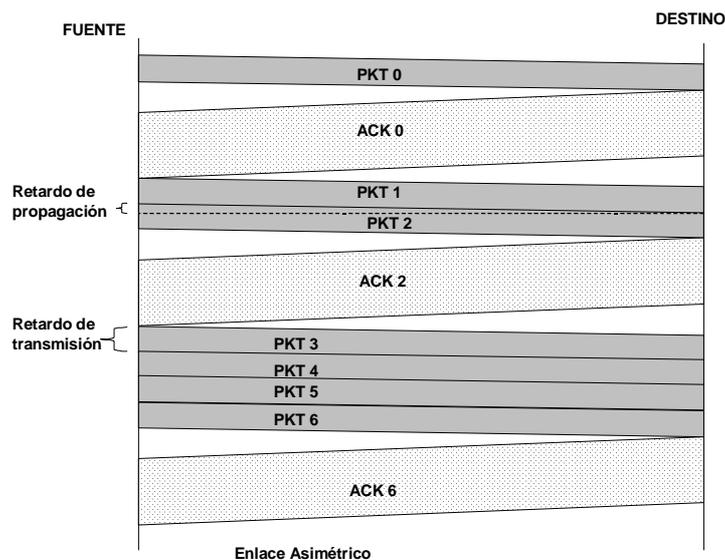


Figura 8.14 Esquema del flujo de paquetes y reconocimientos durante el inicio lento

Para implementar el algoritmo de retransmisión rápida en el destino se contabilizan la cantidad de paquetes fuera de orden recibidos, y tras la recepción del tercero se considera que se ha producido una pérdida. Entonces,  $pssthresh$  toma como valor la mitad del de  $pcwnd$ , y éste se inicializa a 1 segmento. Este comportamiento es equivalente al que ocurre en la fuente con el umbral del *inicio lento* y la ventana de congestión.

Es necesaria la existencia de **un temporizador de reconocimientos retardados** para evitar la parada del destino cuando la cantidad de paquetes recibidos es menor que  $r$ . Si expira, se fuerza la transmisión de un reconocimiento que reconoce a los paquetes recibidos hasta ese

instante. El cumplimiento del temporizador puede ser debido a la pérdida de uno o varios paquetes o a una predicción incorrecta del destino. En el primero de los casos, el destino debe actualizar los valores de *pssthresh* y *pcwnd*, igual que realiza la fuente cuando detecta la pérdida de un paquete. Como el cumplimiento del temporizador de reconocimientos retardados supone una situación crítica de falta de sincronismo entre fuente y destino que se desea evitar, la elección de un **retardo adecuado** y la realización de una **correcta predicción** es de gran importancia.

La fuente, según su funcionamiento habitual, detecta la pérdida de paquetes tras la recepción de 3 *dupacks* (activación de *retransmisión rápida*) o tras el cumplimiento del temporizador RTO. Entonces, actualiza sus parámetros (*cwnd* y *ssthresh*) igual que había realizado con anterioridad el destino con los suyos (*pcwnd* y *pssthresh*).

**Mediante la predicción de *cwnd* se conseguirá adaptar el valor de *r* a las condiciones de la comunicación y del enlace, y transmitir los reconocimientos adecuados para conseguir una rápida apertura de la ventana de congestión y evitar la limitación de la tasa de transmisión de datos en el enlace asimétrico.**

### **Factor de reconocimiento retardado adaptativo**

La característica principal del mecanismo de predicción de ventana es la utilización de un factor de reconocimiento retardado que se adapta a la tasa de paquetes que transmite la fuente TCP en cada instante. Por lo tanto, si ocurren pérdidas de paquetes debidas a congestión o a errores provocados por el medio de transmisión y la fuente reduce el valor de *cwnd*, el valor de *r* disminuye. A medida que se restaura la tasa de transmisión de paquetes, *r* se incrementa.

El valor de *r* sigue la evolución del valor de *pcwnd*. Así, su valor mínimo es de 1 paquete, y se aplica al iniciarse la fase de *inicio lento*. Cuando *r* es suficientemente elevado para evitar la limitación de la transmisión de datos debido a la recepción de reconocimientos, no se obtiene ningún beneficio incrementando su valor. Además, es conveniente transmitir la mayor cantidad de reconocimientos por ventana, para que la fuente reciba información sobre el estado del enlace con la mayor frecuencia posible. Por lo tanto, se establece un valor máximo  $r_{max}$  que cumpla estos criterios.

El valor de *r* no puede ser cualquiera. Como límite inferior tiene obviamente 1 paquete por reconocimiento, que corresponde con el funcionamiento del TCP Tahoe sin reconocimientos retardados. Como límite superior tiene el tamaño máximo de la ventana de transmisión, ya que es imprescindible que como mínimo se transmita un reconocimiento cada vez que la fuente haya enviado  $wnd_{max}$  paquetes. De no ser así, se llenaría el *buffer* del destino, con lo que se obtendría una ventana disponible nula y no se permitiría a la fuente la transmisión de más paquetes. La comunicación no se restauraría hasta que el temporizador de reconocimientos retardados expirase y forzase la transmisión de un reconocimiento.

Con los reconocimientos retardados se transmite uno de cada  $r$  reconocimientos, por lo que se reduce su tasa por  $r$ . **Consecuentemente para eliminar la limitación y conseguir una relación de tasas inferior a la unidad es necesario que  $r$  sea mayor o igual a  $k$ .** Con el fin de transmitir la máxima cantidad de reconocimientos por ventana será aconsejable escoger el valor mínimo de  $r$  que cumpla la condición anterior, por lo que cuando sea posible se seleccionará  **$r$  igual a  $k$** . Como  $r$  debe ser obligatoriamente un valor entero, se redondeará al entero superior de  $k$ .

### 8.5.1 ANÁLISIS DE LOS PARÁMETROS DEL TCP CON EL MECANISMO DE PREDICCIÓN DE VENTANA

#### a) Tamaño máximo de la ventana de congestión

Para encontrar la nueva expresión se parte del mismo razonamiento que en el caso de TCP Tahoe, según el cual el tamaño de la ventana óptima podía expresarse como el  $RTT_{\min}$  dividido entre el retardo entre transmisiones consecutivas de paquetes. Sin embargo, es necesario distinguir entre dos posibles casos, según el valor de  $r$  sea mayor o menor que  $k$ .

Cuando  $r$  es mayor o igual que  $k$  la transmisión de datos por el enlace descendente no se ve limitada por los reconocimientos recibidos por el ascendente, por lo que podría optarse por utilizar la expresión habitual para el cálculo de la ventana óptima (expresada en bits), multiplicando el  $RTT_{\min}$  por el ancho de banda. No obstante hay que tener en cuenta que al utilizar reconocimientos retardados no es suficiente con la recepción de un paquete en el destino para provocar la transmisión de un reconocimiento (si no es tras expirar el temporizador). Previamente, deben haberse recibido  $(r-1)$  paquetes desde la transmisión del reconocimiento anterior. En caso contrario, el destino debe esperar a la recepción de este número de paquetes cada vez que transmita una nueva ventana, lo que supone una degradación de la tasa de transmisión de datos de la comunicación. Para evitarlo es necesario añadir en la expresión del tamaño de la ventana esta cantidad de paquetes, obteniéndose la ecuación (8.14), expresada en segmentos.

$$wnd_{opt} = \left\lceil \frac{RTT_{\min}}{\frac{MTU}{Bf} \cdot 8} \right\rceil + (r - 1) \quad (8.14)$$

La misma ecuación puede expresarse en bytes:

$$wnd_{opt} = \left\lceil RTT_{\min} \cdot Bf \right\rceil_{MTU} + (r - 1) \cdot MTU \quad (8.15)$$

Si  $r$  es menor que  $k$  la transmisión de paquetes está limitada por la recepción de reconocimientos. Sin embargo se debe tener en cuenta que cada reconocimiento reconoce a  $r$  paquetes, permitiendo la transmisión de esa misma cantidad de paquetes. Por ello el intervalo entre paquetes puede considerarse como  $r$  veces menor que el intervalo entre reconocimientos, y la cantidad de paquetes que pueden transmitirse sin esperar la recepción de su reconocimiento se ve incrementada por  $r$ . Igual que en la ecuación anterior, también se deben añadir  $(r-1)$  segmentos al tratarse de reconocimientos retardados, resultando entonces la ecuación (8.16).

$$wnd_{opt} = \left[ \frac{RTT_{min}}{\frac{ACK}{Br} \cdot 8} \cdot r \right] + (r-1) \quad (8.16)$$

Sustituyendo la expresión de  $k$  es posible expresar su valor en bytes:

$$wnd_{opt} = \left[ RTT_{min} \cdot Bf \cdot \frac{r}{k} \right]_{MTU} + (r-1) \cdot MTU \quad (8.17)$$

De las expresiones encontradas en este apartado se deduce que existe una penalización en el valor de  $wnd_{opt}$  respecto al necesario en un enlace con las mismas condiciones que utilice el TCP Tahoe, debido a la mejora en la tasa de transmisión de datos. También será mayor al que se utilizaría en un enlace simétrico (en una cantidad de  $r-1$ ), debido a los reconocimientos retardados. Este incremento de tamaño depende en ambos casos del factor de reconocimiento retardado seleccionado, y si no se aplica se producirá una degradación del caudal.

## b) Caudal máximo teórico

El caudal máximo teórico que puede alcanzarse cuando la ventana se encuentra completamente abierta se calcula utilizando las ecuaciones que se presentan a continuación. Éstas no tienen en cuenta la apertura de la ventana de congestión.

Primero se estudia el caso en el que el tamaño máximo de la ventana seleccionado es mayor que el de la óptima, por lo que la única limitación que puede existir en la transmisión de datos por el sentido descendente es la recepción de reconocimientos por el ascendente. Esto no sucede cuando  $r$  es mayor o igual que  $k$ , y es posible calcular el caudal *máximo teórico* como el propio ancho de banda del sentido descendente del enlace, como ocurre en cualquier enlace simétrico. Sin considerar otras consecuencias del mecanismo podría afirmarse que se ha solventado el problema causado por la transmisión a través del enlace asimétrico, obteniendo el caudal de la ecuación (8.18).

$$Caudal_{max} = Bf \quad (8.18)$$

Si el valor de  $r$  seleccionado es menor que  $k$  se consigue aumentar el caudal respecto al caso del TCP Tahoe, pero sin alcanzar su valor máximo. Como en este caso podemos reconocer  $r$  segmentos por cada reconocimiento recibido, se permite la transmisión de  $r$  paquetes más de los que se transmitían cuando sólo se reconocía a un segmento. Esto supone un aumento en la misma proporción del caudal que se tenía en ese caso (ecuación (8.5)). Por tanto, la nueva expresión del caudal *máximo teórico* es:

$$Caudal_{max} = Bf \cdot \frac{r}{k} \quad (8.19)$$

Si el valor de  $wnd_{max}$  es menor que  $wnd_{opt}$  es este parámetro el que limita la cantidad de paquetes transmitidos, independientemente si el valor de  $r$  es mayor o menor que  $k$ . Para hallar una expresión de caudal válida en esta situación se partirá de su definición, dividiendo la cantidad de datos transmitidos entre el intervalo de tiempo durante el que se transmiten. Sin embargo, no es posible aplicar directamente la ecuación (8.6), ya que se deben realizar algunas consideraciones derivadas del uso del mecanismo de predicción de ventana.

