

# CBDQ: Garantía de Calidad de Servicio en Internet

Maria-Dolores Cano, Juan José Alcaraz, Pablo López-Matencio, Fernando Cerdán  
Departamento de las Tecnologías de la Información y las Comunicaciones  
Universidad Politécnica de Cartagena  
Campus Muralla del Mar s/n (Ed. Hospital de Marina)  
30202 Cartagena, España  
Telf: 968 32 5953, Fax: 968 32 5338  
E-mail: [mdolores.cano@upct.es](mailto:mdolores.cano@upct.es)

## Resumen

En este artículo presentamos un nuevo mecanismo para proporcionar servicios asegurados en cuanto a contratos de tráfico (CIR) y reparto justo del ancho de banda sobrante. En este trabajo proponemos emplear un esquema de gestión del buffer distinto de RIO, que también trata de forma distinta los paquetes 'in-of-profile' y 'out-of-profile', pero evitando interferencias entre ellos. Este esquema se emplea de manera combinada con el acondicionador de tráfico 'Counters-Based', por su gran precisión garantizando los contratos de tráfico. Evaluamos y comparamos por simulación el rendimiento de nuestra propuesta empleando fuentes TCP RENO.

## 1. Introducción

La propuesta [1] Servicios Diferenciados (*DiffServ*) apareció como una necesidad de proporcionar Calidad de Servicio (QoS) en redes IP. La arquitectura *DiffServ* trata de crear un esquema simple que proporcione un rango de niveles de QoS trasladando la complejidad al borde de la red. Por tanto los paquetes son clasificados y marcados para recibir un tratamiento específico en los nodos que encuentran a lo largo del camino. Este tratamiento es conocido como *per-hop behavior* (PHB).

Actualmente, el IETF tiene dos PHBs estandarizados, el *Expedited Forwarding* (EF PHB) y el *Assured Forwarding per-hop behavior* (AF PHB). En AF PHB [2] se trata de asegurar un *throughput* mínimo (CIR) a una conexión, mientras permite consumir más ancho de banda cuando la carga de la red es baja. Para ello, los paquetes son marcados de acuerdo a una de las cuatro clases AF. En cada clase AF un paquete IP puede ser asignado a uno de los tres posibles niveles de precedencia en el descarte. Un nodo *DiffServ* congestionado descarta preferiblemente paquetes con un valor de precedencia mayor. Nótese que en este estudio el *throughput* mínimo (CIR) se llama también ancho de banda *in-profile* o *inbound*, y el ancho de banda sobrante se denominará ancho de banda *outbound*.

A pesar de la abundante literatura escrita sobre el servicio AF-PHB (p.e. [3][4][5][6]), ninguna solución afronta de forma eficaz estos dos objetivos: garantizar el contrato de tráfico y ofrecer una distribución justa del ancho de banda sobrante. En [7] y [11] ha quedado demostrado que el acondicionador de tráfico *Counters-Based* (CB) actúa comparativamente mejor que otros acondicionadores de tráfico clásicos. Este mecanismo basado en contadores garantiza los

contratos de tráfico en topologías de Internet con RTTs (*Round Trip Time*) variables y CIR diferentes. Del estudio comparativo llevado a cabo en [7], este acondicionador de tráfico, junto con RIO (RED [8] (*Random Early Detection*) *In and Out*) [9] actúa mejor que los mecanismos TSW (*Time Sliding Window*)-RIO y *Leaky Bucket*-RIO, garantizando el CIR de cada conexión con fluctuaciones inferiores al 1%. Tanto TSW [9] como *Leaky Bucket* tienen una gran cantidad de parámetros que ajustar, que junto con los parámetros de la fuente TCP y RIO, los hacen muy difíciles de configurar en comparación con la pareja CB-RIO. Sin embargo, CB-RIO falla en proporcionar un reparto justo del exceso de ancho de banda entre las fuentes. La simplicidad del algoritmo CB nos motivó a proponer un esquema de *buffer* diferente (*Dual Queuing*) que, unido al acondicionador de tráfico (CB), permite una configuración de parámetros más sencilla, con el doble objetivo de proporcionar un buen funcionamiento en la mayoría de los casos y la posibilidad de llevar a cabo un estudio analítico.

