

## Estimação de Envelope Efetivo de Tráfego de Redes Baseada em Modelagem Multifractal para Controle de Admissão de Usuários com Qualidade de Serviço

F.H.T. VIEIRA<sup>1\*</sup>, R. DE P. LUCAS<sup>2</sup> e R.T. VIEIRA<sup>3</sup>

Recebido em 3 novembro, 2012 / Aceito em 19 abril, 2013

**RESUMO.** Neste artigo, apresentamos uma equação de banda efetiva para tráfego multifractal baseada em modelo cascata multiplicativa. Relacionando banda efetiva e envelope efetivo, conceito este, oriundo do cálculo de rede estatístico, determinamos limitantes de desempenho fim-a-fim para tráfego multifractal de redes. A partir desses limitantes, propomos um esquema de controle de admissão que garante qualidade de serviço em termos da probabilidade de perda de dados e de retardo, utilizando o envelope efetivo obtido para o modelo multifractal MWM (*Multifractal Wavelet Model*). Por intermédio de simulações, comparamos o número de fluxos admitidos utilizando curvas de serviço efetivas correspondentes a diferentes tipos de escalonadores de fluxos de tráfego para os modelos de tráfego fBm (*fractional Brownian motion*) e MWM.

**Palavras-chave:** controle de admissão, cálculo de rede, tráfego multifractal, banda efetiva.

### 1 INTRODUÇÃO

O conceito de curva de serviço foi introduzido por R.L. Cruz em [1] com o objetivo de prover uma eficiente multiplexação de fluxos de tráfego de rede e prover garantias de serviço por fluxo. As propostas relacionadas a aplicações de curvas de serviço usam em geral Cálculo de Rede (*Network Calculus*) para obter limitantes de retardo e de perda [2, 3]. Nestes trabalhos, as garantias de QoS (Qualidade de Serviço) são modeladas deterministicamente [1]. Um serviço determinístico garante que todos os pacotes de um fluxo satisfaçam limitantes de pior caso de retardo fim-a-fim e que não haja perda de pacote [4]. Por essa razão, frequentemente uma significativa porção de recursos da rede é subutilizada (baixa utilização da rede), resultando em curvas de serviço bastante conservadoras. Isso pode reduzir a eficiência da multiplexação estatística, e dessa forma,

---

\*Autor correspondente: Flávio Henrique Teles Vieira

<sup>1</sup>Escola de Engenharia Elétrica e de Computação – Universidade Federal de Goiás, 74605-010 Goiânia, GO, Brasil.  
E-mail: flavio@eeec.ufg.br

<sup>2</sup>Escola de Engenharia Elétrica e de Computação – Universidade Federal de Goiás, 74605-010 Goiânia, GO, Brasil.  
E-mail: rosana.rpl@hotmail.com

<sup>3</sup>Universidade Federal de Goiás, Goiânia, GO, Brasil. E-mail: renatavip5@hotmail.com

a abordagem determinística não seria a mais eficiente para a futura Internet. Para contornar esse problema, vários esquemas para prover garantias estatísticas de QoS foram propostos [5]. Nestes esquemas, ao se permitir que uma fração do tráfego viole as especificações de QoS se obtém um aumento significativo da utilização do enlace, uma vez que algumas aplicações podem tipicamente tolerar uma pequena taxa de perda, principalmente aquelas que aplicam técnicas de correção de erro [6].

Além do emprego do Cálculo de Rede, um modo alternativo de se determinar os requisitos de recurso dos fluxos de tráfego é por meio da banda efetiva. Expressões de banda efetiva para vários modelos foram propostas, até mesmo para tráfego autossimilar [21, 22].

Neste artigo, apresentamos uma expressão de banda efetiva para cascatas multiplicativas, portanto para um modelo multifractal, o que inclui o conhecido modelo multifractal MWM (*Multi-fractal Wavelet Model*) [26]. Integramos o conceito de banda efetiva de um processo multifractal com o formalismo do cálculo estatístico de rede, onde ambos os processos de chegada de pacotes e as curvas de serviço são expressos em termos de limitantes probabilísticos, respectivamente pelo envelope efetivo e pela curva de serviço efetiva. Como resultado, podemos analisar vários esquemas de escalonamento não facilmente tratáveis usando banda efetiva e para tráfego multifractal de entrada em um servidor. Verificamos portanto, uma situação mais geral do que a encontrada na literatura onde se utilizam reguladores de tráfego para facilitar a obtenção das equações necessárias. Por intermédio de curvas de serviço efetiva, analisamos o serviço dos esquemas de escalonamento: SP (*Static Priority*) [17], EDF (*Earliest-deadline-first*) [32] e GPS (*Generalized Processor Sharing*) [29]. Por fim, aplicamos o envelope efetivo obtido com a banda efetiva para processos multifractais em um esquema de controle de admissão, comparando os resultados entre os diferentes escalonadores e dois tipos de fontes de tráfego: modelo monofractal fBm (*fractional Brownian motion*) e tráfego multifractal (modelo MWM).

