

# Estudo Comparativo da Eficiência dos Mecanismos de Policiamento para as Redes ATM\*

José Arivaldo Frazão Júnior  
Departamento de Informática — UFPE  
jafj@di.ufpe.br

José Augusto Suruagy Monteiro  
Departamento de Informática — UFPE  
suruagy@di.ufpe.br

## Sumário

*A questão do policiamento nas redes ATM, até os dias atuais, apresenta-se como algo ainda não totalmente explorado. Tal fato pode ser comprovado pela absoluta falta de padronizações em relação aos mecanismos de policiamento mesmo com a recente finalização de mais um período de estudos do CCITT<sup>1</sup>. Neste artigo, nós calculamos a eficiência de alguns dos mecanismos de policiamento propostos, como o Balde Furado (Leaky Bucket), a Janela Saltitante (Jumping Window) e a Janela Deslizante (Moving Window) para o controle do congestionamento de uma rede ATM. Fazemos uma apresentação do critério de avaliação por nós utilizado, que baseia-se no tráfego de pior caso para o mecanismo considerado, e dos resultados, obtidos tanto analiticamente, como através de simulações. Tais resultados indicam que o mecanismo Balde Furado apresenta um desempenho que é, pelo menos, de 44 a 56% maior que os demais mecanismos estudados.*

## Abstract

*Policing in ATM networks, until now, is acknowledged as a problem not largely explored. This fact translates in the lack of policing mechanisms standards, even*

\*Este trabalho foi realizado com o apoio do CNPq e da FACEPE.

<sup>1</sup>Comité Consultatif International de Télégraphique e Téléphonique, órgão das Nações Unidas responsável por padronizações na área de comunicações.

*with the recent conclusion of another period of studies by the CCITT. In this paper, we obtain the efficiency of some well known policing mechanisms — Leaky Bucket, Jumping Window and Moving Window — proposed as traffic parameter control for ATM networks. We present the criterion used to calculate this efficiency, which is based on the worst-case traffic, as well as the results obtained both analitically and through simulations. The results show that the efficacy of the Leaky Bucket is, at least, 44 to 52% greater than those other mechanisms studied here.*

### 1 Introdução

Um dos principais desafios impostos à Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga (RDSI-FL) — a integração, num mesmo meio físico, de serviços com características tão distintas como os de voz e os de dados — parece já ter sido resolvido com a tecnologia do Modo de Transferência Assíncrono (*Asynchronous Transfer Mode - ATM*). Tal tecnologia, que baseia-se no uso de fibra óptica para a transmissão a altas velocidades e no uso de protocolos simplificados, faz a segmentação da banda passante em unidades de informação pequenas e fixas, denominadas de células. Ela também usa o conceito de conexão virtual e suporta uma variedade de serviços que variam consideravelmente em termos da banda passante necessária, da alocação de *buffers*, e dos níveis de perda e de atraso aceitáveis.

A **multiplexação estatística** [MGF91b] de células pertencentes a diferentes conexões virtuais leva a uma utilização mais econômica dos recursos da rede e é a principal vantagem que a tecnologia ATM oferece. Ela faz uso da idéia de multiplexar o tráfego de várias fontes num canal cuja capacidade seja menor do que a soma das bandas passantes que deveria ser alocada a cada uma delas se a mesma não fosse utilizada. Tal multiplexação só é possível devido às flutuações estatísticas da taxa de transmissão das fontes de tráfego envolvidas. Daí, as necessidades de uma fonte que exceder a parcela de banda passante que lhe foi atribuída são, com grande probabilidade, satisfeitas através da banda passante não usada pelas demais fontes.

Devido à grande flexibilidade com respeito aos requerimentos de banda passante, um usuário que queira estabelecer uma conexão, deve primeiro fazer um tipo de contrato com a rede. Neste momento, ele deve declarar quais são as características do tráfego que ele quer submeter à mesma. Alguns atributos relevantes que ele deve declarar são: as taxas de transmissão de células máxima e a média, bem como o grau de serviço (GDS) da chamada com relação a perda de células e atraso. Baseado nos atributos declarados e no tráfego correntemente multiplexado na rede, o mecanismo que faz o controle de admissão decide se aceita ou não o pedido feito. Em relação a quanto da banda passante alocar às chamadas

aceitas, uma possível estratégia seria alocar o máximo requerido por cada uma delas (alocação na taxa de pico), e rejeitar um pedido de conexão quando a soma das bandas passantes alocadas exceder um certo limite que é definido pela banda passante disponível na rede e pelo GDS de todas as demais chamadas já aceitas. Tal estratégia, entretanto, não explora o efeito da multiplexação estatística e, por conseguinte, impede que um maior número de chamadas possam co-existir, desperdiçando a capacidade do canal.

Uma vez aceita a conexão, pode acontecer que alguns usuários por malícia, ou mesmo inadvertidamente, passem a não obedecer aos parâmetros acordados no momento do estabelecimento da conexão. Para evitar que os usuários que se comportam adequadamente venham a ser prejudicados, uma vez que a conexão tenha sido aceita, e enquanto ela durar, o fluxo de células deve passar a ser monitorado com base nos parâmetros declarados no estabelecimento desta [BS91, RT90]. Daí, a necessidade de existirem mecanismos que desempenhem tal função. A estes mecanismos é dado o nome de **mecanismos de controle de tráfego** ou **mecanismos de policiamento**<sup>2</sup> e são eles o objeto de estudo deste artigo.

É função do mecanismo de policiamento restringir o tráfego da fonte monitorada às taxas negociadas no estabelecimento da conexão, conforme definido pelo CCITT na recomendação I.371 [DRI92].

Na próxima seção, apresentamos as funções que estão associadas aos mecanismos de policiamento e fazemos uma descrição daqueles que são os mecanismos mais conhecidos para atuarem nas redes ATM. A seção 3, é dedicada à apresentação do critério por nós utilizado para medir a eficiência de um mecanismo de policiamento. Os valores obtidos do grau de eficiência de cada um dos mecanismos estudados são reportados na seção 4 que apresenta também uma comparação em termos dos valores obtidos para cada um deles. Por fim, na seção 5, apresentamos as conclusões do artigo e algumas sugestões acerca de trabalhos futuros.

## 2 Mecanismos de Policiamento

Para estar hábil a proteger todos os recursos da rede, o mecanismo de policiamento deve ficar o mais próximo possível da fonte monitorada. Contudo, para efeitos de confiabilidade, ele não pode ficar sob a responsabilidade do usuário.

