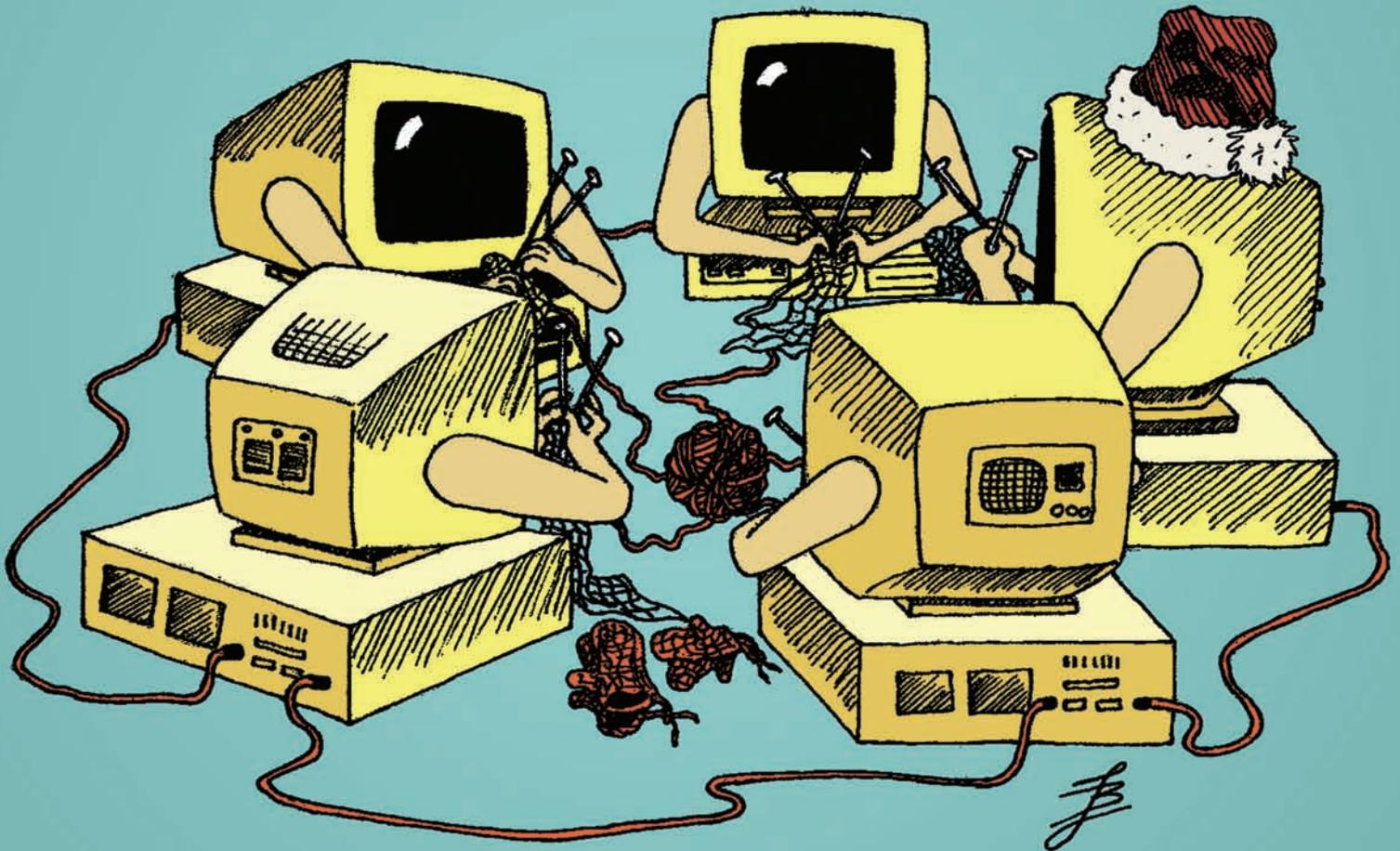


Tráfico Autosimilar

Algoritmo algebraico para asignación dinámica del búffer

Ing. Jack Bravo
Carreras de Ingeniería Eléctrica
y Electrónica UPS - Cuenca

Ing. Luis Marrone
Catedrático de la Facultad
de Ingeniería de la
Universidad de Buenos Aires



Resumen

Los modelos de tráfico realísticos son un requerimiento fundamental para comprender el diseño del hardware y software de red en campos como en el

comportamiento de las colas, manejo de la congestión y ancho de los buffers. Se ha determinado que muchas trazas de tráfico en el mundo real son estadísticamente consistentes con modelos de tráfico au-

tosimilares. Esto impone nuevos requerimientos en lo que a diseño de switch se refiere, especialmente en lo que respecta a las estrategias de bufferiado. En este trabajo se propone un modelo de asignación di-

námica del espacio de buffer para condiciones de tráfico autosimilar y lo comparamos en términos de probabilidad de bloqueo, mediante simulación, con la política de Umbral dinámico proporcional y Umbral Estático. El Umbral de Control Dinámico propuesto ha demostrado ser más robusto para las condiciones cambiantes del tráfico autosimilar que las otras dos.

Introducción

Desde el descubrimiento de fenómenos de autosimilitud en el tráfico de las actuales redes de comunicaciones, hace aproximadamente una década¹, se desató un inmenso caudal de resultados de investigación que muestran la autosimilitud como una característica ubicua, cuando se observa empíricamente el tráfico en redes modernas. Desde entonces se han reportado evidencias de autosimilitud en casi todos los aspectos de las redes modernas de comunicaciones, tanto LAN como WAN, bajo IP o ATM, con enlaces de cobre, de fibra óptica o inalámbrica, en la navegación por la Web o en la transferencia de archivos². Esto nos obliga a preguntarnos sobre la aplicabilidad de los modelos empleados tradicionalmente para las redes de comunicaciones.

La autosimilitud y la fractalidad describen el fenómeno en el que cierta propiedad de un objeto se preserva con respecto a la escalización en el tiempo o

en el espacio. Este fenómeno sucede en imágenes naturales, en el subdominio de convergencia de ciertos sistemas dinámicos y en muchas series de tiempo (como los procesos de tráfico que son de nuestro interés). En un objeto autosimilar o fractal, sus partes magnificadas se asemejan a la forma del objeto completo, donde la semejanza se mide en algún sentido adecuado.

Mediante la iteración de cierto procedimiento se puede obtener por simple

La invarianza a la escala se puede definir en términos de la función de autocorrelación, pues el decrecimiento polinómico (en vez de exponencial) de esta función es la manifestación de la “dependencia de largo rango” que, en una importante clase de procesos, es equivalente a la autosimilitud

construcción la forma más sencilla de autosimilitud, si el procedimiento se repite por cada nuevo segmento indefinidamente, cualquier pequeña porción del objeto puede magnificarse para reproducir exactamente una porción mayor. Esta propiedad se conoce como “autosimilitud exacta”.