## 2 UM PANORAMA SOBRE CÁLCULO DE REDE

Com o objetivo de prover uma eficiente multiplexação de fluxos de tráfego, o conceito de curva de serviço foi introduzido em [1], que especifica garantias de serviço por fluxo. Vários trabalhos que lidam com aplicações de curvas de serviço se baseiam no Cálculo de Rede para derivar limitantes de retardo e de perda [1, 8]. No Cálculo de Rede em sua versão determinística envolvendo curvas de serviço e processos envelopes, as garantias de QoS são modeladas de forma determinística. Um serviço determinístico garante que todos os pacotes de um fluxo satisfaçam os limitantes de pior caso de retardo fim-a-fim e que não haja perda de pacote [4]. Devido às curvas de serviço determinístico serem conservadoras, neste caso, freqüentemente os recursos da rede são subutilizados (baixa utilização da rede). Isto pode reduzir a eficiência da multiplexação estatística. Dessa forma, a abordagem determinística não pode ser efetivamente usada na Internet futura. Para contornar esse problema, vários esquemas para prover garantias estatísticas de QoS foram propostos [5, 16, 17]. Nestes esquemas ao se permitir que uma fração do tráfego viole as especificações de QoS se obtém um aumento significativo da utilização do enlace. Isso

se torna possível visto que algumas aplicações típicas podem tolerar uma pequena taxa de perda, principalmente aquelas que aplicam técnicas de correção de erro [6].

Para garantir QoS determinístico ou estatístico, os fluxos devem estabelecer contratos com a rede de maneira a limitar, de certo modo, a quantidade de tráfego a ser inserida na rede em um determinado intervalo de tempo. Apenas com o estabelecimento e a manutenção desses contratos espera-se que a rede possa prover garantias de QoS. Como exemplo, reguladores do tipo balde furado são mais freqüentemente usados para garantir o cumprimento dos contratos de tráfego [7]. Tendo início com o trabalho de [9], várias pesquisas têm sido realizadas sobre ganhos de multiplexação estatística quando se assume que os fluxos são estatisticamente independentes e regulados, por exemplo, pelo algoritmo de balde furado [22, 15, 16]. Estas propostas empregam envelopes determinísticos para caracterizar o grau de rajada do tráfego de entrada. Entretanto, para se atingir uma maior utilização da rede, e por fim, um maior número de fluxos admitidos, envelopes estatísticos são melhores opções [17, 18]. Com o tráfego de entrada sendo caracterizado estatisticamente, a análise se torna mais complexa devido a existência de correlação entre os fluxos na saída do multiplexador. Pode-se obter limitantes estatísticos de QoS fim a fim evitando a correlação entre os fluxos [16] e ou por intermédio de controle da variação do retardo em cada nó [5, 20]. Kurose derivou limitantes estatísticos de QoS para sessões supondo que o tráfego de entrada é estocasticamente limitado, contudo o uso de suas estimativas leva a um controle de admissão bastante conservador. Em [13], os autores definem uma curva estatística de serviço. Embora estes autores considerem o tráfego de entrada como sendo limitado por envelopes determinísticos, garantias probabilísticas para retardo e tamanho da fila no *buffer* são estabelecidas. Já Boorstyn et al. propõem um envelope estatístico de tráfego denominado de envelope efetivo, aplicando-o no controle de admissão para serviços estatísticos sob vários esquemas de escalonamento [17], o que generaliza alguns resultados de trabalhos anteriores.

### 3 MODELO MULTIFRACTAL MWM

Rudolf Riedi et al. propõem o modelo multifractal MWM (*Multifractal Wavelet Model*) baseado na *wavelet* Haar para caracterizar fluxos de tráfego de redes [26]. O MWM se baseia em uma cascata multiplicativa no domínio *wavelet* [27]. O MWM aproxima com eficiência as propriedades do fluxo de tráfego original em termos da distribuição marginal (de fato, produz distribuição aproximadamente lognormal) e sua estrutura de correlação, tendo grande destaque na modelagem de tráfego [28, 26]. A transformada *wavelet* discreta é usada para representação multi-escala de sinais da seguinte forma [27]:

$$f(t) = \sum_k U_{J_0,k} \phi_{J_0,k}(t) + \sum_{j=J_0}^{\infty} \sum_k W_{j,k} \varphi_{j,k}(t) \quad (3.1)$$

onde  $W_{j,k}$  e  $U_{J_0,k}$  são respectivamente os coeficientes *wavelet* e de escala, dados por:

$$W_{j,k} = \int f(t) \varphi_{j,k}(t) dt \quad (3.2)$$

e

$$U_{j,k} = \int f(t)\phi_{J_0,k}(t)dt \tag{3.3}$$

No modelo MWM, afim de assegurar a não-negatividade da série de tráfego sintetizado, determinadas condições devem ser impostas a seus coeficientes *wavelet* e de escala. Os coeficientes  $U_{j,k}$  representam a média local do processo em escalas e deslocamentos de tempo diferentes. A condição  $X(t) \geq 0, \forall t$ , impõe que,  $U_{j,2k+1} \geq 0, \forall j, k$ . Impondo a condição  $U_{j,k} \geq 0, \forall j, k$ , podemos dizer que  $|W_{j,k}| \leq U_{j,k}, \forall j, k$ . Os coeficientes *wavelet* são gerados a partir da equação:

$$W_{j,k} = U_{j,k}A_{j,k} \tag{3.4}$$

onde  $A_{j,k}$  é uma variável aleatória cujo valor está em  $[-1,1]$ . Além disso, supomos algumas condições para esta variável: os multiplicadores  $A_{j,k}$  são independentes e identicamente distribuídos (i.i.d) dentro de cada escala, são também independentes de  $U_{j,k}$  e simétricos em torno de zero. A função simétrica Beta  $\beta(p_j, p_j)$  é usada para modelar as distribuições dos multiplicadores.

#### 4 CÁLCULO DE REDE ESTATÍSTICO

Seja um modelo a tempo discreto para um enlace simples de comunicação. As chegadas de pacotes em um nó da rede e as saídas deste nó podem ser representadas pelas funções não-negativas, não-decrescentes  $A(t)$  e  $D(t)$ , respectivamente. Então, o tamanho da fila no *buffer* (*backlog*) no instante de tempo  $t$  é dado por  $B(t) = A(t) - D(t)$  e o retardo nesse mesmo instante por  $W(t) = \inf\{d \geq 0 | A(t - d) \leq D(t)\}$ .

