

ALOCAÇÃO DE CAPACIDADES E CONTROLE DE TRÁFEGO EM REDES MTA

José Augusto Suruagy Monteiro
Universidade Federal de Pernambuco
Departamento de Informática
Caixa Postal 7851
50739 Recife-PE

Sumário

Em redes digitais de serviços integrados de banda larga (RDSI-BL) implementadas utilizando-se o Modo de Transferência Assíncrono (MTA), é obtido um certo ganho estatístico através da multiplexação de diversas conexões num mesmo canal. Os mecanismos de controle de congestionamento para redes convencionais de comutação por pacotes não são apropriados por causa das altas velocidades e dos tempos de resposta correspondentes. É portanto necessário encontrar novas alternativas. Uma destas alternativas é a combinação dos mecanismos de controle de admissão e de tráfego. O ganho estatístico da multiplexação em redes MTA pode ser estudado tanto para fontes homogêneas como fontes heterogêneas ao nível de célula. Através do uso de métodos analíticos obtemos a capacidade que deve ser alocada num multiplexador com armazenamento finito tanto para fontes de tráfego em explosões (*bursts*) como tráfego com taxa variável de transmissão (TVT) de modo a obtermos um certo Nível De Serviço (NDS), expresso pela probabilidade de perda de células. O conhecimento da capacidade necessária por fonte pode ser usado pelo mecanismo de controle de admissão de modo a decidir pela aceitação ou não de uma nova conexão ainda garantindo o NDS desejado. No entanto, este NDS será de fato obtido apenas se as fontes envolvidas obedecerem aos parâmetros de tráfego especificados durante o estabelecimento da conexão. Os mecanismos de controle de tráfego (ou mecanismos de *policimento*) têm a função de garantir que as fontes respeitem a especificação inicial. Neste artigo usamos simulação para compararmos a eficácia de mecanismos de controle de tráfego, propostos na literatura com dois novos mecanismos.

Abstract

In broadband ISDN implemented using the Asynchronous Transfer Mode (ATM), a statistical gain is obtained by multiplexing several sessions on the same channel. Congestion mechanisms for conventional packet switching networks are no longer applicable because of the high speeds and reaction times involved. Therefore, we have to find new approaches. One such approach is the combination of admission control and traffic enforcement mechanisms. The statistical multiplexing gain in ATM networks can be studied for both homogeneous and heterogeneous traffic sources at the cell level. Using analytic methods we obtain the required bandwidth, for bursty as well as variable bit rate sources in a finite buffer multiplexer in order to achieve a given Grade Of Service (GOS), expressed by the cell loss probability. This knowledge of the bandwidth required by a source can be used by the admission control mechanism in order to decide whether or not a new call can be accepted still guaranteeing the Grade Of Service (GOS). However, this GOS will be achieved only if the sources comply with the parameters specified at call set-up. Traffic enforcement mechanisms (a.k.a., Input Rate Control (IRC) or *policing* mechanisms) have the function of assuring that the sources abide by their initial specification. In this paper we use simulation, to compare the effectiveness of several policing mechanisms some of which have been previously proposed and some new ones.

1 Introdução

O Modo de Transferência Assíncrono (MTA) é a tecnologia de comutação e multiplexação que o CCITT (Comitê Consultivo Internacional de Telefonia e Telegrafia) escolheu como solução para a implementação de RDSI de banda larga [1,2]. As redes MTA utilizam unidades de dados de comprimento fixo denominadas de *células* que são roteadas independentemente de acordo com os seus endereços de destino. As vantagens de se utilizar o MTA reside na sua flexibilidade em acomodar uma variedade de serviços (incluindo serviços futuros) e no ganho estatístico obtido pela multiplexação de fontes de tráfego não periódico.

Dizemos que uma fonte produz tráfego em explosões (ou *rajadas*) se ela intercala períodos ativos (durante os quais transmite à taxa de *pico*) com períodos inativos (durante os quais permanece em silêncio). Diversas fontes de tráfego apresentam este comportamento. Os exemplos mais conhecidos são a digitalização de voz com detecção de silêncio e a transmissão de imagens.

Os mecanismos de controle de congestionamento para redes convencionais de comutação por pacotes tais como o controle de fluxo e pacotes de sufoco (*choke*) não são mais apropriados por causa das altas velocidades e dos tempos de resposta correspondentes. É portanto necessário encontrar novas alternativas.

Cooper e Park [3] classificam as funções de controle de congestionamento para redes MTA em quatro áreas: controle de admissão, gerenciamento da memória (*buffer*) e da fila, controle de tráfego e controle reativo. O controle de admissão consiste em decidir se uma nova conexão pode ser aceita e ainda assim garantir o nível de serviço desejado. O controle de admissão é também responsável por manter a probabilidade de bloqueio de novas chamadas abaixo de um valor máximo. O gerenciamento da memória e da fila dizem respeito à ordenação das células a serem processadas pelo nível MTA. A função de controle de tráfego (ou *policimento*) é responsável por verificar se as fontes estão obedecendo aos parâmetros especificados durante o estabelecimento da conexão. Finalmente, enquanto o controle de tráfego é uma função preventiva, o controle reativo tem a função de aliviar o congestionamento existente. Neste artigo nos concentraremos na alocação de capacidades e no controle de tráfego.

O ganho estatístico da multiplexação em redes MTA pode ser estudado tanto para fontes homogêneas como para fontes heterogêneas de tráfego ao nível de célula. Através do uso de métodos analíticos obtemos a capacidade que deve ser alocada num multiplexador com armazenamento finito tanto para fontes de tráfego em explosões (*bursts*) como tráfego com taxa variável de transmissão (TVT) de modo a obter um certo Nível De Serviço (NDS), expresso pela probabilidade de perda de células. O conhecimento da capacidade necessária por fonte pode ser usado pelo mecanismo de controle de admissão de modo a decidir pela aceitação ou não de uma nova conexão ainda garantindo o NDS desejado. No entanto, este NDS será de fato obtido apenas se as fontes envolvidas obedecerem aos parâmetros de tráfego especificados durante o estabelecimento da conexão. Os mecanismos de controle de tráfego (ou mecanismos de *policimento*) têm a função de garantir que as fontes respeitem a especificação inicial.

