

Policiamento e Multiplexação Estatística de Fontes Auto-Semelhantes

N.L.S. Fonseca[†], Gilberto S. Mayor[‡] e César A. V. Neto[†]

[†]*Universidade Estadual de Campinas – UNICAMP*
Instituto de Computação
Caixa Postal 6176 – CEP: 13083-970 – Campinas, SP – Brasil
e-mail: {nfonseca, cavneto}@dcc.unicamp.br
[‡]*Booz-Allen & Hamilton, SP - Brasil*

Palavras chave: Modelagem e Simulação de sistemas de comunicação

Sumário

Nesse artigo, descreve-se um processo envelope para um processo movimento Browniano fractal. Investiga-se a escala de tempo de interesse de um sistema de filas que tem como entrada um processo movimento Browniano fractal. Introduce-se, também, o Balde Furado Fractal, um novo mecanismo de policiamento que é capaz de monitorar com precisão fontes auto-semelhantes. Além disso, mostram-se expressões para computar a banda passante equivalente de um agregado de fontes auto-semelhantes.

Abstract

In this paper, we describe an envelope process for the fractal Brownian motion process. We investigate the time scale of interest of queuing systems fed by a fBm process. We also introduce the fractal Leaky Bucket, a novel policing mechanism which is able to accurately monitor self-similar sources. Moreover, we show expressions for computing the equivalent bandwidth of an aggregate of heterogeneous self-similar sources.

1 Introdução

Vários estudos [1, 2, 3] tem demonstrado que diferentes tipos de tráfego de rede, e.g tráfego de rede local (LAN), podem ser modelado por processos auto-semelhantes. Processo auto-semelhantes possuem as chamadas Dependência de Longa Duração (*Long Range Dependence* - LRD). Além disso, séries de simulação e estudos analíticos [4, 5, 6, 7] tem demonstrado que LRD tem forte impacto no desempenho de um sistema de fila, podendo causar perdas massiva de células em um multiplexador. Apesar da existência de diversos trabalhos sobre natureza do tráfego auto-semelhante, mecanismos orientados ao controle deste tipo de tráfego não foram ainda completamente investigados.

Uma das idéias chave por trás do ATM é a multiplexação estatística. O conceito de banda passante equivalente está intimamente ligado a multiplexação estatística, a manutenção da qualidade de serviços (QoS) e o controle de admissão de conexões [8]. A banda passante equivalente de uma conexão é a caracterização da banda passante demandada pela mesma de tal forma que os seus requisitos de QoS sejam atendidos. Embora exista um considerável conjunto de resultados relacionados com banda passante equivalente (principalmente baseado na teoria dos grandes desvios [9] e na expansão espectral para modelos Markovianos de fluidos [8]) são poucos os resultados disponíveis para o tráfego com dependência de longa duração [9].

Uma vez que uma conexão é admitida na rede, é necessário que o fluxo gerado esteja de acordo com os descritores de tráfego declarado na etapa de aceitação da conexão. O mecanismo Balde Furado (BF) apresenta imperfeições quando monitora fontes em rajada dado o reduzido número de parâmetros que se pode controlar [10, 11]. No caso de processos que apresentam LRD, ajustar os parâmetros do BF é uma tarefa complexa uma vez que a variância do fluxo aumenta com t^{2H} onde t representa o tempo e H o parâmetro Hurst.

No presente artigo, introduz-se um novo mecanismo de policiamento chamado Balde Furado Fractal (BFF) que é capaz de monitorar fontes que apresentam dependência de longa duração. Estuda-se também multiplexação estatística de fontes homogêneas.

Esse artigo está organizado da seguinte forma. Na seção 2 descreve-se um processo envelope para um processo movimento Browniano fractal (*fractal Brownian motion* - fBm). Na seção 3 deriva-se a escala de tempo de interesse para um sistema de fila com processo de entrada auto-semelhante. Na seção 4 introduz-se o Balde Furado Fractal e na seção 5 estuda-se a multiplexação estatística de fontes auto-semelhantes homogêneas. Finalmente, as conclusões são apresentadas na seção 6.

2 Processo Envelope do Movimento Browniano Fractal

Um processo movimento Browniano (mB) $A(t)$ com média \bar{a} e variância σ^2 , tem processo envelope $\hat{A}(t)$ definido por [12]:

$$\hat{A}(t) \stackrel{\text{def}}{=} \bar{a}t + k\sqrt{\sigma^2 t} = \bar{a}t + k\sigma t^{1/2}$$

O parâmetro k expressa a probabilidade de $A(t)$ exceder $\hat{A}(t)$ no tempo t . Sendo $A(t)$ um processo mB segue que:

$$\Pr\left(\frac{A(t) - \bar{a}t}{\sigma t^H} > k\right) = \Phi(k)$$

onde $\Phi(y)$ é a função de distribuição residual da distribuição Gaussiana padrão. Usando a aproximação $\Psi(y) \approx (2\Pi)^{-1/2}(1+y)^{-1}\exp(-y^2/2) \approx \exp(-y^2/2)$ obtem-se k tal que $\Phi(k) \leq \epsilon$, ou seja, k é dado por $k = \sqrt{-2 \ln \epsilon}$. Assim sendo, pode-se afirmar que $\Pr(A(t) > \hat{A}(t)) \approx \epsilon$, onde $k = \sqrt{-2 \ln \epsilon}$. Este raciocínio pode ser estendido para processos com dependência de longa duração. Em um processo movimento Browniano fracional (fBm) com média \bar{a} a variância dos incrementos é dada por $\text{Var}[A_H(t+s) - A_H(t)] = \sigma^2 s^{2H}$ onde $H \in [1/2, 1)$ é o parâmetro Hurst. Define-se o processo envelope fBm:

$$\hat{A}_H(t) \stackrel{\text{def}}{=} \bar{a}t + k\sqrt{\sigma^2 t^{2H}} = \bar{a}t + k\sigma t^H \quad (1)$$

Do mesmo modo, k expressa a probabilidade de $A_H(t)$ exceder $\hat{A}_H(t)$. Uma vez que o processo fBm exibe LRD, se $A_H(t)$ exceder $\hat{A}_H(t)$ no tempo t essa situação permanecerá por um longo período de tempo.

Investigou-se a precisão do processo envelope fBm quando este modela o tráfego de pior caso de um ambiente de rede real. Assume-se que o tráfego de entrada é caracterizado por um trace com N pontos definido por $A(t)$, onde $A(t)$ representa o número acumulado de células que chegam até o tempo t , $t \in [1, 2, \dots, N]$. Propõe-se um método muito simples para computar os parâmetros do processo envelope para esse trace: computa-se o processo envelope ótimo do trace. A vantagem dessa abordagem está na estimativa do parâmetro Hurst do trace que não precisa ser exata. O processo envelope ótimo para esse trace é definido por $Y(t-s) = \max_{s < t} (A(t) - A(s))$. Considera-se que o processo é estacionário de forma que $Y(\tau)$, $\tau = t-s$ define o número máximo de células que chegam num intervalo de tempo τ . Desta forma, escolhe-se os parâmetros do processo envelope fBm de forma que se tenha o mesmo comportamento de $Y(\cdot)$.