A álgebra ‘min-plus’ na formulação do cálculo de rede define para o operador de convolução  $*$  e o operador de desconvolução  $\oslash$ :

$$f * g(t) = \inf_{\tau \in [0,t]} \{f(t - \tau) + g(\tau)\} \tag{4.5}$$

$$f \oslash g(t) = \sup_{\tau \geq 0} \{f(t + \tau) - g(\tau)\} \tag{4.6}$$

onde  $\tau \geq 0$  é uma variável auxiliar utilizada nas operações de *sup* e *inf*.

Seja um escalonador obedecendo a uma disciplina de serviço conservativa com capacidade  $C$ . Para  $\varepsilon > 0$  e supondo que exista uma função  $\Gamma_C^\varepsilon$  tal que para todos os  $t, \tau \geq 0$  [17, 20]:

$$\sum_{\tau=0}^{\infty} Pr\{A_C(t + \tau) - A_C(t) > \Gamma_C^\varepsilon\} \leq \varepsilon \tag{4.7}$$

Seja

$$T = \sup\{\tau | \Gamma_C^\varepsilon > C\tau\}, \tag{4.8}$$

então podemos dizer que  $T$  satisfaz a seguinte equação [31]:

$$Pr\{t - \underline{t} \leq T\} \geq 1 - \varepsilon. \tag{4.9}$$

Seja  $\Gamma^{\varepsilon_g}$ , um envelope efetivo para um processo de chegada  $A$  em um nó da rede e  $S^{\varepsilon_s}$ , uma curva de serviço efetiva que satisfaz (4.7) para algum  $T < \infty$ . Definindo-se  $\varepsilon$  como sendo:

$$\varepsilon = \varepsilon_s + T\varepsilon_g \tag{4.10}$$

temos que [31]:

- 1) Envelope de saída: A função  $\Gamma^{\varepsilon_g} \circledast S^{\varepsilon_s}$  é um envelope efetivo para o tráfego de saída do nó.
- 2) Limitante para tamanho de fila: A função  $\Gamma^{\varepsilon_g} \circledast S^{\varepsilon_s}(0)$  é um limite probabilístico para o tamanho da fila, no sentido de que, para todo  $t \geq 0$ , temos  $Pr\{B(t) \leq \Gamma^{\varepsilon_g} \circledast S^{\varepsilon_s}(0)\} \geq 1 - \varepsilon$ .
- 3) Limitante de retardo: Se  $d \geq 0$  satisfaz  $\sup_{\tau \leq T} \{\Gamma^{\varepsilon_g}(\tau - d) - S^{\varepsilon_s}(\tau)\} \leq 0$ , então  $d$  é um limitante de retardo probabilístico no sentido de que para todo  $t \geq 0$ ,  $Pr\{W(t) \leq d\} \geq 1 - \varepsilon$ .

### 5 ENVELOPE EFETIVO PARA O MODELO MWM BASEADO EM BANDA EFETIVA

A banda efetiva corresponde a capacidade do servidor ou de equipamentos de interconexão de redes que pode ser usada para atender aos parâmetros de QoS exigidos pelos fluxos. O nome envelope efetivo por si só já sugere uma conexão com banda efetiva [19]. Seja um processo de chegada  $A$  com banda efetiva  $\alpha(s, \tau)$ , o envelope efetivo para esse processo é dado pela seguinte equação [31]:

$$\Gamma^\varepsilon(\tau) = \inf_{s>0} \left\{ \tau\alpha(s, \tau) - \frac{\log \varepsilon}{s} \right\} \tag{5.11}$$

A banda efetiva para processos multifractais baseados em cascatas é dada em termos dos multiplicadores  $A_{i,j}$  da cascata por [14]:

$$\alpha(s, t) = \frac{1}{st} \left( \log \frac{\sum_{k=1}^{2^j-1} |wg_{j,k}|}{2^N} \right) \tag{5.12}$$

onde

$$wg_{j,k} = 2^{-j/2} [e^{sv1} - e^{sv2}] \tag{5.13}$$

$$v1 = 2^{-(n+j)/2} U_{0,0} \prod_{i=0}^{j-1} [1 + (-1)^{k_i} A_{i,2k_i}] \tag{5.14}$$

$$v2 = 2^{-(n+j)/2} U_{0,0} \prod_{i=0}^{j-1} [1 + (-1)^{k_i} A_{i,2k_i+1}] \tag{5.15}$$

## 6 ESCALONAMENTO DE FLUXOS E CURVAS DE SERVIÇO EFETIVAS

As redes de computadores permitem que as sessões ou fluxos de dados compartilhem recursos, tais como a taxa de transmissão de um enlace e os espaços em *buffers* nos pontos de multiplexação. Entretanto, a competição pelo uso desses recursos pode originar situações de contenção. Dada uma fila de usuários requisitando um determinado recurso, um servidor deve realizar uma tarefa de escalonamento, ou seja estabelecer uma ordem de atendimento destas requisições. Uma disciplina de escalonamento normalmente realiza duas funções:

- 1) Decide a ordem de atendimento das requisições de serviço;
- 2) Gerencia a fila de requisições de serviço;

As disciplinas de escalonamento são amplamente utilizadas na camada do protocolo de redes ou em sistemas onde pode ocorrer contenção de recursos. Elas desempenham um papel fundamental na provisão de qualidade de serviço às aplicações, permitindo controle diferenciado de atraso, de taxa de transmissão e de taxa de perda dos dados.

