Capítulo II

Mecanismos para Monitoração e Policiamento de Tráfego

II.1 Introdução

Nos últimos anos muito se caminhou no desenvolvimento da RDSI-FL, porém vários problemas restam em aberto a procura de uma solução satisfatória. O controle de tráfego é sem dúvida um dos problemas mais complexos a ser resolvido.

Para se obter uma maior eficiência da RDSI-FL, as fontes de tráfego, com taxas variáveis, devem ser multiplexadas estatisticamente, o que implica no fato de cada chamada dispor de uma banda passante alocada abaixo de sua taxa máxima de transmissão. Conseqüentemente, surge o complexo desafio de disciplinar e regular o tráfego através da rede, evitando-se situações de congestionamento causadoras de perda de células e atrasos indesejáveis.

A RDSI-FL deve atender de forma eficiente ao maior número possível de usuários e garantir a veiculação do tráfego contratado. Parâmetros de qualidade de serviço, como vazão, taxa de perda de células, atraso, variação do atraso, etc., devem portanto ser especificados, monitorados e garantidos pela rede.

No que concerne ao controle de tráfego, a maioria das estratégias utilizadas nas redes de dados convencionais são baseadas em reconhecimentos (*acknowledgement-based*) emitidos pelo destinatário. Esta abordagem, chamada controle reativo, não é apropriada para as redes

de alta velocidade, uma vez que uma grande quantidade de informação já terá sido transmitida no momento que chegar o reconhecimento. O controle de tráfego orientado à vazão (*rate-based*) surge como alternativa a este problema. Além disso, as futuras redes de serviços integrados devem suportar os mais diversos tráfegos, dentre os quais os tráfegos de tempo real, que possibilitam às aplicações uma comunicação com garantias de desempenho severas.

A fim de garantir um bom desempenho da RDSI-FL é necessário um conjunto de mecanismos de controle de tráfego. Vários controles são previstos [ITU93] tais como: controle de admissão de conexão, controle de prioridade, controle de congestionamento e controle de parâmetros de utilização/rede.

O controle de parâmetros de utilização/rede se refere às ações efetuadas pela rede, durante a fase de transferência de informação, a fim de monitorar e controlar o tráfego do usuário. O principal objetivo deste controle é a proteção dos recursos da rede contra tráfegos "mal comportados", intencionais ou não. Estes tráfegos são aqueles que violam os parâmetros negociados durante a fase de estabelecimento de conexão podendo inclusive alterar a qualidade de serviço de outras conexões. Os mecanismos usados por este controle têm a função de detectar as possíveis violações dos parâmetros contratados pela conexão. Os mecanismos que executam esta função também são conhecidos como mecanismos de policiamento.

Este capítulo apresenta e analisa diversos mecanismos de monitoração e policiamento de tráfego para garantia da qualidade de serviço orientados a controle de taxa de transmissão. A seção II.2 apresenta os principais mecanismos de policiamento citados na literatura. Descreve-se, além disso, os modelos analíticos destes mecanismos, com base no trabalho [Rat91]. Esta modelagem analítica também é abordada em [Fae94b].

II.2 Mecanismos de Policiamento[1]

Dado que uma chamada é admitida, a rede se protege de fontes abusivas através de um controle de parâmetros, denominado policiamento, garantindo que a fonte de tráfego não violará os parâmetros contratados, tais como: taxa máxima, taxa média e comprimento de rajada. Além disso, classes de serviço com menor sensibilidade ao atraso podem ter seu tráfego moldado ou suavizado em esquemas de controle de taxa.

As células que compõem a parcela de tráfego considerada pelo controle de policiamento como violadora, são simplesmente descartadas ou "marcadas". Nesta situação, as células marcadas são transferidas, caso não sejam causadoras de congestionamento para a rede, com possível sobretaxa para o usuário. Este trabalho considera o tráfego submetido a rede como sendo o tráfego não violador.

Vários mecanismos de policiamento têm sido propostos. Entre os mais citados na literatura tem-se o balde furado (*leaky bucket*) [BCT91, Rat91] e suas extensões [Ber90], o contador de pico [JMo94] e os mecanismos baseados em janela. Entre estes últimos destacam-se a janela saltitante, janela deslizante ou retangular, janela saltitante sincronizada, janela triangular e janela com créditos por média móvel exponencialmente ponderada [DJM91, JMo94, Rat91].