En este artículo introducimos un nuevo método para lograr un reparto justo del ancho de banda sobrante entre las diferentes conexiones TCP de un dominio *DiffServ*. La idea consiste en emplear una gestión del *buffer* en el router distinta del tradicional RIO, y aplicarla con el algoritmo CB [7], configurando el nuevo mecanismo *Counters-Based Dual Queuing* (CBDQ). La novedad básica de este esquema es eliminar la interferencia entre los paquetes IN y OUT colocándolos en colas diferentes en el router y empleando un algoritmo de *scheduling* adecuado. Como mostramos en los resultados de simulación es posible proporcionar justicia en el reparto de ancho de banda sobrante entre los distintos flujos agregados y garantizar estrictamente el CIR, en términos de *goodput* (*throughput* sin contar

paquetes retransmitidos), de cada una de las fuentes TCP individuales mediante esta solución.

El resto de este artículo se organiza como sigue. La sección 2 detalla las características de la nueva propuesta (CBDQ). En la sección 3, presentamos los escenarios de simulación. En la sección 4 se muestran los resultados obtenidos. El artículo concluye en la sección 5.

## 2. Reparto justo del ancho de banda sobrante

Como se ha explicado previamente, el acondicionador de tráfico CB resolvía el problema de asegurar el ancho de banda *inbound* [1]. Consecuentemente, el siguiente objetivo es conseguir un reparto justo del ancho de banda sobrante entre las conexiones.

Hay dos conceptos que pueden interpretarse como justicia. El primero considera la justicia como un reparto equitativo del ancho de banda sobrante entre todas las conexiones que conforman el agregado. El segundo define justicia como una distribución del ancho de banda *outbound* proporcional a la tasa contratada. En este artículo adoptamos la primera definición.

Para evaluar la justicia empleamos la ecuación (1), donde  $x_i$  es el exceso de *throughput* de la fuente  $i$ , y  $n$  es el número de fuentes que componen el agregado [10]. Cuanto más cerca de 1 esté el valor de  $f$ , mayor es la justicia obtenida. De nuevo, empleamos el término *throughput* refiriéndonos a *goodput* para los cálculos del índice de justicia.

$$f = \frac{\left(\sum_{i=1}^n x_i\right)^2}{n * \sum_{i=1}^n x_i^2}; f \leq 1 \quad (1)$$

### 2.1. La gestión Dual Queuing Buffer

La gestión *Dual Queuing Buffer* aparece con la idea de aplicar una gestión de *buffer* diferente a la ofrecida por el esquema RIO tradicional. Como en RIO, la idea subyacente es dar un tratamiento distinto a los paquetes IN y OUT en el router. Sin embargo cuando ambos tipos de paquetes comparten el mismo *buffer* se produce cierta de interferencia entre ambos tipos de tráfico, lo que hace difícil manejarlos para proporcionar un reparto justo del ancho de banda sobrante.

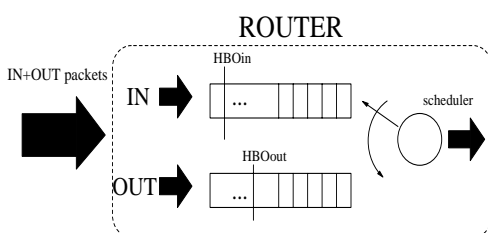


Fig. 1. Esquema *Counters-Based Dual Queuing*.

La gestión *Dual Queuing Buffer* consiste en encolar y reenviar los paquetes IN y OUT en el router en dos colas diferentes. Conjuntamente se emplea un algoritmo de *scheduling* para decidir qué cola se sirve primero, la cola que contiene los paquetes IN, o la que contiene los paquetes OUT. Ver Figura 1.