Em geral, espera-se que um algoritmo de escalonamento possua as seguintes características: facilidade de implementação, proteção aos fluxos presentes e alocação dos recursos de modo justo. O conceito de proteção refere-se ao isolamento dos fluxos de entrada do escalonador, para que um fluxo mal-comportado não afete a qualidade de serviço dos demais fluxos. Em relação ao conceito de justiça na alocação de recursos, costuma-se utilizar como base o critério *max-min(max-min fairness)*, definido da seguinte maneira [10]:

- 1) Recursos são alocados em ordem crescente de valor solicitado, normalizado pela ponderação do fluxo;
- 2) Nenhum fluxo obtém uma quota de utilização superior à solicitada;
- 3) Fluxos cujos requisitos não possam ser satisfeitos, compartilham os recursos disponíveis na proporção de suas ponderações.

Na concepção de um mecanismo de escalonamento, duas questões devem ser consideradas: a prioridade de cada fluxo e a conservação do serviço pelo escalonador. Em relação a esta segunda questão, um escalonador é considerado conservativo quando torna-se inativo apenas na ausência de demanda de serviço.

Entre as disciplinas de escalonamento mais conhecidas estão: a disciplina *First-Come First-Served* (FCFS) e a *Generalized Processor Sharing* (GPS) [10]. A disciplina FCFS é caracterizada pela simplicidade na implementação. Basicamente esta disciplina é constituída por apenas uma fila e as requisições são atendidas na ordem de chegada. A desvantagem desta disciplina está no fato de não oferecer proteção aos fluxos, nem alocação justa de recursos. Estas duas últimas características são desejáveis para a diferenciação de serviço e estão presentes na disciplina GPS.

Sejam  $A_q$  as chegadas de fluxos da classe  $q$ , pertencente a uma das  $Q$  classes e  $A_C$  as chegadas de um conjunto  $C$  de fluxos de todas as classes. Consideramos neste trabalho, um enlace com disciplina de serviço conservativa de capacidade igual a  $C$  e três esquemas de escalonamento diferentes: (**SP** – *Static Priorities*) [17], (**EDF** – *Earliest Deadline First*) [32], (**GPS** – *Generalized Processor Sharing*) [29].

- 1) **Escalonador SP**: a cada classe é designado um índice de prioridade, onde um índice de mais baixo valor indica uma maior prioridade. No esquema de escalonamento SP, dados que chegam primeiro com mais alta prioridade, tendo tamanho de fila não zero, são selecionados para transmissão.
- 2) **Escalonador EDF**: a cada classe  $q$  se associa um índice de retardo  $d_q$ . Para um pacote da classe  $q$  chegando em um instante de tempo  $t$ , é associado um ‘prazo de atendimento’  $t + d_q$  e o escalonador EDF sempre seleciona o pacote com menor ‘prazo de atendimento’. Note, entretanto, que os retardos reais podem violar o índice de retardo. O escalonador EDF é ótimo em um contexto de serviços determinísticos, no sentido de que ele provê entre os escalonadores existentes o mais alto nível de garantia de retardo [32].
- 3) **Escalonador GPS**: para cada classe  $q$  é designado um peso  $\phi_q$  e se garante que esta classe receba pelo menos  $\frac{\phi_q}{\sum_p \phi_p}$  da capacidade  $C$  disponível.

Nos escalonadores considerados neste trabalho, a prioridade é estabelecida de acordo com a classe. Em outras palavras, para uma mesma classe, os pacotes possuem a mesma prioridade de atendimento, sendo atendidos por ordem de chegada.

Sejam fluxos de  $Q$  classes chegando em um servidor com capacidade  $C$ . Para cada classe  $q = 1, \dots, Q$ ,  $\Gamma_q^{\varepsilon_g}$  representa o envelope efetivo para um processo de chegadas  $A_q$ . Seja  $T$  tal que satisfaça (4.9) para um processo agregado  $A_C$  para algum valor  $\varepsilon_b < 1$ . Supondo adicionalmente que no caso do escalonador GPS a função  $\Gamma_p^{\varepsilon_g}$  seja côncava, podemos definir as curvas de serviço efetivas  $S_q^{\varepsilon_s}$  como sendo [31]:

1) **SP**:

$$S_q^{\varepsilon_s}(t) = \left[ Ct - \sum_{p < q} \Gamma_p^{\varepsilon_g}(t) \right]_+, \quad \varepsilon_s = \varepsilon_b + (q - 1)T\varepsilon_g \quad (6.16)$$

2) **EDF**:

$$S_q^{\varepsilon_s}(t) = \left[ Ct - \sum_{p \neq q} \Gamma_p^{\varepsilon_g}(t - [d_p - d_q]_+) \right]_+, \quad \varepsilon_s = \varepsilon_b + (Q - 1)T\varepsilon_g \quad (6.17)$$

3) **GPS**:

$$S_q^{\varepsilon_s}(t) = \lambda_q \left( Ct + \sum_{p \neq q} [\lambda_p Ct - \Gamma_p^{\varepsilon_g}(t)]_+ \right), \quad \varepsilon_s = \varepsilon_b + (Q - 1)T\varepsilon_g \quad (6.18)$$

onde  $\lambda_q = \frac{\phi_q}{\sum_p \phi_p}$  é a taxa garantida para classe  $q$ . Em cada caso,  $S_q^{\varepsilon_s}$  é uma curva de serviço efetiva para classe  $q$  que satisfaz a seguinte equação:

$$Pr\{D_q(t) \geq \inf_{\tau \leq T} \{A_q(t - \tau) + S_q^{\varepsilon_s}(\tau)\}\} \geq 1 - \varepsilon_s \tag{6.19}$$

Nas próximas seções, compararemos os envelopes efetivos calculados por meio de um modelo monofractal (fBm) com um modelo multifractal (MWM). Posteriormente, comparamos o número de usuários que poderiam ser admitidos utilizando a abordagem monofractal e a abordagem proposta (multifractal).