Com o fim de proteger a rede de fontes desonestas, o mecanismo de policiamento pode adotar qualquer uma das seguintes estratégias:

- Descartar todas as células que violam o que foi estabelecido no contrato;
- Marcar as células excedentes, ou

<sup>2</sup>O CCITT refere-se a tais mecanismos com o nome de UPC (*Usage Parameter Control*).

- Retardar as células mal comportadas por um certo período de tempo.

A primeira alternativa parece ser a mais natural: uma vez que uma fonte começa a transmitir mais células do que o acordado, elas passam a ser descartadas até que a média seja novamente atingida. A segunda opção assume que as células emitidas por uma fonte mal comportada podem ser transmitidas se a rede não se encontra congestionada. Tal estratégia possui a desvantagem de exigir a implementação de um esquema de prioridade na rede para tratar as células marcadas pelos mecanismos. A última alternativa, também denominada de moldagem do tráfego (*Traffic Shaping*) [RV91], aplica-se mais às fontes com tráfego em rajadas e apresenta-se como uma tentativa de "diluir" mais o tráfego. Contudo, esta estratégia exige uma capacidade de armazenamento muito grande, uma vez que as células devem ficar armazenadas enquanto aguardam o momento de serem transmitidas o que também pode ser crítico para alguns serviços de tempo real.

Qualquer que seja a estratégia adotada pelo mecanismo, espera-se que ele seja transparente para as conexões que se comportam segundo o estabelecido no contrato, ou seja, elas não devem sofrer perdas ou retardo de células devido à sua ação. Por outro lado, ele deve agir de maneira a descartar, marcar ou retardar todas as células que sejam mal comportadas. Este seria o comportamento de um mecanismo de policiamento ideal.

Além disso, espera-se que o tempo que o mecanismo leva para reagir às violações dos parâmetros seja pequeno o bastante para evitar o enchimento dos *buffers* da rede com a conseqüente perda de células para as demais conexões. Vários são os mecanismos propostos para fazer o policiamento nas redes ATM. A seguir, nós apresentamos aqueles que são objetos do nosso estudo.

### O Balde Furado

Dentre os vários mecanismos de policiamento para as redes ATM, o Balde Furado<sup>3</sup> (BF) é o mais conhecido. Um esquema desse mecanismo aparece na Figura 1. Ele é baseado em três parâmetros: um contador, um valor máximo  $N$  para esse contador, e uma outra constante  $B_e$ , que representa a taxa de decremento desse mesmo contador.

O algoritmo funciona da seguinte maneira: uma pseudo-fila é implementada através do contador, que é incrementado sempre que chega uma célula da fonte monitorada; e é decrementado na taxa  $B_e$  enquanto o seu valor for positivo. O valor máximo que esse contador pode atingir é  $N$ , que representa o tamanho da pseudo-fila. Ao chegarem, as células que encontrarem o contador com o valor  $N$ , ou seja, a pseudo-fila cheia, serão descartadas/marcadas.

---

<sup>3</sup>Do inglês, *Leaky Bucket*.

Conforme a Figura 1 mostra, nenhuma célula advinda da fonte é realmente enfileirada, o que implica que o fluxo de células bem comportadas não é alterado pelo mecanismo e tampouco sofre algum tipo de retardo.

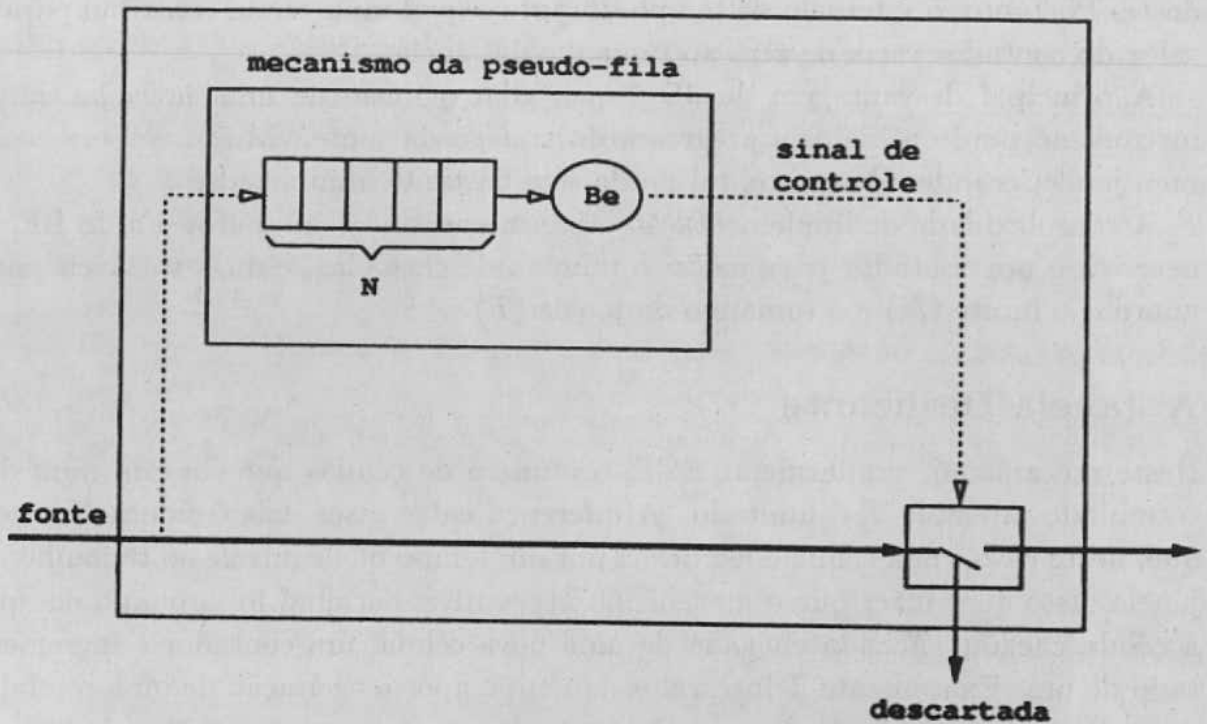


Figura 1: Diagrama Funcional do Balde Furado

Segundo [LDMT92], a utilização de três baldes furados em série garante a monitoração, tanto da taxa de pico, quanto da taxa média e do intervalo máximo no qual uma fonte transmite na taxa de pico.