Na Seção 2 é formulado o problema de alocação de capacidades. São apresentados ainda alguns resultados para fontes de tráfego em explosões e estratégias para o controle de admissão. A Seção 3 apresenta os mecanismos de controle de tráfego que são comparados na Seção 4. Finalmente, a Seção 5 contém as nossas conclusões e sugestões para trabalhos futuros.

2 Alocação de Capacidades

Nesta Seção nós formulamos o problema de alocação de capacidades, apresentamos alguns resultados para fontes de tráfego em explosões e algumas estratégias propostas na literatura para o controle de admissão. Nós seguimos de perto a apresentação feita em [4].

2.1 Formulação do Problema

Nós formulamos o *problema de alocação de capacidades* da seguinte forma: dada uma mistura de N fontes distintas que compartilham um mesmo canal de transmissão, com memória (*buffer*) de comprimento K , deseja-se encontrar a capacidade W do canal que deve ser alocada a esta mistura de tráfego de modo a satisfazer um dado Nível De Serviço (NDS).

A mistura das N fontes distintas é representada pela S-upla (n_1, n_2, \dots, n_S) onde os n_i 's são os números de fontes de tipo i , S é o número de tipos distintos de fontes e $N = \sum_{i=1}^S n_i$. O NDS desejado é definido como sendo a probabilidade de perda de células (P). Em redes MTA um valor típico para P é 10^{-9} .

Nós expressaremos a capacidade alocada ao canal pelo *fator de expansão*, R , definido [5] como sendo a relação entre a capacidade alocada (W) e a taxa média total produzida pelas N fontes:

$$R = \frac{W}{\sum_{i=1}^S n_i B_m^i} \quad (1)$$

onde B_m^i é a taxa média da fonte de tipo i .

O fator de expansão nos dá uma medida da capacidade adicional (em relação à média) que deve ser alocada ao tráfego de entrada para fazer face à sua *explosividade* (*burstiness*) (b) definida como sendo a relação entre as taxas de pico e média (ou seja, $b = B_p/B_m$). Note que $R = \frac{1}{\rho}$, onde ρ é o fator de utilização do multiplexador.

Devido ao efeito de multiplexação, podemos esperar que ao aumentarmos o número de fontes de tráfego, o fator de expansão diminuirá até alcançar o valor $R = 1$. Para fontes de tráfego em explosão de um único tipo uma alocação da capacidade de pico corresponde a $R = b$, enquanto que o limite inferior (inalcançável) é $R = 1$.

2.2 Método de Solução

Uma boa quantidade de trabalhos relacionados a modelos para multiplexadores estatísticos apareceu recentemente na literatura. Kawashima e Saito [6] resumem as principais questões relacionadas ao tráfego em redes MTA e enumeram os diversos modelos estatísticos propostos para voz e imagem. Alguns destes modelos são válidos apenas para fontes de voz enquanto que outros são válidos tanto para fontes de voz como para fontes de vídeo. Entre estes últimos encontram-se o *Markov Modulated Poisson Process* (MMPP) [7,8], e o modelo de chegada e serviço uniformes (*Uniform Arrival and Service - UAS*) [9,7,10,11,12,13].

Dados uma alocação de capacidades, número de fontes idênticas de tráfego em explosão e comprimento da memória (*buffer*), podemos encontrar a probabilidade de perda de células P utilizando o modelo de chegadas e serviço uniformes com memória finita, descrito em [10].

O modelo UAS é uma aproximação de fluxo contínuo do estado de um multiplexador onde a divisão em pacotes não é levada em conta. Os bits de dados fluem para o multiplexador a uma taxa que depende do número de fontes ativas, e bits saem do multiplexador a uma taxa constante de serviço. Uma abordagem baseada em equações que descrevem o estado futuro é usada para derivar uma equação diferencial que é resolvida através de métodos numéricos (no caso de memórias finitas) para obter a distribuição de equilíbrio do comprimento da memória utilizada e do número de fontes ativas.

No nosso problema queremos determinar qual é a capacidade mínima que satisfaz o NDS (probabilidade de perda de células) desejado. O nosso algoritmo procura o valor apropriado de capacidade usando um método de interpolação logarítmica na região $N.B_m < W < N.B_p$, que corresponde a $1 > P > 0$, onde P é a probabilidade de perda de células. A busca termina quando o NDS é satisfeito dentro de uma dada tolerância.

2.3 Resultados Numéricos

A Figura 1 compara os resultados de simulações apresentados em [5] com resultados obtidos utilizando-se o modelo UAS para fontes de tráfego em explosão com comprimento médio do período ativo $L = 100$ células, comprimento de uma célula $n_{célula} = 36$ bytes, comprimento da memória $K = 50$ células (correspondente a um atraso máximo de $100\mu\text{sec}$), e uma probabilidade de perda de células $P = 10^{-5}$. O valor escolhido para P foi muito maior do que o valor típico desejado. Esta escolha foi feita para limitar o tempo máximo de execução das simulações.

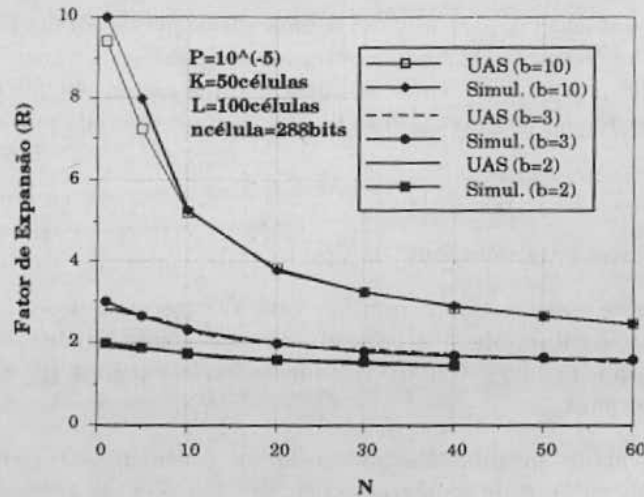


Figura 1: Comparação entre resultados obtidos através de simulação e do modelo UAS.