### 7 COMPARAÇÃO DE ENVELOPES EFETIVOS

Avaliamos os envelopes efetivos obtidos utilizando as bandas efetivas calculadas para o tráfego fBm e por intermédio da equação proposta. Consideramos o envelope efetivo normalizado pelo número de fluxos, ou seja  $G_N^\varepsilon(t)/N$ , onde  $G_N^\varepsilon(t)$  é o envelope efetivo para  $N$  fluxos iguais.

Uma vez que estamos trabalhando com eventos discretos no tempo, tomamos como unidade de tempo 1ms. Considerou-se dois tipos de fluxos de tráfego (Tipo 1 e Tipo 2). Os parâmetros da Tabela 1 foram escolhidos de acordo com as estatísticas das séries dec-pkt-2 (Tipo 1) e lbl-pkt-5 (Tipo 2) na escala de tempo de 1ms, as quais são séries de tráfego TPC-IP [23]. A Figura 1 mostra os envelopes efetivos por fluxo com  $\varepsilon = 10^{-9}$  para os fluxos do Tipo 1. Foi incluído nos gráficos a taxa média das fontes de tráfego.

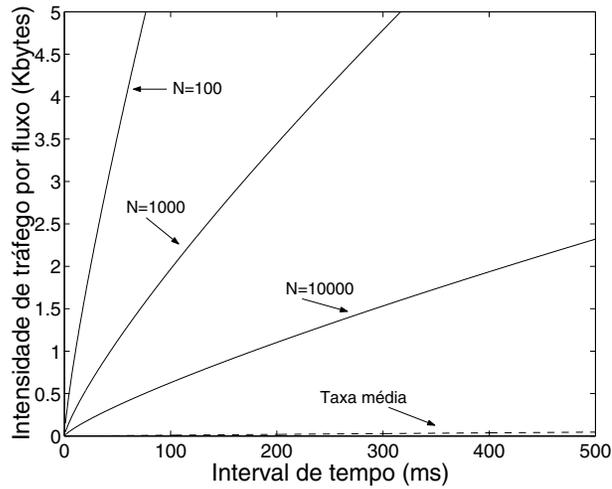
Tabela 1: Parâmetros de Tráfego.

Tipo	$P$ (bytes)	$\rho$ (bytes)	$\sigma$ (bytes)	$\beta^2$	$H$
1	1536	92, 26	232, 3772	$5.4 \cdot 10^4$	0, 8084
2	1024	10, 72	82, 5621	$6.8165 \cdot 10^3$	0, 7810

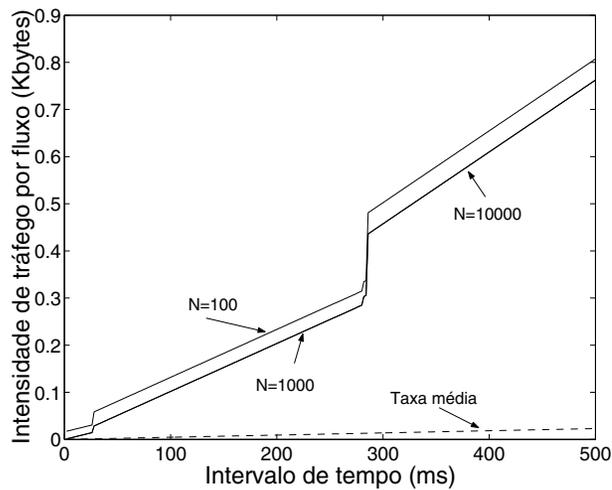
Quanto menor o envelope efetivo para o intervalo de tempo considerado, menor a quantidade de bytes exigida por fluxo para que se garanta a probabilidade de violação desejada ( $10^{-9}$ ). Pela análise da Figura 1 pode-se observar que a medida que aumentamos o número de fluxos, uma menor quantidade de bytes por fluxo é estabelecida para que se atenda aos requisitos de QoS. Pode-se notar também que o envelope efetivo proposto é menor do que o do fBm. Isso mostra que a capacidade do servidor exigida pelo modelo fBm para atender os requisitos de QoS é maior do que a que realmente é requerida pelas séries de tráfego reais.

### 8 CONTROLE DE ADMISSÃO

Nesta seção, avaliamos o número admissível de usuários em uma rede utilizando o envelope efetivo proposto (multifractal) e o envelope efetivo monofractal. O cenário considerado está mais próximo ao de uma rede de acesso a Internet, uma vez que considera-se uma taxa de 1Mbps para atendimento dos fluxos e as séries de tráfego consideradas referem-se a dados reais de Internet