Um estudo acerca da proposta de modificação do mecanismo acima descrito é apresentada em [MGF90]. Este novo algoritmo faz uso da segunda estratégia apresentada anteriormente, marcando apenas as células das fontes mal comportadas como de baixa prioridade, e elas só são descartadas se houver necessidade. A este novo mecanismo é dado o nome de Balde Furado Virtual (*Virtual Leaky Bucket*).

## A Janela Saltitante

O mecanismo da Janela Saltitante<sup>4</sup> (JS) limita o número máximo de células que uma fonte pode emitir dentro de um intervalo  $T$ , que representa o tamanho da

<sup>4</sup>Do inglês, *Jumping Window*.

janela, a um número máximo  $N$ . Para tal, ele usa um contador que é incrementado sempre que chega uma célula da fonte monitorada, e as células só passam a ser descartadas/marcadas quando este ultrapassa  $N$ . Um novo intervalo começa imediatamente após o final do precedente, e o contador sempre é zerado ao final deste. Portanto, o intervalo de tempo durante o qual uma célula contribui para o valor do contador varia de zero ao tamanho da janela.

A principal desvantagem da JS é que, com o início de uma nova janela, o mecanismo perde a história progressiva do tráfego da fonte. Muito embora, com uma janela grande o bastante, tal perda seja bastante minimizada.

A complexidade de implementação desse mecanismo é comparável a do BF. É necessário um contador para medir o número de chegadas, e duas variáveis para guardar o limite ( $N$ ) e o tamanho da janela ( $T$ ).

## A Janela Deslizante

Neste mecanismo, similarmente à JS, o número de células que chegam num determinado intervalo  $T$  é limitado. A diferença entre esses dois reside no fato de que, neste caso, cada célula é lembrada por um tempo que equivale ao tamanho da janela. Isto quer dizer que o mecanismo necessita saber qual foi o tempo em que a célula chegou. A cada chegada de uma nova célula, um contador é incrementado de um. Exatamente  $T$  intervalos de tempo após a aceitação de uma célula, o contador é decrementado de um. Daí, a analogia com uma janela que desliza no tempo.

A Janela Deslizante<sup>5</sup> (JD) possui a vantagem de não “esquecer” o passado recente do comportamento do tráfego, contudo, o custo de implementação desse mecanismo é grande, uma vez que ele exige não apenas que seja armazenado o número de células que chegaram, mas também os tempos de chegada de até  $N$  células, o que pode ser muito custoso se a janela tiver um tamanho muito grande. Mesmo com alternativas como associar um bit a cada posição de  $T$  onde a célula pode ter chegado, o custo ainda continua proibitivamente alto se  $N$  for grande.

## 3 Medida da Eficácia de um Mecanismo de Policiamento

Já existe, na literatura, uma quantidade bastante razoável de artigos que fazem análises críticas dos mecanismos de policiamento [MGF91a, Rat91, LRG92]. A maioria deles, contudo, leva em consideração critérios como: conformidade com o

---

<sup>5</sup>Originalmente, *Moving Window*.

mecanismo de policiamento ideal, efeito sobre as fontes bem comportadas, tempo de reação e complexidade de implementação.

O critério por nós adotado leva em consideração o chamado **tráfego de pior caso**, que é definido como sendo aquele que passa pelo mecanismo de policiamento intocado e que requer a banda passante mais larga, implicando que a taxa realmente policiada pelo mecanismo é totalmente explorada pela fonte sem que a mesma venha a sofrer nenhum prejuízo.

Apesar deste tipo de tráfego poder ser gerado por uma fonte determinística,<sup>6</sup> o tráfego resultante desta fonte poderia ser multiplexado com uma certa eficiência. Para que o ganho adquirido pela multiplexação estatística seja afetado, é necessário que as células de uma fonte que apresenta um tráfego dito de pior caso sejam "empacotadas" em rajadas o máximo possível. Daí, conclui-se que o tráfego de pior caso será um processo do tipo rajada/silêncio. A caracterização do mesmo depende fortemente do mecanismo de policiamento usado.

A abordagem que adotamos para compararmos a eficiência de um mecanismo em relação a um outro é, justamente, o o cálculo do **grau de eficiência** de cada um deles. Tal medida é obtida pela seguinte fórmula [BF90]:

$$GE = \frac{N_{pc} - N_p}{N_{bc} - N_p}$$

onde  $N_{bc}$  é o número de fontes que podem ser acomodadas num multiplexador de capacidade  $W$ , considerando que todas as fontes comportam-se conforme o estabelecido no contrato, ou seja, todas elas são bem comportadas (bc).

$N_{pc}$  é o número de fontes que podem ser acomodadas neste mesmo multiplexador, considerando, desta vez, que as fontes apresentam o tráfego de pior caso (pc) para aquele mecanismo; e  $N_p$  é o número máximo de fontes que podem ser acomodadas se considerarmos a alocação pela taxa de pico.

De acordo com a fórmula apresentada, pode-se verificar que o grau de eficiência de uma fonte terá seu valor máximo (um) quando  $N_{pc} = N_{bc}$ , desde que estes também sejam diferentes de  $N_p$ , o que significa que as vantagens da multiplexação baseada nos parâmetros declarados são totalmente mantidas pelo mecanismo. Por outro lado, ele será nulo quando  $N_{pc} = N_p$ , com  $N_{bc} \neq N_p$ , pois neste caso o número de fontes multiplexadas é igual ao número de fontes obtidas quando é feita a alocação pela taxa de pico, desaparecendo toda a vantagem da multiplexação estatística.

O cálculo do número de fontes bem comportadas que podem ser acomodadas num multiplexador pode ser feito analiticamente [MGF90] ou através de simulações. Nas nossas comparações, ele é calculado uma única vez independente

<sup>6</sup>Fonte periódica com taxa constante.

de qual mecanismo de policiamento está atuando. Temos um maior trabalho, portanto, quando calculamos o número de fontes, considerando o tráfego de pior caso, uma vez que ele difere de acordo com o mecanismo considerado.

## 4 Comparação dos Mecanismos

Nesta seção, nós fazemos uma avaliação dos mecanismos de policiamento já mencionados segundo o critério de avaliação descrito na seção anterior.

Antes, porém, vamos fazer algumas considerações acerca dos parâmetros dos mecanismos e no que eles implicam em termos de taxa efetivamente policiada.