Sería mucho exigir si esperásemos dicha fractalidad en un proceso tan aleatorio como la llegada de paquetes a una red de datos, pero si consideramos que el tráfico observado es una traza muestral

de un proceso estocástico y restringimos la similitud a ciertas estadísticas de las series de tiempos reescalizadas, descubriremos fácilmente autosimilitud exacta en los objetos matemáticos abstractos y autosimilitud aproximada en las realizaciones específicas.

Para medir autosimilitud estocástica se puede utilizar las estadísticas de segundo orden que capturan la variabilidad de los procesos. De hecho, la invarianza a la escala se puede definir en términos de la función de autocorrelación, pues el decrecimiento polinómico (en vez de exponencial) de esta función es la manifestación de la “dependencia de largo rango” que, en una importante clase de procesos, es equivalente a la autosimilitud³.

Los modelos tradicionales basados en los procesos de Poisson o, más generalmente, en procesos de dependencia de corto rango, no describen el comportamiento actual de las redes de datos. Consecuentemente, es necesario estudiar los sistemas de carga con procesos de entrada autosimilares puesto que la demanda de tráfico autosimilar impone nuevos requerimientos en el diseño de los conmutadores, especialmente en lo que a las estrategias de buffering se refiere.

La reducción de la pérdida de paquetes en los sistemas de encolamiento es uno de los más importantes asuntos en el diseño de algoritmos de control de trá-

fico. Reducir la pérdida de paquetes en los sistemas de encolamiento es equivalente a incrementar la eficiencia y usualmente es considerado como una herramienta de evaluación de performance, además la disminución de la pérdida de paquetes no ocurre con el aumento sustancial del buffer en estos escenarios⁴.

En el estudio de impacto del tráfico autosimilar desarrollado por Y. Zhou y H. Sethu sobre la performance de dos estrategias de buffering en switch ATM⁸, demuestran que el retardo promedio en ambas arquitecturas es mayor con tráfico autosimilar que con tráfico aleatorio, con los consiguientes problemas en menor rendimiento y el incremento de la probabilidad de pérdidas de celdas.

Por lo tanto, es necesario plantear nuevas estrategias de asignación del espacio de buffering de una forma dinámica que se adecue a las características cambiantes de este tipo de tráfico.

Asignación dinámica del Buffer

Choudhry y Hahne [5] proponen una política de asignación de buffer basada en la idea de que la longitud máxima permisible para cualquier cola individual en cualquier instante de tiempo es proporcional al espacio de buffering no usado en el switch.

$$T(t) = \alpha (B - Q(t)) \quad (2.1)$$

donde B es el espacio total del Buffer, $T(t)$ es el umbral de control, $Q(t)$ es la longitud total de la cola y α es una constante de proporcionalidad.

Este esquema llamado por los autores Límite Dinámico, combina la simplicidad de la política de límite estático y la adaptatividad del Pushout.

En la figura 2.1 se observa la variación del umbral $T(t) = \alpha (B - Q(t))$ en función de la longitud de la cola, para un valor de

$$\alpha = 1$$

Basados en este esquema, se propone una política de manejo del buffer que

siga la misma filosofía que el propuesto por Choudhry y Hahne, pero en la que la pendiente de la curva de variación del umbral vaya aumentando o disminuyendo paulatinamente de acuerdo a la variación en la longitud de la cola, de manera que la pendiente de dicha curva crezca a medida que el grado de ocupación del buffer sea mayor permitiendo un mejor aprovechamiento del espacio de buffer existente y mayor adaptación a los cambios en variación del tráfico.

En el esquema propuesto, el límite de la cola del enlace de salida en algún instante de tiempo está definido como:

$$T(t) = B - (Q(t))^C = B - \left(\sum_i Q^i(t) \right)^C \quad (2.2)$$

donde B es el espacio total del Buffer, $T(t)$ es el umbral de control en el tiempo t , $Q^i(t)$ es la longitud de la cola i en t , $Q(t)$ es la suma de todas las longitudes de las colas i y $C = Q(t)/B$.

Así un paquete arribando por la cola i será blo-

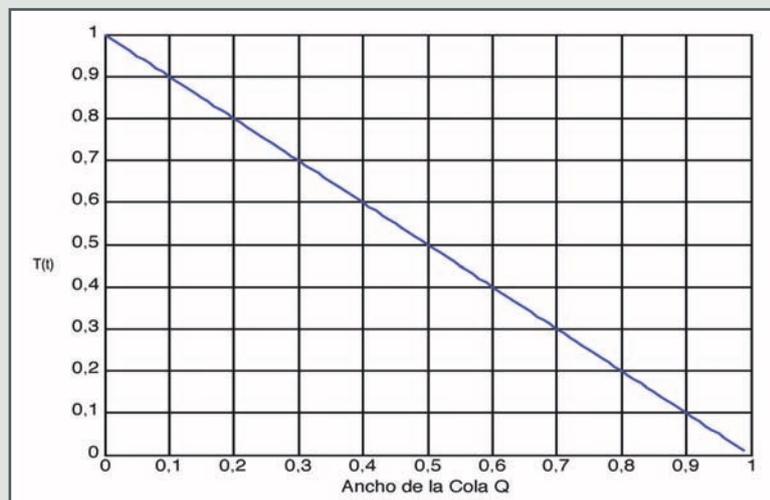


Fig. 2.1 Límite dinámico $T(t) = \alpha (B - Q(t))$ en función de la longitud de la cola $\alpha = 1$

queada en el tiempo t si $Q^i(t) \geq T(t)$. Todos los paquetes arribando ha esta cola serán bloqueados hasta que la longitud de la cola sea menor al límite de control o hasta que este límite aumente sobre la longitud de la cola.

En la figura 2.2 podemos observar la variación del umbral $T(t)$ propuesto en función del tamaño de la cola.

Comparación del Algoritmo propuesto con los de Límite Estático Partición Completa y Límite Dinámico bajo condiciones de Tráfico Autosimilar

La arquitectura que usaremos para el estudio de simulación es un switch con N puertos de entrada y N puertos de salida que usa encolamiento de salida y memoria compartida, cada puerto de salida tiene una cola lógica, pero todas esas colas comparten la misma memoria de

fábrica con una dimensión de B paquetes, que para nuestro estudio consideraremos paquetes de tamaño fijo y por consiguiente tiempo de servicio constante.