Validou-se extensivamente a eficiência do processo envelope fBm utilizando traces sintético gerados pelo procedimento descrito por Mandelbort[13]. Em todos os traces usados nos experimentos de simulação, testes estatísticos foram realizados para verificar se a média, variância e o parâmetro Hurst do trace estavam de acordo com os valores especificados. Verificou-se a precisão do processo envelope variando-se os parâmetros de tráfego nos seguintes intervalos: $\bar{a} \in [0.5, 1.0]$, $\sigma^2 \in [0.05\bar{a}, 0.7\bar{a}]$, $H \in [0.5, 1.0]$, $\epsilon \in [10^{-3}, 10^{-9}]$ onde a média e a variância são normalizadas pela capacidade do canal. Os resultados indicam que o processo envelope fBm é um limite superior muito próximo para um processo fBm. Uma vez que, ele é altamente acurado em todos os intervalos mencionados. A Figura 1 ilustra a precisão do processo envelope fBm para um processo fBm. Validou-se também o processo envelope utilizando-se traces reais [14]. Observou-se que o processo envelope representa o processo fBm com alto grau de acurácia.

O processo envelope fBm apresenta várias vantagens :

- Ele é parcimonioso, i.e. somente três parâmetros são necessário para se ter uma caracterização completa da fonte.
- Ele pode representar *Short Range Dependence* (SRD) e LRD, i.e., a fonte não precisa necessariamente apresentar LRD. Sendo necessário apenas que os parâmetros do processo envelope fBm sejam escolhidos de forma a se ajustar com o processo envelope ótimo da fonte na escala de tempo de interesse.
- Os parâmetros de entrada \bar{a} , σ e H podem ser fornecidos pela fonte ou estimado, em tempo real, das amostras iniciais de tráfego usando-se o processo envelope ótimo.
- Com complexidade computacional mínima, limites para atrasos são derivados com acurada precisão.

3 Escala de tempo de interesse

Nesta seção, mostra-se o instante no qual uma fila alcance sua ocupação máxima, em um sentido probabilístico. O tamanho da fila no referido instante fornece um limite simples para o cálculo do atraso. Uma derivação matemática mais rigorosa pode ser encontrada em [15]. Apresenta-se uma derivação heurística de forma a enfatizar a intuição por trás do

conceitos básicos presente no artigo. Considera-se uma fila a tempo contínuo, com serviço determinístico dado por c . O processo de chegada acumulado é dado por $A_H(t)$ ($A_H(0) = 0$). Tem-se $\hat{A}_H(t)$, contínuo e diferenciável, como o processo envelope probabilístico de $A_H(t)$, ou seja $\Pr(A_H(t) > \hat{A}_H(t)) \leq \epsilon$.

Durante um período de ocupação que inicia no tempo 0 o número de células no sistema no tempo t é dado por $q(t)$. Assim, $q(t) = A_H(t) - ct \geq 0$.

Defini-se $\hat{q}(t)$ como,

$$\hat{q}(t) = \hat{A}_H(t) - ct \geq 0 \quad (2)$$

conseqüentemente, tem-se que $\Pr(q(t) > \hat{q}(t)) = \Pr(A_H(t) > \hat{A}_H(t)) \leq \epsilon$.

O atraso máximo em uma fila FIFO é dado pelo número máximo de células na fila durante o período de ocupação. Define-se $q_{max} \stackrel{\text{def}}{=} \max(\hat{q}(t), t \geq 0$. Assim sendo, $\Pr(q(t) > q_{max}) \leq \Pr(q(t) > \hat{q}(t)) \leq \epsilon$ e $\Pr(q(t) > q_{max}) \approx \epsilon$.

Pode-se dizer que o tamanho da fila no tempo t , $q(t)$, excederá o tamanho máximo q_{max} com probabilidade ϵ . Em outras palavras, somente quando o processo de chegada exceder o processo envelope, o número máximo de células na fila irá exceder o seu valor estimado. Intuitivamente, limitando o comportamento do processo de chegada é possível transformar o problema de achar um limite probabilístico de um sistema estocástico definido por $q(t) = A_H(t) - ct \geq 0$ num problema, mais fácil, de achar o máximo de um sistema determinístico descrito por $\hat{q}(t) = \hat{A}_H(t) - ct \geq 0$.

Para o caso de um processo fBm, substitui-se o processo envelope definido previamente na equação 2 obtendo-se:

$$\hat{q}(t) = \hat{A}_H(t) - ct = \bar{a}t - k\sigma t^H - ct \quad (3)$$

Para se computar q_{max} é necessário achar t^* tal que:

$$\frac{d\hat{q}(t^*)}{dt} = 0 \text{ ou } \frac{d\hat{A}_H(t^*)}{dt} = c \quad (4)$$

Assim sendo, t^* é dado por:

$$t^* = \left[\frac{k\sigma H}{(c - \bar{a})} \right]^{\frac{1}{1-H}}$$

A escala de tempo de interesse é definida pelo tempo necessário para que o tamanho da fila alcance o seu maior valor, i.e., t^* . Chama-se este valor de escala de tempo máxima (MaxTS), correspondendo ao instante de tempo no qual o trabalho não realizado na fila do sistema alcança seu valor máximo no sentido probabilístico. Isto significa que a taxa média de chegada deve estar abaixo da capacidade da linha de forma que o tamanho da fila comece a diminuir. Sabe-se que a taxa média de chegada converge para a taxa média da fonte pela lei dos grandes números. Assim sendo, deve-se dispensar atenção somente para a escala de tempo na qual a taxa média de chegadas irá exceder a capacidade da linha, num sentido probabilístico. Em outras palavras, após um intervalo de tempo, a probabilidade da taxa média de chegada exceder a capacidade da linha é negligenciável, de tal forma que o modelo de chegada não precisa reproduzir o comportamento da fonte em todas as escalas de tempo.

Substituindo t^* na equação 2, obtem-se:

$$q_{max} = \hat{A}_H(t^*) - ct^* \quad (5)$$

$$q_{max} = (c - \bar{a})^{\frac{H}{H-1}} (k\sigma)^{\frac{1}{1-H}} H^{\frac{H}{1-H}} (1 - H)$$

Uma vez que o processo fBm não excede $\hat{A}_H(t)$ com probabilidade $1 - \epsilon$, o número máximo de células irá ser limitado por q_{max} com a mesma probabilidade. Computa-se \hat{c} para um valor de q_{max} que corresponda a um tamanho de *buffer* K . Em outras palavras, num *buffer* de tamanho K haverá transbordo com probabilidade ϵ se a capacidade da linha é \hat{c} . Assim, \hat{c} é dado por

$$\hat{c} = \bar{a} + K^{\frac{H-1}{H}} (k\sigma)^{1/H} H(1 - H)^{\frac{H-1}{H}}$$

Esse resultado foi obtido anteriormente por Norros [6] e Duffield [16]. Em resumo, os conceitos básicos usados aqui permitem computar limites para atraso em uma fila determinística com esforço computacional pequeno, alcançando a mesma acurácia de resultados encontrado usando-se a teoria dos grandes desvios.