### Taxas Policiadas

Qualquer que seja o mecanismo considerado, a dificuldade em controlar a taxa média é inerente, uma vez que, para um processo estocástico geral, necessita-se de medições sobre um longo período de tempo para se poder detectar alguma violação desse parâmetro.

Para o mecanismo do balde furado, a taxa média de células aceitas é limitada ao valor da taxa de decremento  $B_e$ . Enquanto que, para os mecanismos da janela saltitante e da janela deslizante, este valor corresponde a uma fração da taxa de pico dada pela razão entre o número máximo de células aceitas ( $N$ ) dentro de uma janela e o tamanho da mesma ( $T$ ).

Definimos, então, uma constante  $C$  como sendo a razão entre o valor da taxa média que é realmente policiada pelo mecanismo e o valor da taxa média real na qual a fonte transmite.

Devido às flutuações estatísticas, o tráfego de uma fonte violará os parâmetros declarados com uma certa probabilidade, embora ela possa estar respeitando o valor médio se este fosse medido num intervalo de tempo mais longo. Esta probabilidade pode ser decrescida para uma dada taxa que a fonte policia, crescendo o limite  $N$ . Tal regra vale tanto para o BF, quanto para a JS e a JD. Só que, para estes dois últimos, a razão entre  $N$  e  $T$  também deve permanecer constante.

Contudo, o crescimento de  $N$  implica também no aumento do tempo de reação do mecanismo, que é o tempo que ele gasta para, a partir do seu estado de equilíbrio, começar a descartar/marcas as células mal comportadas. Isto quer dizer que, para qualquer um dos mecanismos aqui considerados, o tempo de reação será longo se quisermos controlar precisamente a taxa média de bits ( $C = 1$ ). E, muitas vezes, o próprio valor de  $N$  torna-se proibitivamente elevado. Decrescer a prioridade de violação usando um fator  $C > 1$  irá diminuir a habilidade do mecanismo na detecção de violações nos parâmetros a longo prazo. Há, portanto, um compromisso entre tempo de reação e taxa média policiada.



Segundo sugerido em [MGF90], usamos um fator  $C = 1,1$  no dimensionamento dos parâmetros do balde furado.

O controle da taxa de pico na qual uma fonte pode transmitir suas células pode ser obtido através da adição de um mecanismo de policiamento dimensionado apropriadamente ou através de mecanismos chamados de Espaço de Células (*Cell Spacer*) [WW91]. Exemplos de como tal controle pode ser obtido são apresentados em [BCT91, LDMT92]. No nosso estudo, nós assumimos uma configuração onde tal parâmetro não seja violado.

## Modelo do Tráfego

Assumimos também que todas as fontes são homogêneas — o que significa dizer que todos os parâmetros são os mesmos para todas as fontes — e que elas são modeladas por um tráfego em rajadas onde os períodos de atividade e de silêncio são exponencialmente distribuídos, conforme mostra a Figura 2.

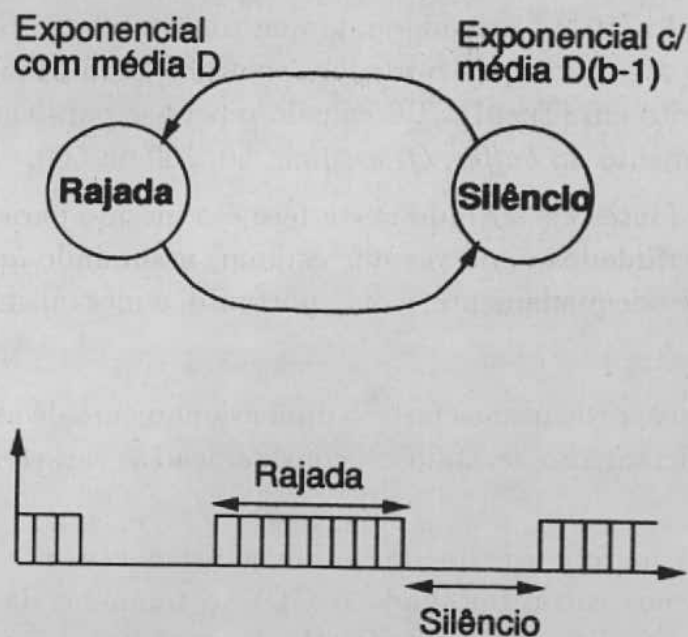


Figura 2: Modelo de Fonte Rajada/Silêncio

Uma fonte que apresenta um tráfego em rajadas intercala períodos ativos, no qual ela transmite na taxa de pico, com períodos de silêncio. Dentre as várias fontes de tráfego que apresentam esta característica, encontramos os serviços de imagem e os de voz empacotadas com detecção de silêncio.

A caracterização de fontes deste tipo pode ser feita através dos seguintes parâmetros:  $B_p$  (taxa de pico),  $B_m$  (taxa média de bits) e  $D$  (duração média da rajada). À razão entre a taxa de pico e a taxa média chamaremos de nível de explosividade,<sup>7</sup>  $b$  ( $b = B_p/B_m$ ).

Assumimos, também que o tamanho da célula,  $n_{cel}$ , é de 53 bytes (48 de dados + 5 de cabeçalho) que é o padronizado para as redes ATM. O tamanho médio de uma rajada (em células),  $L$ , é então dado pela seguinte equação:

$$L = \frac{DB_p}{n_{cel}}$$

## Obtenção e Análise dos Resultados

Dividimos a obtenção do grau de eficiência de um mecanismo em três fases:

1. Na primeira delas, tratamos de encontrar o número máximo de fontes, dadas as características das mesmas, que podem ser acomodadas num multiplexador de capacidade  $W = 150Mbps$  (ver Figura 3) com uma probabilidade de perda,  $p$ , igual a  $10^{-5}$ ,<sup>8</sup> considerando que todas elas são bem comportadas. Calculamos o  $N_{bc}$  utilizando o modelo analítico UAS (*Uniform Arrival and Service*) descrito em [Tuc91]. Tal cálculo repete-se para cada valor diferente que o comprimento do *buffer*,  $Q$ , assume: 50, 100 ou 500.

O número de fontes encontrado nesta fase é o mesmo para qualquer um dos mecanismos estudados, uma vez que estamos assumindo que todas as fontes comportam-se adequadamente, e que, portanto, o mecanismo não interfere no seu tráfego.