Cuando la ventana de congestión se encuentra completamente abierta se transmiten  $wnd_{max}$  paquetes por ventana. Sin embargo, al reconocerse en grupos de  $r$ , si  $wnd_{max}$  no es un múltiplo de  $r$ , quedarán todavía paquetes pendientes de ser reconocidos en el destino. La cantidad de paquetes reconocidos será el múltiplo de  $r$  inferior a  $wnd_{max}$ , que se expresará mediante  $\lfloor wnd_{max} \rfloor_r$ , por lo que ésta será la cantidad de paquetes que serán transmitidos en la siguiente ventana (y por extensión, en cada ventana de transmisión).

Una vez hallada la cantidad de paquetes enviados por ventana, es necesario hallar el intervalo de tiempo en el cual se transmiten. En el mecanismo TCP Tahoe el tiempo de transmisión de una ventana de congestión cuando  $wnd_{max}$  es menor que  $wnd_{opt}$  equivale al  $RTT_{min}$ . Sin embargo, en este caso es necesario que en el destino se hayan recibido previamente  $(r-1)$  paquetes para provocar la transmisión de un reconocimiento, lo que supone un retardo adicional. De esta cantidad de paquetes,  $(wnd_{max} - \lfloor wnd_{max} \rfloor_r)$  ya se encuentran en el destino pendientes de ser reconocidos tras la transmisión de la ventana de congestión anterior. El retardo de transmisión del resto de los  $(r-1)$  paquetes debe añadirse al  $RTT_{min}$ , para así obtener el intervalo de tiempo de transmisión de una ventana de congestión.

La expresión del caudal *máximo teórico* puede hallarse como el cociente de la cantidad de paquetes transmitidos por ventana entre el tiempo de transmisión de una ventana:

$$Caudal_{max} = \frac{\lfloor wnd_{max} \rfloor_r \cdot MTU \cdot 8}{RTT_{min} + ((r-1) - (wnd_{max} - \lfloor wnd_{max} \rfloor_r)) \cdot \frac{MTU}{Bf} \cdot 8} \quad (8.20)$$

Puede comprobarse como la ecuación (8.6) no es más que un caso particular de la ecuación (8.20), cuando  $r$  es igual a la unidad. Es posible encontrar una expresión aproximada

del caudal en función del ancho de banda del sentido descendente cuando  $r$  es mayor o igual que  $k$ , tan solo sustituyendo el valor de  $wnd_{opt}$  encontrado en la ecuación (8.14). Notar que la ecuación (8.21) no es exacta, ya que se ha obviado el redondeo que es necesario realizar en el cálculo del tamaño máximo de la ventana óptimo.

$$Caudal_{max} \approx Bf \cdot \frac{\lfloor wnd_{max} \rfloor_r}{wnd_{opt} + (\lfloor wnd_{max} \rfloor_r - wnd_{max})} \quad (8.21)$$

Es evidente la mejora de caudal que se obtiene mediante el uso del mecanismo de predicción de ventana sobre un enlace asimétrico, siendo posible equiparar su rendimiento al que se obtendría sobre un enlace simétrico de igual ancho de banda. **Para ello debe seleccionarse un tamaño de ventana igual o mayor que la óptima y un valor de  $r$  mayor que  $k$ .**

### c) Round Trip Time

En este caso solamente se envía un solo reconocimiento para reconocer simultáneamente a varios paquetes. Como el instante de transmisión de esos paquetes es distinto, es evidente que el *round-trip time* es también diferente para cada uno de ellos, y depende de la posición del paquete dentro del conjunto de paquetes reconocidos. El  $RTT_{med}$  medido por la fuente dependerá por tanto del paquete para el que se haya activado la temporización.

En la mayor parte de las implementaciones actuales tan solo se mide un  $RTT_{med}$  por ventana de congestión. Sin embargo, si se desea que la fuente pueda estimar el *round-trip time* de más de un paquete por ventana puede activarse la opción *timestamp* [RFC1323, Ste94]. Esta opción permite marcar en la cabecera de los paquetes su instante de transmisión, que en el destino se replica en su respectivo reconocimiento, permitiendo a la fuente estimar el *round-trip time* de todos ellos.

Al utilizar reconocimientos retardados tan solo podrá replicarse en el reconocimiento el *timestamp* de uno de los paquetes que reconoce, que según las especificaciones debe ser el del primero que ha sido recibido en el destino. Por lo tanto, aunque el  $RTT_{med}$  será superior al retardo que realmente tendría un paquete que circulase a través del enlace, reflejará el uso del mecanismo de reconocimientos retardados [Joh95]. En [RFC1323] se le denomina *round-trip time* efectivo. La mayor estimación del RTO, aunque incorrecta, permitirá evitar la retransmisión innecesaria de los paquetes, con mayores retardos debidos al uso del mecanismo.

En este apartado se halla el  $RTT_{med}$  del paquete que a su llegada al destino provoca la transmisión del reconocimiento, y que es por tanto el de menor *round-trip time*. El resultado para el resto de paquetes puede deducirse de forma sencilla a partir de este valor. El del primer paquete recibido en el destino que está siendo reconocido por el reconocimiento retardado será el que se estimaría si se activa la opción *timestamp*.

Igual que sucede con el caudal, la expresión mediante la que puede obtenerse el valor del  $RTT_{med}$  es distinta dependiendo del valor de  $wnd_{max}$ . Cuando su valor es mayor o igual que  $wnd_{opt}$  el único factor que puede limitar la transmisión de datos es la recepción de reconocimientos por el sentido ascendente del enlace. Si el  $r$  seleccionado es mayor que  $k$  tampoco existe esta limitación. En este caso, para encontrar la expresión del  $RTT_{med}$  es posible utilizar diferentes caminos, pero se ha optado por uno muy sencillo e intuitivo. Se parte de la ecuación (8.14) que determina el tamaño de la ventana óptima  $wnd_{opt}$  para un *round-trip time* mínimo  $RTT_{min}$ . Si se considera que el tamaño máximo de la ventana  $wnd_{max}$  es cualquiera mayor o igual que el óptimo, es posible despejar el  $RTT_{med}$ , obteniéndose:

$$RTT_{med} = [wnd_{max} - (r - 1)] \cdot \frac{MTU}{Bf} \cdot 8 \quad (8.22)$$

Esta expresión indica que el *round-trip time* corresponde con el retardo de transmisión de una ventana completa, teniendo en cuenta que  $(r-1)$  paquetes ya se encuentran en el destino. Se puede afirmar que pese a que es necesario el uso de una ventana de un tamaño  $(r-1)$  segmentos superior a la utilizada en enlaces simétricos, el  $RTT_{med}$  no sufre ningún incremento respecto a ese caso si se utiliza el  $wnd_{opt}$ . Sin embargo, esta afirmación no es cierta cuando se activa la opción *timestamp*. Al igual que sucedía cuando se utilizaba el TCP Tahoe es recomendable el uso del tamaño de ventana óptima frente a tamaños mayores, ya que minimiza el  $RTT_{med}$ , obteniéndose el mismo resultado de caudal.

Si se desea calcular el  $RTT_{med}$  de un paquete que no corresponde con el que provoca la transmisión del reconocimiento, es suficiente con añadir el retardo de transmisión de un paquete una cantidad de veces equivalente a los puestos de diferencia existentes en la secuencia de paquetes recibidos en el destino. Por ejemplo, para el primero de los paquetes reconocidos por el reconocimiento la estimación sería la presentada en la ecuación (8.23) (es la que correspondería con la opción *timestamp* activada). En este caso el resultado sería mayor que el obtenido para un enlace simétrico.

$$RTT_{med} = wnd_{max} \cdot \frac{MTU}{Bf} \cdot 8 \quad (8.23)$$

Cuando  $r$  es menor que  $k$ , la transmisión de reconocimientos influye en el cálculo del *round-trip time*, como ocurría en la ecuación (8.8). Igual que esa situación, también se debe esperar a la transmisión de los reconocimientos correspondientes a una ventana, pero se debe tener en cuenta que su cantidad ha sido reducida por  $r$ . A partir de la ecuación (8.8) y considerando la reducción del número de reconocimientos se obtiene:

$$RTT_{med} = \left[ \frac{wnd_{max}}{r} \right] \cdot \frac{ACK}{Br} \cdot 8 \quad (8.24)$$

Si se analiza el caso en el que el valor de  $wnd_{max}$  es menor que  $wnd_{opt}$ , independientemente del valor de  $r$ , se transmite menor cantidad de paquetes de los que puede soportar el enlace, por lo que ni éstos ni sus reconocimientos sufren retardo adicional alguno. En este caso el *round-trip time* medido corresponde con el valor del  $RTT_{min}$ .

La Figura 8.15 muestra el *round-trip time* del paquete que a su llegada al destino provoca la transmisión del reconocimiento retardado (el paquete  $r$ -ésimo desde la transmisión del último reconocimiento), para distintas condiciones del enlace y en función del tamaño de la ventana. Todos los resultados han sido obtenidos para el valor de  $r$  correspondiente al entero inmediatamente mayor que  $k$ .

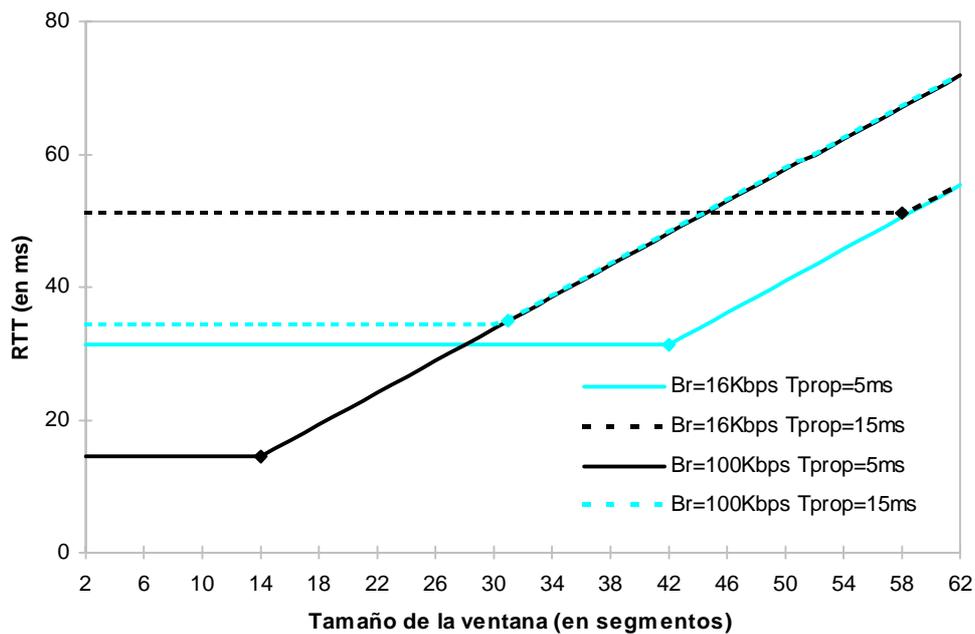


Figura 8.15 Round-trip time obtenido mediante simulaciones,  $r=17$  y  $3$

Como sucedía con el TCP Tahoe, la evolución del  $RTT_{med}$  es muy distinta dependiendo si el tamaño máximo de la ventana es menor o mayor que su valor óptimo. Cuando es mayor, se obtiene un crecimiento lineal del *round-trip time* a medida que aumenta el  $wnd_{max}$ . Es debido a la acumulación de reconocimientos en el destino pendientes de ser enviados, que incrementa el retardo de los paquetes que circulan por la red. En este caso, aunque el valor de  $r$  seleccionado permite al destino reconocer los paquetes a la misma tasa que los recibe, el  $wnd_{max}$  es demasiado elevado para que la red pueda soportar la cantidad de paquetes enviados por la fuente. La acumulación permanente de reconocimientos en el *buffer* del destino será mayor cuanto mayor sea el valor de  $wnd_{max}$ , por lo que también lo será el retardo.