Cada línea de entrada está conectada a una sola fuente de tráfico individual que es generado mediante el algoritmo "Random Midpoint Displacement method". Estas series que tienen una distribución Gaussiana y un cierto valor del parámetro de Hurts H , son escaladas para

$$Probabilidad\ de\ Bloqueo = \frac{Paquetes\ Descartados}{Paquetes\ Totales\ Generados}$$

ser llevadas a otra serie de media \approx desviación estándar pero $H \neq 0,5$.

Para evaluar las secuencias se utilizó un estimador del parámetro de Hurst basado en onditas de Abry y Veitch¹⁶, aquellos autores muestran que sus caracte-

rísticas en términos de robustez, precisión y eficiencia computacional igualan o superan las del estimador de máxima probabilidad de Whittle, considerado en la literatura uno de los más precisos.

Ellos expusieron en Internet una implementación del estimador para MatLab que fue empleado para la evaluación de las trazas generadas.

Como medida de performance se hará uso de la probabilidad de bloqueo definida como:

$$Probabilidad\ de\ Bloqueo = \frac{Paquetes\ Descartados}{Paquetes\ Totales\ Generados} \tag{3.1}$$

La política de asignación de umbral dinámico propuesto, ecuación (2.2), será contrastada con las políticas de asignación dinámica proporcional, ecuación (2.1), y la política de particionamiento estático, umbral fijo, con un valor de

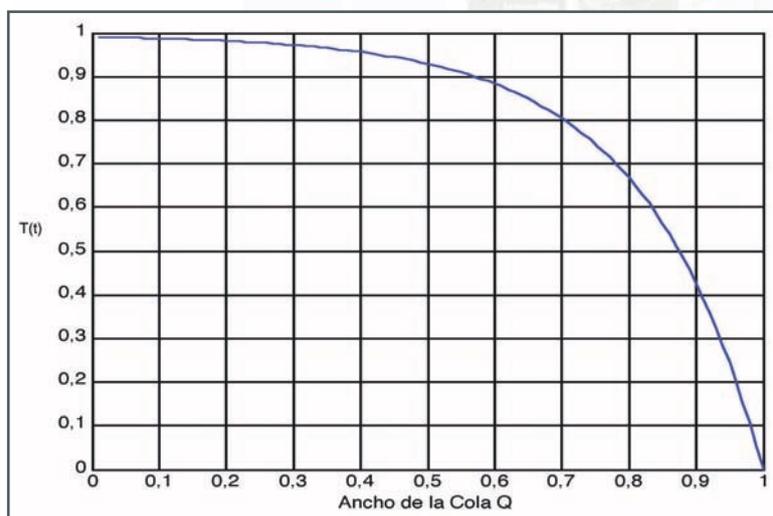


Fig. 2.2 Límite dinámico $T(t) = B - (Q(t))^c$ en función de la longitud de la cola.



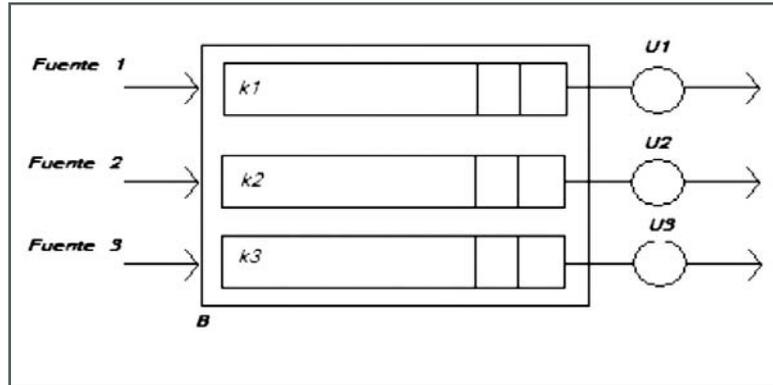


Fig. 3.1 Modelo de encolamiento para el switch de memoria compartida, k_i es el ancho asignado del buffer FIFO para el puerto i . La velocidad del enlace de salida está dado por μ_i y el ancho del espacio total de memoria es indicado por B .

buffer de $T_i = B/3$ para cada cola i , para ello se desarrolló un programa que implementa cada política y que entrega como resultado la probabilidad de bloqueo.

En el primer escenario de experimentación se generaron tres trazas de 8000 paquetes cada una, de fuentes de tráfico Poissoniano con un valor de $\lambda=500$ y tasa de servicio $\mu=510$, el espacio total de

buffer se fue incrementando y se obtuvo para cada política en cada uno de esos incrementos la probabilidad de bloqueo.

En la figura 3.3 se puede apreciar que para este tipo de tráfico, en el umbral propuesto la probabilidad de bloqueo decrece más rápidamente con el incremento del tamaño del buffer en comparación con los otros dos esquemas que

presentan similitud en su desempeño a medida que el tamaño del buffer es mayor, lo que nos indica una mejor utilización del espacio de buffer por parte del algoritmo propuesto.

Procederemos ahora en el análisis de la performance de estas políticas frente a tráfico autosimilar, para ello, en nuestro segundo escenario de experimentación, se generaron fuentes

