

## Controlador Ótimo para o Gerenciamento Ativo de Filas na Arquitetura *DiffServ*

Leonardo R. Augusto<sup>1</sup>, Michele M. A. E. Lima<sup>2</sup>,  
Nelson L. S. da Fonseca<sup>1</sup>

<sup>1</sup>Instituto de Computação  
Universidade Estadual de Campinas (Unicamp)  
Caixa Postal 6176 – 13.084-971 – Campinas – SP – Brazil

<sup>2</sup>Universidade Federal de Pernambuco (UFPE)  
Caruaru, PE – Brazil

{rangel,nfonseca}@ic.unicamp.br, michelelima@ufpe.br

**Abstract.** *The Assured Service of Differentiated Services Architecture (DiffServ) is currently used for providing throughput differentiation in the Internet. In this paper, we use a non-rational approach to develop an optimal AQM controller for Assured Service PHB. Its design considers both adaptative and non-adaptative traffic. Our simulations show that the proposed controller reduces unnecessary packet drops and increases goodput.*

**Resumo.** *A "classe" de Serviço Assegurado da arquitetura de Serviços Diferenciados (DiffServ) da Internet possibilita a provisão de diferenciação de banda passante. Neste artigo, propõe-se um controlador ótimo para gerenciamento ativo de filas para a "classe" de Serviço Assegurado cujo projeto considera intrinsecamente a influência de fluxos não adaptativos na dinâmica do controle de congestionamento. Apesar de o controlador obtido ser racional, seu projeto utiliza uma abordagem não-racional, o que aumenta a precisão do modelo. Simulações demonstram que o controlador proposto reduz o descarte desnecessário de pacotes, aumentando o goodput.*

### 1. Introdução

Nos últimos anos, surgiram propostas para a provisão de Qualidade de Serviço (*QoS - Quality of Service*) na Internet, dentre as quais cita-se a arquitetura de Serviços Diferenciados (*DiffServ - Differentiated Services*). *DiffServ* possibilita o oferecimento de diferentes níveis de serviço de forma escalável. O Encaminhamento Assegurado (*AF - Assured Forwarding*), um dos modelos de provisão de *QoS* na arquitetura *DiffServ*, possibilita o desenvolvimento de estratégias para diferenciação de banda passante aos usuários.

Em [Chait et al. 2005], foi introduzido um esquema capaz de oferecer garantias de *QoS* no modelo Encaminhamento Assegurado através do uso de um par de controladores para regular a marcação e o descarte diferenciado no núcleo da rede. Os controladores usados nesse esquema, *ARM (Active Rate Management)* e *dsPI-AQM*, foram propostos em [Chait et al. 2002]. Seu desenvolvimento baseou-se na Teoria de Controle Moderno, resultando em um par de controladores *Proportional Integral (PI)* capaz de estabilizar o sistema e a garantir banda passante. O desenvolvimento desses controladores, porém, baseou-se em um modelo simplificado da dinâmica do comportamento do sistema.

A contribuição do presente trabalho é a derivação de controladores para o esquema de controle de tráfego definido em [Chait et al. 2002] baseados na Teoria de Controle Ótimo, o que leva a um modelo mais apurado da dinâmica do sistema. O valor adicionado pelo uso da Teoria de Controle Ótimo é a possibilidade de incorporar os objetivos de controle no projeto do controlador, podendo-se, assim, projetar controladores que produzam trajetórias ótimas para a estabilização do sistema ao redor do ponto de equilíbrio

Introduz-se, neste artigo, um novo mecanismo de gerenciamento ativo de filas (*AQM - Active Queue Management*) que supera as dificuldades e limitações de dsPI-AQM. Um dos aspectos peculiares do presente trabalho é o uso de controladores não-rationais para se estabilizar o sistema, considerando suas componentes dependentes do retardo, associadas ao tempo de ida-e-volta (*RTT - Round Trip Time*). O uso de controladores não-rationais supera as limitações do projeto de controladores racionais, como a garantia de estabilidade frente aos elementos de retardo do sistema. O mais interessante, no entanto, é que se consegue projetar um controlador racional a partir de uma modelagem não-razional. Além disso, a introdução de tráfego não-adaptativo na modelagem do controlador representa um avanço em relação as propostas anteriores.

Este artigo está organizado da seguinte forma. Na Seção 2, introduz-se a modelagem matemática do sistema. Na Seção 3, apresenta-se o processo de síntese do controlador. Em seguida, apresenta-se os resultados da avaliação do controlador proposto com outras propostas existentes. Finalmente, na Seção 5, conclusões são derivadas.

## 2. Modelagem do sistema de controle de congestionamento

O modelo de rede elaborado em [Chait et al. 2002] representa um domínio *DiffServ* com tráfego composto por fluxos agregados da classe AF-4 (Serviço Assegurado). Essa modelagem baseia-se na análise comportamental dos emissores de tráfego TCP Reno e na variação das filas nos roteadores. Este modelo engloba a fase prevenção de congestionamento (*congestion avoidance*) do mecanismo de controle de congestionamento do TCP e o mecanismo de retransmissão baseado no recebimento de três pacotes de reconhecimento com a mesma identidade (*triple-duplicate*).

O cenário de rede considerado, é um domínio *DiffServ* com  $m$  roteadores de borda, cada um deles servindo como agregador para um tráfego composto por  $N_j$  fluxos TCP iguais e possuindo de baldes furados (*Leaky Bucket*) com taxa de marcação  $A_j(t)$  e tamanho de balde  $b_j \gg 1, j = 1, \dots, m$ . A taxa de geração de fichas é ajustada por um controlador (ARM) que visa regular a taxa de envio bem como garantir a taxa mínima de envio negociada (*MGR - Minimum Guaranteed Rate*). Os roteadores de borda alimentam um único roteador do núcleo, que possui um enlace de saída com capacidade  $C$  e uma fila de tamanho  $q$ . Para  $0 < j < m$ , considere  $\tilde{r}_j$  como a banda mínima garantida a um determinado agregado de fluxos e  $r_j(t)$  como a taxa de transmissão de cada roteador de borda ao núcleo do domínio, sendo que  $\sum_{j=1}^m r_j = C$ .