A Figura 1 exibe uma concordância quase perfeita entre resultados obtidos através de simulação e do modelo UAS. Naturalmente com o modelo UAS os resultados são obtidos muito mais rapidamente. Como as hipóteses nas quais o modelo é baseado permanecem válidas ao reduzirmos P , podemos assumir que o modelo será igualmente preciso para valores de P muito menores. Portanto, o modelo UAS pode ser utilizado para se proceder a uma análise de sensibilidade do fator de expansão com os parâmetros da fonte e do multiplexador, e o que é mais importante, para se obter resultados para $P = 10^{-9}$. Estes resultados não são obtidos facilmente através de simulação por causa dos tempos proibitivos de execução.

Os resultados da análise de sensibilidade apresentados em [4] são resumidos a seguir. Com relação ao efeito da explosividade das fontes na multiplexação estatística, como era de se esperar, quanto maior for a explosividade, maior será o efeito da multiplexação (ou seja, o fator de expansão decrescerá mais acentuadamente com o aumento do número de fontes).

A seguir nós estudamos a sensibilidade de R em relação ao comprimento da memória K e do comprimento médio das explosões L . Em [4] nós mostramos que o aumento do fator de expansão é mais significativo para comprimentos médios de explosões na faixa $1 \leq L \leq K$ do que para valores maiores ($L > K$). Isto pode ser explicado pelo fato de que enquanto o comprimento médio do período de explosão de uma dada fonte for menor do que o comprimento da memória a perda de células será muito baixa, porque todas as células geradas podem ser armazenadas. No entanto, quando o comprimento médio do período de explosão torna-se maior do que o comprimento da memória, deve ser feita uma alocação de capacidades de modo que as células sejam servidas na mesma taxa de chegada (para que a probabilidade de perda de células P seja limitada). Portanto, a este ponto o comprimento médio do período de explosão não é mais crítico.

Também observamos que R não depende de K e L independentemente e sim através da relação entre eles. Em outras palavras, se multiplicarmos tanto K como L por um mesmo fator, R permanecerá inalterado.

2.4 Controle de Admissão

Os resultados da alocação de capacidades podem ser usados para se criar estratégias de controle de admissão. Se o tráfego de entrada fosse homogêneo, poderíamos obter imediatamente o número máximo de fontes $x_i^{máx}$ de tipo i que podem ser multiplexadas num canal de capacidade C e ainda assim satisfazer o NDS desejado, através da seguinte equação recursiva:

$$x_i^{máx} = \frac{C}{R_i(x_i^{máx})B_m^i} \quad (2)$$

Como as redes MTA serão usadas para atender a uma variedade de serviços, em geral, o tráfego aplicado a um canal não é homogêneo. De modo a obter uma região viável de mistura de tráfegos não-homogêneos, Akhtar [14] propôs uma aproximação linear na qual assume-se que cada fonte necessita da mesma alocação de capacidades que necessitaria se o canal fosse ocupado por fontes do seu mesmo tipo. Ou seja,

$$V_i = R_i(x_i^{máx})B_m^i = \frac{C}{x_i^{máx}}, \quad (3)$$

onde, V_i é a capacidade efetiva para cada fonte de tipo i .

Resultados analíticos e de simulação mostram que esta alocação é muito otimista [15]. Isto é, a capacidade efetiva por fonte é subestimada, e portanto, se toda a capacidade do canal for alocada, o NDS desejado não será obtido. Decina e Toniatti [16] sugerem o uso de uma aproximação quase-linear com um coeficiente de segurança.

Uma alocação de capacidades pessimista seria aquela que considerasse o efeito de multiplexação apenas dentro de cada subconjunto de fontes homogêneas. Ou seja, se avaliássemos a capacidade necessária a cada subconjunto independentemente e depois as somássemos para obter a capacidade total. Este seria obviamente um limite superior já que não levamos em conta o ganho estatístico devido à multiplexação de todas as fontes com características de tráfego diferentes.

Gallassi et al. [5,17] propuseram uma regra denominada de *Regra Relacionada com a Classe* (RRC) que fornece um melhor limite superior. Nesta regra o limite superior é tomado como sendo o mínimo entre o limite superior acima (pessimista) e a alocação de capacidades que se faria caso o tráfego médio total fosse gerado por fontes do tipo da que tem a maior explosividade.

Dziong et al. [15] propuseram uma aproximação não-linear que exhibe uma boa concordância com resultados obtidos através da utilização do modelo MMPP para fontes de tráfego em explosão tanto homogêneas como heterogêneas.

A Figura 2 apresenta os resultados obtidos através de simulação da multiplexação estatística de fontes de tráfego em explosão e fontes de taxa variável de transmissão (TVT). As fontes TVT têm uma explosividade $b_i = B_p^i/B_m^i = 10,575\text{Mbps}/3,9\text{Mbps} = 2,71$. As fontes de tráfego em explosão têm explosividade $b = 10$, taxa de pico $B_p = 10\text{Mbps}$ e comprimento de período de explosão $L = 100$ células. Nos resultados analíticos e aproximados assumimos que o número de fontes é uma variável contínua enquanto que na simulação ele pode assumir apenas valores discretos.

Através da comparação com resultados de simulação observamos que a aproximação linear é realmente otimista, o limite superior é muito pessimista, enquanto que a aproximação não-linear proposta por Dziong et al. [15] exhibe uma boa concordância. Trabalhos mais intensivos são necessários de modo a determinar se a aproximação de Dziong é o bastante, ou se deve ser procurada uma aproximação melhor.