(a) fBm

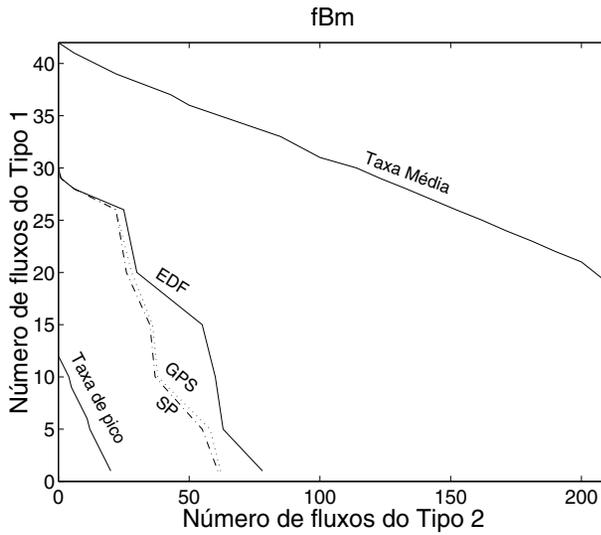


(b) Tráfego multifractal

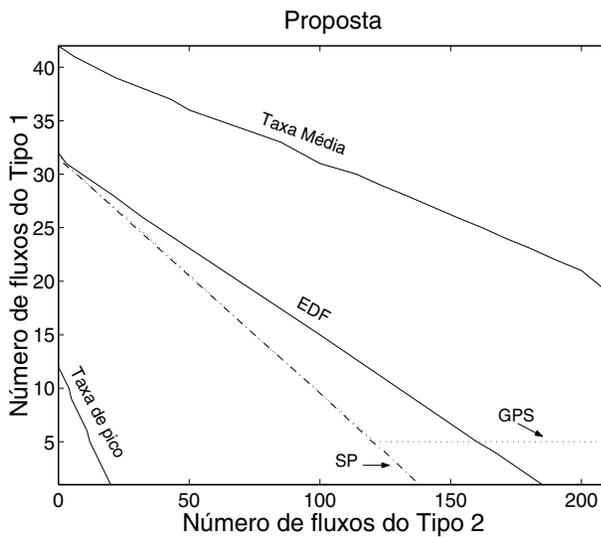
Figura 1: Envelope efetivo por fluxo ( $G_N^\varepsilon(t)/N$ ) para os fluxos do Tipo 1.

coletados entre redes locais e o resto do mundo. Mas antes de apresentarmos os resultados de simulação obtidos, abordaremos um pouco mais o assunto controle de admissão.

Em redes com suporte a qualidade de serviço, um algoritmo de controle de admissão (CAC – *Connection Admission Control*) determina se um novo fluxo de tráfego pode ser admitido na rede, tal que os usuários obtenham o desempenho de rede requerido. O controle de admissão efetua muitas funções importantes como dimensionar a banda necessária para os fluxos de tráfego em uma conexão. No contexto de redes ATM por exemplo, quando o fluxo de tráfego se insere na categoria de serviço do tipo taxa de bit constante CBR (*Constant Bit Rate*), sua taxa de



(a) fBm



(b) Multifractal

Figura 2: Número de fluxos do Tipo 1 em função do número de fluxos do Tipo 2 ( $C=1\text{Mbps}$ ) para diferentes escalonadores,  $\varepsilon = 10^{-6}$ ,  $d = 200\text{ms}$ ,  $\phi_1 = 0.25$  e  $\phi_2 = 0.75$ .

pico é alocada para a conexão. Para tráfego sem taxa de bit especificada conhecido como UBR (*Unspecified Bit Rate*), a banda disponível é alocada, entretanto sem garantias de QoS (serviço do tipo ‘melhor esforço’). Já para serviço com taxa variável VBR (*Variable Bit Rate*), destinado a aplicações que requerem banda variável garantida, a taxa alocada para a conexão poderia ser a banda efetiva, por ser a taxa realmente necessária para atender aos requisitos de QoS [11].

O desenvolvimento de algoritmos de controle de admissão e alocação de recursos tem encontrado dificuldades devido às características multifractais do tráfego e a complexa interação entre os fluxos e os multiplexadores [12].

### 8.1 Controle de Admissão por Envelope Efetivo

Seja um enlace com único servidor com capacidade de 1Mbps para atender os fluxos de tráfego do Tipo 1 e do Tipo 2. Nesta seção, as estatísticas destes fluxos de tráfego são extraídas das séries dec-pkt-2 e lbl-pkt-5 na escala de 100ms (Tabela 2). Neste trabalho, consideramos que um usuário corresponde a uma conexão e a um fluxo de dados. Avaliamos o serviço oferecido ao fluxo do Tipo 1 sob 3 algoritmos de escalonamento: SP, EDF e GPS. Supomos que os fluxos do Tipo 1 devem satisfazer um limite de retardo de  $d = 200$ ms. Dado um certo número de fluxos do Tipo 2 no enlace de 1Mbps, com o uso das curvas de serviço efetivas dos esquemas de escalonamento SP, EDF e GPS, determinamos o número máximo de fluxos do Tipo 1 que podem ser admitidos no enlace de modo a não violar o limite de probabilidade de retardo estabelecido. Este esquema de controle de admissão ignora os requisitos de retardo do fluxo do Tipo 2.

Tabela 2: Parâmetros de Tráfego.

Tipo	$P$ (Kbytes)	$\rho$ (Kbytes)	$\sigma$ (Kbytes)	$\beta^2$	$H$
1	81, 4	26, 5	12, 3	151730, 40	0, 8080
2	45, 9	2, 70	3, 20	10032, 70	0, 7820

Os parâmetros dos algoritmos de escalonamento são os seguintes: os índices de prioridade para o escalonamento SP, os índices de retardo para EDF e os pesos para GPS. Para o escalonamento SP, os fluxos do Tipo 1 possuem índices de prioridade mais altos. Para o escalonamento EDF, consideramos para os fluxos do Tipo 1, o índice de retardo  $d_1 = 200$ ms e para os fluxos do Tipo 2,  $d_2 = 100$ ms. No escalonamento GPS, fixamos os pesos em  $\phi_1 = 0.25$  e  $\phi_2 = 0.75$ . Assim como feito na seção anterior, consideramos o envelope efetivo para o tráfego fBm e através da nossa proposta de banda efetiva. Os parâmetros de tráfego utilizados são apresentados na Tabela 2. Para efeito de comparação, incluímos também o número de fluxos que podem ser acomodados no enlace considerado através de alocação de banda usando a média e a taxa de pico dos fluxos.