4 O Balde Furado Fractal

Após admitir-se uma conexão, é necessário policiar-lá para garantir que o fluxo de células gerado esteja de acordo com os descritores de tráfego declarado quando da solicitação do estabelecimento da conexão.

O mecanismo Balde Furado (BF) usa dois parâmetros para controlar a transmissão de uma conexão: a taxa de geração de permissões e o tamanho do balde. É sabido que policiar fontes que transmitem seus fluxos em rajadas usando-se somente esses dois parâmetros é muito difícil. Caso a taxa de geração de permissões esteja próximo da taxa média de transmissão da fonte pode-se descartar ou marcar células de fontes bem-comportadas. Caso a taxa de geração de permissões esteja próxima a taxa de pico, perde-se as vantagens da multiplexação estatística. Diante dessa dificuldade, propõe-se um cálculo baseado no processo envelope fBm para definir os parâmetros do BF sem ter que resolver um sistema de filas.

O BF pode ser visto como um regulador de tráfego com saída dada pelo processo $L(t)$ de forma que $L(t) \leq Rt + S$ onde R é a taxa média de transmissão e S é a rajada máxima permitida. Em resumo, num intervalo de tempo de duração t o BF aceita no máximo $(Rt + S)$ células. $L(t)$ pode ser visto também como um processo envelope determinístico, i.e., ele define o número máximo de células que uma fonte pode enviar em qualquer intervalo de tempo de duração t .

Define-se $A_H(t)$ e $\hat{A}_H(t)$ como processo de chegada acumulado, i.e., o número de células que chegam acumulado até um tempo t , e seu processo envelope probabilístico até o tempo t , respectivamente. De forma a minimizar a probabilidade de se descartar células incorretamente, deve-se ter $L(t) \geq A_H(t) \forall t > 0$. Conseqüentemente, como a fonte é bem-comportada, o BF não deve marcar qualquer célula gerada pela fonte. Assumindo-se que a probabilidade da fonte exceder seu processo envelope probabilístico é negligenciável, pode-se escrever $A_H(t) \leq \hat{A}_H(t), \forall t > 0$. Assim, tem-se que

$$L(t) \geq \hat{A}_H(t), \forall t > 0 \quad (6)$$

uma vez que o processo envelope probabilístico é um limite mais estrito que o processo envelope determinístico $L(t)$. Substituindo-se a fórmula do processo envelope fBm na equação 6, pode-se escrever: $\bar{a}t + k\sigma t^H \leq Rt + S$. Obtendo-se, então

$$t(\bar{a} - R) + k\sigma t^H - S \leq 0 \quad (7)$$

Para se obter os parâmetros R e S do BF, calcula-se o t^* que maximiza a equação 7:

$$t^* = \left(\frac{k\sigma H}{R - \bar{a}} \right)^{\frac{1}{1-H}}$$

Substituindo t^* na equação 7 obtém-se

$$(\bar{a} - R) \left[\frac{k\sigma H}{R - \bar{a}} \right]^{\frac{1}{(1-H)}} + k\sigma \left[\frac{k\sigma H}{R - \bar{a}} \right]^{\frac{H}{(1-H)}} - S \leq 0 \quad (8)$$

usando a equação 8 pode-se computar um valor R para um certo valor de S ou vice-versa.

Na Figura 2 mostra-se o tamanho do balde necessário em função da taxa média de chegada da fonte normalizada pela taxa de geração de permissões. A linha pontilhada corresponde a $H = 0.5$ enquanto que a linha sólida corresponde a $H = 0.9$. Nota-se que para altos valores do parâmetro Hurst se R está próximo da taxa média, o valor de S é proibitivamente alto.

O problema do mecanismo BF, é que ele assume que o processo de chegada agregado comporta-se como uma função linear no tempo. Isso não é verdade, nem mesmo para o caso do processo mB comum. Por exemplo, o processo envelope mB com média \bar{a} e desvio padrão σ é dado por $\hat{A}(t) = \bar{a}t + k\sigma t^{1/2}$.

Nota-se que o tráfego agregado é uma função não linear no tempo uma vez que seu processo envelope tem um termo adicional $t^{1/2}$. Por essa razão, é extremamente difícil ajustar os parâmetros do BF para fontes que operam em rajadas, i.e., quando o desvio padrão é grande. De fato, tem-se que escolher S de forma a absorver o termo $t^{1/2}$. Alternativamente, pode-se escolher uma taxa de geração de permissões alta de forma a absorver ambos os termos $\bar{a}t + k\sigma t^{1/2}$. No caso de fontes com LRD, o problema é ainda mais complexo, uma vez que a variância aumenta com t^{2H} , onde $2H > 1$. Por isso, afirma-se que o BF não é um processo envelope muito adequado quando a fonte tem grande variabilidade.

Propõe-se um novo regulador de tráfego baseado numa melhor caracterização do tráfego de entrada chamado de Balde Furado Fractal (BFF). O total de trabalho aceito pelo BFF é dada por:

$$\hat{L}(t) = \bar{a}t + \Psi\sigma t^H + S \quad (9)$$

onde \bar{a} é a taxa média de chegada da fonte. Ψ é dado por $k\sigma$, onde k é uma constante e σ é o desvio padrão da fonte.

O BFF opera da seguinte forma: define-se uma janela de tempo com duração de τ unidades de tempo. Verifica-se se o número de chegadas durante essa janela de tempo excede o valor médio declarado ($\bar{a}\tau$). Caso isto ocorra, compara-se o número acumulado de chegadas durante esta janela de tempo com o número de células do processo envelope BFF durante o mesmo período (Equação 9). Se o número de chegadas ultrapassar o número de células permitido pelo processo envelope BFF, marca-se todas as células em excesso. Aumenta-se então a janela de tempo em τ unidades de tempo, i.e, considera-se uma janela de tempo de duração 2τ . Essa nova janela começa no tempo em que o processo de chegada violou a taxa média declarada. Compara-se novamente o número acumulado

de chegadas durante essa janela de tempo, de duração 2τ , com o número médio permitido de chegadas. Se o número de células ultrapassar o número médio permitido de chegadas, compara-se este valor com o número permitido de chegadas pelo processo envelope BFF e, marca-se o número de células excedente menos as marcadas na janela anterior. Enquanto o número de chegadas ultrapassar o valor médio declarado, continua-se aumentando o tamanho da janela de tempo em τ unidades. Sempre que o número médio de chegadas operar abaixo do valor declarado, reinicializa-se a janela de tempo para τ unidades de tempo e continua-se verificando a taxa média de chegada.