Puede considerarse que los paquetes se reconocen a la misma tasa a la que son transmitidos por la fuente, porque aunque los reconocimientos sigan transmitiéndose a la tasa a la que lo hacían en el TCP Tahoe, cada uno de ellos reconoce a  $r$  paquetes. Este hecho se evidencia en la gráfica, donde la pendiente de la recta que describe el  $RTT_{med}$  es independiente del ancho de

banda del sentido ascendente del enlace Br y sólo depende del sentido descendente Bf, siendo por lo tanto constante para todos los casos simulados. Este resultado de *round-trip time*, que responde a la ecuación (8.22), se verá incrementado cuando el paquete que esté siendo tenido en cuenta no sea el que provoca la transmisión del reconocimiento, añadiéndose en el peor caso un retardo adicional equivalente al tiempo de transmisión por parte de la fuente de  $(r-1)$  paquetes (*timestamp* activado).

**El  $RTT_{med}$  no dependerá directamente del retardo de propagación de los enlaces, aunque sí lo hará de manera indirecta por medio del valor del tamaño de ventana óptimo.**

Destacar también que si se aumenta el factor de reconocimiento retardado el *round-trip time* no variará, siempre que se tenga en cuenta que el tamaño de la ventana también debe sufrir el incremento correspondiente. Aunque en este caso se está aumentando la cantidad de paquetes que reconoce cada reconocimiento, se está aumentando en la misma proporción la cantidad de paquetes que puede transmitir la fuente.

En el supuesto de que el tamaño de la ventana que se utilice sea menor que el óptimo no existirá acumulación de paquetes en el destino, y el  $RTT_{med}$  corresponderá al valor constante  $RTT_{min}$ . El resultado que se obtiene en este caso es igual al que se obtenía mediante el uso del TCP Tahoe.

#### 8.5.2 MODIFICACIÓN DE LA FUENTE

Una de las consecuencias de la utilización de reconocimientos retardados es la reducción en la tasa de crecimiento de *cwnd*, debido a la reducción en la cantidad de reconocimientos recibidos. Con el propósito de solventar este problema se modificará el comportamiento de los algoritmos de control de congestión de la fuente, *inicio lento* y *prevención de la congestión*.

En lugar de incrementar el valor de *cwnd* en función de la cantidad de reconocimientos recibidos, se propone tener en cuenta la cantidad de paquetes que reconoce cada reconocimiento. Esta modificación de la fuente ya ha sido propuesta con anterioridad en [BPK97] y en [All98]. En concreto, Allman propone dos posibles comportamientos, el *Unlimited byte counting* (UBC) y el *Limited byte counting* (LBC). En ambos se incrementa el valor de *cwnd* en función de la cantidad de bytes que están siendo reconocidos por el reconocimiento recibido. En el UBC se aplica el incremento de *cwnd* que corresponda, mientras que en el LBC se limita el incremento máximo de *cwnd* a un valor determinado para evitar la transmisión de ráfagas de paquetes. En este estudio no se realizará esta limitación (UBC), ya que se desea que el crecimiento de la ventana de congestión tras la recepción de un reconocimiento que reconoce a  $r$  paquetes sea el mismo que se obtendría si se hubiesen recibido los  $r$  reconocimientos correspondientes.

Con esta modificación se restaura el crecimiento exponencial de la ventana de congestión durante el *inicio lento*, por lo que se aumenta el caudal alcanzable durante esta fase.

La reducción de la cantidad de paquetes que se produce en el mecanismo de predicción de ventana implicaría una menor velocidad de apertura de la ventana de congestión. Por ello, **se ha optado por definir este mecanismo para el caso en el que la fuente tiene en cuenta la cantidad de paquetes reconocidos por reconocimiento ya que esta modificación representa una mejora de caudal destacable.**

### 8.5.3 COMPARACIÓN ENTRE LOS MECANISMOS ESTUDIADOS

En la Figura 8.16a se representa el inicio de una comunicación TCP realizada mediante el mecanismo de predicción de ventana con la modificación de la fuente, donde se ha seleccionado  $wnd_{opt}$  y un  $r_{max}$  adecuado a la asimetría del enlace.

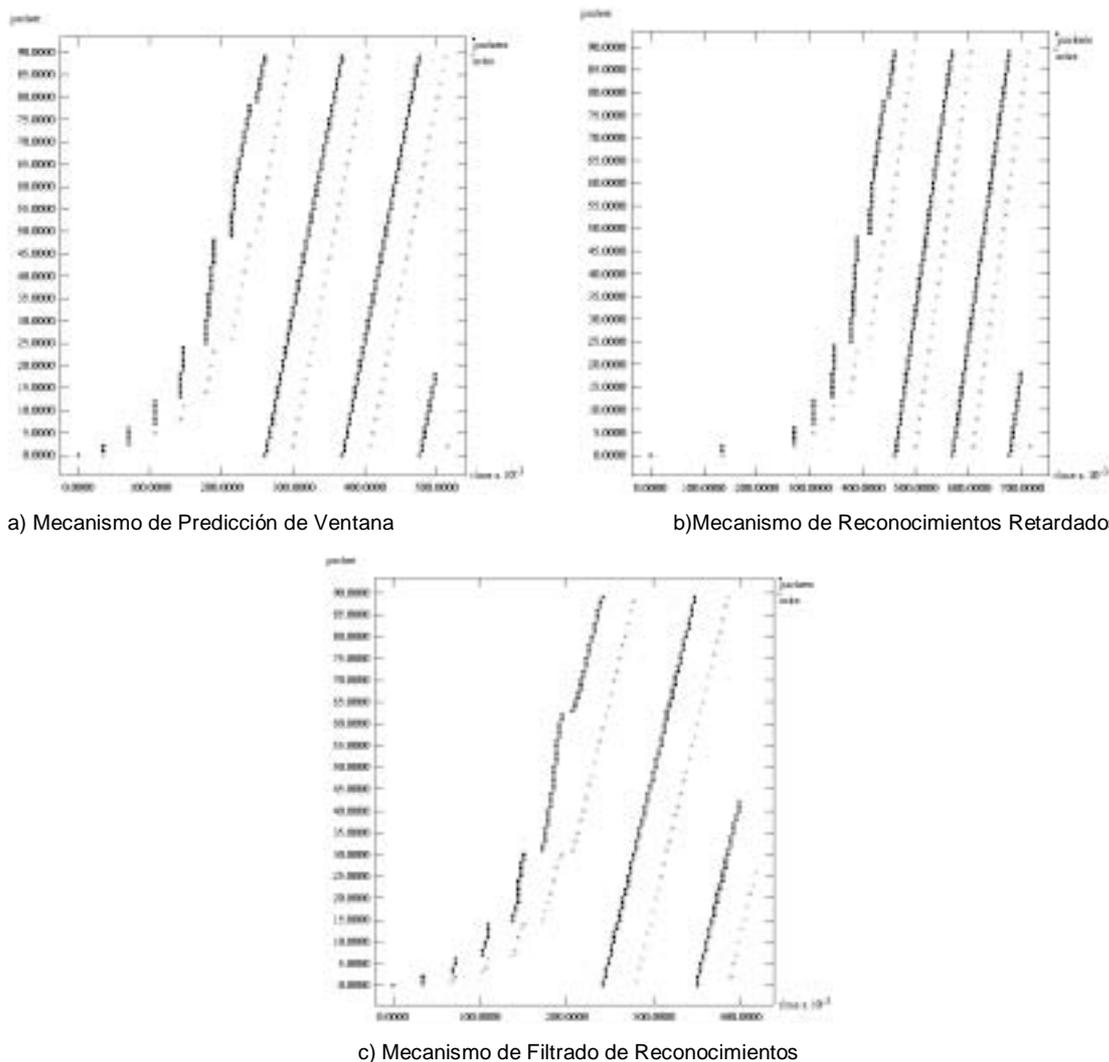


Figura 8.16 Flujo de paquetes y reconocimientos a través de un enlace asimétrico sin pérdidas,  $k=2.66$ ,  $\tau_{prop}=15$  ms,  $wnd_{opt}$

Si se compara esta gráfica con la Figura 8.16b se observa que sólo difieren en la fase inicial de la comunicación, cuando  $cwnd$  es menor que  $r$  (igual a 3 segmentos). Mientras que en la

transmisión de estos 3 paquetes y recepción de sus respectivos reconocimientos se invierten 270 ms en el mecanismo de reconocimientos retardados, en el mecanismo de predicción de ventana tan solo transcurren 70 ms. Esta diferencia de 200 ms corresponde a los dos cumplimientos del temporizador de reconocimientos retardados que se producen con el primero de los mecanismos, y que no ocurren con el segundo.

En el mecanismo de reconocimientos retardados la recepción del primer paquete, y posteriormente la de dos más, es insuficiente para provocar la transmisión inmediata de un reconocimiento, y debe esperarse a la expiración del temporizador del destino. Por el contrario, en el mecanismo de predicción de ventana el valor de  $r$  se inicializa a 1 segmento, por lo que el primer paquete se reconoce de forma inmediata. Entonces  $r$  actúa igual que la ventana de congestión y se incrementa a 2 segmentos, por lo que la recepción de los dos paquetes siguientes provoca también la transmisión de un nuevo reconocimiento. En este caso el siguiente valor de  $cwnd$  será ya mayor que el de  $r_{max}$ , por lo que a partir de este valor se reconocerán  $r_{max}$  paquetes por reconocimiento.

**Puede afirmarse que cuanto mayor sea el valor de  $r_{max}$  (y por extensión la asimetría del enlace) o el temporizador de reconocimientos retardados, más destacados serán los beneficios del uso de este mecanismo respecto al de reconocimientos retardados.** En las condiciones del enlace de la Figura 8.16, el beneficio se cuantifica en una reducción de 200 ms en la duración de la comunicación; por ejemplo, si se considera la transmisión de los 62 paquetes que constituyen la fase de *inicio lento* implica un aumento de caudal de 1.768 Mbps a 3.366 Mbps.

Si se compara el flujo de paquetes y reconocimientos de la Figura 8.16a con el del mecanismo de filtrado de reconocimientos en la Figura 8.16c se observa una evolución muy similar. Es destacable que en el mecanismo de filtrado de reconocimientos se aprecia la transmisión de mayor cantidad de reconocimientos durante la fase de *inicio lento*, ya que este mecanismo transmite tantos reconocimientos como permite el sentido ascendente del enlace, sin depender de un valor de  $r$  determinado. Esto supone, en media, una ligera reducción del tamaño de las ráfagas de paquetes y del *round-trip time* de éstos. Así, será posible advertir un pequeño incremento de la duración de la fase de *inicio lento* en el mecanismo de predicción de ventana (221 ms frente a los 206.4 ms del mecanismo de filtrado de reconocimientos), y por tanto una disminución del caudal que se alcanza (3.366 Mbps frente a 3.663 Mbps).