3 Controle de Tráfego

Como mencionamos anteriormente, o nível de serviço desejado (probabilidade de perda de células) será obtido apenas se as fontes obedecerem aos parâmetros especificados durante o estabelecimento da

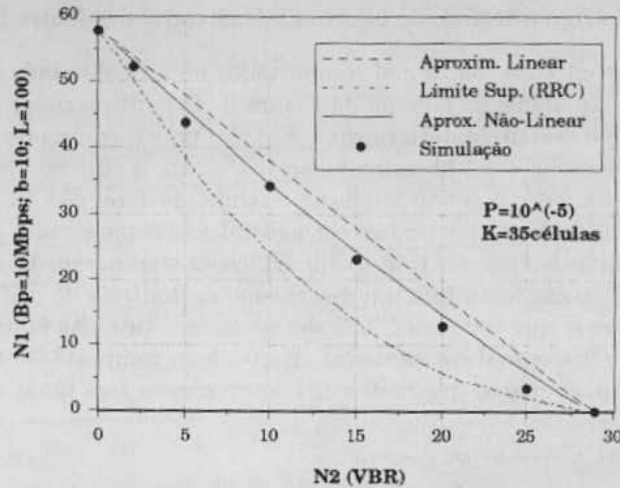


Figura 2: Mistura de Tráfego em explosão e de taxa variável.

conexão. Portanto, a rede deve implementar mecanismos especiais de controle de tráfego, denominados de controle de tráfego de entrada (CTE) ou mecanismos de *policimento*. Nesta Seção e na seguinte, seguimos de perto a apresentação feita em [18].

3.1 O Mecanismo CTE Ideal

O mecanismo ideal de controle de tráfego de entrada (CTE) é aquele que marca ou deleta todas e tão somente as células mal comportadas (ou seja, células que excedam a média) [19].

Portanto, um mecanismo de policimento ideal não deveria marcar nem descartar nenhuma célula de fontes que estejam transmitido a taxas inferiores ou iguais à nominal, e deveria marcar uma fração $(\sigma - 1)/\sigma$ das células, onde σ é a taxa média normalizada em relação à taxa nominal ($\sigma \geq 1$).

Como veremos a seguir, nem todos os mecanismos propostos de controle de tráfego de entrada são apropriados para descartar células mal comportadas. Eles ou descartam um número razoável de células bem comportadas ou deixam passar muitas das células mal comportadas. Por outro lado, devido ao efeito de multiplexação, o multiplexador – e em última análise, a própria rede – podem ser capazes de absorver uma boa percentagem das células mal comportadas sem que o tráfego das células bem comportadas seja prejudicado, aumentando, portanto, a vazão da rede. Isto sugere que é melhor marcar células do que descartá-las. Pelo fato de apenas marcarmos e não descartarmos células no ponto de entrada é que podemos até marcar um número razoável de células bem comportadas sem o risco de deteriorarmos demasiadamente as suas probabilidades de perda. De qualquer modo, o comportamento ideal seria aquele de não marcar nenhuma célula bem comportada.

No entanto, um dos custos deste esquema é que ele necessita que sejam implementados mecanismos de tratamento de prioridades em todas as filas da rede. O esquema de prioridades funciona da seguinte forma: uma célula não-marcada (de alta prioridade) é bloqueada apenas se a fila estiver cheia e todas as células da fila forem também não-marcadas. Além do mais, se houver ao menos uma célula marcada (de baixa prioridade) numa fila cheia quando a célula não-marcada chegar, a última célula marcada é removida da fila (e descartada) e a célula não-marcada é colocada na fila. Por outro lado, uma célula marcada que encontrar a fila cheia é sumariamente descartada.

Um outro modo de medir o desempenho dos mecanismos de controle de tráfego de entrada é pelo efeito que o tráfego mal comportado exerce sobre o tráfego bem comportado. No caso ideal não deveria haver nenhum efeito sensível. No entanto, com o uso dos mecanismos CTEs propostos ou uma quantidade considerável de células bem comportadas são marcadas, o que aumenta suas probabilidades de serem descartadas, ou uma quantidade razoável de células mal comportadas não

são marcadas, interferindo com o tráfego de células não marcadas das fontes bem comportadas.

De modo a estudar o efeito das fontes mal comportadas na probabilidade de perda de células das fontes bem comportadas, simulamos o sistema da Figura 3. O multiplexador (MUX) – uma das filas da rede – se comporta como descrito anteriormente. Ele tem uma memória de 35 células, e a sua taxa de serviço foi projetada de modo a se obter um $NDS=10^{-4}$, para o número desejado de fontes (n_{fnt}). A escolha de $NDS=10^{-4}$ foi feita de modo a reduzir o tempo de execução da simulação. No entanto, n_{fnt} é o número de fontes idênticas que podem ser multiplexadas num canal de 150Mbps de modo a se obter $NDS=10^{-9}$. Para uma fonte de tráfego em explosões com parâmetros $B_p=10$ Mbps, $b=10$ e $L=100$, n_{fnt} é igual a 34. Cada fonte tem um mecanismo de controle de tráfego de entrada (CTE). Em cada simulação assume-se que todos os CTEs são do mesmo tipo. As fontes estão divididas entre fontes bem comportadas e fontes mal comportadas. Fontes bem comportadas têm taxa média B_m , de acordo com a especificação, enquanto que fontes mal comportadas têm taxas $B'_m = \sigma B_m$.

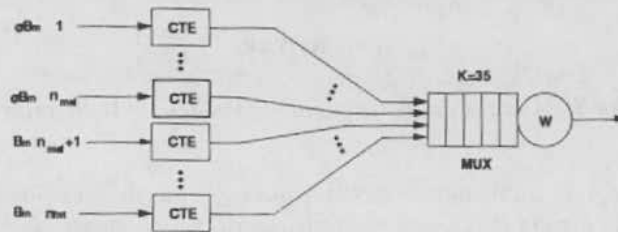


Figura 3: Sistema simulado.

A taxa média modificada é obtida modificando-se a média dos períodos ativos e inativos mantendo o período médio do ciclo constante (ou seja, $T + S = T' + S'$), da seguinte forma:

$$T' = \sigma T \quad (4)$$

$$S' = (1 - \sigma)T + S \quad (5)$$

3.2 Mecanismos de Controle de Tráfego de Entrada

Nesta Seção nós apresentamos alguns dos mecanismos de policiamento que foram propostos na literatura, tais como as janelas móveis, as janelas saltitantes, e o mecanismo de vaso furado (*leaky bucket*), assim como dois novos mecanismos denominados de contadores de pico [20].