Uma descrição matemática da dinâmica do BFF é a seguinte. Definindo-se $C(\tilde{t} + n\tau)$ como o número acumulado de células que chegam durante o intervalo $[\tilde{t}, \tilde{t} + n\tau]$ ou seja $C(\tilde{t} + n\tau) = A(\tilde{t} + n\tau) - A(\tilde{t})$ onde $A(\tilde{t})$ é o número de chegadas até o tempo \tilde{t} . Caso $C(\tilde{t} + n\tau)$ exceda o número médio de chegadas durante o intervalo $n\tau$ ($\bar{a}n\tau$), verifica-se se o número de chegadas excede o número de chegadas permitido pelo processo envelope $\lambda(\tilde{t} + n\tau)$ onde $\lambda(\tilde{t} + n\tau) = \hat{L}(\tilde{t} + n\tau) - \hat{L}(\tilde{t})$. Se esse valor é ultrapassado, marca-se o número de células excedente não marcados na janela anterior, i.e., marca-se $C(\tilde{t} + n\tau) - \lambda(\tilde{t} + n\tau) - C(\tilde{t} + (n - 1)\tau) + \lambda(\tilde{t} + (n - 1)\tau)$.

Aumenta-se a janela de tempo em τ unidades de tempo e repete-se o processo. Uma vez que, a taxa média de chegadas começa a operar abaixo do valor declarado \bar{a} , diminui-se a janela de tempo para o valor de τ unidades de tempo (Figura 3).

A Figura 4 compara a habilidade do BFF com a habilidade do BF em monitorar fontes bem-comportadas. Nos experimentos de simulação usou-se os procedimentos descritos por Mandelbrot [13] para gerar um trace fBm e o método de replicação independente para derivar intervalo de confiança com 99% de grau de confiança. Os programas de simulação foram desenvolvidos na linguagem C. Na Figura 4.a mostra-se a probabilidade de violação (PV) em função da taxa média para um processo fBm com $H = 0.8$, $\sigma^2 = 1.0$. Para derivar o BFF usou-se $\epsilon = 10^{-3}$, i.e., permite violação no número de chegadas de no máximo 0.1% do total de chegadas. Pode-se notar que o BF acusa alta probabilidade de violação mesmo com altos valores atribuído à taxa de geração de permissões. Pode-se observar que o BF com parâmetros definidos de acordo com o procedimento descritos nessa seção fornece valores de PV que são aproximadamente da mesma ordem de magnitude da PV do processo envelope. Além disso, o BFF fornece uma PV que é diversas ordens de grandeza menor que a PV do BF. Ou seja, o BFF é capaz de monitorar acuradamente um processo fBm. Observou-se o mesmo tipo de comportamento ao se variar o parâmetro H (Figura 4.b).

Na Figura 5 aumenta-se a taxa média de chegada em k vezes o valor original do processo. De acordo com um mecanismo ideal de policiamento a PV passaria de um valor muito baixo para 1 logo que a fonte começasse a transmitir com taxa média de chegada acima do valor declarado. Nota-se que a PV dada pelo BFF segue um padrão que é similar ao comportamento do mecanismo ideal, exceto que ele alcança a violação com uma taxa de 1.15 maior que o valor original. Essa reação a violação para um mecanismo não ideal é bastante aceitável. Em contra-partida, o BF não faz distinção significativa entre uma fonte em violação e uma fonte bem-comportada. Além disso, a PV do BF não tende para 1 apesar das altas taxas de chegada. Em experimentos nos quais alterou-se a variância, observou-se que o BFF reage mais lentamente, a PV salta para o valor 1 num valor de variância de 1.5 do valor declarado.

O mecanismo BFF compara de tempos em tempos o número acumulado de chegadas com o número de chegadas permitido pelo processo envelope BFF quando a taxa de

chegada excede seu valor médio. Investigou-se a sensibilidade dos resultados com relação ao tamanho da janela de tempo (τ) durante a qual verifica-se o número de chegadas, i.e., o tempo decorrido entre duas comparações. Considera-se janelas de tempo 10, 100 e 1000 vezes maior que a usada nos exemplos anteriores, i.e, n vezes maior que o tempo de transmissão de uma célula. Nota-se que os resultados não são dependentes da duração da janela de tempo. A Figura 6 mostra a PV como função da taxa de chegada e como função da variância para diferentes tamanhos de janela de tempo. Tais achados reforçam a robustez do BFF.

5 Multiplexação estatística de fontes auto-semelhantes

Nessa seção, utiliza-se MaxTS para derivar expressões que estimam a banda passante e o tamanho de *buffer* demandados por um agregado de fontes auto-semelhantes. Essencialmente, propõe-se um modo de computar a banda passante necessária para prover um certo requisito de perda, bem como um atraso máximo probabilístico para um agregado de fontes homogêneas. O problema estudado nessa seção pode ser definido como: *Dado um conjunto de fontes com média \bar{a}_i , desvio padrão σ_i e parâmetro Hurst H_i , qual deve ser a capacidade do canal para que o tamanho máximo da fila seja limitado por q_{max} com probabilidade ϵ ?*

Assume-se a existência de N fontes independentes com $A_H^i(t)$ definido pelos seguintes parâmetros: média \bar{a}_i , desvio padrão σ_i e parâmetro Hurst H_i para $i \in [1, N]$. O tráfego agregado é dado por $A_H(t) = \sum_{i=1}^N A_H^i(t)$. O processo envelope de cada fonte é dado por $\hat{A}_H^i(t)$. O processo envelope do tráfego agregado é dado por $\hat{A}_H(t)$. A média do tráfego agregado é dada pela soma da média de cada fonte. Da mesma forma, uma vez que as fontes são independentes, a variância do tráfego agregado é dada pela soma da variância de cada fonte. Assim, o processo envelope do tráfego agregado é definido por

$$\hat{A}_H(t) = \sum_{i=1}^N \bar{a}_i t + k \left(\sum_{i=1}^N \sigma_i^2 t^{2H_i} \right)^{1/2}$$

Substituindo $\hat{A}_H(t)$ na equação 4, tem-se:

$$k \frac{1}{2} \left(\sum_{i=1}^N \sigma_i^2 t^{2H_i} \right)^{-1/2} \left(\sum_{i=1}^N \sigma_i^2 2H_i t^{2H_i-1} \right) = c - \sum_{i=1}^N \bar{a}_i \quad (10)$$

Resolve-se a equação 10 numericamente para se obter t^* e substitui-se t^* na equação 5 para se obter q_{max} .