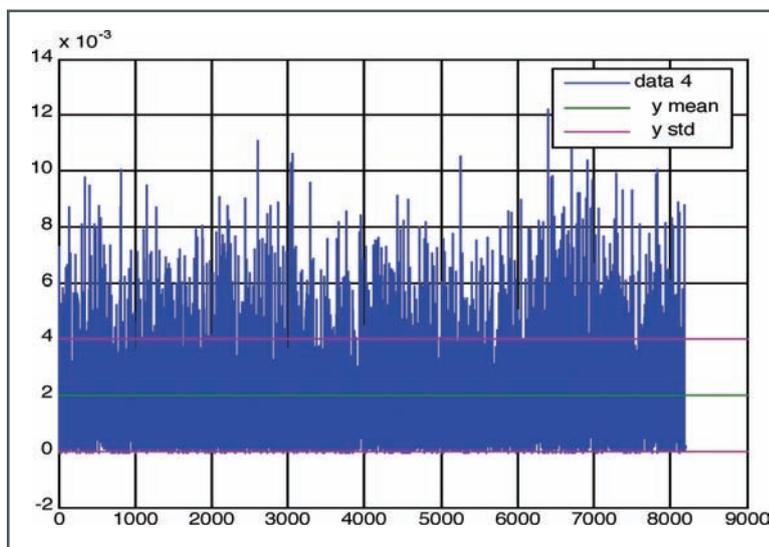


Fig. 3.2 Serie obtenida luego de los procesos de escalamiento y ajuste

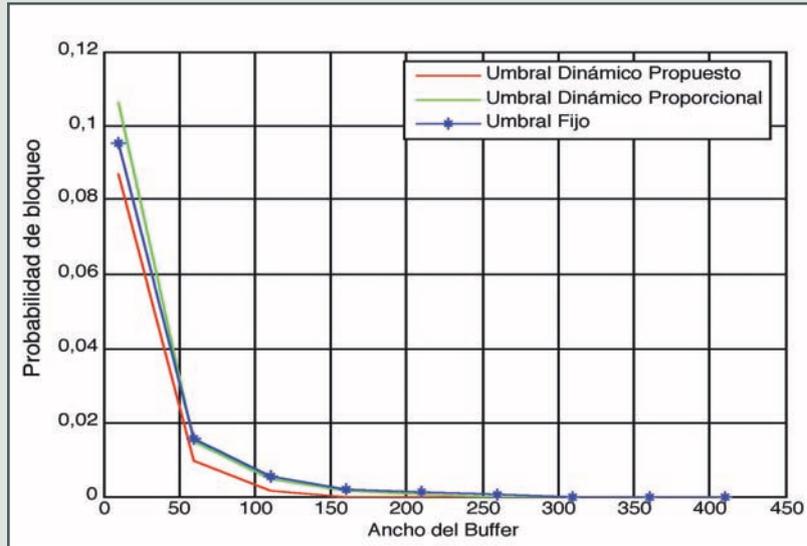


Fig. 3.3 Curvas de la probabilidad de bloqueo en función del ancho del buffer para cada política con Tráfico Poissiano.

con un determinado valor de H y tasa media $\lambda=500$. El espacio total del buffer se fue incrementando y se ob-

tuvo para cada política en cada uno de estos incrementos la probabilidad de bloqueo.

Los valores de H para las series generadas en cada fuente se muestra en la siguiente tabla:

Fuentes	$H=0.5$	$H=0.6$	$H=0.7$	$H=0.8$	$H=0.9$
Fuente 1	0,532	0,612	0,702	0,842	0,938
Fuente 2	0,559	0,600	0,702	0,850	0,933
Fuente 3	0,562	0,605	0,716	0,800	0,910

Tabla 3.1 Valores de H para cada una de las series generadas en cada fuente

El número total de paquetes generados por fuente para cada prueba fue de 8.000 paquetes.

En la figura 3.4 se muestra el decaimiento de la probabilidad de bloqueo para el caso del algoritmo con particionamiento completo y con el aumento del tamaño del buffer.

Es interesante analizar como la probabilidad de bloqueo va decreciendo con el tamaño del buffer más lentamente a medida que el nivel de autosimilitud va aumentando, sien-

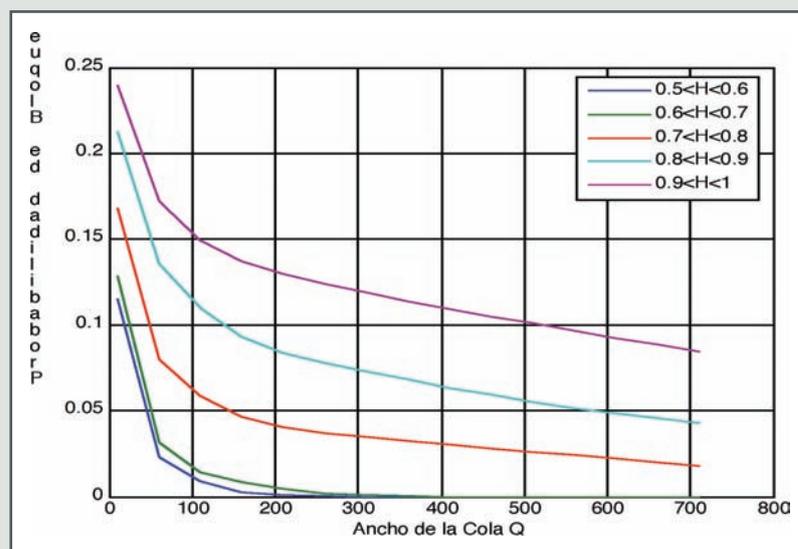


Fig. 3.4 Probabilidad de bloqueo en función de H y del ancho del buffer

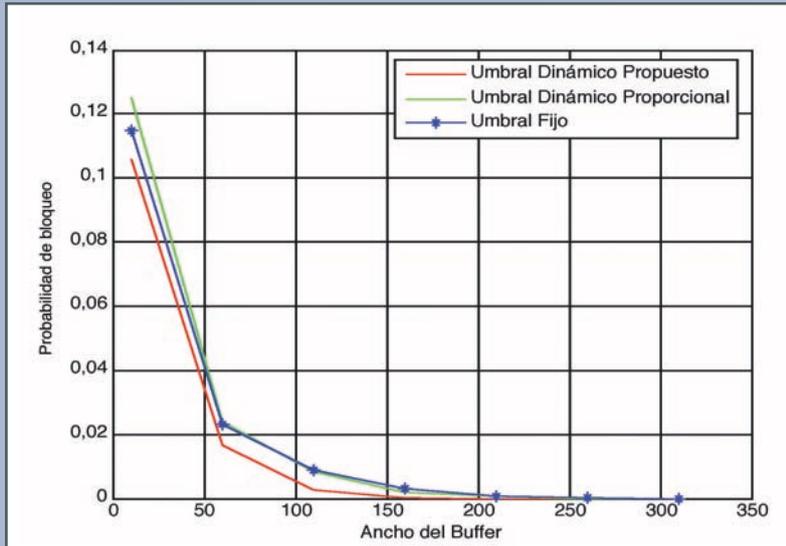


Fig. 3.5 Curvas de la Probabilidad de Bloqueo en función del Ancho del Buffer para cada política con un $0,5 \leq H < 0,6$

do casi exponencial su decrecimiento para valores de H entre 0,5 y 0,6, y decayendo más lentamente para valores mayores, lo que nos da una idea del impacto que tiene el tráfico autosimilar en el diseño de las redes.

En las figuras 3.5, 3.6, 3.7, 3.8 y 3.9 se muestran los resultados obtenidos en la probabilidad de bloqueo para cada una de las políticas analizadas con series generadas con:

$$0,5 \geq H < 0,6,$$

$$0,6 \geq H < 0,7,$$

$$0,7 \geq H < 0,8,$$

$$0,8 \geq H < 0,9,$$

$$0,9 \geq H < 1,$$

$$y, \lambda = 500$$

la tasa de servicio

$$\mu = 510.$$

Como podemos observar, la política de asignación de buffer propuesta, presenta una mejor respuesta en la probabilidad de bloqueo, que las otras dos políticas de asignación dinámica proporcional y particionamiento es-

tático, diferencia que se va incrementando a medida que el nivel de autosimilitud aumenta, lo que nos indica que el umbral dinámico propuesto se adapta de una mejor manera a las condiciones de tráfico autosimilar, y además, que la probabilidad de bloqueo mejora más rápidamente cuando aumenta el tamaño del buffer

que con las otras políticas analizadas, lo que nos muestra que nuestra política presenta un nivel de utilización del buffer mucho mayor.