2. Na segunda fase, procuramos fazer o dimensionamento de cada um dos mecanismos de policiamento, levando em consideração as características do tráfego das fontes.

O cálculo dos parâmetros do BF foram feitos novamente através do UAS, onde procuramos encontrar, dado o GDS, o tamanho da fila,  $N$ , que nos desse uma taxa policiada igual a  $C \cdot B_e$ . Para efeitos de comparação com os demais mecanismos, consideramos  $C = 1, 1$ , muito embora também tenhamos considerado  $C = 2$  no intuito de descobrirmos o quão crítico é o valor do mesmo na eficiência desse mecanismo de policiamento.

<sup>7</sup>Do inglês, *burstiness*.

<sup>8</sup>Embora, nesta fase, pudéssemos usar um GDS bem menor (em torno de  $10^{-9}$ ), não o fizemos para manter a compatibilidade com os parâmetros que serão obtidos por meio de simulação na próxima fase.

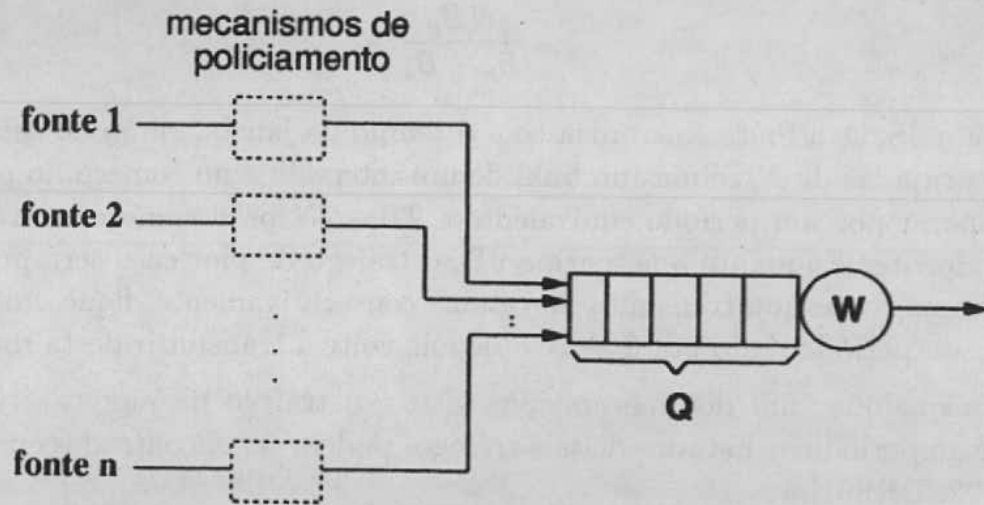


Figura 3: Modelo de um Multiplexador

No dimensionamento da JS, utilizamos simulação. Devido aos longos tempos envolvidos em simulação, escolhemos um  $p = 10^{-5}$ . O tempo gasto na execução das mesmas<sup>9</sup> até obtermos resultados satisfatórios foi por volta de 2,5h.

No cálculo dos parâmetros da JD, utilizamos também um simulador por nós desenvolvido. Entretanto, o tempo de execução deste simulador para obtermos valores num intervalo de confiança de 95%, considerando um GDS de  $10^{-5}$ , em certos casos, chegou a 9,5h.

3. Por fim, calculamos o número de fontes que podem ser acomodadas no mesmo multiplexador da primeira fase, desta vez considerando que o tráfego das fontes seja o de pior caso.

Utilizamos um método analítico proposto em [KB92] para obtermos o  $N_{pc}$  segundo o GDS pretendido. Novamente, tivemos que fazer um cálculo em separado para cada um dos mecanismos considerados, bem como para cada valor diferente de  $Q$ .

O tráfego de pior caso para o BF pode ser produzido por uma fonte que comece a transmitir na taxa de pico quando a pseudo-fila estiver vazia, pare quando esta atingir o limite  $N$  e comece a transmitir novamente quando a pseudo-fila esvaziar-se completamente. Isto implica que o tráfego de pior caso para este mecanismo é um tráfego em rajadas, periódico, e o número de células gerado

<sup>9</sup>Utilizamos estações de trabalho Sparc2.

no período ativo é dado por:

$$\frac{NB_p}{B_p - B_e}$$

Para a JS, se a fonte sincroniza com o tempo da janela, ela pode concatenar duas rajadas de  $N$  células no final de um intervalo e no começo do próximo, e esperar por um período equivalente a  $2T - 2N$  para começar a transmitir novamente. Enquanto que, para a JD, o tráfego de pior caso será produzido por uma fonte que transmita  $N$  células consecutivamente, fique em silêncio por um período dado por  $T - N$  e depois volte a transmitir desta maneira.

Para qualquer um dos mecanismos vistos, o tráfego de pior caso será um tráfego periódico. Estudos de tais tráfegos podem ser encontrados em [Eck79, KB92, DRS91].

A Figura 4 apresenta um gráfico que mostra como variam o  $N_{bc}$ ,  $N_{pc}$  e  $N_p$  em relação a  $Q$ , levando em consideração um tráfego com as seguintes características:  $B_p = 10Mbps$ ,  $b = 10$ ,  $L = 100$ ,  $p = 10^{-5}$  para o mecanismo do balde furado. No dimensionamento do BF, consideramos  $C = 1, 1$ .