Além disso, combinado as equações 4 e 5, tem-se:

$$k \frac{1}{2} \left(\sum_{i=1}^N \sigma_i^2 t^{2H_i} \right)^{-1/2} \left(\sum_{i=1}^N \sigma_i^2 2H_i t^{2H_i-1} \right) - k \left(\sum_{i=1}^N \sigma_i^2 t^{2H_i-2} \right)^{1/2} + \frac{q_{max}}{t} = 0 \quad (11)$$

Usando as equações 10 e 11 pode-se responder a questão fundamental proposta no início dessa seção. Para o caso especial da multiplexação de N fontes homogêneas, o processo envelope é dado por $\hat{A}_H(t) = N\bar{a}t + \sqrt{N}k\sigma t^H$ uma vez que o parâmetro Hurst é

preservado quando N fontes idênticas são agregadas. Neste caso a equação 10 é reduzida a:

$$\frac{k(N\sigma^2 2H t^{2H-1})}{2(\sqrt{N}\sigma t^H)} = N(c - \bar{a})$$

Usando-se a mesma abordagem, computa-se t^* e q_{max} :

$$t^* = \left[\frac{\sqrt{N}k\sigma H}{N(c - \bar{a})} \right]^{\frac{1}{1-H}} = N^{\frac{1}{2(H-1)}} t_i^*$$

$$q_{max} = N(\bar{a} - c)N^{\frac{1}{2(H-1)}} t_i^* + N^{\frac{H}{2(H-1)}} N^{1/2} k\sigma (t_i^*)^H = N^{\frac{(H-1/2)}{H-1}} \hat{q}_{max}$$

onde:

$$t_i^* = \left[\frac{k\sigma H}{(c - \bar{a})} \right]^{\frac{1}{1-H}} \text{ e } \hat{q}_{max} = \hat{A}(t^*) - ct_i^*$$

t_i^* e \hat{q}_{max} correspondem a um sistema de filas com uma única fonte de entrada.

Analisa-se primeiramente o caso específico de uma única fonte. A Figura 7 mostra a probabilidade de transbordo do *buffer* em função do tamanho do *buffer* para uma utilização de 60% da linha. Compara-se a probabilidade de transbordo dada pelos modelos analíticos com a probabilidade de transbordo observada nos experimentos de simulação. É possível perceber que a probabilidade de transbordo apresentada nos resultados analíticos está bem próxima dos obtidos pelo experimento de simulação. Observou-se nos experimentos de simulação que para altos valores do parâmetro Hurst, a precisão da previsão é ainda maior. Além disso, observou-se que a precisão da estimativa de banda passante cresce com a utilização do canal.

Para avaliar a eficácia das expressões para banda passante (equações 10 e 11) define-se o ganho obtido com a multiplexação estatística como sendo a razão entre N vezes a banda passante de uma única fonte e a banda passante para N fontes. Observa-se que o ganho pode ser significativo quando se considera a multiplexação de fontes homogêneas. Na Figura 8 mostra-se o ganho com a multiplexação em uma linha operando com a capacidade de 150Mbps quando são multiplexadas fontes com taxa média de chegada de 1.1Mbps e $\sigma^2 = 0.3$ para diferentes parâmetros Hurst.

Nos experimentos realizados, observou-se um ganho expressivo para fluxos com variâncias altas em relação a fluxos com variâncias baixas. O ganho com a multiplexação aumenta com o parâmetro Hurst, especialmente para fluxos com variâncias altas. Isso pode ser entendido pelo fato de que as equações 10 e 11 levam em consideração a existência de longos períodos nos quais não ocorrem chegadas nos fluxos com altos valores para parâmetro Hurst. Conseqüentemente, eles demandam menos banda passante quando se multiplexa várias fontes do que quando se utiliza uma abordagem que não considera as vantagens da multiplexação estatística.

O ganho com a multiplexação aumenta com a variância e parâmetro Hurst bem como, com o número de fontes multiplexadas. A Figura 9 ilustra o ganho da multiplexação em função do parâmetro Hurst para 10 e 100 fontes. Observa-se claramente o benefício de levar em consideração o MaxTS quando se computa a banda passante demandada, dado que o ganho aumenta com o número de fontes. Por exemplo, o ganho com a multiplexação para $H = 0.85$ é de 1.7 com 10 fontes enquanto que com 100 fontes chega a 2.5. Observa-se

também que para altos valores do parâmetro Hurst, a diferença entre a banda passante prevista pela equações 10 e 11 e por uma aproximação que ignora a multiplexação estatística é maior. De fato, para 100 fontes nota-se que para $H = 0.6$ o ganho com a multiplexação é de 1.5 enquanto que alcança-se um ganho de 3.0 para $H=0.95$.

Comparou-se também as expressões de banda passante derivadas nesse artigo com expressões de derivadas por Kelly [9] e por Stathis e Maglaris [17]. Para comparar estas três abordagens, utilizou-se a Equação 3.35 em [9] e a Equação 6 em [17]. Utilizou-se os parâmetros de fontes de tráfego reais descrita em [17]. Na Figura 10 mostra-se o número de conexões aceitas em função da probabilidade de transbordo do *buffer*, considerando uma fonte com 1.4Mbits de taxa média, $\sigma = 0.28$, $H = 0.85$ e um *buffer* de 1000 células ATM. Pode-se ver que o número de fontes admitida prevista pelas equações 10 e 11 é igual ao número previsto pelo equação apresentada no trabalho de Kelly. Além disso, deve-se notar que chegou-se ao mesmo resultado previsto usando a teoria dos grandes desvios.

6 conclusões

Nesse artigo, introduziu-se o Balde Furado Fractal um novo mecanismo de policiamento para fontes auto-semelhantes. Mostrou-se que o BF não é capaz de monitorar esse tipo de fonte. Comparou-se o novo mecanismo com o BF e mostrou-se que o BFF é capaz de policiar acuradamente fontes auto-semelhantes bem como tem um comportamento que se assemelha àquele descrito por um mecanismo ideal. Mostrou-se também que o BFF é insensível a frequência com que o tráfego é monitorado.

Além disso, propõe-se uma maneira simples de derivar a banda passante equivalente de um agregado de fontes homogêneas. O conceito de escala de tempo de interesse tem importância destacada no trabalho. Baseando-se na escala de tempo de interesse, computa-se medidas de desempenho com pequeno esforço computacional e com acurácia igual a de resultados obtidos utilizando-se a teoria dos grandes desvios.

Agradecimentos

Este trabalho foi parcialmente financiado pelo CNPq, CNPq/PROTEM-III ALMADEM, CAPES e PRONEX. Este trabalho foi possível graças ao apoio computacional do CENAPAD/SP.

Referências

- [1] W. E. Leland, M. S. Taqqu, W. Willinger, and D. V. Wilson. On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic (Extended Version). *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2(1):1–15, February 1994.
- [2] M. Garrett and W. Willinger. Analysis Modeling and Generation of Self-Similar VBR Video Traffic. In *ACM SIGCOM*, 1994.
- [3] V. Paxson and S. Floyd. Wide Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling. *IEEE/ACM Transaction on Networking*, 3(3):226–244, June 1995.
- [4] G. Mayor and J. A. Silvester. A Trace-Driven Simulation of an ATM Queueing System with Real Network Traffic. in *Proc. of IEEE ICCCN*, 1996.