A Figura 2 apresenta o número de fluxos do Tipo 1 que pode ser admitido sem a violação da probabilidade de retardo requerida (200ms) e probabilidade de perda  $\varepsilon_g = 10^{-6}$  em função do número de fluxos do Tipo 2 já encontrados no sistema. Pode-se observar que a escolha do modelo de tráfego tem um impacto significativo no número admissível de fluxos do Tipo 1 no enlace. O número de fluxos do Tipo 1 que pode ser admitido com o modelo fBm é menor do que o com a nossa proposta. Pode-se constatar também que resultados similares são obtidos para os escalonadores SP e GPS. Um maior número de fluxos do Tipo 1 admitidos pode ser observada para o escalonador EDF com relação a todos os modelos de tráfego considerados. Esse número se reduz com a diminuição dos valores de retardo  $d_1$  e  $d_2$ . Outro fato importante é que, dado um

determinado modelo de tráfego, para o escalonador GPS, o número mínimo de fluxos do Tipo 1 admitido é independente do número de fluxos do Tipo 2. Isto se deve ao fato de que o GPS garante um número mínimo de fluxos do Tipo 1.

Uma vez que o escalonador EDF proporcionou o maior número de fluxos Tipo I admitidos, o escolhemos para comparar o máximo retardo obtido por meio dos esquemas de controle de admissão. A Figura 3 mostra que o esquema de controle de admissão proposto garante o limitante de retardo requerido. Pode-se observar que o controle de admissão baseado no envelope efetivo do modelo fBm também garante o retardo máximo desejado, mas um menor número de fluxos é admitido na rede.

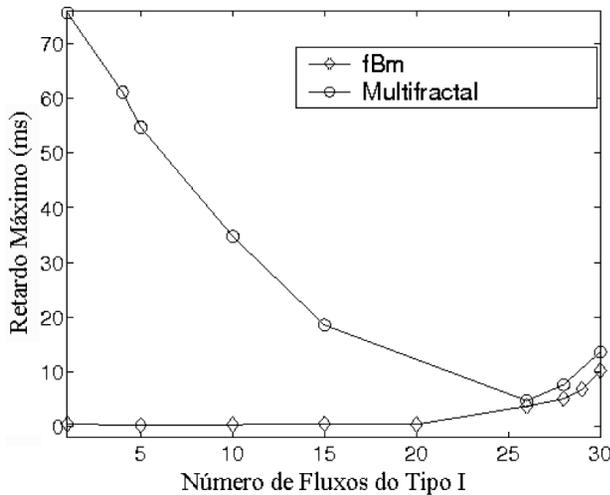


Figura 3: Retardo Máximo *versus* Número de Fluxos do Tipo I Admitidos.

## 9 CONCLUSÃO

Utilizando a banda efetiva para o modelo multifractal MWM, obtivemos seu envelope efetivo correspondente. Na análise dos envelopes efetivos, o modelo monofractal fBm apresentou um maior envelope efetivo do que o para o tráfego multifractal MWM. Isso quer dizer que este exige mais recursos do que realmente é necessário para garantir QoS. A análise realizada se restringiu a escalas de tempo em que se constata multifractalidade no tráfego [24]. Nestas escalas o envelope efetivo proposto é mais adequado, já que o modelo MWM possui distribuição aproximadamente lognormal assim como o tráfego real, diferente do modelo fBm que é Gaussiano.

A união entre o cálculo de rede estatístico (envelope efetivo e curvas de serviço efetivas) com a banda efetiva proposta, nos permitiu propor um esquema de controle de admissão de fluxos para tráfego não-regulado. Limitantes de probabilidade de perda e retardo são mais fáceis de serem obtidos para tráfego regulado e foram bastante explorados [15, 16]. Mostramos que podemos atingir um número de fluxos admitidos comparado ao do tráfego regulado. Entretanto, o algoritmo de balde furado, como exemplo de regulador de tráfego, pode suavizar em demasia os

fluxos de tráfego, fazendo com que percam algumas de suas características, como por exemplo quantidade de rajadas e vazão [33].

O esquema de controle de admissão proposto controla a admissão de fluxos de modo que atendam ambos requisitos probabilísticos de perda e retardo, considerando um modelo de tráfego mais preciso do que os modelos monofractal e tráfego regulado. Como este esquema de controle de admissão se baseia em cálculo de rede estatístico e com isso, generaliza a sua aplicação à vários tipos de escalonadores e contextos, podemos empregá-lo em diferentes arquiteturas de rede, assim como para prover QoS na Internet.

## 10 AGRADECIMENTOS

Os autores gostariam de agradecer ao CNPq pelo apoio a esta pesquisa.

**ABSTRACT.** In this paper, first we present an effective bandwidth equation for multifractal traffic based on a multiplicative cascade model. Merging the effective bandwidth to the effective envelope concept from the Statistical Network Calculus, we compute end-to-end performance bounds for real multifractal network traffic. Using these bounds, we propose an admission control scheme that guarantees quality service in terms of data loss probability and delay through the obtained effective envelope for the MWM (Multifractal Wavelet Model) multifractal model. Through simulations, we compare the number of flows admitted using effective service curves corresponding to different types of traffic flow schedulers for the fBm (fractional Brownian motion) and MWM traffic models.