#### 8.5.4 RESULTADOS DE CAUDAL

En la Figura 8.17 se comparan los resultados de caudal que se obtienen para los distintos mecanismos analizados, en función del tamaño del fichero transmitido. En todos los mecanismos se ha seleccionado el tamaño máximo de ventana óptimo y se ha realizado la modificación en la fuente TCP.

La mejora de caudal que se consigue con el mecanismo de predicción de ventana respecto al mecanismo de reconocimientos retardados queda muy patente en la gráfica. Por ejemplo, para el menor de los ficheros contemplados (5 Kbytes) se obtiene un caudal de 622 Kbps, frente a los 130 Kbps del segundo de los mecanismos. En este caso la duración de la comunicación difiere en 200 ms, correspondiente a dos cumplimientos del temporizador de reconocimientos retardados. Esta diferencia entre ambos mecanismos se acentuará debido al aumento de la cantidad de cumplimientos del temporizador en el mecanismo de reconocimientos retardados, hasta que se considere la transmisión de más de 64 paquetes (fichero de 94.5 Kbytes), cantidad en la que el valor de  $cwnd$  alcanza al de  $r$ .

A partir de este instante el número de cumplimientos del temporizador se mantendrá en 5 y la tasa de transmisión de paquetes será igual para ambos mecanismos, al coincidir el resto de la apertura de la ventana de congestión. Por lo tanto, para tamaños de fichero mayores, los resultados de caudal tenderán a igualarse, ya que esta diferencia de 500 ms cada vez representará menor porcentaje en el total de la duración de la comunicación. Por ejemplo, para ficheros de 50 Mbytes se obtiene un caudal de 9.938 Mbps en el mecanismo de predicción de ventana, tan solo ligeramente superior a los 9.816 Mbps que se alcanzan con el mecanismo de reconocimientos retardados.

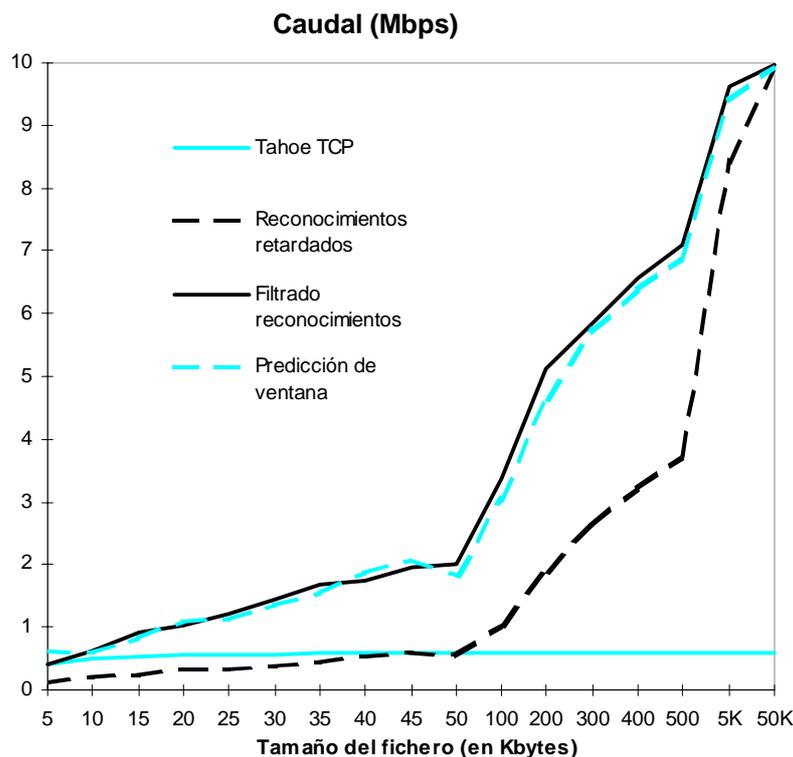


Figura 8.17 Caudal obtenido mediante simulaciones,  $k=16.66$ ,  $\tau_{prop}=5$  ms,  $wnd_{opt}$ ,  $r=17$  segmentos

Como el incremento de caudal que se obtiene mediante la utilización del mecanismo de predicción de ventana depende de los cumplimientos del temporizador del destino que ocurren

en el mecanismo de reconocimientos retardados, la cuantía de esta mejora depende de parámetros como el valor de  $r$  (asimetría del enlace), de si se realiza o no la modificación de la fuente TCP, del valor del temporizador de reconocimientos retardados y de la longitud del fichero transmitido. Bajo determinadas condiciones puede ocurrir que el reducido incremento del rendimiento no justifique el aumento de complejidad del destino, particularmente en enlaces con valores de  $k$  cercanos a la unidad o con ficheros transmitidos de importante tamaño. Sin embargo, son muchos los casos de asimetrías elevadas y es habitual la transmisión de ficheros cortos (por ejemplo, en las aplicaciones de acceso WEB o Telnet). En el siguiente apartado se analizará el caso de pérdidas en la comunicación, donde quedará justificado mayormente este mecanismo.

En la Figura 8.17 se observa la similitud de caudales obtenidos mediante los mecanismos de predicción de ventana y de filtrado, para cualquier tamaño de fichero. Esta igualdad puede extenderse a enlaces asimétricos con parámetros de distintos valores, siempre que los tamaños máximos de ventana sean los óptimos para ambos casos y el  $r_{max}$  sea el adecuado. Es debido a que aunque ambos mecanismos se basan en un comportamiento distinto, los dos maximizan la tasa de transmisión de paquetes en el enlace.

## 8.6 EFECTO DE LOS ERRORES EN EL MECANISMO DE PREDICCIÓN DE VENTANA

El mecanismo de predicción de ventana ha sido diseñado con el propósito de mejorar el comportamiento del mecanismo de reconocimientos retardados en un enlace asimétrico cuando la cantidad de paquetes recibidos en el destino es menor que  $r$ , y por tanto insuficiente para activar el envío de un reconocimiento hasta que no expira el temporizador de reconocimientos retardados. Como esta situación ocurre tras la pérdida de un paquete y la posterior inicialización de  $cwnd$ , el mecanismo de predicción de ventana parece adecuado para actuar en un enlace asimétrico con pérdidas. En este apartado se analizará su efectividad.

En la descripción de este mecanismo, ya se comentó la necesidad de dotar al destino TCP de los mismos algoritmos de control de congestión existentes en la fuente, con el propósito de que ésta sea capaz de detectar las pérdidas de paquetes y de actualizar convenientemente el valor de  $r$ . Este mecanismo incorpora el algoritmo de *retransmisión rápida* que permite detectar la pérdida de un paquete contabilizando la cantidad de paquetes fuera de orden recibidos. Así mismo, también posee un temporizador de reconocimientos retardados que puede actuar de forma similar al temporizador RTO de la fuente.

Una vez el destino detecte la pérdida de un paquete actuará sobre las variables  $pcwnd$  y  $pssthresh$  mediante los algoritmos *inicio lento* y *prevención de la congestión* que posee, adaptando así el valor de  $r$  a la cantidad de paquetes que espera recibir de la fuente. El

objetivo es conseguir una rápida apertura de la ventana de congestión, que permita la obtención de resultados de caudal elevados.

En este apartado se realizará un análisis del comportamiento del mecanismo de predicción de ventana frente a diferentes tasas de error del enlace. También se estudiará el caudal que se alcanza en función de las condiciones del enlace y de la comunicación, y se comparará con los otros mecanismos ya propuestos.

### 8.6.1 DETECCIÓN DE LA PÉRDIDA Y RETRANSMISIÓN

El mecanismo de predicción de ventana debe ser capaz de estimar en todo momento el tamaño de la ventana de congestión, para así poder adaptar el valor de  $r$  a la cantidad de paquetes que se esperan recibir en el destino. Esta adaptación es más crítica durante la fase de apertura de la ventana de congestión, ya que es cuando se producen más variaciones en el valor de  $cwnd$ , y ésta siempre ocurre tras la pérdida de un paquete, además de al inicio de la comunicación. Por lo tanto, si el destino pretende poder predecir el valor de  $cwnd$  de la fuente, deberá detectar las pérdidas que ocurren en el enlace y así poder actuar en consecuencia.

La detección de una pérdida en el destino puede realizarse mediante el algoritmo de retransmisión rápida o tras el cumplimiento de un temporizador, igual que en la fuente.

Se considera que cada uno de los paquetes recibidos con número de secuencia mayor que el esperado provoca la transmisión de un *reconocimiento duplicado*. Se justifica la necesidad de no retardar la transmisión de los reconocimientos duplicados, para que sigan funcionando los mecanismos de Retransmisión y Recuperación rápidas.

En el comportamiento habitual del mecanismo, el destino debería esperar a la recepción de  $r$  paquetes y enviar el reconocimiento del último paquete recibido, con lo que éste reconocería también a los paquetes anteriores ( $r$  paquetes en total). Sin embargo, cuando se produce una pérdida, el destino no puede actuar de esta manera, por diversos motivos. En primer lugar, no es posible reconocer a un paquete con mayor número de secuencia que otro que no ha sido recibido, debido al carácter acumulativo de los reconocimientos. Por lo tanto, no tiene sentido esperar la recepción de  $r$  paquetes cuando el reconocimiento se transmitirá para el último paquete que ha sido recibido correctamente, y éste ya se encuentra en el destino. Esto supondría retardar innecesariamente el instante en el que la fuente detecta la pérdida y efectúa la retransmisión, cuando precisamente el objetivo es que este retardo sea mínimo.

Además, transmitir un *reconocimiento duplicado* cada  $r$  paquetes recibidos en el destino, puede ocasionar que la cantidad de *dupacks* recibidos en la fuente sea insuficiente para activar el algoritmo de retransmisión rápida, debiendo esperar entonces al cumplimiento del RTO. Por último, si no coincide la recepción del último de los paquetes fuera de orden con la transmisión de un reconocimiento retardado (no es el último de los  $r$  paquetes necesarios), el *dupack* no se

enviará hasta que expire el temporizador de reconocimientos retardados. Teniendo en cuenta estas consecuencias y la propia definición de los reconocimientos duplicados [RFC813, RFC1122], **la transmisión de los *dupacks* por parte del destino no será retardada**. En estas condiciones, tan solo el primero de los *dupacks* enviados puede reconocer a más de un paquete.

**Así, tras la recepción de una determinada cantidad de paquetes fuera de orden el destino podrá considerar que se ha producido la pérdida de un paquete, de igual manera que hará la fuente cuando reciba los *dupacks* correspondientes a estos paquetes**. En este caso, el destino, igual que sucede en la fuente, debe fijar el valor del *pssthresh* a la mitad del valor de *pcwnd* e inicializar el tamaño de la ventana predicha. Su posterior crecimiento se realizará mediante el algoritmo de inicio lento o *prevención de la congestión* en función de la fase de apertura en que se encuentre la ventana (dependiendo del valor del *pssthresh*).