- [5] G. Mayor and J. Silvester. An ATM Queueing System with a Fraction Brownian Noise Arrival Process. *Proc. of IEEE ICC*, pages 1607–1611, 1996.
- [6] I. Norros. A Storage Model with Self-similar Input. *Queueing Systems*, 16, 1994.
- [7] N. Likhanov and B. Tsybakov. Analysis of an ATM Buffer with Self-similar (“Fractal”) Input Traffic. *Proc of SIGCOMM*, 1995.
- [8] A. I. Elwalid and D. Mitra. Effective bandwidth of General Markovian Traffic Sources and Admission Control of High Speed Networks. *Transactions on Networking*, 1(4):329–343, 1993.
- [9] F. Kelly. Notes on Effective Bandwidth. *Stochastic Networks: Theory and Applications*, 1996.
- [10] E. Rathgeb. Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM networks. *IEEE JSAC*, April 1991.
- [11] G. S. Mayor J.A. Silvester, N.L.S. Fonseca and S. P. S. Sobral. The Effectiveness of Multi-level Policing Mechanisms in ATM Traffic Control. *Proc. of IEEE International Telecommunications Symposium 96*, pages 98–102, 1996.
- [12] A. Papoulis. *Probability, Random Variables, and Stochastic Processes*. McGraw-Hill, 1991.
- [13] B. B. Mandelbrot. Long-run linearity, locally gaussian processes, h-spectra and infinite variances. *International Economic Review*, 10:82–113, 1969.
- [14] Gilberto S. Mayor N. L. Fonseca and Cesar A. V. Neto. Policing and Statistical Multiplexing of Self-Similar Sources. Technical Report IC99-01, IC-UNICAMP, 1999.
- [15] G. Mayor and J. Silvester. Providing QoS for Long-Range Dependent Traffic. *the 7th IEEE Computer-Aided Modeling Analysis and Design of Communications Link and Networks*, pages 19–28, 1998.
- [16] N. Duffield, J.T. Lewis, N. O’Connell, R. Russel, and F. Toomey. Predicting Quality of Service with Long-range Fluctuations. *Proc of IEEE ICC’95*, pages 473–477, 1995.
- [17] C. Stathis and B. Maglaris. Modeling the Self-similar Behavior of Network Traffic. *IFIP 6th Workshop on Performance of ATM Network*, 1997.

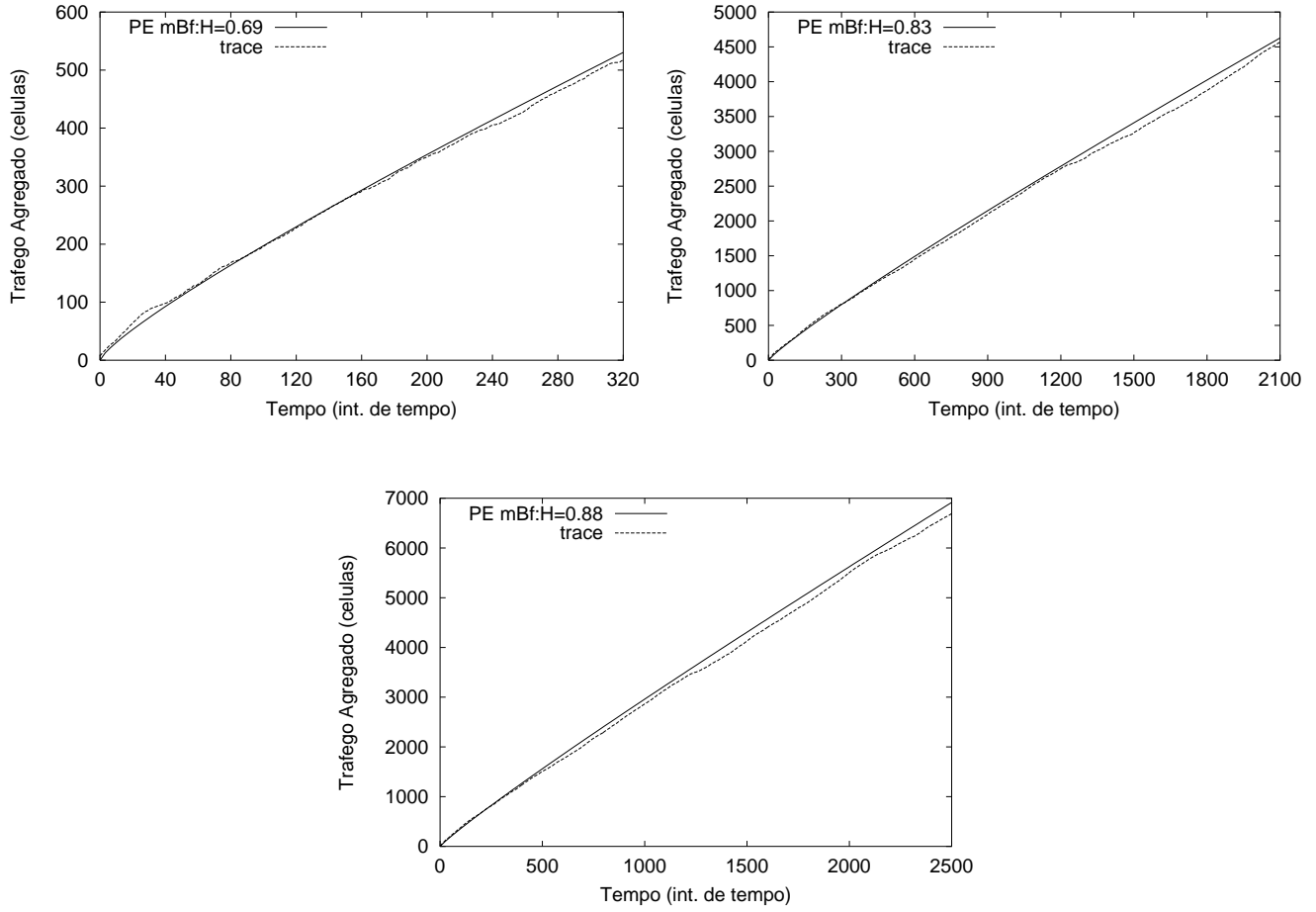


Figura 1: A precisão do processo envelope fBm de um processo fBm com $\bar{a} = 0.8$ $\sigma = 1.0$ e $\epsilon = 10^{-6}$ e diferentes parâmetros H .

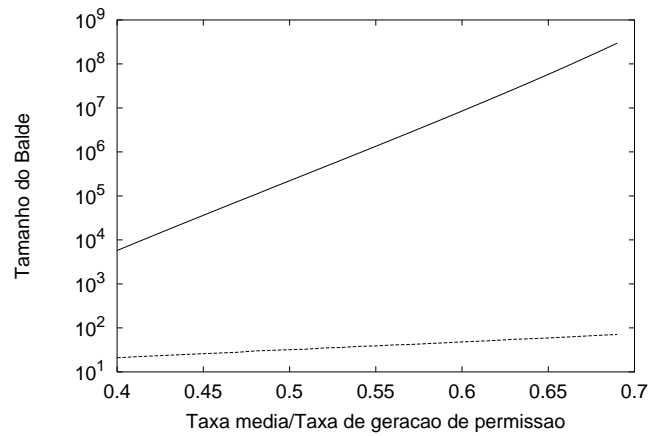


Figura 2: Tamanho do balde x a razão entre a taxa média de chegada e a taxa de geração de permissões.