Para reducir la complejidad empleamos un algoritmo de *scheduling* tipo *round robin* ponderado, para dar servicio a ambas colas. El *scheduler* sirve a la cola que contiene los paquetes IN con una probabilidad que equivale a la carga de tráfico total contratada  $\rho$ , mientras que la cola que almacena los paquetes OUT se sirve con una probabilidad  $1-\rho$ . Si el *scheduler* visita una cola vacía, conmuta a la otra, para obtener un sistema *work conserving*.

$$\rho = \frac{\sum_i target\_rate(i)}{link\_Rate} \quad (2)$$

Adicionalmente, ambas colas emplean un umbral para limitar el número máximo de paquetes que pueden ser almacenadas. Estos umbrales son HBO<sub>in</sub> y HBO<sub>out</sub> para las colas IN y OUT respectivamente, donde HBO son las siglas de ocupación máxima del buffer (*High Buffer Occupancy*).

CBDQ (*Counters-Based Dual Queuing*), es una alternativa al estándar propuesto AF PHB para proporcionar un servicio asegurado. La diferencia clave radica en emplear una segunda cola para los paquetes de tipo OUT que puede dar lugar a una pérdida de secuencia en los paquetes IP. En nuestra opinión, el estándar trata de forzar una implementación de dificultad mínima para los nodos interiores empleando una cola FIFO. Sin embargo esta cola FIFO requiere una gestión del buffer bastante compleja, como RIO, con una mala interacción con el acondicionador de tráfico, que no consigue repartir de forma justa el ancho de banda sobrante entre las fuentes TCP. Está claro que TCP puede recuperarse de las posibles pérdidas de secuencia de los paquetes, y el uso de dos colas diferentes junto a un mecanismo de *scheduling* no supone un gran inconveniente con la tecnología actual, incluso en redes de banda ancha.

En este artículo mostramos un estudio de simulación donde se aprecia el buen funcionamiento general de la pareja *Counters-Based Dual Queuing* como la base para plantear un estudio analítico que ayude a ajustar los umbrales del buffer y que permita un adecuado dimensionamiento de red. El estudio analítico está actualmente en proceso de desarrollo y se presentará en posteriores trabajos.

### 3. Escenarios para las simulaciones

La topología seleccionada para nuestras simulaciones se ilustra en la Figura 2. El tráfico TCP se genera con 8 fuentes TCP Reno que transmiten a la tasa del enlace, que se ha fijado a 33 Mbps.

Para verificar el impacto de emplear diferentes CIR para cada fuente, se han empleado distintos valores a lo largo de las simulaciones. También se mide la influencia de diferentes RTT's. En el escenario de TCP homogéneo (el mismo RTT para todas las conexiones), el RTT entre las distintas fuentes y los destinos se ha fijado en 50 ms. En el escenario de TCP heterogéneo, este valor varía de 10 ms a 80 ms en incrementos de 10 ms.  $HBO_{in}$  y  $HBO_{out}$  se han fijado en 10 y 20 paquetes respectivamente.

Se ha empleado un tamaño de paquete grande, de 9.188 bytes, que corresponde al clásico IP sobre ATM, ya que hay un creciente interés en tecnologías como MPLS, donde el uso de la tecnología ATM parece inherente. Hemos investigado si los diferentes sistemas involucrados (fuentes TCP, acondicionador de tráfico y el esquema de gestión del buffer) son capaces de cumplir las garantías de servicio esperadas. Por esta razón hemos llevado a cabo algunas de nuestras simulaciones (ver siguiente sección) con otros tamaños de paquete junto con fuentes de transmisión constante (*greedy*) para una carga de red relativamente elevada. La herramienta de simulación empleada en este trabajo para el protocolo de ventana deslizante de las fuentes TCP Reno fue desarrollado en [11] y ha sido ampliamente utilizado en [12] y [13]. Además, ha sido aplicado para validar el estudio analítico realizado en [14].

Para un conjunto de simulaciones, consideramos cinco escenarios diferentes con una carga de tráfico contratada de aproximadamente el 60%. En esta situación, tenemos un 40% de la tasa del enlace como ancho de banda sobrante, por lo que podemos medir cómo de justo es el reparto entre las distintas fuentes.

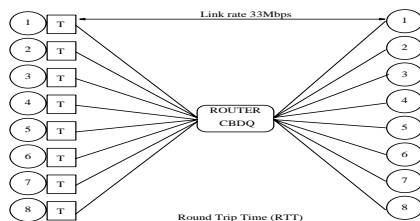


Fig. 2. Topología de las Simulaciones (T≡Acondicionador de Tráfico).