Si el destino no detecta que ha ocurrido una pérdida, no se producirá la inicialización de la ventana predicha, y por tanto el valor de *r* será superior a un paquete. Como la fuente sólo enviará el paquete retransmitido, deberá expirar el temporizador de reconocimientos retardados antes de que éste pueda transmitir su reconocimiento. Esta situación no deseable se evitará con una correcta predicción en todo momento del tamaño de la ventana de congestión de la fuente mediante una detección adecuada de las pérdidas.

En la Figura 8.18 se muestra el comportamiento del mecanismo de predicción de ventana durante una comunicación establecida sobre un enlace asimétrico con pérdidas.

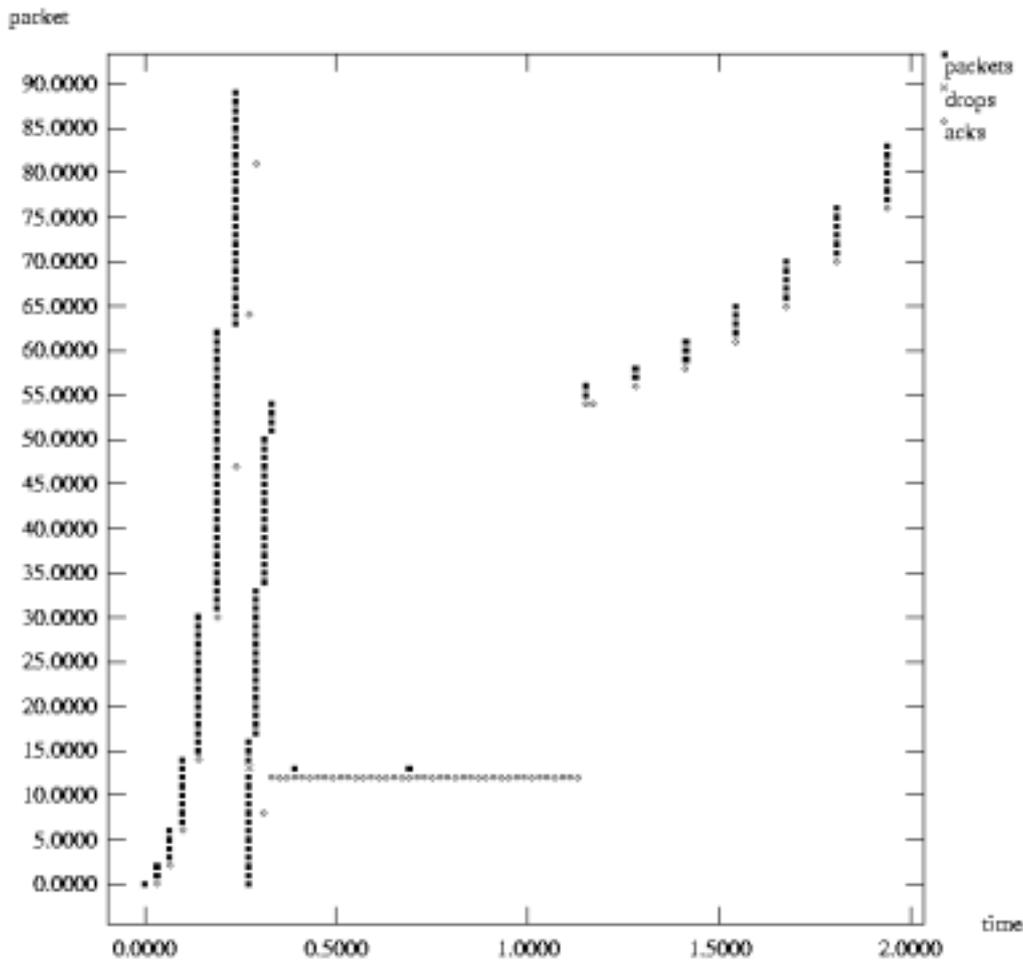


Figura 8.18 Flujo de paquetes y reconocimientos a través de un enlace asimétrico con pérdidas,  $k=16.66$ ,  $\tau_{prop}=5\text{ ms}$ ,  $wnd_{opt}$

Al inicio de la gráfica puede observarse que una correcta predicción de  $cwnd$  permite que para cada ventana recibida en el destino se transmita un reconocimiento. Cuando el valor de  $pcwnd$  crece por encima de  $r_{max}$ , entonces se envía un reconocimiento cada  $r_{max}$  paquetes recibidos, según las especificaciones del mecanismo. En este caso, a diferencia de lo que sucedía en el mecanismo de reconocimientos retardados, no hay necesidad de esperar al cumplimiento del temporizador de reconocimientos retardados.

En el instante 0.286 segundos se produce la pérdida del paquete con número de secuencia 103, cuando el valor de  $cwnd$  y de  $pcwnd$  es de 42 segmentos (máximo valor posible). Por lo tanto, después de la pérdida se transmitirán 41 paquetes, correspondientes al valor de  $(cwnd-1)$ , generando cada uno de ellos un reconocimiento duplicado. En la gráfica puede observarse que es el cuarto reconocimiento recibido el que provoca la retransmisión del paquete perdido.

Cuando el destino reciba el cuarto paquete fuera de orden considerará que se ha producido una pérdida, y por tanto fijará el valor del  $pssthresh$  en 21 segmentos e inicializará el de  $pcwnd$ .

La fuente, al recibir el *dupack* generado por este paquete, actuará de igual forma con sus variables *ssthresh* y *cwnd*. Pero como la cantidad de *dupacks* que deben transmitirse es muy elevada y el ancho de banda del sentido ascendente es reducido, no será posible que la fuente reciba el reconocimiento del paquete retransmitido antes de que expire su temporizador, por lo que ocurrirá una segunda retransmisión. Esta segunda retransmisión innecesaria, provocará una nueva inicialización de la ventana de congestión de la fuente y el *ssthresh* tomará como valor 2 segmentos (su valor mínimo).

Como el destino no habrá detectado esta nueva retransmisión, mantendrá el valor del *pssthresh* anterior, lo que provocará una **predicción incorrecta de la apertura de la ventana**. La consecuencia será un crecimiento de la ventana de congestión en la fuente más lento (mediante el algoritmo de prevención de la congestión), que se verá agravado por una incorrecta predicción del valor de *cwnd* realizada en el destino. Como el valor de *pcwnd* crecerá mediante el algoritmo de inicio lento, el destino esperará recibir una mayor cantidad de paquetes de los que realmente transmitirá la fuente, por lo que se producirán frecuentes cumplimientos del temporizador de reconocimientos retardados. Ambos problemas ocasionarán una apertura muy lenta de la ventana de congestión, que influirá negativamente sobre el resultado de caudal alcanzable.

Por lo tanto, la solución que se propone es **limitar la cantidad de reconocimientos duplicados consecutivos para un mismo paquete que puede transmitir el destino, sin que esto altere el funcionamiento de los algoritmos utilizados en el protocolo TCP Tahoe**. Se debe escoger un número superior a 3 *dupacks* (número que activa el algoritmo de retransmisión rápida), y para evitar que la pérdida de algún reconocimiento impida la ejecución del algoritmo de retransmisión rápida, se seleccionará un límite de 6 *dupacks*. La validez de este valor ha sido comprobada mediante simulaciones. Para diferentes entornos debería adecuarse este valor.

En la Figura 8.19 se observa que tras una pérdida el destino transmite sólo 6 *dupacks*, activando la fuente el algoritmo de retransmisión rápida tras la recepción del cuarto reconocimiento. Cuando el paquete retransmitido llega al destino ya ha finalizado la transmisión de todos los *dupacks*, por lo que se envía inmediatamente. Al reducirse de forma muy significativa el *round-trip time* del paquete retransmitido se evita que su reconocimiento no se reciba antes de que expire el temporizador RTO para este paquete.

**Como no se produce una segunda retransmisión del paquete no ocurrirá una desincronización en la predicción realizada por el destino, y el crecimiento de la ventana de congestión se realizará de forma correcta.**

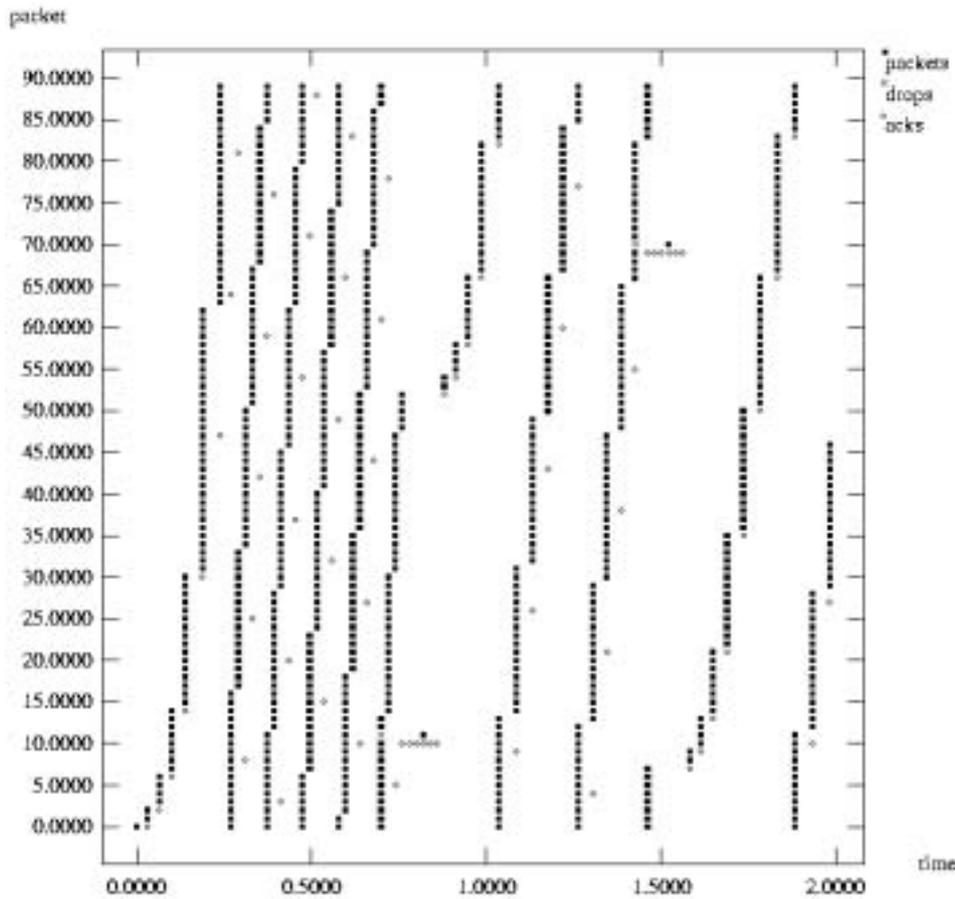


Figura 8.19 Flujo de paquetes y reconocimientos a través de un enlace asimétrico con iguales características que la simulación de la Figura 8.18, pero con limitación de 6 dupacks consecutivos transmitidos por el destino

### 8.6.2 EVALUACIÓN DE PRESTACIONES

Este apartado muestra la dependencia del caudal obtenido mediante el mecanismo de predicción de ventana propuesto con las condiciones del enlace. Se realizan simulaciones en función de la tasa de error del enlace, el tamaño máximo de la ventana de congestión, el máximo factor de reconocimiento retardado, el retardo de propagación y la asimetría del enlace. Con ello se pretende detectar los factores que afectan al rendimiento de este mecanismo, y de qué manera lo hacen.