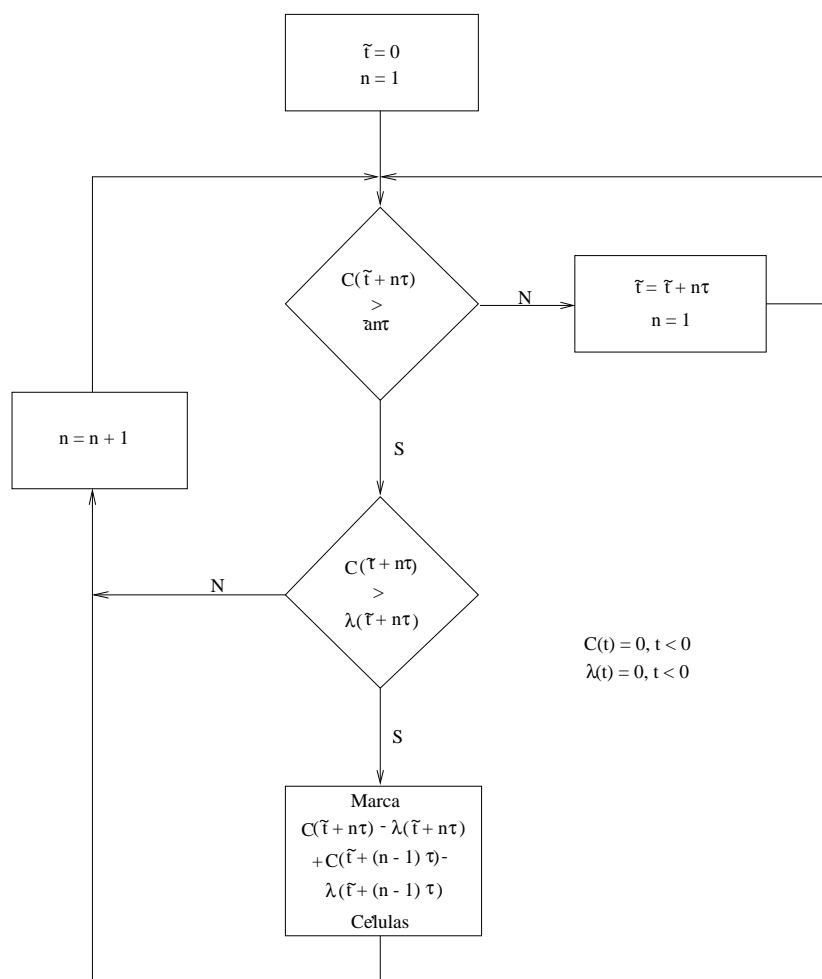
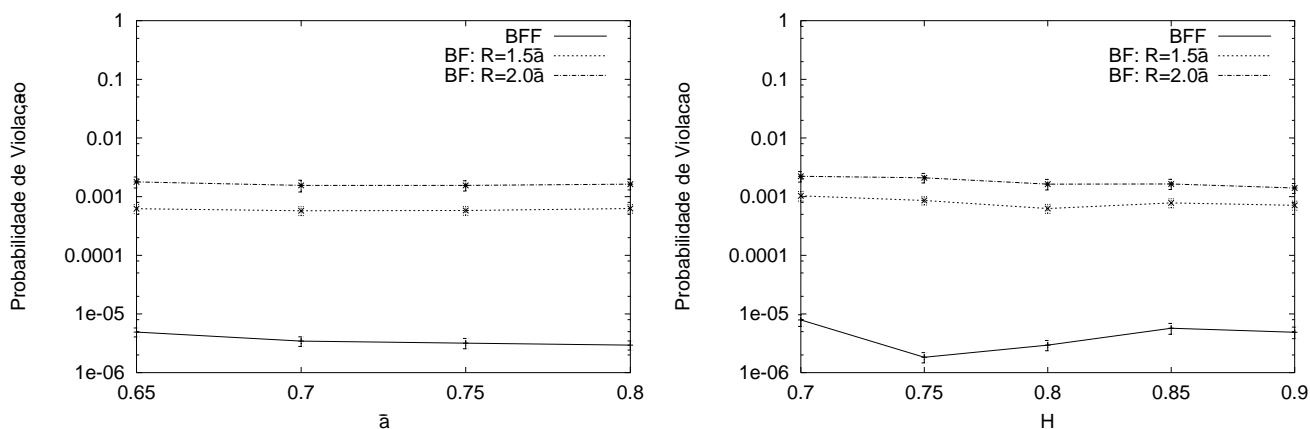


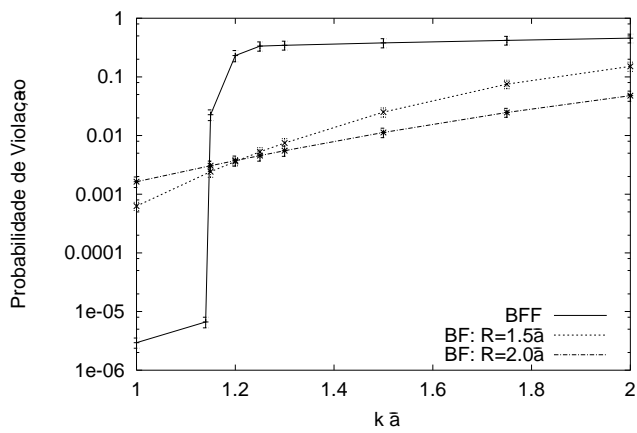
Figura 3: O Balde Furado Fractal.



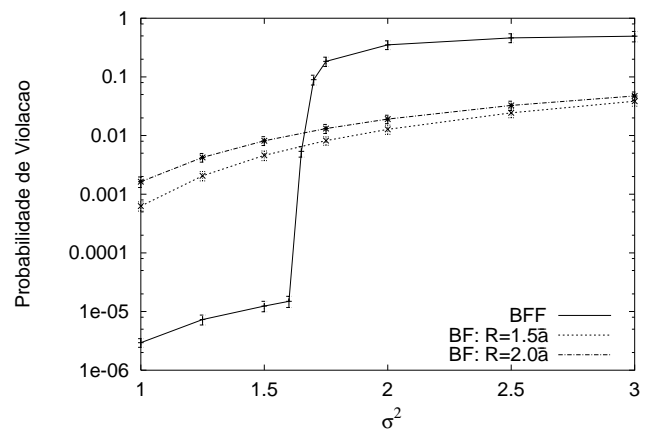
(a) Diferentes taxa média de chegadas

(b) Diferentes parâmetros Hurst

Figura 4: Uma comparação entre a probabilidade de violação apresentada pelo BFF e a probabilidade de violação apresentada pelo BF.