Seja  $f_j^i(t)$  a proporção da taxa de transmissão  $r_j(t)$  que corresponde à taxa de envio de pacotes do tipo *in*, ou seja, pacotes em conformidade com o contrato estabelecido entre o provedor e o usuário. A fração do tráfego que é marcada como *in* é definida por  $f_j^i(t) = \min\left(1, \frac{A_j(t)}{r_j(t)}\right)$  e a fração do tráfego marcada como *out* (pacotes que violam os termos do contrato) é dada por  $f_j^o = 1 - f_j^i$ .

As variáveis,  $p_i$  e  $p_o$  denotam, respectivamente, as probabilidades de descarte dos pacotes *in* e *out*, e são limitados por  $0 < p_i(t)f_j^i(t) < p_o(t)(1 - f_j^i(t)) < 1$ . Dessa forma, a taxa de descarte dos fluxos *in* é sempre menor que a dos *out*. Com isso, os pacotes *out* são preferencialmente descartados na ocorrência de congestionamento. Sendo assim, os valores das probabilidades são definidos em domínios disjuntos, chamados de não sobrepostos ou *non-overlapping*:  $\hat{p}_o < 1 \Rightarrow \hat{p}_i = 0$  e  $\hat{p}_i > 0 \Rightarrow \hat{p}_o = 1$ . Chait et al [Chait et al. 2005] demonstraram que a propriedade das probabilidades de descarte serem não-sobrepostas é suficiente para se dotar o sistema de controle de tráfego com a capacidade de garantir banda passante aos usuários, ou seja os valores mínimos dados pelas MGR's.

Em um dado instante  $t > 0$ , cada fluxo TCP é caracterizado pelo tamanho médio de sua janela  $W_j(t)$  e o RTT médio,  $R_j(t) = T_j + \frac{q(t)}{C}$ . Nessa equação,  $T_j$  é uma constante que representa o tempo de propagação do meio físico e  $\frac{q(t)}{C}$  representa o tempo introduzido no RTT pelo enfileiramento de pacotes no roteador do enlace gargalo. A taxa de envio agregada  $r_j$  de cada um dos  $m$  roteadores de borda é dada por  $r_j(t) = \frac{N_j W_j(t)}{R_j(t)}$  e a variação da janela dos emissores TCP segue a seguinte equação diferencial:

$$\dot{W}_j(t) = \frac{1}{R_j(t)} - \frac{W_j(t)W_j(t - R_j(t))}{2R_j(t - R_j(t))}p(t - R_j(t)) \quad (1)$$

Nessa equação, o primeiro termo caracteriza o crescimento aditivo da janela e o segundo o decréscimo multiplicativo (AIMD - *Additive Increase Multiplicative Decrease*) do TCP Reno. Nela, a probabilidade de descarte  $p(t - R_j(t))$  é dada por  $p = \frac{A_j}{r_j(t)}p_i(t - R_j(t)) + \left(1 - \frac{A_j}{r_j(t)}\right)p_o(t - R_j(t))$

A variação do tamanho da fila no roteador do núcleo é dada como a diferença entre a capacidade do enlace (primeiro termo) e a taxa de chegada (segundo termo), determinada pelo somatório dos  $m$  agregados de tráfego:

$$\dot{q}(t) = -C + \sum_{j=1}^m \frac{N_j W_j(t)}{R_j(t)} + \omega_q(t) \quad (2)$$

A Equação (2) difere do modelo original, apresentado em [Chait et al. 2002] pela introdução do termo  $\omega_q(t)$ , que modela a influência do tráfego não adaptativo, como UDP, resultando numa modelagem mais realista do sistema.

A modelagem de dsH2-AQM tem como objetivo a regulação do tamanho da fila. Dependendo da condição em que a rede se encontra, a regulação é feita com base em relação a limiares (comprimentos de fila) convenientemente escolhidos. As condições de subprovisão e de superprovisão de uma rede são determinadas pela quantidade de garantias de banda oferecidas por um ISP a seus clientes e a capacidade da rede. O caso de uma rede superprovida ( $\sum_{j=1}^m \tilde{r}_j < C$ ) ou exatamente provida ( $\sum_{j=1}^m \tilde{r}_j = C$ ), há recursos disponíveis para sustentar as garantias oferecidas aos usuários. Nesse caso, objetiva-se manter o comprimento da fila próximo a um determinado limiar  $q_o$  preestabelecido, que ofereça ao usuário um serviço com baixo nível de atraso mas capaz de comportar as variações de fluxo da rede. Nessa condição, evita-se o descarte de pacotes *in*.

Nos casos de redes subprovidas ( $\sum_{j=1}^m \tilde{r}_j > C$ ), para sustentar garantias de banda passante, pode-se precisar descartar os pacotes *in*. Busca-se, então levar o sistema a um ponto de funcionamento que possua filas maiores, capazes de comportar o tráfego *in* na rede.

A distinção entre esses cenários requer atuações diferentes por parte dos mecanismos de controle de congestionamento. Assim, foram estabelecidos dois pontos de equilíbrio, um para as condições normais (superprovisão e exatamente provido) de operação e outro para a condição de subprovisão.

No primeiro dos pontos de equilíbrio,  $(W_{0j}, q_0, p_{o0})$ , considera-se a situação superprovidos ou exatamente providos (condições normais). A fim de satisfazer as restrições do critério *non-overlapping*, a probabilidade de descarte dos pacotes *in* deve ser nula, enquanto a probabilidade de descarte dos pacotes *out* varia entre zero e um. Por esse motivo, apenas as flutuações das variáveis  $W_{0j}$ ,  $q_0$  e  $p_{o0}$  influenciam no estado de equilíbrio.

No segundo ponto de equilíbrio,  $(W_{0j}, q_0, p_{i0})$ , com a finalidade de satisfazer as restrições do critério *non-overlapping*, enquanto a probabilidade de descarte dos pacotes *out* mantém-se igual a um, a probabilidade de descarte dos pacotes *in* varia entre zero e um. Por esse motivo, apenas as flutuações das variáveis  $W_{0j}$ ,  $q_0$  e  $p_{i0}$  são consideradas.