3.2.1 Janelas Saltitantes e Janelas Móveis

O mecanismo de *Janela Saltitante* (JS) consiste basicamente em contar o número de células geradas durante um determinado intervalo de tempo (o tamanho da janela) e marcar ou deletar aquelas células que estiverem acima de um determinado valor máximo. No final do intervalo, o contador é reinicializado e é dado início a uma nova janela. O problema com a JS é que com a reinicialização o mecanismo perde a história passada (mesmo próxima) da fonte de tráfego. No entanto, se a janela for suficientemente larga, esta perda de história pode não causar nenhum problema.

No mecanismo de *Janela Móvel* (JM) a janela, como o próprio nome diz, move no tempo contabilizando o número de células que foram transmitidas durante o último intervalo (o tamanho da janela). Mais uma vez, as células que estiverem acima do máximo desejado serão marcadas ou descartadas.

Em termos de implementação, a janela móvel é mais cara porque requer que o mecanismo se recorde não apenas do número de células na janela mas também de seus instantes de chegada, para que a janela possa ser atualizada corretamente. Este requisito é especialmente caro para janelas largas.

3.2.2 Vaso Furado

O mecanismo de Vaso Furado (VF) (*Leaky Bucket*) [21,22] é um mecanismo de policiamento bastante conhecido para redes MTA. O coração do vaso furado é uma pseudo fila – um contador – que é incrementado toda vez que chega uma célula da fonte que está sendo monitorada, e é decrementado a uma taxa constante B_e (taxa de decretação). O contador tem um valor máximo Q (o comprimento da pseudo-fila). As células que ao chegar encontrarem o contador no seu valor máximo são descartadas.

Algumas variantes deste esquema básico foram propostos na literatura. Uma destas variantes é o Vaso Furado Virtual (*Virtual Leaky Bucket*) [5] onde as células que encontram o contador no seu valor máximo não são descartadas mas simplesmente marcadas.

3.2.3 Contadores de Pico

O *Contador de Pico* (CP) é um mecanismo de controle de tráfego de entrada onde a decisão de marcar (ou descartar) células é baseada no período de tempo que a fonte de entrada esteve operando acima de sua taxa nominal (definida durante o estabelecimento da conexão).

Este mecanismo é implementado com dois contadores. O primeiro (o contador de tráfego médio) é semelhante à pseudo-fila do mecanismo de Vaso Furado e é usado para capturar o comportamento médio da fonte de entrada. O segundo deles (o contador de pico) basicamente controla o intervalo de tempo que o primeiro contador esteve trabalhando acima de seu limiar. Ou seja, o quanto a fonte de entrada esteve gerando células acima da sua taxa nominal (T_m). O valor do segundo contador varia de zero a um valor máximo (T_{pc}). O seu valor é incrementado a uma taxa constante enquanto o contador de tráfego médio estiver trabalhando acima do limiar. Do contrário, ele é decrementado à mesma taxa constante. Uma célula que ao chegar encontrar o segundo contador no seu valor máximo é marcada.

Há duas variantes deste mecanismo. Na primeira (CP), o contador de tráfego médio não tem um valor máximo, mas as células marcadas não são contadas. Na segunda (CPCL), o contador de tráfego médio tem um valor máximo Q e as células marcadas são contadas.

Portanto, nós temos basicamente cinco parâmetros: o valor máximo do contador de tráfego médio (Q); o limiar do contador de tráfego médio (T_m); a taxa de decretação do contador de tráfego médio (B_m); o valor máximo do contador de pico (T_{pc}); e a taxa de incrementação/decretação do contador de pico (B_{pc}).

T_{pc} e B_{pc} são dependentes, já que um aumento na taxa de incrementação/decretação do contador de pico (B_{pc}) pode ser compensado por um aumento no valor máximo do contador de pico (T_{pc}) e vice-versa. Chamemos de D_{pc} ao atraso de marcação. Em outras palavras, D_{pc} é o tempo máximo que o contador de tráfego médio pode permanecer acima do seu limiar (T_m) antes que ele comece a marcar células. D_{pc} é dado por

$$D_{pc} = \frac{T_{pc} \cdot n_{célula}}{B_{pc}} \quad (6)$$

As Figuras 4 e 5 mostram a evolução do estado dos contadores de pico e de tráfego médio para o CP e o CPCL, respectivamente. Note que as células são marcadas apenas se o contador de pico se encontrar no seu valor máximo T_{pc} . Note ainda que na Figura 4 as células marcadas não são contadas pelo contador de tráfego médio.

Enquanto o VF marca células apenas quando a pseudo-fila está cheia, o CP pode monitorar a duração do intervalo de tempo que a fonte de entrada gerou células acima da sua taxa nominal, e pode marcar as células que excederem a duração máxima permitida. Portanto, nós argumentamos que o mecanismo de Contador de Pico é mais flexível que o VF. Esta flexibilidade provém da liberdade de escolha do atraso de marcação.

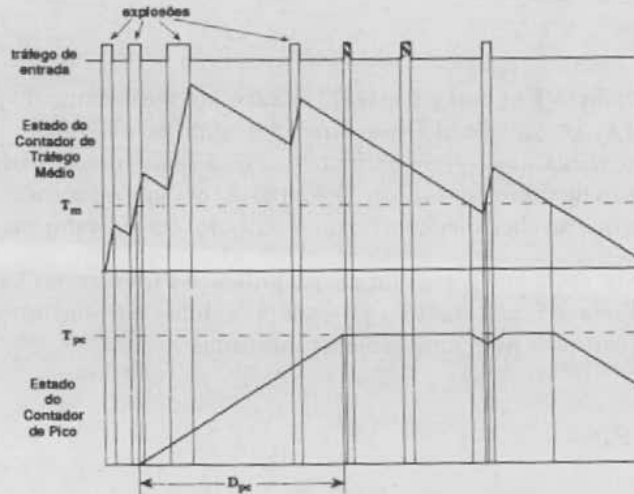


Figura 4: Exemplo da evolução do estado dos contadores do CP.