**Escenario A.** Todas las conexiones tienen el mismo RTT y las mismas tasas contratadas. CIR de 2,4 Mbps y RTT de 50 ms para todas las conexiones.

**Escenario B.** Todas las conexiones tienen el mismo RTT y diferentes tasas contratadas. CIR de 1, 1, 2, 2, 3, 3, 4 y 4 Mbps respectivamente y un RTT de 50 ms.

**Escenario C.** Todas las conexiones tienen distintos RTT's y las mismas tasas contratadas. CIR de 2.4 Mbps y RTT's de 10 a 80 ms en incrementos de 10 ms.

**Escenario D.** Todas las conexiones tienen distintos RTT's y distintas tasas contratadas (fuentes con CIR pequeñas tienen pequeños RTT's). Las simulaciones se han llevado a cabo con CIR de 1, 1, 2, 2, 3, 3, 4 y 4 Mbps y RTT's de 10 a 80 ms en incrementos de 10 ms.

**Escenario E.** Todas las conexiones tienen distintos RTT's y distintas tasas contratadas (fuentes con CIR pequeñas tienen RTT's grandes). Las simulaciones se han llevado a cabo con CIR de 4, 4, 3, 3, 2, 2, 1 y 1 Mbps y RTT's de 10 a 80 ms en incrementos de 10 ms.

### 4. Resultados de las simulaciones

En las siguientes secciones presentamos los resultados de las simulaciones llevadas a cabo en los escenarios descritos anteriormente. El índice de justicia nos ofrece una idea de la parcialidad en la distribución ancho de banda sobrante, además evidenciamos que emplear el esquema de gestión *Dual Queuing* no afecta a la capacidad del algoritmo *Counters-Based* de asegurar el ancho de banda *in-profile*.

#### 4.1. Índice de Justicia

Haciendo uso de esta nueva implementación CBDQ, los resultados, en términos de reparto del ancho de banda sobrante muestran una clara mejora respecto de las implementaciones basadas en (TSW, LB, *Counters-Based*)-RIO, como se muestra en la tabla 1.

En los resultados mostrados en esta tabla podemos observar que la mejora en el índice de justicia es pequeño (alrededor de 0,1) en los casos A y B. Esto se debe a la característica inusual de estas dos situaciones, es decir, el mismo RTT para todas las conexiones. Bajo estas circunstancias varias parejas acondicionador de tráfico-RIO consiguen un reparto justo del ancho de banda sobrante, pudiendo incluir en este grupo el *Time Sliding Window*, el *Leaky Bucket* y el *Counters-Based*.

En los casos C, D y E, el efecto de tener distintos RTT's para cada fuente determina la mejora en el índice de justicia cuando se usa el método CBDQ. Claramente, la interacción acondicionador de

tráfico (TSW, LB o CB)-RIO en un escenario heterogéneo, diferentes RTT's y diferentes CIR, origina una distribución injusta del ancho de banda sobrante. El uso de un esquema de gestión del *buffer* que gestiona los paquetes IN y OUT de forma diferente, pero sin interferir unos con otros, consigue unos resultados mucho mejores.

También se han realizado algunas simulaciones empleando una memoria compartida para la cola OUT, separándola en varias colas virtuales para observar el efecto en el índice de justicia. Este hecho podría beneficiar al índice de justicia ya que los paquetes son almacenados aleatoriamente en las colas virtuales, e igualmente son servidos también de manera aleatoria cuando el planificador visita la cola OUT (con probabilidad de visita 1-r). Sin embargo en los resultados de las simulaciones (no mostrados) se obtuvo una mejora casi imperceptible en el índice de justicia. Esto es debido a la interacción entre el acondicionador de tráfico *Counters-Based* y el esquema de doble cola que hace que todas las conexiones TCP envíen aproximadamente la misma cantidad de paquetes OUT, que es el aspecto clave para un reparto justo del ancho de banda, independientemente de su CIR y su RTT. Por otro lado, es necesario remarcar que la cantidad de parámetros empleados en este esquema es inferior y de más fácil configuración que los parámetros empleados en RIO con los componentes TSW ó *Leaky Bucket*.