Apresenta-se, primeiramente, o sistema linearizado e os valores dos parâmetros de rede correspondente ao ponto de equilíbrio para um sistema superprovido ou exatamente provido. Em seguida, apresenta-se o para sistemas subprovidos.

### Primeiro ponto de equilíbrio: redes superprovidas ou exatamente providas

A partir das derivadas parciais, a linearização do sistema (1) e (2) em torno do ponto de equilíbrio  $(W_{0j}, q, p_{o0})$  para o cenário de redes superprovidas ou exatamente providas resulta em:

$$\begin{aligned} \dot{x}_{1j}(t) = & -\frac{N_j m}{C R_j^2} [x_{1j}(t) - x_{1j}(t - R_0)] - \frac{1}{R_j^2 C} x_2(t) + \frac{1}{R_j C} x_2(t - R_0) \\ & + \left( \frac{C A_{0j} R_j}{2 N_j^2 m} - \frac{C^2 R_j}{2 N_j^2 m^2} \right) u(t - R_0) \end{aligned} \quad (3)$$

$$\dot{x}_2(t) = m \frac{N_j}{R_j} x_{1j}(t) - \frac{1}{R_j} x_2(t) \quad (4)$$

Na modelagem, é considerada uma rede exatamente provida. Os  $Nm$  fluxos TCP são agregados em  $j$  fluxos com taxas  $r_j$  e garantias,  $\tilde{r}_j$ , iguais; sendo  $r_j = \frac{C}{m} = \frac{N_j W_j}{R_j}$ ,  $r_j = 12916$  pacotes/segundo.

Os valores dos parâmetros de rede escolhidos para o ponto de equilíbrio para o sistema superprovido ou exatamente provido são: tamanho do pacote: 500 bytes,  $R = 256ms$ ,  $C = 155Mbps$  (38750 pacotes por segundo). O número de roteadores de entrada foi arbitrado como sendo  $m = 3$  e o tamanho da janela TCP,  $W = 8$ , foi adotado de modo a garantir limiar inferior para o tamanho da janela para evitar o *timeouts*. A probabilidade de descarte dos fluxos *in*,  $p_i = 0.0$  e a probabilidade de descarte dos fluxos *out*,  $p_o = 0.0390625$ . Tais valores foram obtidos resolvendo a Equação (1) com os valores  $p_i = 0.0$ ,

$r = 12916$  pacotes/segundo e  $A = 2583$  pacotes/segundo. O número de fluxos TCP,  $N = 413$  fluxos por agregado  $r_j$  de tráfego, provém diretamente do estabelecimento dos valores para os parâmetros anteriormente especificado. O tamanho da fila,  $q = 2480$  pacotes, foi escolhida como sendo igual a um quarto da pelo produto banda  $x$  atraso,  $q = C.R = 9920$ . Finalmente,  $T$ , o tempo de propagação, é igual a  $T = 0.2$  segundos, de acordo com valores experimentais relatados em [Fomenkov et al. 2004].

### Segundo ponto de equilíbrio: redes subprovidas

A partir das derivadas parciais, a linearização do sistema (1) e (2) em torno do ponto de equilíbrio ( $W_{0j}, q, p_i$ ) para o cenário de redes subprovidas resulta em:

$$\begin{aligned} \dot{x}_{1j}(t) = & -\frac{N_j m}{C R_j^2} [x_{1j}(t) - x_{1j}(t - R_0)] - \frac{1}{R_j^2 C} x_2(t) \\ & + \frac{1}{R_j C} x_2(t - R_0) - \frac{C A_{0j} R_j}{2 N_j^2 m} u(t - R_0) \end{aligned} \quad (5)$$

$$\dot{x}_2(t) = m \frac{N_j}{R_j} x_{1j}(t) - \frac{1}{R_j} x_2(t) \quad (6)$$

Alguns parâmetros de rede para o ponto de equilíbrio do sistema subprovido, como tamanho do pacote,  $C$ ,  $m$ ,  $r$ ,  $W$  e  $T$  são os mesmos considerados no caso de redes superprovidas ou exatamente providas. Os demais parâmetros são:  $R = 320ms$ ;  $p_o = 1$ , e  $p_i = 0$ . A escolha dessas probabilidades objetiva garantir que todos os pacotes *out* serão descartados antes que se comece a descartar os pacotes *in*, cuja taxa de descarte pretende-se minimizar.

Baseado nos valores de  $p_i$ ,  $p_o$  e  $r$ , define-se  $A = 2513$  pacotes por segundo. O número de fluxos TCP foi definido como no caso anterior, uma vez que os demais valores já foram definidos. Assim,  $N = 516$  fluxos TCP por agregado e  $q = 6200$ .

A escolha dos valores para os parâmetros de ambos os pontos de equilíbrio foi baseada em recentes avaliações estatísticas sobre o tráfego da Internet. Essa escolha de valores feita de forma sistemática é também um diferencial do presente trabalho com relação aos demais, porém, detalhes sobre a justificativa de cada um foram omitidos devido à limitação de espaço.

### 3. Projeto dos controladores ótimos

A modelagem apresentada anteriormente estabelece dois pontos de equilíbrio para o sistema, de acordo com os dos possíveis cenários de carga. Para cada ponto de equilíbrio, é sintetizado um controlador capaz de estabilizar o sistema sob tais condições, ou seja, o controlador  $H2_{in}$ -AQM é, na verdade, composto por dois controladores, um para o cenário de redes subprovido e outro para cenários superprovidos ou exatamente providos.

O controlador  $H2_{in}$  foi desenvolvido para alcançar o ponto de equilíbrio dos cenários subprovidos enquanto que o controlador  $H2_{out}$  foi desenvolvido para alcançar o ponto de equilíbrio do cenário superprovido ou exatamente provido.