La Figura 8.20 muestra los resultados de caudal obtenidos en función del valor de  $wnd_{max}$ , cuando se establece una comunicación sobre un enlace asimétrico con pérdidas con una asimetría de 2.66. En este caso, como el retardo de propagación es de 5 ms, el valor del  $wnd_{opt}$  es de 14 segmentos (para un valor de  $r_{max}$  óptimo de 3 segmentos).

Se observa como la evolución del caudal varía ostensiblemente en función de la tasa de error. Para tasas reducidas se aprecian dos fases bien diferenciadas, en función de si el valor de  $wnd_{max}$  es menor o mayor que el óptimo. Cuando es mayor, el caudal alcanzable es

prácticamente constante debido a que la ventana de congestión no limita la transmisión de paquetes. Éste crece a medida que la BER disminuye, acercándose mucho al máximo permitido por el enlace descendente (10 Mbps) cuando no se producen pérdidas (alcanza los 9.963 Mbps). Valores de  $wnd_{max}$  menores que el óptimo provocan que la fuente deba esperar a la recepción de los reconocimientos para poder transmitir nuevos paquetes, una vez finaliza la transmisión de una ventana de congestión completa. El perfil en diente de sierra es debido al incremento de un reconocimiento por ventana cada vez que el valor de  $wnd_{max}$  alcanza un nuevo múltiplo de  $r_{max}$ . Se recuerda que  $r_{max}$  es la cantidad máxima de paquetes que espera recibir el destino antes de enviar un nuevo reconocimiento, y que será el valor de  $r$  que se usará siempre que  $pcwnd$  sea superior.

Para tasas de error elevadas el caudal tiende a ser muy similar, independientemente de  $wnd_{max}$ . Es debido a que las frecuentes pérdidas provocan que el valor de  $cwnd$  no tenga tiempo de crecer, y por tanto a limitar la transmisión de paquetes. Además desaparece el diente de sierra, ya que con frecuencia se reconocen menos de  $r_{max}$  paquetes.

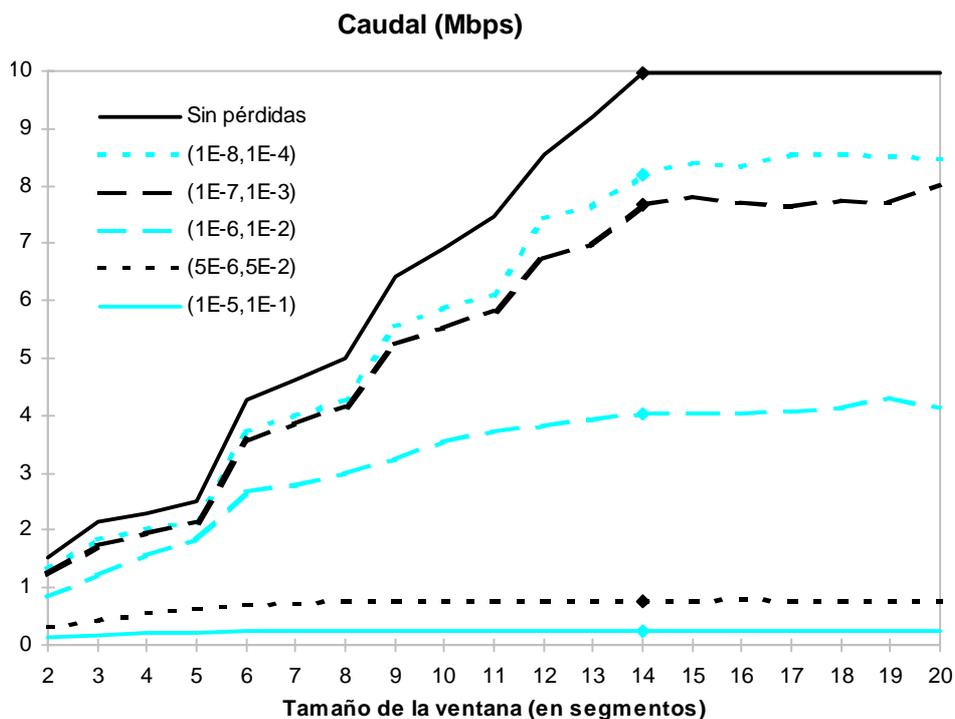


Figura 8.20 Caudal obtenido mediante simulaciones en función del tamaño máximo de la ventana para distintas BER del enlace,  $k=16.66$ ,  $\tau_{prop}=5$  ms,  $wnd_{opt}$

De la Figura 8.20 se deduce la conveniencia de utilizar el  $wnd_{opt}$ , muy especialmente cuando las tasas de error no son muy elevadas. En caso contrario existirá una degradación muy importante del caudal alcanzable. Por ejemplo, para una BER de  $(10^{-7}, 10^{-3})$  se obtiene un caudal de 7.68 Mbps seleccionando el  $wnd_{opt}$ , un 98.63 % superior al que se obtiene si se utiliza un  $wnd_{max}$  de la mitad de tamaño (3.87 Mbps). Para asimetrías mayores la degradación todavía será superior, ya que se deseará que cada reconocimiento reconozca a menos

paquetes (mayor valor de  $r_{max}$ ), y por tanto se transmitirán menos reconocimientos por ventana de congestión.

El valor de  $r_{max}$  es otro de los factores determinantes en el caudal alcanzable cuando se utiliza el mecanismo de predicción de ventana, como se observa en la Figura 8.21. Los resultados de las simulaciones representadas han sido obtenidos para el  $wnd_{opt}$ , que varía en función del valor de  $r_{max}$  seleccionado.

En las simulaciones de la Figura 8.21 el valor de  $k$  es de 2.66, por lo que serán adecuados valores de  $r_{max}$  mayores o iguales a 3 segmentos. Este hecho se observa claramente para tasas de error reducidas, para las que el caudal es prácticamente constante y máximo para valores de  $r_{max}$  mayores que  $k$ . Valores inferiores suponen una degradación de la tasa de transmisión de paquetes provocada por la limitación del sentido ascendente, siendo el caso extremo el correspondiente al mecanismo TCP Tahoe convencional ( $r_{max}$  igual a 1 segmento). Por ejemplo, para una BER de  $(10^{-7}, 10^{-3})$  se pasa de un caudal de 5.96 Mbps a 7.68 Mbps al cambiar de un valor de  $r_{max}$  de 2 a 3 segmentos, lo que supone un incremento del 28.90 %.

Es destacable el hecho de que a medida que crece el valor de  $r_{max}$  por encima de  $k$  se produce un ligero descenso del caudal alcanzable. Es debido a que al tener que esperar a la recepción de mayor cantidad de paquetes la fuente tarda más tiempo en recibir los reconocimientos (además de recibir menor cantidad), por lo que detecta con más retraso las posibles pérdidas ocurridas en el enlace. Sin embargo, al tener un valor de  $r$  adaptativo, estas diferencias son mucho más reducidas que las que se obtendrían para el mecanismo de reconocimientos retardados.

A medida que la BER es más elevada se obtienen resultados muy similares independientemente del valor de  $r_{max}$  seleccionado. Al ocurrir muchas pérdidas no es tan beneficioso asegurar la ausencia de limitación en la transmisión de paquetes cuando la ventana está completamente abierta, mientras que es conveniente una detección más rápida de las pérdidas por parte de la fuente. Por ello, para una BER de  $(10^{-5}, 10^{-1})$  el mejor resultado de caudal se obtiene para un valor de  $r_{max}$  de 1 segmento (TCP Tahoe), 257 Kbps, frente a los 231 Kbps que se obtienen para 3 segmentos. Con el TCP Tahoe nunca es necesario esperar al cumplimiento del temporizador de reconocimientos retardados para enviar el reconocimiento que advierte de la pérdida a la fuente.

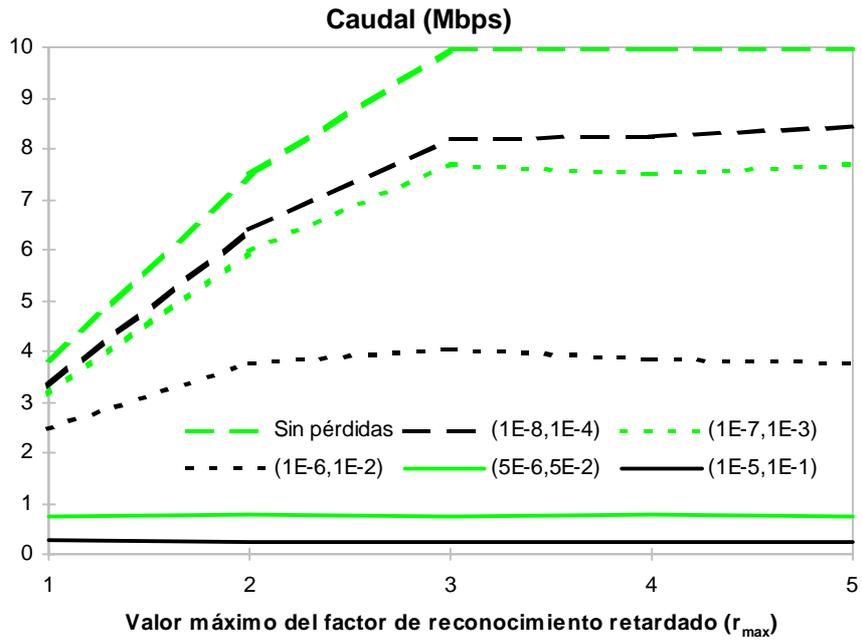


Figura 8.21 Caudal obtenido mediante simulaciones en función del valor máximo del factor de reconocimiento retardado para distintas BER del enlace,  $k=2.66$ ,  $\tau_{prop}=5$  ms,  $wnd_{opt}$

Cuando se consideran enlaces con asimetrías mayores es más conveniente la elección del valor de  $r_{max}$  óptimo, ya que la degradación del caudal será mucho mayor al seleccionar valores inferiores debido a la mayor limitación del enlace ascendente.

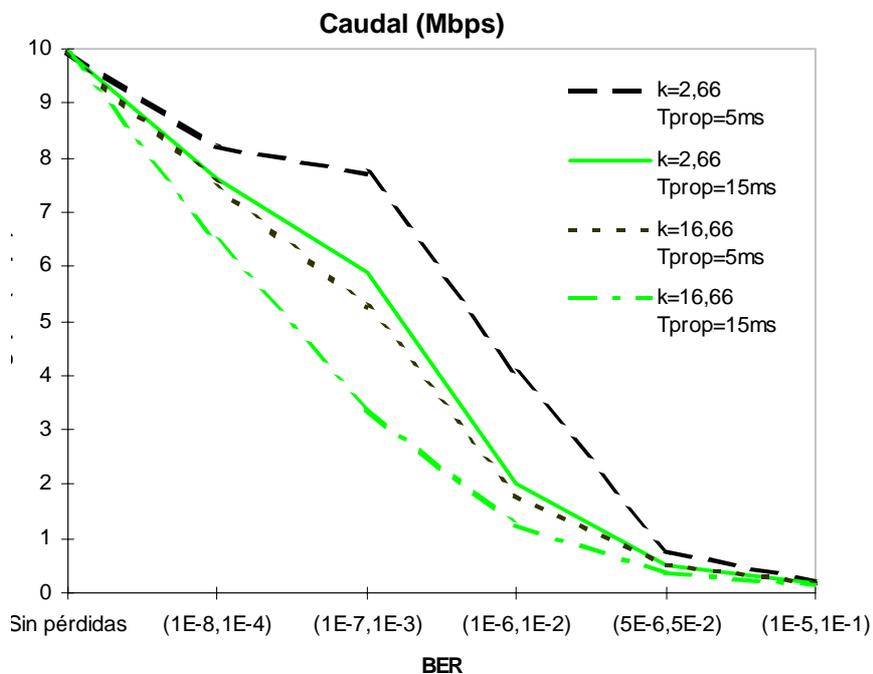


Figura 8.22 Caudal obtenido mediante simulaciones en función de la BER del enlace para diferentes asimetrías y retardos de propagación,  $wnd_{opt}$

La Figura 8.22 es útil para comparar como afecta la asimetría del enlace y su retardo de propagación en el caudal alcanzable mediante el mecanismo de predicción de ventana. Para todas las simulaciones se ha seleccionado el  $wnd_{opt}$  y el  $r_{max}$  adecuado.