Tabla 1. Índice de Justicia (AT≡Acondicionador de Tráfico; EGB≡Esquema de Gestión del *Buffer*; E.≡Escenario).

AT-EGB	E. A	E. B	E. C	E. D	E. E
CBDQ	0.99	0.97	0.97	0.88	0.95
CB-RIO	0.85	0.85	0.78	0.71	0.84
TSW-RIO	0.58	0.81	0.63	0.49	0.56
LB-RIO	0.85	0.68	0.74	0.81	0.83

## 5. Conclusiones

A pesar de la intensiva investigación realizada para proporcionar tanto un CIR como un reparto justo del ancho de banda sobrante en el dominio de los Servicios Diferenciados, ninguna de las soluciones presentadas afronta el problema de forma tan factible en cuanto a viabilidad y escalabilidad como hemos hecho en este trabajo. Por tanto podemos proporcionar un servicio asegurado como el *Internet Assured Service*.

La combinación *Counters-Based Dual Queuing* carece de complejidad en la configuración de parámetros al contrario que las combinaciones TSW o *Leaky Bucket* - RIO, que asociadas a las características de TCP hacen casi imposible que estas implementaciones de Servicio Asegurado sean controlables, que proporcionen la tasa esperada y

que realicen un reparto justo del ancho de banda (garantizado y exceso) en función de los recursos de la red.

## Referencias

- [1] S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, W. Weiss, "An Architecture for Differentiated Services", *RFC 2475*, Diciembre 1998.
- [2] J. Heinanen, F. Baker, W. Weiss, J. Wroclawski, "Assured Forwarding PHB Group", *RFC 2597*, Junio 1999.
- [3] B. Nandy, N. Seddigh, P. Piedad, J. Ethridge, "Intelligent Traffic Conditioners for Assured Forwarding Based Differentiated Services Networks", *Proceedings of Networking 2000*, Paris, Francia, Mayo 2000, pp. 540-554.
- [4] I. Alves, J. De Rezende, L. De Moraes, "Evaluating Fairness in Aggregated Traffic Marking", *Proceedings of IEEE Globecom'2000*, San Francisco, USA, Noviembre 2000, pp. 445-449.
- [5] I. Andrikopoulos, L. Wood, G. Pavlou, "A fair traffic conditioner for the assured service in a differentiated services internet", *Proceedings of IEEE International Conference on Communications ICC2000*, New Orleans, LA, Vol. 2, Junio 2000, pp. 806-810.
- [6] W. Lin, R. Zheng, J. Hou, "How to make assured service more assured", *Proceedings of the 7<sup>th</sup> International Conference on Network Protocols (ICNP'99)*, Toronto, Canada, Octubre 1999, pp. 182-191.
- [7] Maria-Dolores Cano, Fernando Cerdan, Joan Garcia-Haro, Josemaria Malgosa-Sanahuja, "Performance Evaluation of Traffic conditioner Mechanisms for the Internet Assured Service", *Proceedings of ITCOM'01*, Denver, USA, Vol. 4524, Agosto 2001, pp. 182-193.
- [8] S. Floyd and V. Jacobson, "Random Early Detection Gateways for Congestion Avoidance", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 1 No. 4, Agosto 1993, pp. 397-413.
- [9] D. Clark and W. Fang, "Explicit Allocation of Best-Effort Packet Delivery Service", *IEEE/ACM Transactions on Networking*, VOL 6 No. 4, Agosto 1998, pp. 362-373.
- [10] R. Jain, *The Art of Computer Systems Performance Analysis*, John Wiley and Sons Inc., 1991.
- [11] Maria-Dolores Cano, Fernando Cerdan, Joan Garcia-Haro, Josemaria Malgosa-Sanahuja "Counters-Based Modified Traffic Conditioner" *Lecture Notes in Computer Science (QoFIs 2002)* ISBN/ISSN: 3-54044356-8/0302-9743, Editorial: Springer-Verlag, pp. 57-67.