O oferecimento de garantias de banda aos clientes depende da configuração das taxas de marcação e das taxas-alvo dos Baldes Furados nos roteadores de borda. Baseado nisso, o uso dos controladores  $H2_{in}$  e  $H2_{out}$  é considerado mutuamente exclusivo.

A síntese dos controladores baseia-se em [Oliveira and Geromel 1994]. O controlador projetado reproduz em detalhes a estrutura da planta a ser controlada. Dessa forma, o problema dos controladores para sistemas lineares com atraso, incluindo fatores como sua estabilidade e objetivos de desempenho pode ser expresso e solucionado utilizando-se desigualdades matriciais lineares (LMIs - *Linear Matrix Inequalities*). Sendo assim, os parâmetros do controlador podem ser determinados a partir da solução de um problema convexo. A abordagem utilizada garante que a estabilização da planta pelo controlador implica na estabilidade do sistema de controle de congestionamento modelado. Adicionalmente, a síntese do controlador dsH2-AQM usa uma abordagem não-razional, captando com mais precisão as características da rede. Isso se traduz em uma melhor utilização dos recursos da rede, quando comparado a abordagens racionais.

### 3.1. Projeto do controlador dsH2-AQM

O sistema linear com atraso contínuo no tempo pode ser expresso no espaço de estados pelas seguintes equações:

$$\begin{aligned} \dot{x}(t) &= A_0x(t) + A_1x(t - R_0) + B_w w(t) + B_u u(t); \\ z(t) &= C_z x(t) + D_{zu} u(t); \\ y(t) &= C_y x(t - R_0) + D_{yw} w(t); \end{aligned} \quad (7)$$

Nesse sistema, todas as matrizes ( $A_\bullet$ ,  $B_\bullet$ ,  $C_\bullet$ ,  $D_\bullet$ ) são definidas apropriadamente em relação: ao vetor de estado  $x(t) \in \mathbb{R}^n$ , à entrada de controle  $u(t) \in \mathbb{R}^m$ , à entrada referente ao ruído  $w(t) \in \mathbb{R}^r$ , à saída de referência (desejada)  $z(t) \in \mathbb{R}^q$  e à saída medida  $y(t) \in \mathbb{R}^p$ . Considere que tal sistema esteja conectado a controladores do tipo:

$$\begin{aligned} \dot{\hat{x}}(t) &= \hat{A}_0 \hat{x}(t) + \hat{A}_1 \hat{x}(t - R_0) + \hat{B} y(t); \\ u(t) &= \hat{C}_0 \hat{x}(t) + \hat{C}_1 \hat{x}(t - R_0) + \hat{D} y(t); \end{aligned} \quad (8)$$

A partir de as Equações linearizadas (3) e (4) para o controlador  $H2_{out}$  e, equivalentemente, as Equações (5) e (6) para o controlador  $H2_{in}$ , pode-se definir o vetor de estados do Sistema (7) como  $x(t) \left| \begin{array}{l} mx_{1i}(t) \\ x_2(t) \end{array} \right|$

Esse conjunto de  $m + 1$  equações descreve completamente o estado do sistema.

O próximo passo é determinar as matrizes do Controlador (8) que estabilizam o Sistema (7), minimizando certas medida na saída de referência  $z(t)$ . Para isso, faz-se necessário definir os objetivos de desempenho desejados para a saída  $z(t)$ , assim como a métrica observada na saída,  $y(t)$ .

A seguir, as matrizes do espaço de estados, utilizadas no Sistema (7) são definidas. Dadas as semelhanças entre os sistemas linearizados dos controladores  $H2_{out}$ , (3) e (4), e

do controlador  $H2_{in}$ , (5) e (6), as matrizes que descrevem o comportamento de ambos os sistemas possuem o mesmo conteúdo, exceto a matriz  $B_u$ , que possui valores específicos para cada controlador.

Em cada linha da matriz  $A_0$  são inseridos os coeficientes dos termos não dependentes do atraso das equações, referentes a  $W$  e  $q$ . Sua primeira linha é definida por  $\frac{\partial g}{\partial W}$  e  $\frac{\partial g}{\partial q}$  e segunda é definida por  $\frac{\partial f}{\partial W}$  e  $\frac{\partial f}{\partial q}$ .

De forma semelhante, na matriz  $A_1$  são inseridos os termos que são dependentes do atraso do sistema. Sua primeira linha é definida por  $\frac{\partial g}{\partial W_R}$  e  $\frac{\partial g}{\partial q_R}$ . A segunda linha desta matriz é nula, já que  $\frac{\partial f}{\partial W_R} = \frac{\partial g}{\partial q_R} = 0$ .

Sendo assim, as matrizes  $A_0$  e  $A_1$  podem ser definidas como segue:

$$A_0 = \begin{bmatrix} \frac{-Nm^2}{CR_0^2} & -\frac{1}{R_0^2 C} \\ \frac{mN}{R_j} & -\frac{1}{R_0} \end{bmatrix}, A_1 = \begin{bmatrix} \frac{-N_j m^2}{CR_j^2} & \frac{1}{R_j^2 C} \\ 0 & 0 \end{bmatrix}$$

A matriz  $B_u$  refere-se à entrada de controle, a probabilidade de descarte gerada por cada controlador. No caso do controlador  $H2_{out}$ , apenas a probabilidade  $p_o$  é considerada e, para o controlador  $H2_{in}$ , apenas  $p_i$ . As matrizes  $B_u$  de cada um são dadas por:

$$B_{u_{out}} = \begin{bmatrix} -\frac{CA_{0i}R_0}{2N^2m} & -\frac{C^2R_0}{2N^2m^2} \\ 0 & 0 \end{bmatrix}, B_{u_{in}} = \begin{bmatrix} -\frac{CA_{0i}R_0}{2N^2m} \\ 0 \end{bmatrix}$$