Se constata que la asimetría del enlace no afecta prácticamente al resultado de caudal cuando no se pierden paquetes, pero esto no ocurre así en presencia de pérdidas. El factor de asimetría del enlace influye tanto en la elección de  $wnd_{max}$  como de  $r_{max}$ . Con valores de  $k$  más elevados,  $wnd_{max}$  es más elevado, por lo que la apertura de la ventana tras una pérdida se prolonga durante más tiempo. Igualmente, también se seleccionará un valor de  $r_{max}$  mayor, por lo que la fuente tardará más tiempo en detectar las pérdidas. También debe añadirse el hecho de que el *round-trip time* de los paquetes será superior, debido al mayor retardo de transmisión de los reconocimientos. Esto influirá en la velocidad de apertura de la ventana y en la detección de pérdidas (RTO más elevado).

Por su parte, el aumento del retardo de propagación a través del enlace también incidirá negativamente en los resultados de caudal que se obtendrán, ya que influye directamente en el cálculo del  $wnd_{opt}$  y del *round-trip time* de los paquetes.

### 8.6.3 COMPARACIÓN DE LOS DISTINTOS MECANISMOS CON ERRORES

Una vez analizado el comportamiento del mecanismo de predicción de ventana frente a la variación de distintos parámetros del enlace, en este apartado se comparará su eficacia con el del resto de mecanismos que han sido propuestos y estudiados. Para ello se ha seleccionado un enlace de un factor de asimetría de 16.66, que permitirá resaltar las diferencias entre ellos. En todos los casos se ha utilizado el  $wnd_{max}$  correspondiente, y en los casos en que corresponde se ha seleccionado el valor de  $r$  o  $r_{max}$  óptimo. Todos los mecanismos incorporan las modificaciones que se han ido proponiendo para mejorar su rendimiento frente a las pérdidas de paquetes.

La Figura 8.23 muestra una comparación del caudal para cada uno de los mecanismos, en función de la BER del enlace.

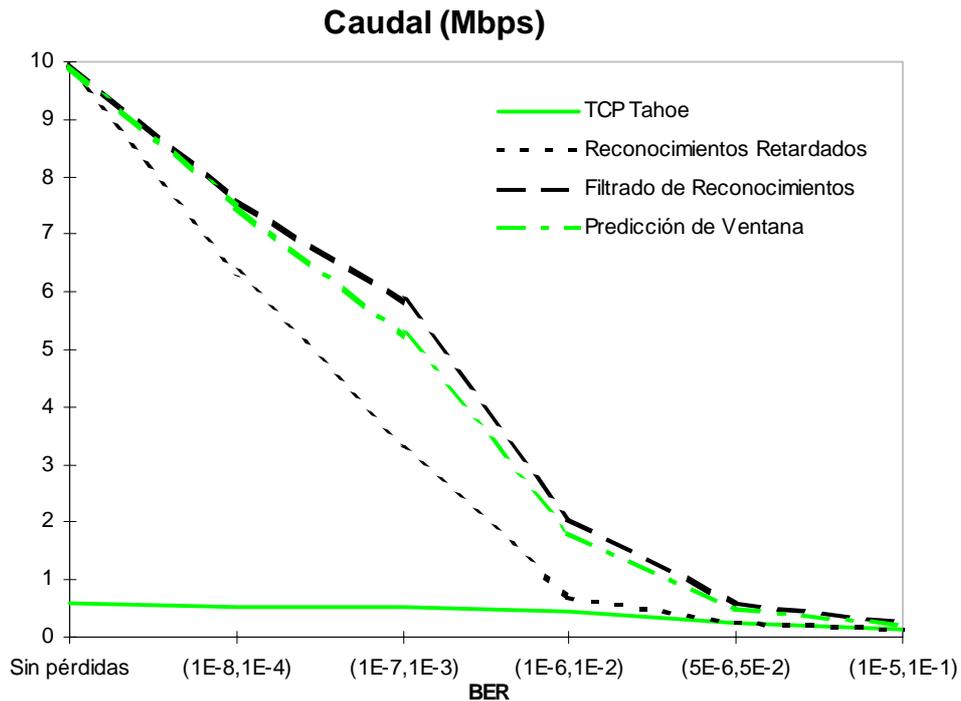


Figura 8.23 Caudal obtenido mediante simulaciones en función de la BER del enlace, para los distintos mecanismos de control de flujo propuestos,  $k=16.66$ ,  $\tau_{prop}=5$  ms,  $wnd_{opt}$

Se observa una notable diferencia de resultados en función de la tasa de error. Así, cuando el enlace no tiene pérdidas, el resultado es prácticamente el mismo para todos los mecanismos basados en retardar reconocimientos, siendo muy próximo a los 10 Mbps del sentido descendente del enlace. Esto es así debido a que el tamaño del fichero transmitido es suficientemente elevado para que la fase inicial de apertura de la ventana no tenga influencia en el resultado global. Sin embargo, en el mecanismo TCP Tahoe el caudal alcanzado es tan solo de 600 Kbps,  $k$  veces inferior debido a la limitación en la recepción de reconocimientos.

BER del enlace asimétrico	TCP Tahoe	Reconocimientos Retardados	Filtrado de Reconocimientos	Predicción de ventana
Sin pérdidas	0.600	9.817	9.960	9.938
$(10^{-8}, 10^{-4})$	0.525	6.322	7.592	7.506
$(10^{-7}, 10^{-3})$	0.514	3.316	5.823	5.246
$(10^{-6}, 10^{-2})$	0.439	0.679	2.042	1.789
$(5 \cdot 10^{-6}, 5 \cdot 10^{-2})$	0.250	0.255	0.577	0.498
$(10^{-5}, 10^{-1})$	0.143	0.127	0.232	0.195

Tabla 8.1 Comparación de caudal (en Mbps) para los distintos mecanismos

Cuando la BER del enlace es moderada, el caudal obtenido para el mecanismo de reconocimientos retardados es muy inferior al de los otros dos mecanismos basados en retardar reconocimientos. Es debido a que este mecanismo mantiene un factor de reconocimiento retardado fijo, mientras que los otros lo adaptan en cada momento a las

condiciones del enlace o a los paquetes transmitidos por la fuente. Así, evitan que durante la apertura de la ventana este factor sea demasiado elevado y los reconocimientos deban enviarse tras el cumplimiento de un temporizador. Las diferencias serán mayores cuanto mayor cantidad de cumplimientos se produzcan, y esto ocurrirá para tasas de error del enlace moderadas.

Sin embargo, mediante el mecanismo de predicción de ventana no se consigue mejorar el rendimiento del mecanismo de filtrado de reconocimientos, pese a que a ambos mecanismos adaptan la transmisión de reconocimientos durante la fase de apertura de la ventana. Es debido a que en el mecanismo de predicción de ventana se transmite un reconocimiento por ventana mientras el valor de  $pcwnd$  sea menor que  $r_{max}$ . Por lo tanto, el retardo entre ventanas consecutivas será equivalente al *round-trip time* del último paquete de la ventana. En cambio, en el mecanismo de filtrado de reconocimientos se transmiten tantos reconocimientos como permite el enlace ascendente, que corresponderán a más de uno por ventana para valores de  $cwnd$  reducidos. Con ello se permite la transmisión de nuevos paquetes antes de que haya sido reconocida toda la ventana anterior, reduciendo así el retardo entre ventanas consecutivas. El comportamiento de ambos mecanismos cuando la ventana ya se encuentra completamente abierta será el mismo.

Aunque las diferencias de caudal entre ambos mecanismos serán muy reducidas, éstas irán aumentando a medida que aumente la tasa de error del enlace, ya que más paquetes serán transmitidos durante la fase de apertura con  $cwnd$  menor que  $r_{max}$ . Así, mientras que para una BER de  $(10^{-8}, 10^{-4})$  el caudal alcanzado para el mecanismo de filtrado de reconocimientos es un 1.14 % superior, para una BER de  $(10^{-6}, 10^{-2})$  es un 14.18 % mayor que el del mecanismo de predicción de ventana.

Para tasas de error muy elevadas todos los mecanismos estudiados alcanzan valores de caudal muy similares. En este caso, al ocurrir gran cantidad de pérdidas, el tamaño de la ventana de congestión se mantiene reducido y la tasa de paquetes transmitidos disminuye. Como la tasa de transmisión de reconocimientos se mantiene, se reduce la limitación del sentido ascendente (o incluso desaparece), y ya no es tan beneficioso reconocer a varios paquetes por reconocimiento.

Por ejemplo, la utilización del mecanismo de predicción de ventana en un enlace con una BER de  $(10^{-5}, 10^{-1})$  supone una mejora del 36.54 % con respecto al caudal alcanzado con el mecanismo TCP Tahoe (más de 42 veces inferior a la que se obtenía en un enlace sin pérdidas). El resultado del TCP Tahoe es incluso superior al del mecanismo de reconocimientos retardados, debido a la ausencia de cumplimientos del temporizador.

Por su lado, como se ha comentado anteriormente, el mecanismo de filtrado de reconocimientos mejora el rendimiento del de predicción de ventana cuanto mayor es la tasa

de pérdidas del enlace, por lo que para la mayor BER considerada en las simulaciones su incremento aumenta hasta el 19.29 %.

## 8.7 CONCLUSIONES

En este capítulo se ha estudiado el comportamiento del protocolo TCP cuando se establece una conexión a través de un enlace asimétrico con y sin pérdidas. Este tipo de enlaces tiene su justificación en la amplia utilización de aplicaciones que se caracterizan por la transferencia de una mayor cantidad de información en uno de los sentidos de la comunicación (acceso WEB y FTP), y en razones tecnológicas y económicas.

Con el propósito de simplificar el caso en estudio se han fijado un modelo de red y unas condiciones de la comunicación determinadas. A partir de éstas se ha conseguido caracterizar el comportamiento de los distintos mecanismos analizados y realizar las medidas necesarias para su comparación.

Para evaluar el funcionamiento de los mecanismos frente a la pérdida de paquetes se ha considerado que la comunicación se establece a través de un canal radio móvil, caracterizado por unas severas condiciones de error. Las conclusiones extraídas son aplicables también en caso de congestión, ya que el protocolo TCP no distingue el origen de las pérdidas y siempre actúa contra la congestión.