Para una mejor apreciación de lo anteriormente descrito, en la figura 3.10 se muestra la probabilidad de bloqueo del algoritmo propuesto, en contraste con los otros dos algorit-

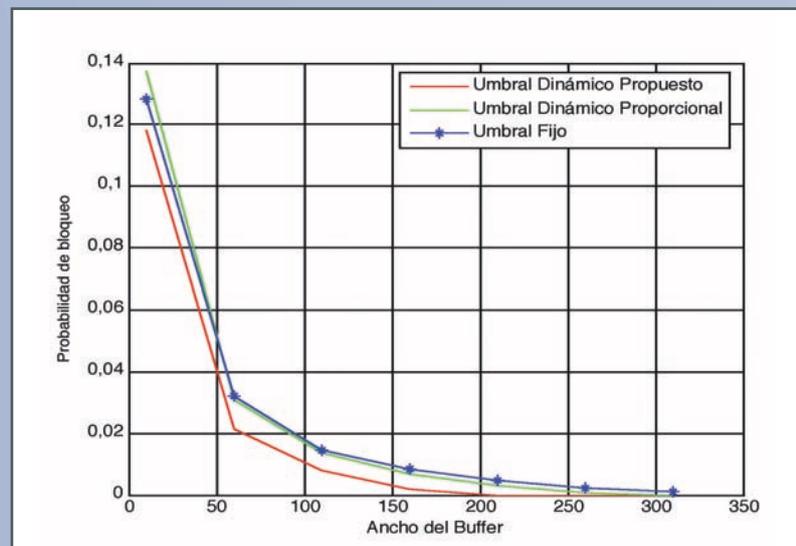
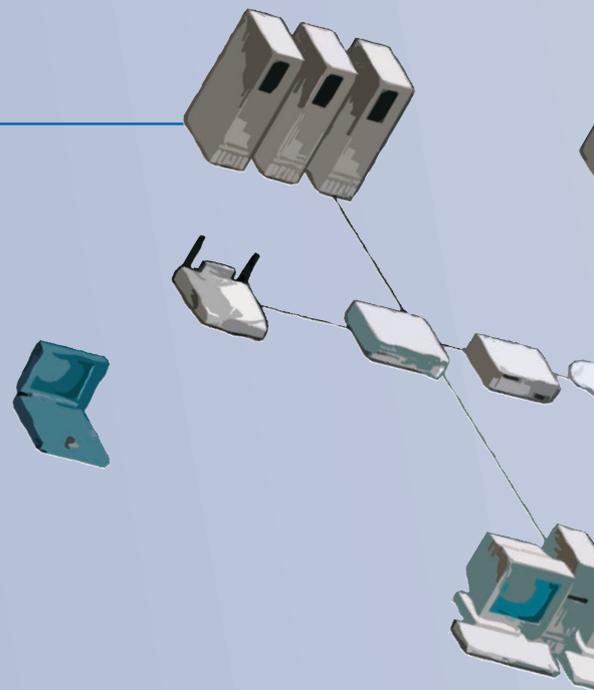


Fig. 3.6 Curvas de la probabilidad de bloqueo en función del ancho del buffer para cada política con un $0,6 \leq H < 0,7$



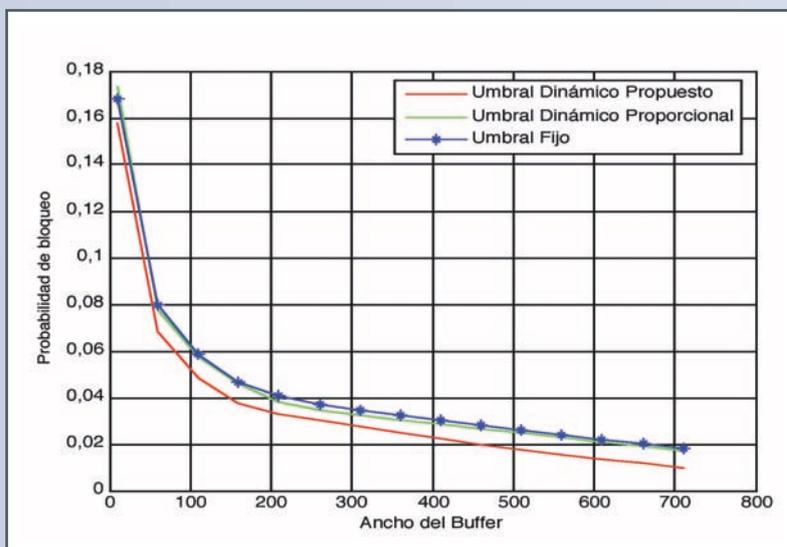
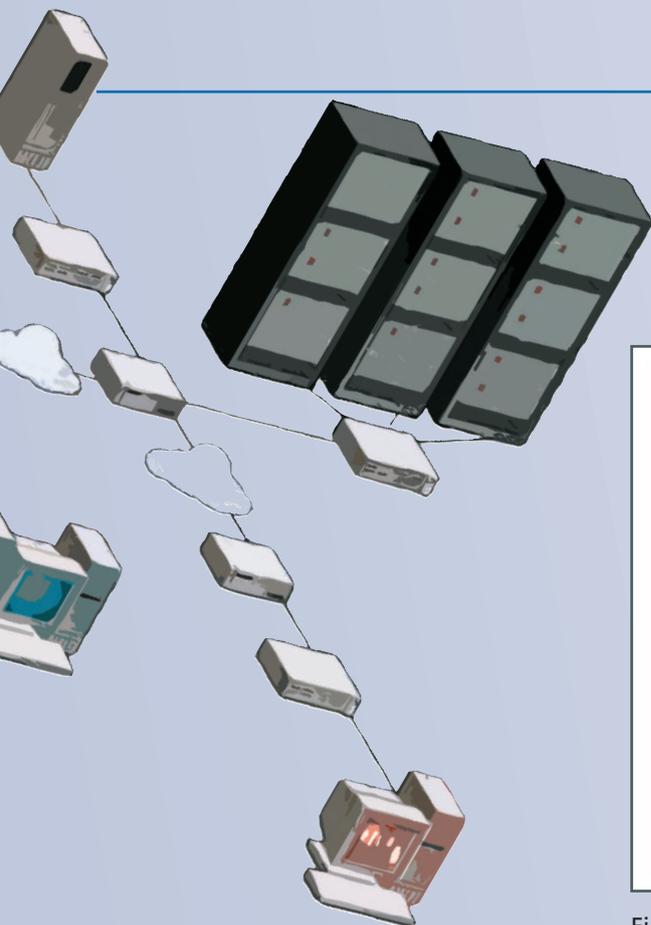


Fig. 3.7 Curvas de la probabilidad de bloqueo en función del Ancho del buffer para cada política con un $0,7 \leq H < 0,8$

mos para un tamaño de buffer fijo $B = 710$ y diferentes valores de H .