A matriz  $B_w$ , expressa o nível máximo de ruído adotado na modelagem dos controladores. Para os dois controladores, o valor escolhido, de  $0.2C$ , permite que até 20% da capacidade do enlace seja ocupada por ruído, como tráfego UDP. Tal valor é razoável, dado que cerca de 83% de todos os bytes transmitidos pela Internet são gerados por fontes TCP [Fomenkov et al. 2004]. A matriz  $C_y$  indica que a variável controlada é o tamanho da fila  $q$ , medida no RTT anterior.  $D_{yw}$ , pondera o ruído na medição, que é, geralmente, 10% do valor presente na matriz  $B_w$ :

$$B_W = \begin{bmatrix} 0 & 0 \\ 0.2C & 0 \end{bmatrix}, C_y = [0 \ 1], D_{yw} = [0 \ 0.02C]$$

Os objetivos dos controladores dsH2-AQM são expressos através das matrizes  $C_{z0}$ ,  $C_{z1}$  e  $D_{zu}$ . Os controladores dsH2 têm como objetivos principais a garantia de banda passante e minimização da variação do retardo (*jitter*). Estes objetivos podem ser alcançados através da minimização da variação do tamanho da janela dos emissores TCP ( $W$ ) e do tamanho da fila ( $q$ ). Para isso, basta definir as matrizes  $C_{z0}$ ,  $C_{z1}$  e  $D_{zu}$  de forma que elas sejam respectivamente iguais às matrizes  $A_0$ ,  $A_1$  e  $B_u$  do Sistema linearizado (7).

### 3.2. Síntese dos controladores

Uma vez determinadas as matrizes que caracterizam o sistema, o processo de síntese transcorre da mesma forma para ambos os controladores, por meio da solução de problemas de otimização convexo baseado na solução de LMIs, resolvidos com o auxílio do software LMI Solver [M. C. de Oliveira and Geromel 2005], desenvolvido pelos autores de [Oliveira and Geromel 1994].

Definidos os objetivos do controlador, este é, então, conectado ao Sistema (7). Seja  $\bar{x}(t)$  o vetor de estado aumentado, que agrupa o vetor de estado  $x(t)$  e o vetor de estado do controlador  $\hat{x}(t)$ :  $\bar{x}(t) = \begin{bmatrix} x(t) \\ \hat{x}(t) \end{bmatrix}$

A conexão do Sistema (7) com o controlador resulta no sistema linear com atraso:

$$\begin{aligned} \dot{\bar{x}}(t) &= \mathcal{A}_0 \bar{x}(t) + \mathcal{A}_1 \bar{x}(t - R_0) + \mathcal{B}w(t); \\ z(t) &= \mathcal{C}_0 \bar{x}(t) + \mathcal{C}_1 \bar{x}(t - R_0) + \mathcal{D}w(t); \end{aligned} \quad (9)$$

onde:

$$\begin{aligned} \mathcal{A}_0 &= \begin{bmatrix} A_0 & B_u \hat{C}_0 \\ 0 & \hat{A}_0 \end{bmatrix}, & \mathcal{A}_1 &= \begin{bmatrix} A_1 + B_u \hat{D} C_y & B_u \hat{C}_1 \\ \hat{B} C_y & \hat{A}_1 \end{bmatrix}, \\ \mathcal{B} &= \begin{bmatrix} B_w + B_u \hat{D} D_{yw} \\ \hat{B} D_{yw} \end{bmatrix}, & \mathcal{C}_0 &= [ C_z \quad D_{zu} \hat{C}_0 ], \\ \mathcal{C}_1 &= [ D_{zu} \hat{D} C_y \quad D_{zu} \hat{C}_1 ], & \mathcal{D} &= D_{zu} \hat{D} D_{yw}; \end{aligned}$$

Resolvendo-se as LMI's correpondentes chega-se aos controladores ótimos. Na resolução das LMIs são realizadas várias operações sobre as matrizes do sistema. Uma operação de substituição de matrizes aqui omitida devido à limitação de espaço, permite que se chegue a um controlador cujas matrizes que agrupam os termos dependentes do retardo tenham valor próximo a zero. Sendo assim, de acordo com os resultados de [Oliveira and Geromel 1994], elas podem ser ignoradas. Tem-se, conseqüentemente, o cancelamento dos termos dependentes do retardo do sistema, e os controladores tornam-se racionais. O cancelamento do termo de atraso, quando possível, é a estratégia global ótima para solucionar o problema de minimização da norma  $H_2$  [Oliveira and Geromel 1994].

As funções de transferência obtida para os controladores  $H_{2out}$  e para o controlador  $H_{2in}$  são:

$$\begin{aligned} C_{H_{2out}}(s) &= \frac{0.045793(s + 0.0005042)}{(s + 1.07e04)(s + 1.056e - 07)}; \\ C_{H_{2in}}(s) &= \frac{0.030116(s + 0.0003085)}{(s + 1.031e04)(s + 1.283e - 07)}; \end{aligned} \quad (10)$$

A implementação digital dos controladores requer a escolha de uma frequência de amostragem  $f_s$  para a discretização dos mesmos. A fim de prover ao mecanismo de AQM a capacidade de reagir rapidamente às mudanças abruptas no tamanho da fila sem, no entanto, ser sensível a pequenas variações transientes [Floyd 2005].

Foram realizados testes com o controlador dsH2-AQM discretizado com frequência variando entre 1% e 50% da capacidade do enlace. Nesses testes, a mudança de frequência em pouco afetou os coeficientes dos controladores obtidos; conseqüentemente, optou-se pela frequência de amostragem de 10% da capacidade do enlace, valor



dsH2-AQM-Função-de-Probabilidade()

$p_0 \leftarrow$  valor definido no ponto de equilíbrio;  
 $p \leftarrow a(q - 2q_0 + q_{old}) - b.p_{old} + p_0(1 + b)$ ;  
 $p_{old} \leftarrow p$ ;  
 $q_{old} \leftarrow q$ ;

**Figure 1. Algoritmo para o cálculo da probabilidade de descarte de  $H2_{out}$  e  $H2_{in}$**

comumente adotado na literatura [Hollot et al. 2001]. As funções de transferência para os controladores no domínio- $z$  são:

$$C_{H2_{out}}(z) = \frac{a(z+1)}{z+b} = \frac{2.4822^{-6}(z+1)}{z+0.1598}; \quad (11)$$

$$C_{H2_{in}}(z) = \frac{a(z+1)}{z+b} = \frac{1.6677^{-6}(z+1)}{z+0.1417}; \quad (12)$$

Funções de transferência representam a relação entre as entradas e saídas do sistema. No caso do sistema de controle de congestionamento, a entrada é o comprimento da fila  $q$  e as saídas são as probabilidades de descarte  $p_o$  e  $p_i$ . Assim, as duas funções-transferência (11) e (12) representam a relação entre um  $\delta q$  de entrada e um  $\delta p$  de saída do controlador.