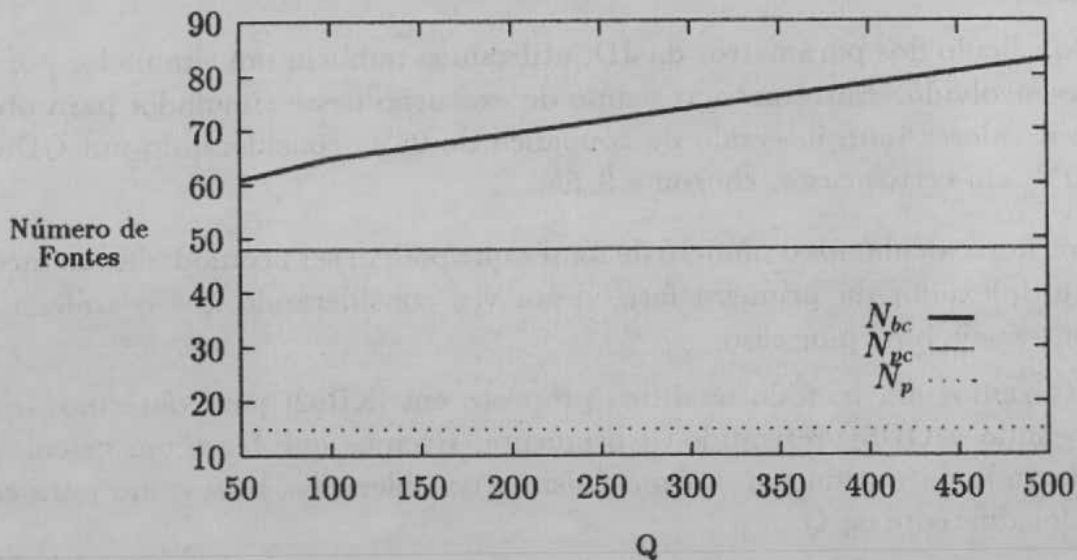


Figura 4: Variação do Número de Fontes em Relação a  $Q$  para o Balde Furado

Através da Figura 4, podemos observar que o número de fontes que possuem o tráfego de pior caso ( $N_{pc}$ ) que podem ser acomodadas num multiplexador varia muito pouco em relação a  $Q$ . O mesmo não ocorrendo com o  $N_{bc}$  que chega a

aumentar em torno de 36%. Tal fato pode ser explicado pela pouca influência desse parâmetro em relação ao número de células gerado pelo tráfego de pior caso (9066), o que implica no decréscimo da eficiência do mecanismo com o aumento de  $Q$ .

A influência da escolha de  $C$  para o BF é demonstrada através da Figura 5, onde nós temos fontes com as mesmas características das consideradas anteriormente. Através desta figura, podemos ver que a eficiência do mecanismo decresce cerca de 130% quando o fator  $C$  passa de 1,1 para 2. Tal decréscimo pode ser creditado ao aumento da taxa média do tráfego de pior caso, uma vez que a taxa efetivamente policiada passou de 1,1Mbps para 2Mbps.

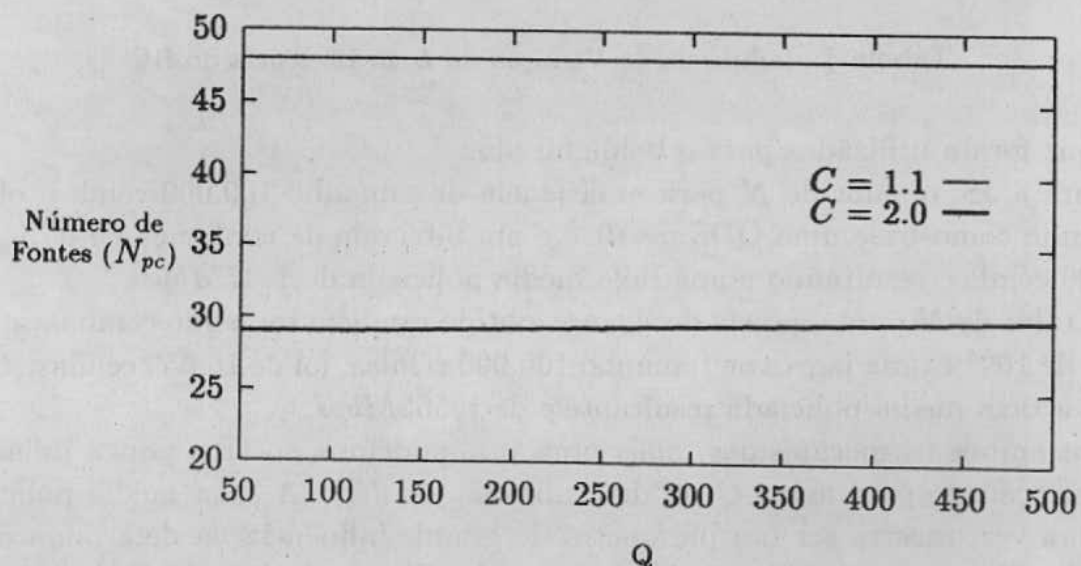


Figura 5: Influência do Parâmetro  $C$  na Eficiência do Balde Furado

A variação do parâmetro  $L$  também afeta a eficiência do mecanismo. Tal fato pode ser confirmado através da Tabela 1. Neste caso, consideramos que o tráfego é gerado por fontes com características diferentes das consideradas anteriormente.

Apesar do  $N_{pc}$  não ter variado, nota-se um aumento da eficiência do mecanismo devido ao decréscimo de  $N_{bc}$ . No entanto, valores excessivamente grandes, como os obtidos para  $N$  (em torno de  $6,2 \times 10^5$ ), quando queremos  $C = 1,1$  para  $L = 10^4$  torna este tipo de abordagem impraticável.

As Figuras 6 e 7 são análogas à Figura 4. Só que as mesmas correspondem às análises feitas para os mecanismos da janela saltitante e da janela deslizante, respectivamente. Também são consideradas fontes com as mesmas características

$B_p$ (Mbps)	$b$	$L$	$Q$	$N_{bc}$	$N_{pc}$	$N_p$	$GE$
10	5	100	50	33	27	15	0,67
10	5	100	100	36	27	15	0,57
10	5	100	500	45	27	15	0,40
10	5	1000	50	30	27	15	0,80
10	5	1000	100	31	27	15	0,75
10	5	1000	500	34	27	15	0,63
10	5	10000	50	30	27	15	0,80
10	5	10000	100	30	27	15	0,80
10	5	10000	500	30	27	15	0,80

Tabela 1: Influência da Variação do  $L$  na Eficiência do BF

das que foram utilizadas para o balde furado.

Para a JS, o valor de  $N$  para uma janela de tamanho 100.000 células, obtido tomando como base uma QDS de  $10^{-5}$  e um intervalo de confiança de 95%, é de 14.700 células, resultando numa taxa média policiada de 1,47Mbps.

O valor de  $N$  para a janela deslizante, obtido também tomando como base uma QDS de  $10^{-5}$  e uma janela de tamanho 100.000 células, foi de 15.650 células. Neste caso, a taxa média policiada resultante é de 1,565Mbps.

Em ambos os mecanismos, mais uma vez, podemos notar a pouca influência da variação do parâmetro  $Q$  na determinação do  $N_{pc}$ . A taxa média policiada, por sua vez, mostra ser um parâmetro de grande influência na determinação do mesmo. Uma vez que ela coincide com o valor da taxa média do tráfego de pior caso que passa pelo mecanismo, quanto maior for o seu valor, menor será o  $N_{pc}$ .