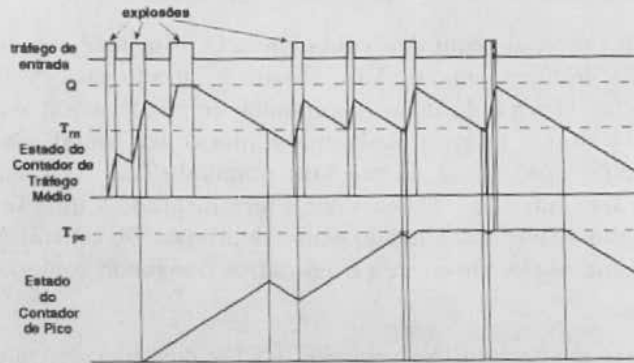


Figura 5: Exemplo da evolução do estado dos contadores do CPCL.

A diferença principal entre as duas variantes do mecanismo de Contador de Pico é que enquanto o contador de tráfego médio do CP tende a funcionar em torno do seu valor de limiar T_m mesmo para fontes mal comportadas, no caso do CPCL isto não ocorre, e as fontes mal comportadas empurram o contador de tráfego médio para o seu valor máximo Q . Este efeito pode ser explicado pelo fato de que no CP o contador de tráfego médio conta apenas as células não marcadas, enquanto que no CPCL ele conta todas as células até o limite Q seja alcançado.

4 Eficácia dos Mecanismos CTE

Nesta Seção nós comparamos a eficácia dos mecanismos de policiamento apresentados na Seção anterior.

Os critérios que usaremos na nossa comparação são os seguintes: conformidade com as probabilidades de marcação do mecanismo ideal, efeito sobre as fontes bem comportadas, tempo de resposta e complexidade da implementação.

4.1 Conformidade com as probabilidades de marcação do mecanismo ideal

A Figura 6 compara as probabilidades de marcação dos mecanismos de janela saltitante, vaso furado e contador de pico com a probabilidade de marcação do mecanismo CTE ideal, para a nossa fonte de tráfego em explosões.

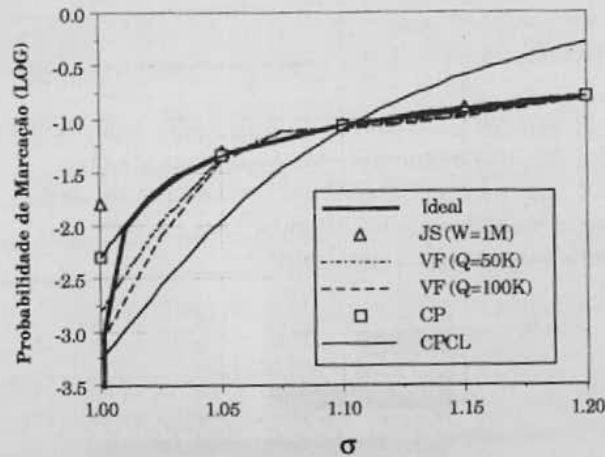


Figura 6: Comparação das probabilidades de marcação.

De todos os mecanismos considerados, o de vaso furado é aquele que apresenta a melhor conformidade com o mecanismo ideal. Ele combina uma boa correspondência para taxas médias acima da nominal com uma relativamente baixa probabilidade de marcação na taxa média nominal.

4.2 Efeito sobre as fontes bem comportadas

A Figura 7 compara a probabilidade de perda de células de fontes bem comportadas (FBC) para o mecanismo CTE ideal com as observadas para os mecanismos propostos, para a nossa fonte de tráfego em explosões. Os resultados para os mecanismos propostos foram obtidos através de simulação onde o número de fontes bem comportadas e o número de fontes mal comportadas eram ambos dezessete e o tempo de simulação foi o equivalente a 1.000 segundos.

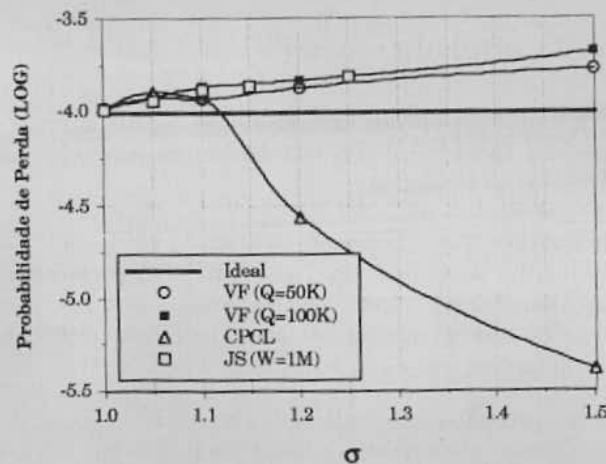


Figura 7: Efeito sobre as fontes bem comportadas.

Da Figura 7 podemos concluir que tanto o mecanismo de janela saltitante como o de vaso furado têm um efeito equivalente na probabilidade de perda de células de fontes bem comportadas. Por outro lado, o CPCL embora pior na faixa $1,0 < \sigma < 1,1$, apresenta até uma redução da probabilidade de perda de células em relação ao mecanismo ideal para $\sigma > 1,2$.

Portanto, nós concluímos que o CPCL é o melhor dos métodos acima no que diz respeito ao efeito da marcação sobre o tráfego das fontes bem comportadas.

4.3 Tempo de resposta

A Figura 8 compara o limite inferior do tempo de resposta para os mecanismos de janela saltitante, vaso furado e contadores de pico. Nós definimos o tempo de resposta como sendo o intervalo de tempo necessário para que um dado mecanismo vá desde um estado pré-definido ("vazio" ou médio) até o estado de marcação. De modo a obter estes limites inferiores nós assumimos que as células chegam à taxa de pico até que o estado de marcação seja alcançado.