En primer lugar, se han evaluado las prestaciones del mecanismo TCP Tahoe. Éste presenta una degradación del caudal alcanzable cuando la comunicación se realiza a través de un enlace asimétrico, con asimetría  $k$  mayor que la unidad. La causa es la acumulación de reconocimientos en el sentido ascendente del enlace, de reducido ancho de banda, que debido a la propiedad del *ack-clocking* provoca un incremento del intervalo de transmisión de paquetes, y por tanto una reducción de su tasa de transmisión.

La degradación que sufre el caudal es mayor cuanto más cantidad de paquetes se transmiten, y por tanto, cuanto mayor es el tamaño de la ventana de congestión. En el peor de los casos, cuando la ventana se encuentra completamente abierta, el caudal es  $k$  veces inferior al que se alcanzaría en un enlace simétrico de igual ancho de banda, si se selecciona  $wnd_{opt}$ . Por ello, la menor degradación se produce cuando el tamaño del fichero transmitido es reducido o cuando la BER del enlace es elevada, situaciones en las que gran parte de la comunicación transcurre con valores de  $cwnd$  reducidos.

El caudal es máximo cuando se selecciona un  $wnd_{max}$  mayor o igual que el óptimo. El valor de  $wnd_{opt}$  en un enlace asimétrico es  $k$  veces inferior al de un enlace simétrico de las mismas características, debido a la reducción de la tasa de paquetes transmitidos.

Con el propósito de solventar la degradación del TCP Tahoe en enlaces asimétricos se han analizado dos de los mecanismos existentes en la bibliografía y se ha propuesto uno nuevo. Todos ellos se basan en la reducción de la cantidad de reconocimientos transmitidos, basándose en su propiedad acumulativa.

La primera consecuencia de la reducción de reconocimientos es una degradación de la tasa de crecimiento de la ventana de congestión, ya que la fuente incrementa  $cwnd$  en función del número de reconocimientos que recibe. Para solventarlo, en todos estos mecanismos se modifican los algoritmos de *inicio lento* y *prevención de la congestión* de la fuente TCP para que tengan en cuenta la cantidad de paquetes que reconoce cada reconocimiento recibido. Esta modificación supone una mayor mejora de caudal cuanto mayor es la asimetría del enlace, ya que es cuando menor cantidad de reconocimientos se reciben.

Aunque la modificación de la fuente consigue restablecer la tasa de crecimiento de la ventana, tiene como consecuencia la transmisión de ráfagas de paquetes. Es debido al incremento de  $cwnd$  y al espacio de ventana disponible liberado que supone la recepción de cada reconocimiento. Además, como después de una pérdida la fuente transmite  $(cwnd-1)$  paquetes más, la recepción del reconocimiento del paquete retransmitido implica un brusco crecimiento de la ventana de congestión y la transmisión de una ráfaga de gran cantidad de paquetes. Para evitarlo, en todos los mecanismos basados en reconocimientos que reconocen a varios paquetes se considera al reconocimiento del paquete retransmitido como un caso especial, y sólo se realiza un incremento de 1 segmento en  $cwnd$ .

Para el **Mecanismo de Reconocimientos Retardados**, si se selecciona un valor de  $r$  mayor que  $k$  se consigue evitar la limitación que supone la recepción de reconocimientos, y cuando la ventana de congestión se encuentra completamente abierta se alcanza el máximo caudal posible, equivalente al ancho de banda del sentido descendente. Para ello también debe seleccionarse un  $wnd_{max}$  igual al  $wnd_{opt}$ .

Durante la fase inicial de crecimiento de la ventana, cuando  $cwnd$  es menor que  $r$ , la transmisión de los reconocimientos no se produce hasta que expira el temporizador de reconocimientos retardados. Esto supone una apertura muy lenta de la ventana de congestión, que es más acusada cuanto mayor es la asimetría del enlace. Consecuentemente, cuando el tamaño del fichero transmitido es reducido o cuando la tasa de error del enlace es elevada, el mecanismo de reconocimientos retardados no supone una alternativa adecuada al mecanismo TCP Tahoe.

En el mecanismo de reconocimientos retardados es aconsejable la activación de la opción *timestamp* para la medida del RTT. Aunque esto supone la obtención de un valor mayor que en el TCP Tahoe, debido a la espera de la recepción de los  $r$  paquetes necesarios para transmitir el reconocimiento, debe tenerse en cuenta que cada reconocimiento reconoce a  $r$  paquetes.

La transmisión de los *dupacks* en el mecanismo de reconocimientos retardados no es retardada, a diferencia del resto de reconocimientos. Así se evita la posibilidad de que el número de *dupacks* recibidos en la fuente tras una pérdida sea insuficiente para activar el algoritmo de retransmisión rápida, y además se reduce el retardo de detección de la pérdida. Sin embargo, esto puede ocasionar una acumulación de *dupacks* en el enlace asimétrico pendientes de ser enviados, lo que supone un mayor retardo de retransmisión, o incluso, la expiración del RTO antes de que se reciba su reconocimiento. En éste último caso se produciría una innecesaria nueva retransmisión del paquete perdido. Para solucionarlo se propone la limitación del número de *dupacks* que puede transmitir el destino de forma consecutiva reconociendo a un mismo paquete.

El **Mecanismo de Filtrado de Reconocimientos** se basa en la eliminación de los reconocimientos que se acumulan en el *router* ubicado en la entrada del enlace asimétrico [Kar96, BPK97]. De esta forma adapta la cantidad de paquetes reconocidos por reconocimiento, transmitiendo siempre la máxima cantidad de reconocimientos que permite el enlace.

Cuando la ventana de congestión se encuentra completamente abierta, el mecanismo de filtrado de reconocimientos actúa igual que el mecanismo de reconocimientos retardados con  $r$  óptima, alcanzando el caudal máximo que permite el enlace. Pero durante el crecimiento de la ventana de congestión se filtran menor número de reconocimientos en el *router*, por lo que cada uno reconoce a menor cantidad de paquetes. Debido a la ausencia de cumplimientos del temporizador, se consigue una apertura de la ventana mucho más rápida que en el mecanismo de reconocimientos retardados.

Como el mecanismo de filtrado de reconocimientos actúa de manera óptima independientemente del valor de *cwnd*, el caudal alcanzable es superior al de los mecanismos TCP Tahoe y de reconocimientos retardados para cualquier tamaño de fichero transmitido y tasa de error del enlace. En este caso, el valor de  $wnd_{opt}$  que debe utilizarse responde a una expresión muy similar a la del mecanismo de reconocimientos retardados, debido a que cuando *cwnd* es igual a  $wnd_{max}$  ambos mecanismos presentan una misma tasa de transmisión de paquetes.

Como el *router* no es capaz de distinguir los reconocimientos duplicados, éstos también son filtrados. Puede ocurrir que el número de *dupacks* recibidos en la fuente sea insuficiente para activar el algoritmo de retransmisión rápida, y deba esperarse a que expire su temporizador RTO para que el paquete sea retransmitido. Con el propósito de reducir el número de ocasiones en las que ocurre esta situación se propone la elección de un menor umbral de *dupacks* necesario para considerar que se ha producido una pérdida.

El mecanismo de filtrado de reconocimientos, pese a sus buenas prestaciones de caudal, presenta varios inconvenientes que desaconsejan su utilización:

- No actúa extremo a extremo, como los algoritmos de control de flujo y congestión que se definen en el protocolo TCP. Por ello, no es posible asegurar una correcta interacción con estos algoritmos y sus posibles futuras modificaciones.
- Requiere modificar el comportamiento del *router* conectado al enlace asimétrico, incrementando su complejidad y, por tanto, reduciendo su velocidad de procesado. Además, éste debe realizar funciones de la capa de transporte, que no le son propias. En el caso en el que el tráfico se encuentre encriptado a nivel IP no se puede realizar el filtrado de los reconocimientos, ya que no es posible distinguir los paquetes TCP de los otros.
- Cuando el destino no se encuentre conectado directamente al enlace asimétrico se produce la transmisión de reconocimientos que posteriormente son filtrados en el *router*. Esto implica un aumento innecesario del tráfico de la red, con los consiguientes problemas de congestión que pueden derivarse.
- Debido al filtrado de los *dupacks*, no se asegura la detección de las pérdidas mediante el algoritmo de retransmisión rápida, aunque en el destino se reciba una cantidad suficiente de paquetes fuera de orden. Además, no es posible utilizar algoritmos que se basen en la contabilización de los *dupacks* recibidos en la fuente, como el *de recuperación rápida*.

Como los mecanismos existentes en la bibliografía no resultan una solución satisfactoria al comportamiento del TCP Tahoe en enlaces asimétricos, se propone un nuevo mecanismo. El **Mecanismo de Predicción de Ventana**, que actúa extremo a extremo, se basa en el mecanismo de reconocimientos retardados, pero utiliza un factor de reconocimiento retardado que se adapta a la cantidad de paquetes que transmite la fuente. Para conocer esta cantidad el destino realiza una predicción del valor de *cwnd*, que asigna al valor de *r* siempre que éste sea menor que  $r_{max}$ . En la elección de  $r_{max}$  se utiliza el mismo criterio que con el *r* fijo del mecanismo de reconocimientos retardados.

Cuando el tamaño de la ventana de congestión es mayor que  $r_{max}$ , el mecanismo de predicción de ventana es equivalente al mecanismo de reconocimientos retardados. Cuando este último mecanismo tiene problemas con los cumplimientos del temporizador, para valores de *cwnd* menores que el *r* fijo, el mecanismo de predicción de ventana consigue evitarlos utilizando un valor de *r* inferior, igual a *cwnd*. Así se obtiene una apertura de la ventana de congestión mucho más rápida.

Con el mecanismo de predicción de ventana se alcanzan resultados de caudal similares a los del mecanismo de filtrado de reconocimientos independientemente del tamaño del fichero transmitido, la tasa de error del enlace o su asimetría. Aunque la filosofía de funcionamiento es distinta, ambos mecanismos optimizan la transmisión de reconocimientos a través del enlace asimétrico.

Pese a que los resultados de caudal de los mecanismos de predicción de ventana y de filtrado de reconocimientos son muy similares, el segundo de los mecanismos obtiene un resultado superior para tasas de error del enlace muy elevadas (por ejemplo, del 19.3 % para la mayor BER considerada). Es debido a que presenta una apertura de la ventana un poco más rápida, ya que en su fase inicial transmite mayor cantidad de reconocimientos. Por su parte, el mecanismo de predicción de ventana debe esperar a la recepción de los  $r$  paquetes antes de poder transmitir los reconocimientos, y mientras  $cwnd$  es menor que  $r_{max}$ , no empieza la transmisión de una ventana hasta que se reconocen todos los paquetes de la anterior.

Teniendo en cuenta que la BER de los enlaces no es habitualmente muy elevada, es preferible la aplicación de un mecanismo que actúe extremo a extremo, aunque su rendimiento sea ligeramente inferior al del mecanismo de filtrado de reconocimientos. El mecanismo de predicción de ventana supone la alternativa más efectiva al TCP Tahoe en un enlace asimétrico con pérdidas, tanto por los resultados de caudal que alcanza como por la ubicación en la que se implementa.