Para poder comprender el porque de los resultados obtenidos, en las figuras 3.11, 3.12 y 3.13 se observan los tres algoritmos en acción, con un ancho total de buffer compartido de $B=710$ y tres fuentes generadas con valores de $H=0,938$, $H=0,933$ y $H=0,910$ respectivamente, la tasa de servicio es de $\mu=510$. Las figuras grafican las longitudes de las colas $Q^i(t), i=1,2,3$, versus el tiempo. Se incluye la longitud de cada una de las colas, la ocupación total del buffer $Q(t)=\sum_i Q^i(t)$ y el umbral de control $T(t)$.

En el caso de los algoritmos de asignación dinámica, la longitud de las colas se restringe por medio de

un umbral, por ejemplo, para el caso del algoritmo de asignación dinámica propuesto, figura 3.11, cerca de $t=1$ la longitud de

$Q_2(t)$ la iguala a la del umbral por lo que esta cola se bloquea y empieza a drenar hasta que la longitud de la misma sea menor que

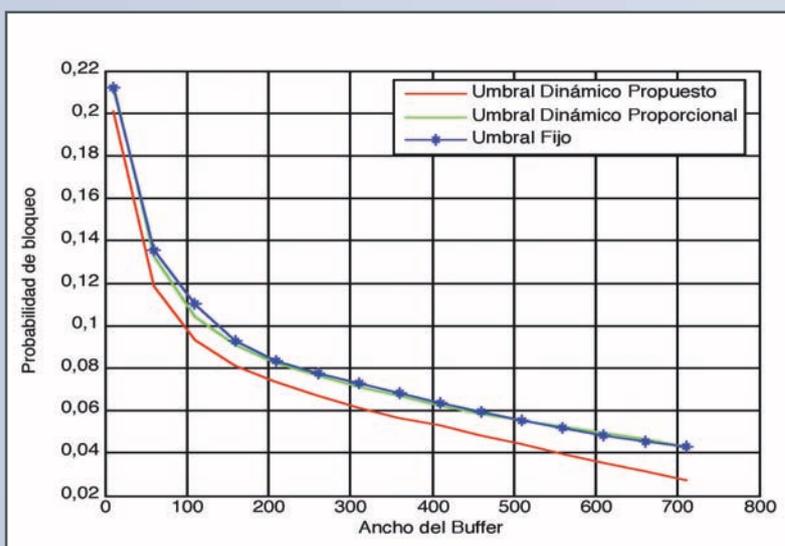


Fig. 3.8 Curvas de la probabilidad de bloqueo en función del ancho del buffer para cada política con un $0,8 \leq H < 0,9$

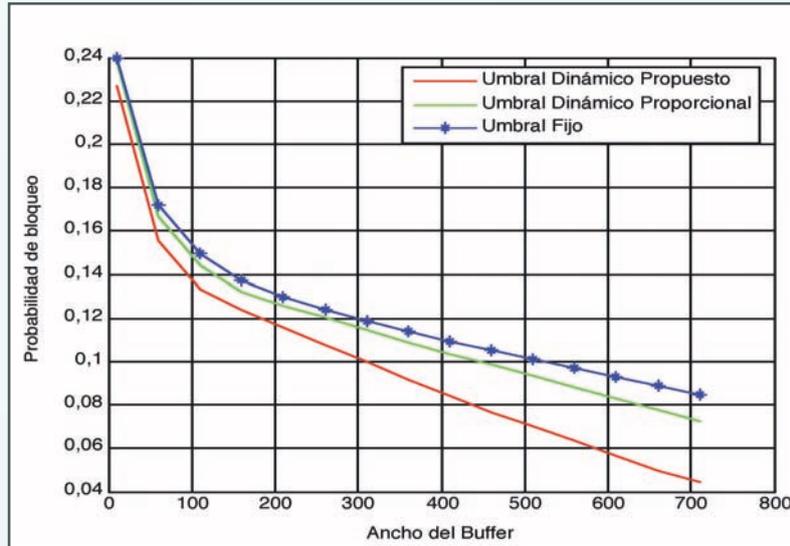


Fig. 3.9 Probabilidad de bloqueo en función del ancho del buffer para cada política con un $0,9 \leq H < 1$

el umbral o hasta que éste aumente.

Es interesante observar los niveles de ocupación del espacio de buffer en los tres algoritmos. En el propuesto los valores máximos son cercanos al ancho total del buffer, en cambio en los otros dos este nivel llega cerca de 75%, esto se debe a que en el caso del algoritmo proporcional, figura 3.12, el decaimiento del umbral

es mayor en comparación al del algoritmo propuesto, lo que hace que exista un bloqueo más rápido de las colas, no permitiéndoles crecer.

En el caso del particionamiento estático, figura 3.13, el ancho de las colas están dimensionadas a un valor fijo, $T(t)=B/3$ más allá del cual las colas son bloqueadas; obsérvese que en este caso el espacio de las colas poco activas no pue-

de ser utilizado por otras fuentes más activas, lo que se ve reflejado en una mayor probabilidad de bloqueo.

Cuando existen múltiples colas muy activas, el algoritmo propuesto tiende a ser equitativo en la asignación del espacio de buffer. En el siguiente escenario de experimentación, tres fuentes con una tasa superior a la de servicio, $\lambda=800$, $H=0,846$,