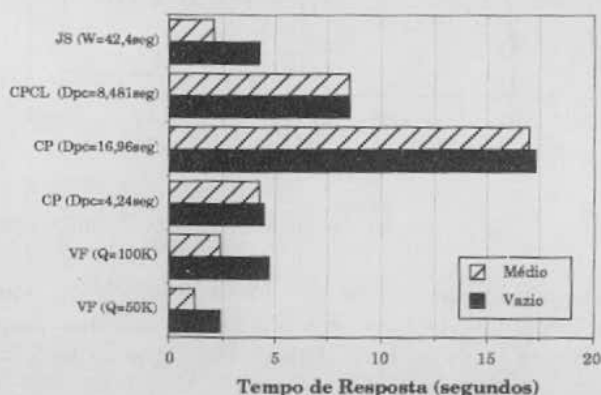


Figura 8: Comparação entre os tempos de resposta.

O tempo de resposta para o vaso furado depende linearmente do "tamanho" do vaso. Ambos os tamanhos das filas (50K e 100K) apresentam praticamente as mesmas características de marcação (vide a Figura 6) e portanto, podemos usar o de 50K para a nossa comparação. Podemos então classificar os mecanismos CTE de acordo com os tempos de resposta do seguinte modo: VF < janela saltitante < CP < CPCL.

4.4 Complexidade da implementação

Nesta Seção nós avaliamos a complexidade dos mecanismos propostos através do número de elementos "básicos" de *hardware* que eles necessitam. Os elementos "básicos" de *hardware* são: contadores, comparadores e geradores de pulsos (relógios).

Os contadores são registradores que armazenam o valor do contador e são atualizados de acordo com a chegada de uma célula ou a uma certa taxa constante. O comparador compara os valores dos contadores com valores armazenados em outros registradores. Estes valores representam limiares ou valores máximos e dependem do tráfego que estiver sendo monitorado. Os geradores de pulsos – que podem ser apenas divisores programáveis – são responsáveis pela geração das taxas constantes.

Neste trabalho não estamos preocupados com detalhes da implementação destes elementos "básicos". Eles podem ser até implementados apenas em *software* desde que as restrições de tempo não sejam violadas.

A Tabela 1 lista o número de elementos "básicos" para cada um dos mecanismos CTE estudados.

Portanto, nós podemos classificar as suas complexidades relativas do seguinte modo: Janela Saltitante = Vaso Furado < CP < CPCL. A ordem exata depende do custo relativo de comparadores e geradores de pulsos.

Tabela 1: Elementos "Básicos" dos Mecanismos de CTE.

Mecanismo	Contadores	Comparadores	Geradores de Pulso
Janela Saltitante	1	1 (N)	1 (<i>janela</i>)
Vaso Furado	1	1 (Q)	1 (B_e)
Pico (s/ limite)	2	2 (T_m, T_{pc})	2 (B_e, B_{pc})
Pico (c/ limite)	2	3 (T_m, Q, T_{pc})	2 (B_e, B_{pc})

4.5 Resumo

A Tabela 2 resume as comparações feitas nas subseções anteriores.

Tabela 2: Resumo da Comparação entre os Mecanismos CTE.

Mecanismo	Conformidade	Efeito sobre FBC	Tempo de Resposta	Complexidade da Implementação
Janela Saltitante	Boa	Pobre	Bom	Excelente
Vaso Furado	Excelente	Bom	Bom	Excelente
Pico (s/ limite)	Razoável	Pobre	Razoável	Razoável
Pico (c/ limite)	Pobre	Excelente	Pobre	Pobre

Apesar do mecanismo de vaso furado obter uma boa classificação em boa parte dos critérios – incluso o de complexidade da implementação, que é crucial na obtenção do seu custo – nós argumentamos que no que diz respeito ao projeto de redes de banda larga, o critério mais importante é o do efeito sobre as fontes bem comportadas. Neste caso, um mecanismo que exiba uma probabilidade de marcação como a do CPCL é mais interessante do que o mecanismo de vaso furado.

5 Conclusões

Em redes de banda larga que utilizam a tecnologia MTA (Modo de Transferência Assíncrona) nós precisamos não apenas alocar a capacidade necessária a cada conexão, de modo a atingir o nível de serviço (NDS) desejado. Nós precisamos também garantir que as fontes obedeçam às taxas declaradas durante o estabelecimento da conexão ou do contrário os tráfegos das fontes bem comportadas serão prejudicados.

Mecanismos de Controle de Tráfego de Entrada (CTE) foram projetados para policiar a obediência às taxas máximas pré-definidas. Apesar das fontes poderem monitorar seus próprios tráfegos e deixar passar apenas as células que obedeçam às taxas pré-definidas, a rede ainda assim deve desempenhar uma função preventiva para proteger as fontes bem comportadas.

Em [23] mostramos que o mecanismo de controle de tráfego de entrada mais popular para redes de banda larga, o Vaso Furado, não é adequado para descartar células mal comportadas. Um esquema de marcação "virtual" proposto na literatura foi adotado. Neste esquema as células mal comportadas não são descartadas mas simplesmente marcadas. Na ocorrência de congestionamento, as células marcadas (de baixa prioridade) devem dar a vez a células não marcadas (de alta prioridade). O desempenho de mecanismos tais como o de vaso furado, janela saltitante e dois mecanismos novos (contador de pico com ou sem limite) foram estudados e comparados quando submetidos a fontes de tráfego em explosões.

Nós concluímos que o mecanismo de Contador de pico com limite, apesar de não se conformar ao comportamento de probabilidade de marcação ideal, nem de ser o mais simples, tem a propriedade de penalizar excessivamente as fontes de tráfego mal comportadas. Como consequência disto, a probabilidade de perda de células das fontes bem comportadas pode ser até reduzida abaixo dos níveis esperados.

Como continuação deste trabalho propomos a utilização de modelos analíticos (como o *Markov Modulated Poisson Process - MMPP*) para a mistura de fontes de tipos diferentes. Um caso de interesse especial é o da mistura de células bem e mal comportadas. Este é um problema particularmente difícil por causa do tratamento especial decorrente do esquema de prioridades utilizado nas filas, e da necessidade de se distinguir a perda de células para cada classe de prioridades.