As funções de transferência entre  $\delta p = p - p_0$  e  $\delta q = q - q_0$ , podem ser convertidas em equações-diferença, em tempo discreto  $kT$ , onde  $T = \frac{1}{f_s}$ , resultando em:  $\delta p(kT) = a[\delta q(kT) + \delta q((k-1)T)] - b\delta p((k-1)T)$ . Essa representação em equações-diferença serve como base para a implementação dos algoritmos de cálculo de probabilidade dos controladores  $H2_{out}$  e  $H2_{in}$ . O algoritmo está apresentado na Figura 1.

#### 4. Resultados Numéricos

Nesta seção, são apresentados os resultados das simulações desenvolvidas a fim de avaliar o desempenho de dsH2-AQM em relação aos mecanismos dsPI-AQM [Chait et al. 2002] e RIO [Floyd and Jacobson 1993], que é o mecanismo padrão adotado na arquitetura *Diff-Serv*.

As simulações consideram um enlace congestionado, havendo simulações envolvendo tráfego exclusivamente adaptativo e outras envolvendo adicionalmente tráfego não adaptativo. Foi considerado um enlace-gargalo de 155Mbps. O tempo total de propagação nos enlaces utilizado foi de  $(T)$ : 0.192 seg, o número de Baldes Furados foi de 3 ou 4, dependendo do cenário de simulação, e o tamanho do *buffer* do roteador congestionado foi de 12400 pacotes. O tamanho do pacotes utilizado foi de 500 bytes. A janela de recepção dos nós receptores TCP foi ajustada para um valor alto (1000), de modo a desativar o controle de fluxo do TCP. Os parâmetros para o Controlador  $H2_{out}$  no ponto de equilíbrio são:  $q_0 = 2480$  pacotes,  $RTT = 0.256$  seg,  $p_i = 0.0$ ,  $p_o = 0.0390625$ . Para o Controlador  $H2_{in}$ , os parâmetros são, no ponto de equilíbrio:  $q_0 = 4960$  pacotes,  $RTT = 0.320$  seg,  $p_i = 0.0$ ,  $p_o = 1$

O agregado de tráfego TCP foi gerado pelo software TrafficGen [Rezende 2005]. O tráfego agregado de cada roteador de entrada é composto por fluxos de longa

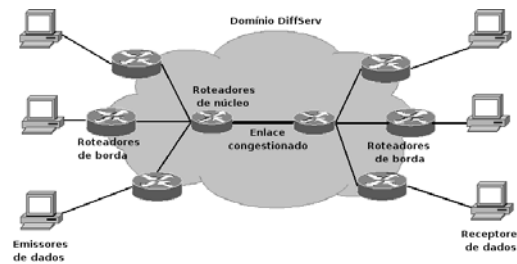


Figure 2. Topologia das simulações

duração (FTP) e de curta duração (HTTP). Gera-se o tráfego web (de curta duração) segundo uma distribuição híbrida Lognormal/Pareto, na qual o corpo (88%) é modelado por uma distribuição Lognormal e a cauda (12%) é modelada por uma distribuição Pareto [Barford et al. 1998]. A média da distribuição Pareto é 10558 e o *shape* 1.383, enquanto a distribuição Lognormal tem média 7247 e desvio padrão 28765. O tráfego FTP (longa duração) é modelado por uma distribuição exponencial com média 512KB, um valor comum para divisão de grandes arquivos que trafegam na web.

Os exemplos numéricos mostram o tamanho médio da fila, e o *goodput* por conexão. Os gráficos para essas métricas são gerados em função da carga na rede, que variou entre 0.4 e 1.0. A seguir, são descritos os cenários de simulação. Devido a limitação de espaço não serão apresentados resultados sobre o número médio de *timeouts* por conexão e a taxa de perda de pacotes. Estas duas métricas implicam diretamente no *goodput* por conexão. Comentário sobre essas métricas serão traçados.

#### 4.1. Experimentos com tráfego exclusivamente adaptativo

O primeiro grupo de experimentos compara o desempenho do dsH2-AQM com as propostas já existentes, especialmente dsPI-AQM. Nos testes, é usado o TrafficGen para gerar tráfego web similar ao utilizado por [Chait et al. 2005], no qual, apenas fontes TCP Reno são utilizadas para se gerar os dados. Assim, nestes primeiros testes, apenas esse tráfego adaptativo é considerado.

##### 4.1.1. Experimento 1

Neste experimento, foi utilizada a topologia Dumbbell como ilustrado na Figura 2. Os roteadores de entrada são equipados com Baldes Furados e controladores ARM para regular a taxa de entrada dos fluxos conformantes no domínio. Assim como em [Chait et al. 2005], foi utilizada neste experimento, uma rede 20% superprovida, com MGRs (*Minimum Guaranteed Rates*) iguais a  $x_1 = 70.5Mbps$ ,  $x_2 = 17Mbps$  e  $x_3 = 42.5Mbps$ .

Na Figura 3, nota-se que dsH2 e dsPI variam o comprimento médio da fila com o aumento da carga, o que leva a um melhor aproveitamento da banda passante disponível sem, no entanto, aumentar a taxa de descarte. Por outro lado, RIO tem como objetivo manter o comprimento da fila dentro de limiares constantes ao longo do tempo. Nota-se que, apesar de o uso de dsH2 sempre acarretar em um maior comprimento de fila, esse valor ainda é considerado baixo, correspondendo a, no máximo, 36% do tamanho da fila.