**Keywords:** admission control, network traffic, multifractal traffic, effective bandwidth.

## REFERÊNCIAS

- [1] R.L. Cruz. “A calculus for network delay Part I: Network elements in isolation. *IEEE Trans. Information Theory*”, **37** (1991), 114–131.
- [2] M. Fidler, “A Survey of Deterministic and Stochastic Service Curve Models in the Network Calculus”. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, **12**(1) (2010), 59–86.
- [3] F. Ciucu & O. Hohlfeld. “On Computing Bounds on Average Backlogs and Delays with Network Calculus”. *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, (2010), 1–5.
- [4] C. Chang. “Stability queue length and delay of deterministic and stochastic queueing networks”. *IEEE Trans. Automat. Contr.*, **39** (1994), 913–931.
- [5] D. Ferrari & D. Verma. “A scheme for real-time channel establishment in wide-area networks”, *IEEE J. Select. Areas Commun.*, **8** (1990), 368–379.
- [6] Y.Wang & Q. Zhu. “Error control and concealment for video communication: A review”. *Proc. IEEE*, **86** (1998), 974–997.
- [7] M. Fidler. Survey of deterministic and stochastic service curve models in the network calculus. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, **12**(1) (2010), 59–86.

- [8] J.Y. LeBoudec & P. Thiran. *Network Calculus*, Springer-Verlag, Nova York (2001).
- [9] A. Elwalid, D. Mitra & R. Wentworth. A new approach for allocating buffers and bandwidth to heterogeneous regulated traffic in an ATM node. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, **13** (1995), 115–1127.
- [10] S. Keshav. *An engineering approach to computer networking: ATM networks, the internet, and the telephone network*. Addison-Wesley, Boston, (2001).
- [11] J. Beran, R. Sherman, M.S. Taqqu & W. Willinger. Variable-bit-rate video traffic and long-range dependence. *IEEE Trans. Commun.*, **43** (1995), 1566–1579.
- [12] A. Lazar, G. Pacifici & D. Pendarakis. Modeling video sources for real time scheduling, **1** (1994), 253–266.
- [13] A. Burchard, J. Liebeherr & S.D. Patek. A calculus for end-to-end statistical service guarantees (revised). University of Virginia Computer Science Dep. CS-2001-19.
- [14] F.H.T. Vieira & L.L. Lee. Adaptive wavelet-based multifractal model applied to the effective bandwidth estimation of network traffic flows. *IET Communications*, **3** (2009), 906–919.
- [15] S. Rajagopal, M. Reisslein & K.W. Ross. “Packet multiplexers with adversarial regulated traffic”, in *Proc. IEEE INFOCOM 98*, San Francisco, (1998), pp. 347–355.
- [16] M. Reisslein, K.W. Ross & S. Rajagopal. “A framework for guaranteeing statistical QoS”. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, **19**(1), Fevereiro (2002).
- [17] R.R. Boorstyn, A. Burchard, J. Liebeherr & C. Oottamakorn. “Statistical service assurances for traffic scheduling algorithms”. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **18**(12) (2000), 2651–2664.
- [18] Y. Jiang. Stochastic network calculus for performance analysis of internet networks – an overview and outlook. *International Conference on Computing, Networking and Communications (ICNC)*, (2012), pp. 638–644.
- [19] K. Angrishi. An end-to-end stochastic network calculus with effective bandwidth and effective capacity. *Computer Networks*, Aceito para publicação. Disponível *online* em 7 Setembro 2012.
- [20] A. Burchard, J. Liebeherr & S.D. Patek. “A calculus for end-to-end statistical service guarantees (revised)”. Technical Report CS-2001-19, University of Virginia, Computer Science Department.
- [21] F. Kelly. “Notes on effective bandwidths”, In *Stochastic Networks: Theory and Applications*. Oxford University Press (1996).
- [22] E. Knightly & N. Shroff. “Admission control for statistical QoS: Theory and practice”. *IEEE Network*, **13**(2) (1999), 20–29.
- [23] V. Paxson & S. Floyd. “Wide-area traffic: The failure of Poisson modeling”. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, **3**(3) (1995), 226–244.
- [24] A. Erramilli, O. Narayan & W. Willinger. “Experimental Queuing Analysis with Long-Range Dependent Packet Traffic”. *IEEE/ACM Trans. on Net.*, **4**(2) (1996).
- [25] K. Park & W. Willinger. “Self-similar Network Traffic and Performance Evaluation”. John Wiley and Sons, New York, (2000).
- [26] R.H. Riedi, M.S. Crouse, V.J. Ribeiro & R.G. Baraniuk. “A Multifractal Wavelet Model with Application to Network Traffic”. *IEEE Trans. on Information Theory*, **45**(3), Abril (1999).

- [27] I. Daubechies. *Ten Lectures on Wavelets*. New York: SIAM, (1992).
- [28] V.J. Ribeiro, R.H. Riedi, M.S. Crouse & R.G. Baraniuk. "Multiscale queueing analysis of long-range dependent traffic". *Proc. IEEE Infocom*, Março (2000).
- [29] A. Parekh & R. Gallager. "A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: the single-node case". *IEEE/ACM Transactions on Networking*, **1**(3) (1993), 344–357.
- [30] C.S. Chang. *Performance guarantees in communication networks*. Springer (2000).
- [31] Chengzhi Li, Almut Burchard & Jorg Liebeherr. "A Network Calculus with Effective Bandwidth". Technical Report: University of Virginia, CS-2003-20, Novembro (2003).
- [32] L. Georgiadis, R. Guérin, V. Peris & K.N. Sivarajan. "Efficient network QoS provisioning based on per node traffic shaping". *IEEE/ACM Trans. Networking*, **4** (1996), 482–501.
- [33] J.W. Roberts. "Engineering for quality of service". *Self-similar network traffic and performance evaluation*, John Wiley and Sons (2000).