Nós estudamos o comportamento dos mecanismos CTE submetidos a fontes de tráfego sistematicamente mal comportadas. Embora tenhamos obtido alguns limites inferiores para os tempos de resposta, é interessante estudar o comportamento destes mecanismos quando submetidos a transientes de células mal comportadas.

Muitas das nossas simulações foram executadas a nível de células, e conseqüentemente, necessitam de tempos de execução muito longos mesmo para probabilidades de perda de células moderadas (10^{-4} a 10^{-5}). Os resultados de simulação são sempre úteis seja quando nenhuma solução analítica é conhecida como para a validação de métodos analíticos e aproximações. Portanto, nós sugerimos o uso de técnicas (novas) para reduzir os tempos de simulação, tais como a Teoria de Valores Extremos [24]; e simular o mais possível a níveis mais altos ao invés de simular a nível de células.

Agradecimentos

O trabalho apresentado neste artigo foi desenvolvido dentro do programa de doutorado do autor na Universidade da Califórnia em Los Angeles (UCLA), durante o qual foi bolsista da CAPES.

O autor gostaria também de agradecer ao seu orientador, Profo Mario Gerla, e ao Profo Luigi Fratta, do Politecnico di Milano pelas proficuas discussões durante a realização deste trabalho.

Referências

- [1] CCITT. *Recommendation I.121: Broadband Aspects of ISDN*, 1988.
- [2] Steven E. Minzer. Broadband ISDN and asynchronous transfer mode (ATM). *IEEE Communications Magazine*, 27(9):17-24, Setembro 1989.
- [3] C. Anthony Cooper and Kun I. Park. Toward a broadband congestion control strategy. *IEEE Network Magazine*, 4(3):18-23, Maio 1990.
- [4] José A. Suruagy Monteiro, Mario Gerla, and Luigi Fratta. Statistical multiplexing in ATM networks. In *Proc. Fourth International Conference on Data Communication Systems and their Performance*, pp. 148-162, Barcelona, Espanha, Junho 1990.
- [5] G. Gallassi, G. Rigolio, and L. Fratta. ATM: Bandwidth assignment and bandwidth enforcement policies. In *Proc. GLOBECOM '89*, pp. 1788-1793, Dallas, TX, Novembro 1989.
- [6] K. Kawashima and H. Saito. Teletraffic issues in ATM networks. In *Proc. ITC Specialist Seminar*, Adelaide, Austrália, Setembro 1989. Artigo No 17.5.
- [7] John N. Daigle and Joseph D. Langford. Models for analysis of packet voice communications systems. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 4(6):847-855, Setembro 1986.

- [8] Harry Heffes and David M. Lucantoni. A Markov modulated characterization of packetized voice and data traffic and related statistical multiplexer performance. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 6(4):856-868, Setembro 1986.
- [9] D. Anick, D. Mitra, and M. M. Sondhi. Stochastic theory of a data-handling system with multiple sources. *The Bell System Technical Journal*, 61(8):1871-1894, Outubro 1982.
- [10] Roger C. F. Tucker. Accurate method for analysis of a packet-speech multiplexer with limited delay. *IEEE Transactions on Communications*, 36(4):479-483, Abril 1988.
- [11] Basil Maglaris, Dimitris Anastassiou, Prodipp Sen, Gunnar Karlsson, and John Robbins. Performance analysis of statistical multiplexing for packet video sources. In *Proc. GLOBECOM '87*, pp. 1890-1899, Tokio, Japão, Novembro 1987.
- [12] Basil Maglaris, Dimitris Anastassiou, Prodipp Sen, Gunnar Karlsson, and John D. Robbins. Performance models of statistical multiplexing in packet video communications. *IEEE Transactions on Communications*, 36(7):834-844, Julho 1988.
- [13] Lars Dittmann and Søren B. Jacobsen. Statistical multiplexing of identical bursty sources in an ATM network. In *Proc. GLOBECOM '88*, pp. 1293-1297, Hollywood, FL, Novembro 1988.
- [14] Shahid Akhtar. Congestion control in a fast packet switching network. Tese de Mestrado, Washington University, Dezembro 1987.
- [15] Zbigniew Dziong, Jean Choquette, Ke-Qiang Liao, and Lorne Mason. Admission control and routing in ATM networks. In *Proc. ITC Specialist Seminar*, Adelaide, Austrália, Setembro 1989. Artigo No 15.3.
- [16] M. Decina and T. Toniatti. On bandwidth allocation to bursty virtual connections in ATM networks. In *Proc. ICC '90*, Atlanta, GA, Abril 1990.
- [17] G. Gallassi, G. Rigolio, and L. Verri. Resource management and dimensioning in ATM networks. *IEEE Network Magazine*, 4(3):8-17, Maio 1990.
- [18] José Augusto Suruagy Monteiro, Mario Gerla, and Luigi Fratta. Input rate control for ATM networks. In *Proc. ITC-13 (Queueing, Performance and Control in ATM)*, Copenhagen, Junho 1991.
- [19] Erwin P. Rathgeb and T. H. Theimer. The policing function in ATM networks. In *Proc. XIII International Switching Symposium*, pp. 127-130, Stockholm, Maio 1990.
- [20] José Augusto Suruagy Monteiro. *Bandwidth Allocation in Broadband Integrated Services Digital Networks*. Tese de Doutorado, University of California, Los Angeles, Los Angeles, CA, 1990.
- [21] Jonathan S. Turner. The challenge of multipoint communication. In *Proc. 5th ITC Seminar*, Lake Como, Itália, Maio 1987.
- [22] Jonathan S. Turner. New directions in communications (or which way to the information age?). *IEEE Communications Magazine*, 24(10):8-15, Outubro 1986.
- [23] José A. Suruagy Monteiro, Mario Gerla, and Luigi Fratta. Leaky Bucket analysis for ATM networks. In *Proc. International Telecommunications Symposium*, pp. 498-502, Rio de Janeiro, Setembro 1990.
- [24] Ignacio Berberana. Application of extreme value theory to the analysis of a network simulation. In *Ben Proc. 23rd Annual Simulation Symposium*, pp. 105-121, Nashville, TN, Abril 1990.