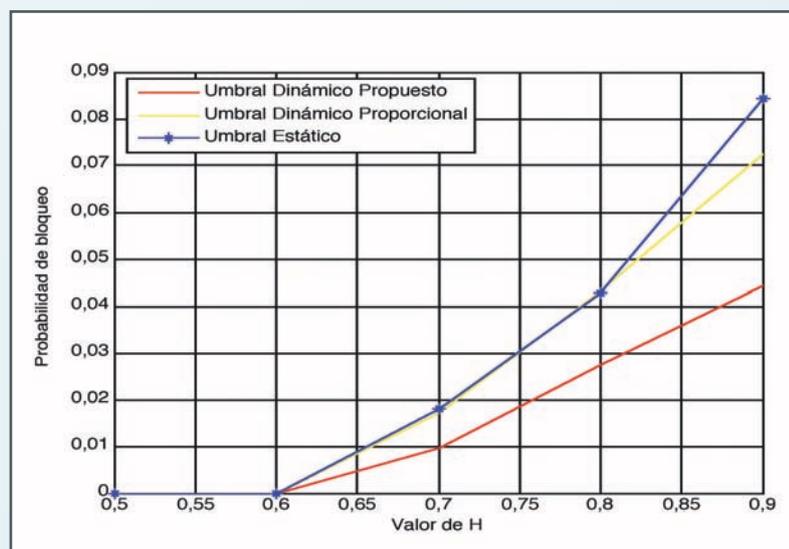


Fig. 3.10 Probabilidad de Bloqueo en función de H con ancho de buffer $B=710$

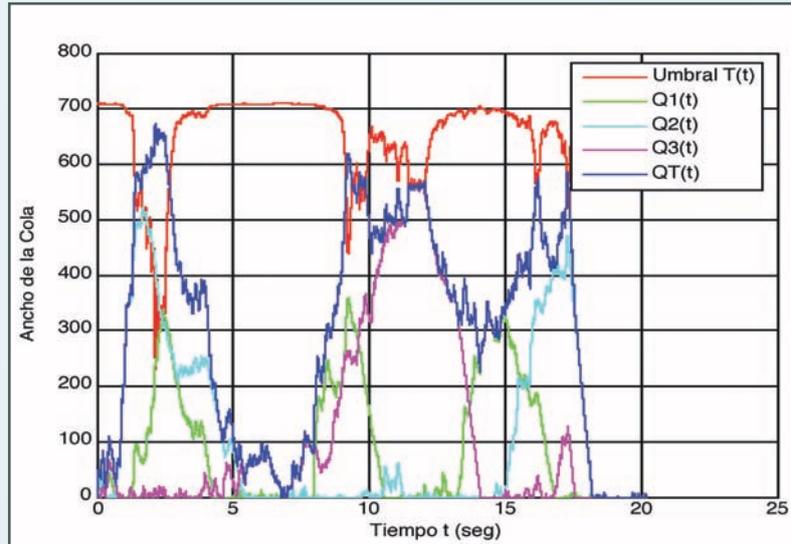


Fig. 3.11 Longitud de las colas vs. tiempo, Algoritmo de asignación dinámica de buffer propuesto

$H=0,807$, y $H=0,789$ respectivamente, fueron generadas para la simulación de este tipo de fuentes. En la figura 3.14 se observa como en el intervalo de tiempo entre $t=2$ y $t=8$ el algoritmo asigna equitativamente el espacio de buffer, $B=710$, entre las tres colas, asimismo obsérvese en $t=10$ como el espacio de buffer es repartido equitativamente entre las dos co-

las Q2 y Q3 que están activas, aprovechando el espacio de buffer que no es ocupado por la cola Q1 que no tiene actividad, esto nos muestra una gran ventaja frente al modelo de límite estático.

Conclusiones y futuros trabajos

En switches de memoria compartida, el control de

la longitud de las colas puede promover un equitativo y eficiente uso del espacio de memoria del buffer. Algunas políticas de manejo de este espacio han sido propuestas y analizadas en base a condiciones de tráfico poissoniano, pero existe muy poca bibliografía en donde se analice la eficiencia de las mismas en presencia de tráfico autosimilar.

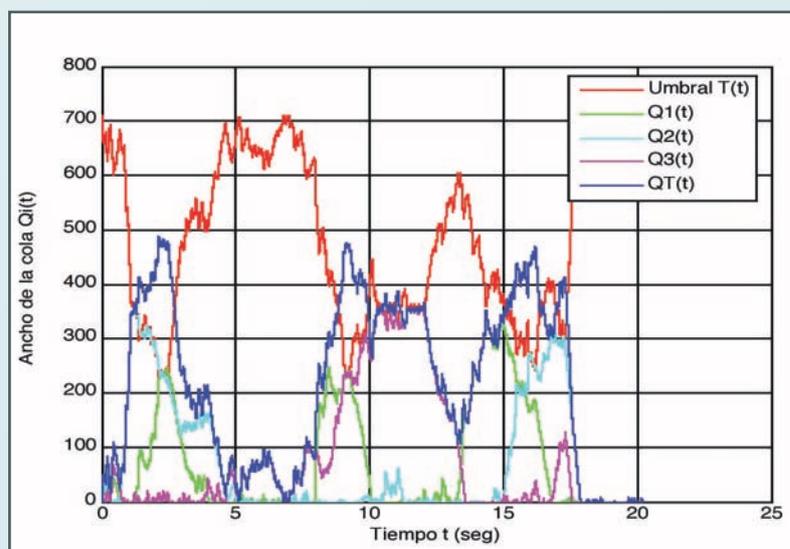


Fig. 3.12 Longitud de las colas vs. tiempo, algoritmo de asignación dinámica de buffer proporcional

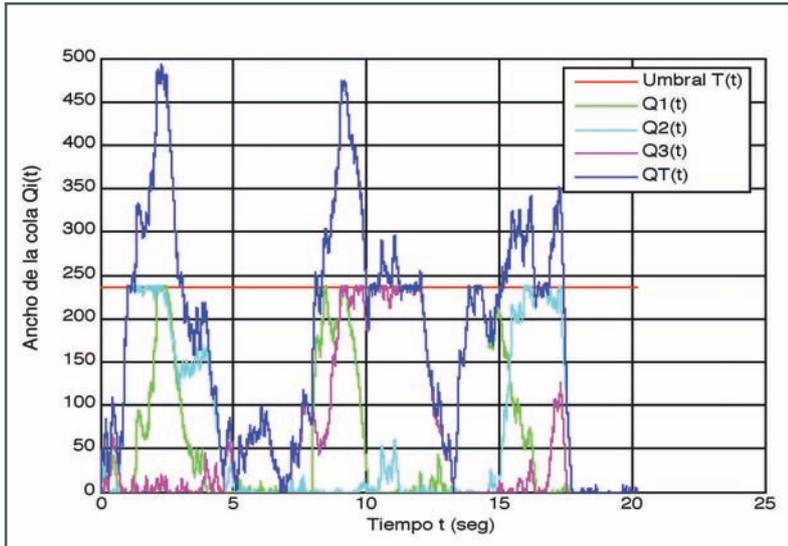


Fig. 3.13 Longitud de las colas vs. tiempo, algoritmo de asignación estática del buffer

En el presente trabajo se propuso una nueva política de manejo de buffer, comparando su performance, medida como probabilidad de bloqueo, mediante simulación en condiciones de tráfico autosimilar con las bien conocidas políticas de umbral dinámico proporcional y umbral estático. Los resultados obtenidos muestran el impacto que tiene el tráfico autosimilar en el dimensionamiento del buffer, en donde la probabilidad de bloqueo decrece con el aumento del mismo, no en forma exponencial como en el caso de tráfico poissoniano sino más lentamente. Esto reflejó la importancia que tiene una política de asignación del espacio de buffer que se adecue a las condiciones cambiantes del tráfico autosimilar.