Os valores obtidos do Grau de Eficiência  $GE$  de cada um dos mecanismos aparecem na Figura 8 para os vários valores de  $Q$  por nós considerados.

Através desta figura, podemos ver que o mecanismo do **balde furado** é cerca de 44% mais eficiente que o mecanismo da janela saltitante, e cerca de 56% mais eficiente que o mecanismo da janela deslizante.

A razão pela qual o mecanismo da janela saltitante apresenta um desempenho melhor que o da janela deslizante pode ser explicado pelo fato de que a taxa média do tráfego de pior caso que passa por este último ser maior que a que a do que passa pelo primeiro. Conforme dissemos anteriormente, este valor influencia diretamente no cálculo do  $N_{pc}$  e, por conseguinte, no valor do  $GE$ .

Outras conclusões que podemos tirar acerca dos resultados obtidos são que a alocação da banda passante considerando o tráfego de pior caso apresenta-se como

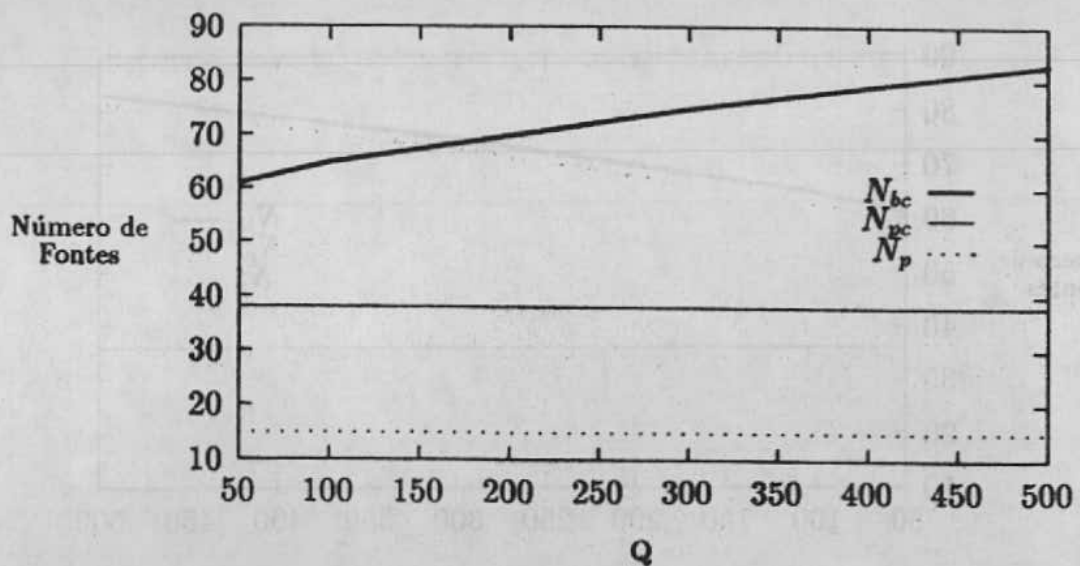


Figura 6: Variação do Número de Fontes em Relação a  $Q$  para a Janela Saltitante

uma estratégia bastante plausível, uma vez que ela promove, em certos casos, um ganho acima de 100% em relação à alocação pela taxa de pico, conforme mostram todos os gráficos vistos até agora. E este ganho apresenta-se ainda maior quando o mecanismo de policiamento considerado é o balde furado.

## 5 Conclusões

Neste artigo, nós estudamos a eficiência de alguns mecanismos de policiamento propostos para atuarem nas redes ATM. Para tal, utilizamos o critério de calcular o grau de eficiência, que baseia-se no tráfego de pior caso que pode passar pelo mecanismo, para cada um deles.

Os resultados obtidos mostram que o tamanho do *buffer* do multiplexador pouco contribui no aumento das fontes de pior caso que podem ser acomodadas no mesmo. Por outro lado, para o mecanismo do balde furado, a razão entre a taxa efetivamente policiada e a taxa média declarada mostrou ser um parâmetro muito crítico e que deve ser considerado no momento do dimensionamento do mecanismo.

Por fim, uma comparação entre os mecanismos do **balde furado**, da **janela deslizante**, e da **janela saltitante**. Mostrou ser este último mecanismo cerca de 9% mais eficiente que o da janela deslizante, mas cerca de 44% menos eficiente que o mecanismo do balde furado.

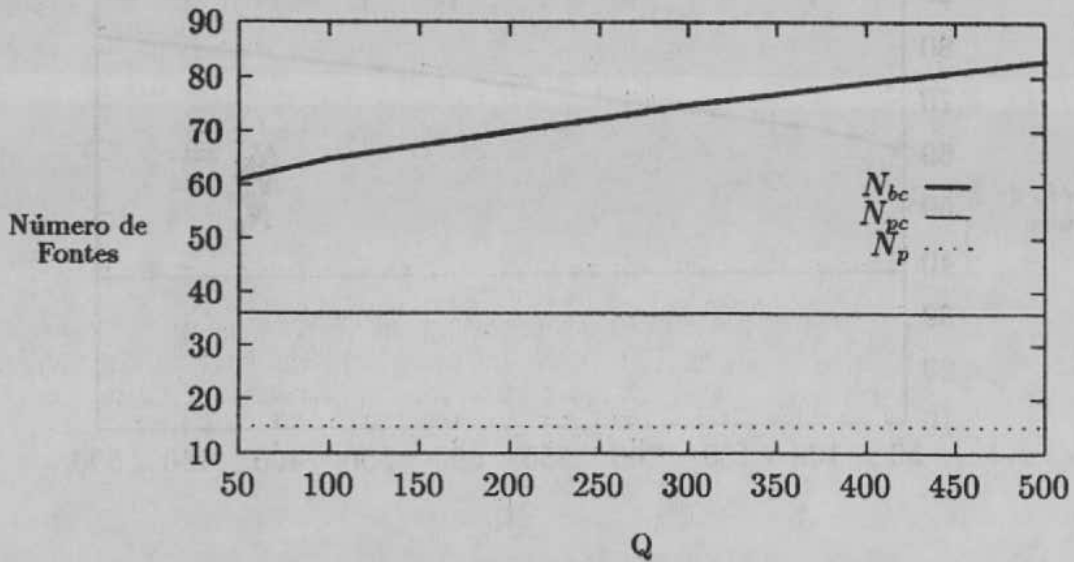


Figura 7: Variação do Número de Fontes em Relação a  $Q$  para a Janela Deslizante