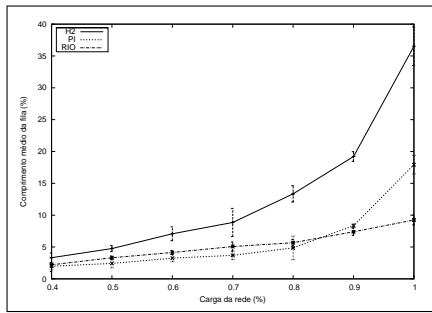


Figure 3. Comprimento médio da fila

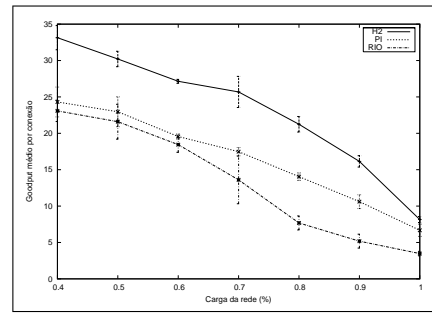


Figure 4. Goodput Médio por conexão

Na Figura 4, nota-se que o *goodput* diminui à medida que o congestionamento na rede aumenta. O *goodput* obtido pelas conexões TCP produzido por o dsH2 chega a ser 37% maior que dsPI, para cargas de 40% do enlace e 43% maior que RIO, o que é uma consequência direta de uma menor taxa de perda produzida por dsH2, também para carga de 40% do enlace. Esta diferença cai para 5% para carga igual a 1.0. No entanto, para cargas de até 0.9 esta diferença em relação a dsPI e RIO é de 5% e 10%, respectivamente.

#### 4.1.2. Experimento 2

Neste experimento, foi avaliado o desempenho dos controladores em um ambiente de rede subprovido, na qual a soma das MGRs ultrapassa a capacidade do enlace-gargalo. O cenário utilizado é o mesmo do Experimento 1 mas os MGRs de todos os agregados são aumentadas em 20%.

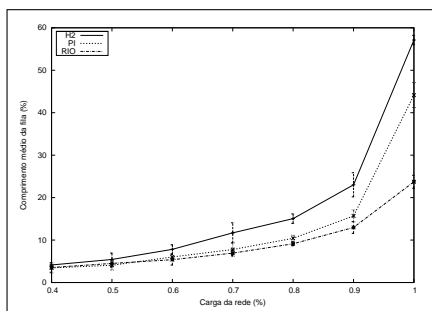


Figure 5. Comprimento médio da fila

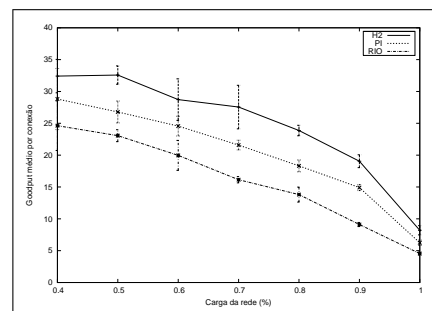


Figure 6. Goodput Médio por conexão

Na Figura 5, pode-se observar que dsH2 um maior comprimento de fila, que pode chegar a 34% em relação a dsPI ou a 123% em relação a RIO. Como se trata de um ambiente subprovido, era realmente esperado que os comprimentos de fila aumentassem em relação aos do primeiro experimento, porém, o valor máximo de 57% de utilização do *buffer*, ou seja, o controlador dsH2 não leva a situações de descarte desnecessários a fim de prevenir a formação de congestionamento. No entanto, a diferença substancial do tamanho da fila ocorre entre cargas 0.9 e 1.0.

O desenvolvimento de um controlador ótimo específico apresentou melhorias significativas no desempenho. Por exemplo, na Figura 6, observa-se que dsH2 proporciona

uma melhoria de cerca de 16% no *goodput* com relação a dsPI e de 40% em relação a RIO, para cargas entre 0.5 e 0.9.

## 4.2. Experimentos com tráfego misto

No segundo grupo de experimentos, além de tráfego adaptativo, tanto de longa duração quanto de curta duração, foi utilizado também o tráfego não adaptativo UDP. Isso torna o cenário de rede mais realista, considerando que cerca de 17% do tráfego da Internet não é TCP [Fomenkov et al. 2004]. Ao cenário-base do primeiro grupo de experimentos, foi adicionado um quarto roteador de entrada que injeta tráfego não adaptativo, UDP, no domínio *DiffServ*.

### 4.2.1. Experimento 3

Neste experimento, o desempenho dos controladores foi avaliado numa rede subprovida e sob influência de ruído gerado pelo tráfego UDP. Neste cenário, o volume de dados gerado pelo quarto agregado é mantido constante enquanto as MGRs dos demais agregados foram igualmente aumentadas em 20% com relação ao original, de forma a fazer com que a rede passasse de superprovida a subprovida.

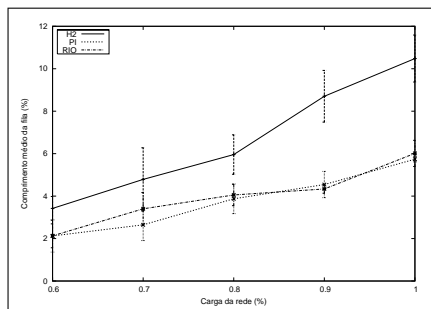


Figure 7. Comprimento médio da fila

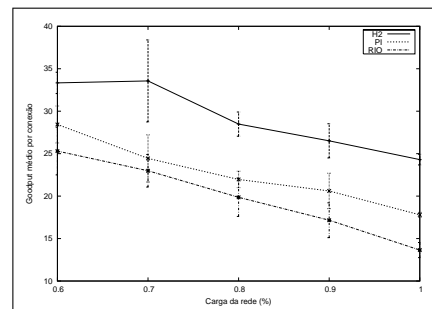


Figure 8. Goodput Médio por conexão

Na Figura 7, nota-se que, de forma geral, todos os AQMs proporcionaram comprimentos de fila notavelmente mais baixos do que em cenários sem tráfego UDP, que provoca uma maior ocorrência de descartes, e consequente diminuição da taxa de envio dos emissores TCP. Os comprimentos médios das filas de RIO e dsPI mantêm-se muito próximos entre si, porém muito distantes do comprimento médio de fila proporcionado por dsH2, que chega a ser 75% mais alto para carga de 100% na rede. Deve-se notar que a carga referenciada nos eixos horizontais das Figuras 7 a 10 corresponde a carga do TCP, ou seja, a esta deve ser somada a carga UDP de 20% para se obter a carga total da rede.