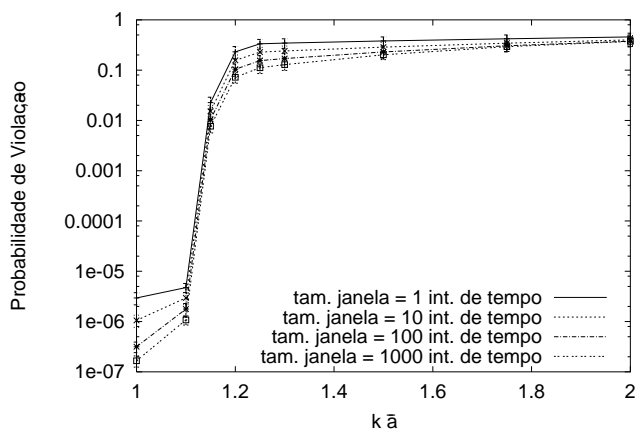


(a) Violando taxa média de chegadas

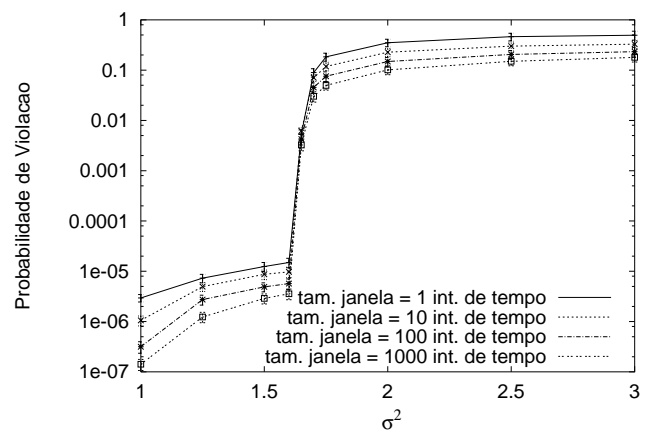


(b) Violando variância

Figura 5: Probabilidade de violação apresentada pelo BFF para fontes mal-comportadas.



(a) Violando taxa média de chegadas



(b) Violando variância

Figura 6: Sensibilidade da Probabilidade de Violação do BFF para durações diferentes da janela de tempo.

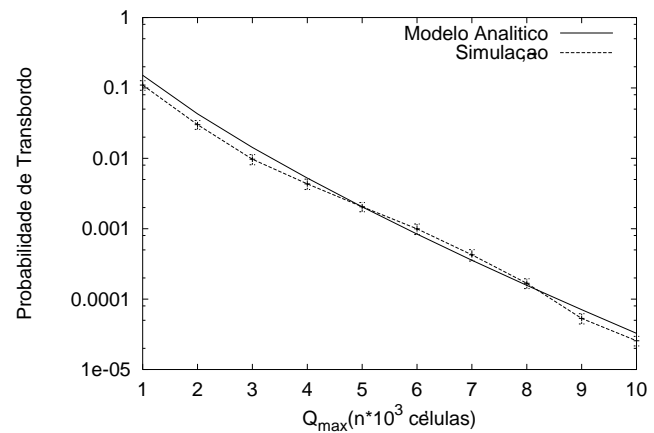
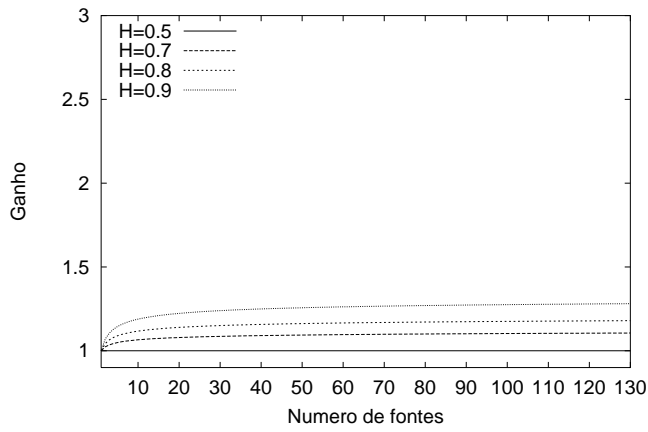
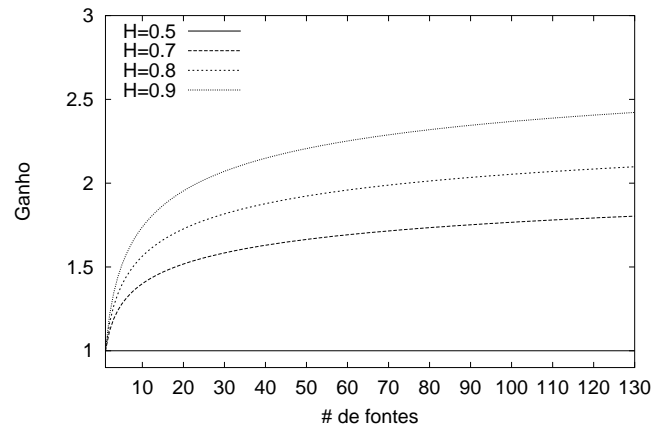


Figura 7: A precisão da probabilidade de transbordo prevista pelas equações 10/11 para uma única fonte em função do tamanho do *buffer*.



(a) Fluxos com baixa variância



(b) Fluxos com moderada variância

Figura 8: Ganho com a multiplexação para fluxos com diferentes parâmetros Hurst.

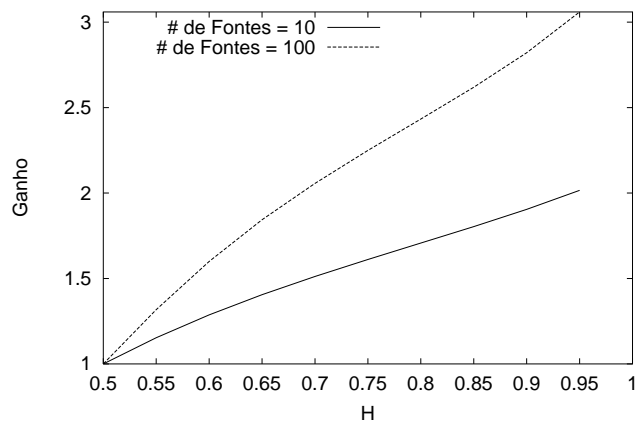


Figura 9: Ganho com a multiplexação em função do parâmetro Hurst para diferentes números de fontes.

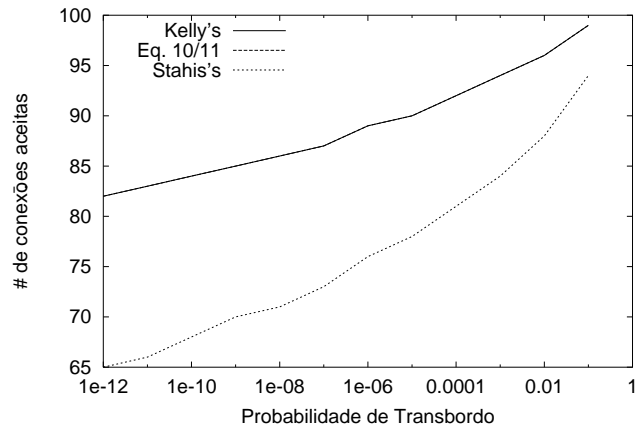


Figura 10: Comparação do número de fontes admitida da pela equação 10/11 e o trabalho em [17] e [9]. No gráfico a curva da equação 10/11 está sobreposta pela curva derivada apartir da equação 3.35 em [9].