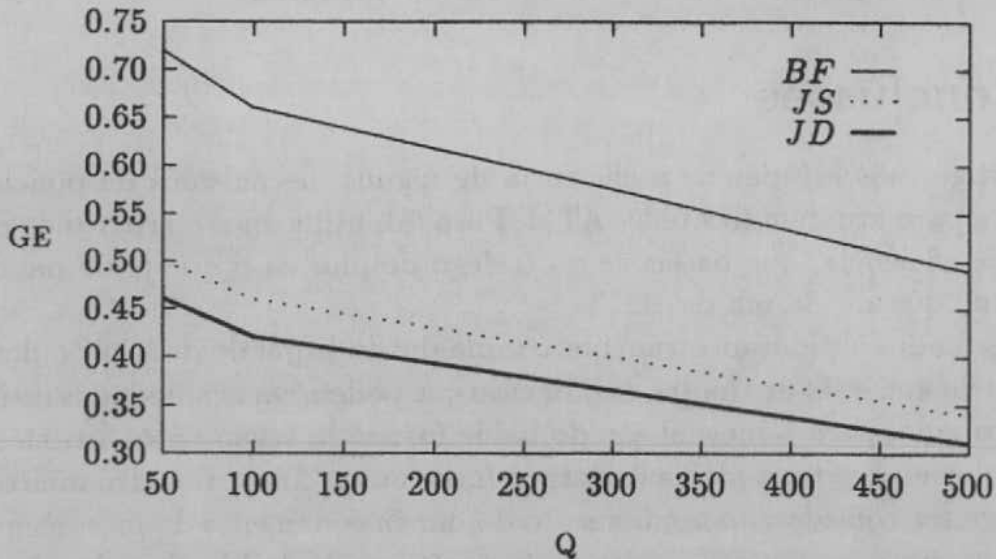


Figura 8: Comparação entre os Mecanismos LB, JS e JD em Relação a  $N_{pc}$



Maiores estudos são necessários para estudarmos o efeito da variação de alguns parâmetros como o tamanho médio de uma rajada ( $L$ ) na eficiência de um mecanismo. Devemos também considerar outros tamanhos de janelas e do parâmetro  $N$  para os mecanismos da janela saltitante e da janela deslizante a fim de determinarmos o efeito desses parâmetros no desempenho dos mesmos, bem como estudar estes mecanismos, considerando tráfegos com características diferentes do aqui considerado. Estes resultados serão apresentados em [FaJ93].

## Referências

- [BCT91] M. Buttó, E. Cavallero, e A. Tonietti. Effectiveness of the “leaky bucket” policing mechanism in ATM networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 9(3):335–342, abril 1991.
- [BF90] Flaminio Borgonovo e Luigi Fratta. Policing in ATM networks: An alternative approach. Em *Anais do Seventh ITC Seminar*, Nova Jérsei, EUA, outubro 1990.
- [BS91] Jaime Jungok Bae e Tatsuya Suda. Survey of traffic control schemes and protocol in ATM networks. *Proceedings of the IEEE*, 79(2):170–189, fevereiro 1991.
- [DRI92] CCITT Draft Recommendation I.371. Traffic control and congestion control in B-ISDN. *Temporary Documents of the Study Group XVIII Meeting*, páginas 1–28, junho 1992.
- [DRS91] Lisa G. Dron, G. Ramamurthy, e Bhaskar Sengupta. Delay analysis of continuous bit rate traffic over an ATM network. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 9(3):402–407, abril 1991.
- [Eck79] Adrian E. Eckberg. The single server queue with periodic arrival process and deterministic service times. *IEEE Transactions on Communications*, 27(3):556–562, março 1979.
- [FaJ93] José Arivaldo Frazão Jr. Estudo comparativo da eficiência de mecanismos de controle de tráfego para a RDSI-FL. Tese de Mestrado, Universidade Federal de Pernambuco, 1993. Dissertação ainda a ser defendida.
- [KB92] Kenn Kvols e Soren Blaabjerg. Bounds and approximations for the periodic on/off queue with applications to ATM traffic control. Em

*Anais do INFOCOM'92*, volume 2, páginas 487-494, Florença, Itália, maio 1992.

- [LDMT92] K.-Q. Liao, Z. Dziong, L. Mason, e N. Tétreault. Effectiveness of leaky bucket policing mechanism. Em *Anais do IEEE International Conference on Communications*, páginas 1201-1205, Chicago, E.U.A., junho 1992.
- [LRG92] Bruno Laguë, Catherine Rosenberg, e Fabrice Guillemin. A generalization of some policing mechanisms. Em *Anais do INFOCOM'92*, páginas 767-775, Florença, Itália, maio 1992.
- [MGF90] J. A. Suruagy Monteiro, Mario Gerla, e Luigi Fratta. Leaky bucket input rate control in ATM networks. Em *Anais do International Conference on Computer Communication*, páginas 370-376, Nova Déli, Índia, novembro 1990.
- [MGF91a] J. A. Suruagy Monteiro, Mario Gerla, e Luigi Fratta. Input rate control for ATM networks. Em *Anais do 13th ITC*, volume 15, páginas 117-122, Copenhague, Dinamarca, junho 1991.
- [MGF91b] J. A. Suruagy Monteiro, Mario Gerla, e Luigi Fratta. Statistical multiplexing in ATM networks. *Performance Evaluation*, 12(3):147-167, 1991.
- [Rat91] E. P. Rathgeb. Modeling and performance comparison of policing mechanisms for ATM networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 9(3):325-334, abril 1991.
- [RT90] Erwin P. Rathgeb e Thomas H. Theimer. The policing function in ATM networks. Em *Anais do XIII International Switching Symposium*, volume V, páginas 127-130, Estocolmo, Suécia, junho 1990.
- [RV91] G. Rigolio e L. Verri. Source control and shaping in ATM networks. Artigo ainda não publicado, 1991.
- [Tuc91] 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 1991.
- [WW91] E. Wallmeier e T. Worster. A cell spacing and policing device for multiple virtual connections on one ATM pipe. Em *RACE R1022 Workshop: ATM Network Planning and Evolution*, Londres, abril 1991.