Na Figura 8, observa-se que dsH2-AQM novamente mantém o tamanho da fila em níveis adequados, mesmo que mais altos, evitando descartes desnecessários e proporcionando uma melhor utilização dos recursos disponíveis. Isso é comprovado pelo *goodput* obtido pelas conexões. Quando se emprega dsH2 chega a ser 38% maior que o de dsPI e 78% para RIO, ambos para carga 0.8. Nota-se que a diferença significativa de *goodput* ocorre até para cargas de 1.0.

#### 4.2.2. Experimento 4

Neste experimento, foi complementada a proposta do Experimento 3, avaliando o comportamento do controlador dsH2-AQM sob ruído maior que 20%, limite para o qual o controlador fora projetado.

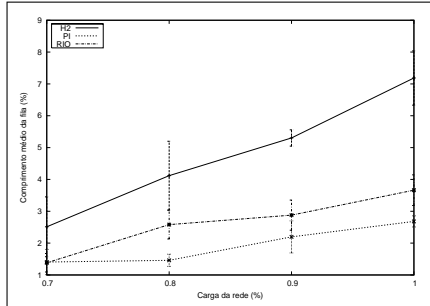


Figure 9. Comprimento médio da fila

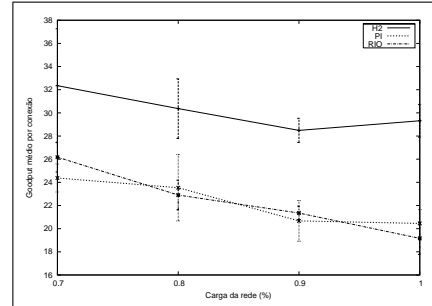


Figure 10. Goodput Médio por conexão

Na Figura 9, nota-se que o comprimento médio da fila de dsH2 chega a ser 100% maior que o de dsPI e 150% maior que o de RIO, para carga igual a 1.0 (70% de TCP e 30% de UDP). Contudo, pode-se reparar que esses valores representam uma porcentagem muito pequena da capacidade da fila, o que significa que o atraso inserido pelo enfileiramento dos pacotes sob a atuação dos três mecanismos de AQM é muito baixo diante do atraso de propagação da rede.

Na Figura 10, observa-se que, mesmo sob uma situação além dos limites para o qual fora projetado, dsH2-AQM ainda proporciona um *goodput* até 31% maior que o de dsPI e 52% para RIO, ambos para carga total da rede.

## 5. Conclusões

Neste trabalho, foi introduzido o controlador dsH2-AQM, um controlador ótimo *non-overlapping* para gerenciamento ativo de filas na arquitetura *DiffServ*, de acordo com as especificações em [Chait et al. 2005]. dsH2-AQM foi desenvolvido a partir de uma modelagem mais precisa e realista do comportamento do tráfego, com relação a dsPI-AQM, anteriormente proposto. O controlador dsH2-AQM produz *goodput* cerca de 40% maior do que dsPI-AQM, menores taxas de perda e número de RTOs dos emissores TCP.

Apesar de ter sido usada uma abordagem não-racional em seu desenvolvimento, o controlador obtido é racional, já que foi possível cancelar em sua síntese os termos referentes ao atraso. Isso configura o alcance da estratégia global ótima para solucionar o problema da minimização da norma  $H_2$ .

Em continuidade a este trabalho, pretende-se utilizar uma modelagem mais precisa do TCP, incluindo mecanismos de Partida Lenta e RTO, além de realizar simulações com cenários envolvendo múltiplos enlaces-gargalo e diferentes níveis de RTT entre os emissores. A comparação dos mecanismos de AQM, sob a influência de mecanismos de Condicionamento de Tráfego alternativos ao ARM, ainda não propostos na literatura, também se mostra como um interessante objeto de estudo.

## References

- Barford, P., Bestavros, A., Bradley, A., and Crovella, M. (1998). Changes un web client access patterns: characteristics and caching implications. Technical Report 1998-23, Boston University.
- Chait, Y., Hollot, C. V., Misra, V., Towsley, D., Zhang, H., and Cui, J. C. S. (2002). Providing throughput differentiation for TCP flows using adaptative two-color marking and two-level AQM. In *INFOCOM'02, New York, NY, USA*.
- Chait, Y., Hollot, C. V., Misra, V., Towsley, D., Zhang, H., and Cui, J. C. S. (2005). Throughput differentiation using coloring at the network edge and preferential marking at the core. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 13(4):743–754.
- Floyd, S. (2005). Metrics for the evaluation of congestion control mechanisms. IETF Draft draft-floyd-transport-metrics-00.txt.
- Floyd, S. and Jacobson, V. (1993). Random early detection gateways for congestion avoidance. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1(4):397–413.
- Fomenkov, M., Keys, K., Moore, D., and Claffy, K. (2004). Longitudinal study of internet traffic in 1998-2003. In *AICPS, Cancun, Mexico*.
- Hollot, C. V., Misra, V., Towsley, D. F., and Gong, W. (2001). On designing improved controllers for aqm router supporting TCP flows. In *IEEE INFOCOM'01, Anchorage, Alaska, USA*, pages 1726–1734.
- M. C. de Oliveira, D. P. F. and Geromel, J. C. (2005). LMI solver. <http://www.dt.fee.unicamp.br/~mauricio/software.html>.
- Oliveira, M. C. and Geromel, J. C. (1994). Synthesis of non-rational controllers for linear delay systems. *Automatica*.
- Rezende, J. (2005). Trafficgen. <http://www.gta.ufrj.br/~rezende>.