El umbral dinámico propuesto presenta una mejor utilización del espacio de buffer disponible, reflejado en una menor probabilidad de bloqueo que las

Los resultados obtenidos muestran el impacto que tiene el tráfico autosimilar en el dimensionamiento del buffer, en donde la probabilidad de bloqueo decrece con el aumento del mismo, no en forma exponencial como en el caso de tráfico poissoniano sino más lentamente.

otras dos políticas de umbral dinámico proporcional y umbral estático, esto

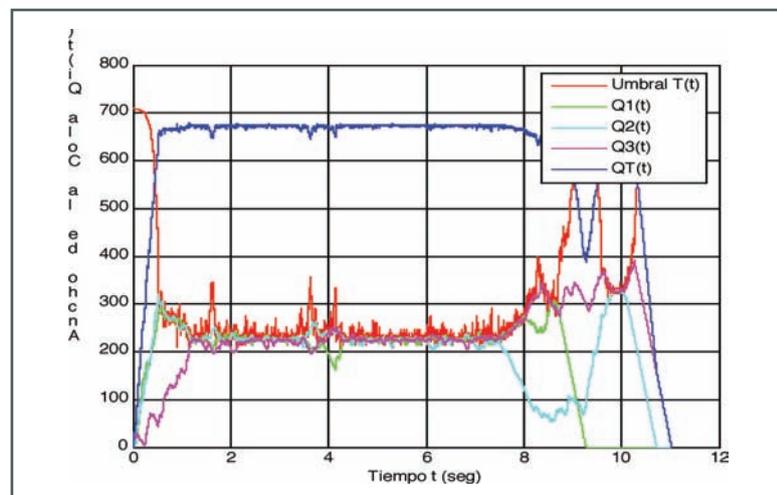


Fig. 3.14 Accionar del Algoritmo de Umbral Dinámico Propuesto frente a fuentes muy activas

tanto en tráfico poissoniano como en tráfico autosimilar con diferentes valores H y tanto con valores de buffer pequeños o más amplios.

Asimismo, en condiciones de colas de alto grado de actividad, el resultado de la simulación muestra que el umbral dinámico propuesto asigna equitativamente el espacio de buffer disponible entre las colas.

Futuros trabajos han de ser desarrollados deben extender el análisis de performance del algoritmo propuesto basados en parámetros como retardo de celdas, el throughput y establecer formas de diferenciación del algoritmo en el tratamiento de las colas de acuerdo al tipo de tráfico que cursa, asimismo, aplicar el esquema propuesto a un conjunto de trazas de tráfico real.

Notas

- 1 W. Leland, M. Taqqu, W. Willinger and D. Wilson. *On the self-similar nature of Ethernet Traffic*,

- IEEE/ACM Trans, Networking, 2:1-15, 1994.
- 2 K. Park y W. Willinger. *Self-Similar Network Traffic and Performance Evaluation*, John Wiley and Sons, New York, 2000.
 - 3 K. Park y W. Willinger. *Self-Similar Network Traffic: An Overview*, John Wiley and Sons, New York, 2000.
 - 4 I. Norros. *A Storage model with self-similar input*. VTT Telecommunications Otakaari 7B, FI-02150 Espoo, Finland, 1994.
 - 5 Abhijit K. Choudhury y Ellen L. Hahne. *Dynamic Queue Length Thresholds for Shared-Memory Packet Switches*, Bell Laboratories Holmdel, NJ, USA, 1998.
 - 6 A. Kesselman, Y. Mansour. *Harmonic Buffer Management Policy for Shared Memory Switch*, School of Computer Science, Tel-Aviv University, Tel-Aviv, Israel, diciembre 2002.
 - 7 M. Arpacı, J. Copeland. *Buffer Management for Shared-Memory ATM Switches*. Georgia Institute of Technology, 2000.
 - 8 Y. Zhou, H. Sethu. *Performance of Shared Output Queuing in ATM Switches under Self-Similar Traffic*, Department of ECE, Drexel University, Philadelphia, 2000.
 - 9 Homayoun Yousefi'zadeh y Edmond A. Jonckheere, *Dynamic Neural-Based Buffer Management for Queuing Systems with Self-Similar Characteristics*, IEEE Trans. Neural Network, Special Issue on Adaptive Learning Systems in Communication Networks, 2005.
 - 10 Lau W. C., Erramilli A., Wang J. L. y Willinger W. *Self Similar Traffic Generation: The Random Midpoint Displacement Algorithm and Its Properties*, Proceedings of IEEE ICC-95, 1995.
 - 11 M. Irland, *Buffer Management in a Packet Switch*. IEEE Trans. Commun., vol. COM-26, No. 3, marzo 1978, pp. 328-37.
 - 12 A. K. Thareja y A. K. Agrawala, *On the Design of Optimal Policy for Sharing Finite Buffers*, IEEE Trans. Común., vol. COM-32, No. 6, junio 1984, pp. 737-40.
 - 13 S. X. Wei, E. J. Coyle y M. T. Hsiao, *An Optimal Buffer Management Policy for High-Performance Packet Switching*, Proc. IEEE GLOBECOM 91, vol., diciembre 1991, pp. 924-28.
 - 14 G. L. Wu y J. W. Mark, *A Buffer Allocation Écheme for ATM Networks: Complete Sharing Based on Virtual Partition*, IEEE/ACM Trans. Networking, vol. 3, No. 6, diciembre 1995, pp. 660-70.
 - 15 I. Cidon et al. *Optimal Buffer Sharing*, IEEE JSAC, vol. 13, No. 7, septiembre 1995, pp. 1229-39.
 - 16 D. Veitch y P. Abry, *A Wavelet-Based Joint Estimator of the Parameters of Long-Range Dependence*, IEEE Trans. Informations, vol. 45, No. 3, pp. 878-879, 1998.
 - 17 M. Arpacı y J. Copeland, *Buffer Management for Shared-Memory ATM Switches*, IEEE Communications Surveys, 2000.
 - 18 Paxson V. y Floyd S. *Wide Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling*, Proceedings of ACM SIGCOMM'94, 1994.
 - 19 Crovella M.E. y Bestavros A. *Explaining World Wide Web traffic Self-Similarity*, Technical Reports: TR-95-015, Computer Science Department, Boston University, 1995.
 - 20 Duffy D.E., McIntosh A. A. Rosenstein M. y Willinger, W., *Statical Analysis of CCSN/SS7 Traffic Data from Working Subnetworks*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol.12, No. 3, 1994.
 - 21 Vecchio, Ricardo. *Modelización de Tráfico Auto Similar y Evaluación de sus Efectos en el Tamaño de las Colas*, Tesis de Maestría en Ingeniería de Telecomunicaciones, Instituto Tecnológico de Buenos Aires, 2003.