Os mecanismos baseados em janela consistem em limitar, em um determinado valor C (crédito máximo), o número de células injetadas na rede durante um intervalo de tempo T. Este intervalo de tempo é denominado janela. Os mecanismos baseados em janela diferem entre si segundo a maneira pela qual as janelas evoluem ao longo do tempo e pela forma como o valor dos créditos é considerado.

---

[1] Parte do texto e figuras desta seção foi extraída do artigo [FAD95a].

II.2.1 Balde Furado

Um dos mecanismos para controle de taxa de transmissão e policiamento mais citados na literatura é o conhecido como Balde Furado - BF (*Leaky Bucket* - LB). Este é um algoritmo proposto para ser implementado na controladora de comunicação das redes de alta velocidade.

Na técnica do balde furado uma célula só é transmitida quando ela pode depositar um crédito em um depósito de créditos, o balde furado (Figura II.1). O depósito de créditos tem um tamanho finito denotado por *C*. Se o depósito de créditos estiver cheio, então a célula é considerada violadora, podendo ser descartada ou marcada. Os créditos são retirados ou "vazam" do depósito à taxa média contratada, denominada taxa de policiamento. A rajada de comprimento máximo para este mecanismo ocorre quando a fonte inicia uma transmissão à taxa de pico, quando o depósito de créditos está vazio. O número de células transmitidas, até que o depósito esteja cheio, equivale ao comprimento máximo da rajada.

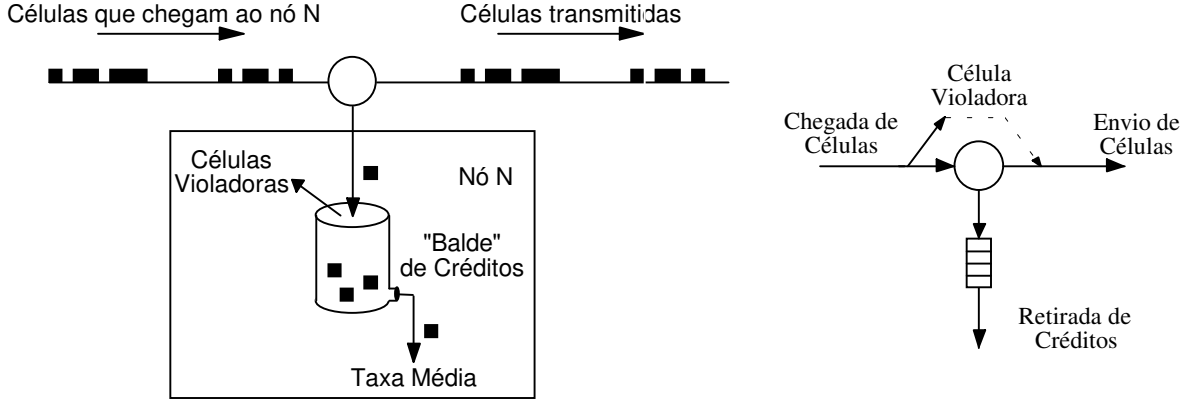

Figura II.1: Representações do mecanismo balde furado.

Observa-se que enquanto o depósito está sendo preenchido por créditos depositados a cada chegada de células, uma determinada quantidade de créditos vaza à taxa de policiamento. O comprimento máximo da rajada é dado pela expressão:

$$\frac{CB_{\max}}{B_{\max} - B_{\text{pol}}} \tag{II.1}$$

Onde C é o limite de créditos, $B_{\max}$ é a taxa de pico e B_{pol}, a taxa de policiamento.

II.2.1.1 Modelagem Analítica para o Balde Furado

O mecanismo do balde furado pode ser implementado através de um contador que é incrementado a cada vez que uma célula é gerada pela fonte e decrementado à taxa de geração de créditos (somente se o valor do contador estiver positivo). Se momentaneamente a taxa de chegada de células exceder a taxa de geração de créditos, o valor do contador começará a aumentar. Considera-se que a fonte viola os parâmetros contratados, caso o contador atinja um limite predefinido. A probabilidade de violação (p_{viol}) de um mecanismo é dada pela probabilidade de, em uma chegada, o mecanismo detectar uma célula como violadora dos parâmetros contratados.

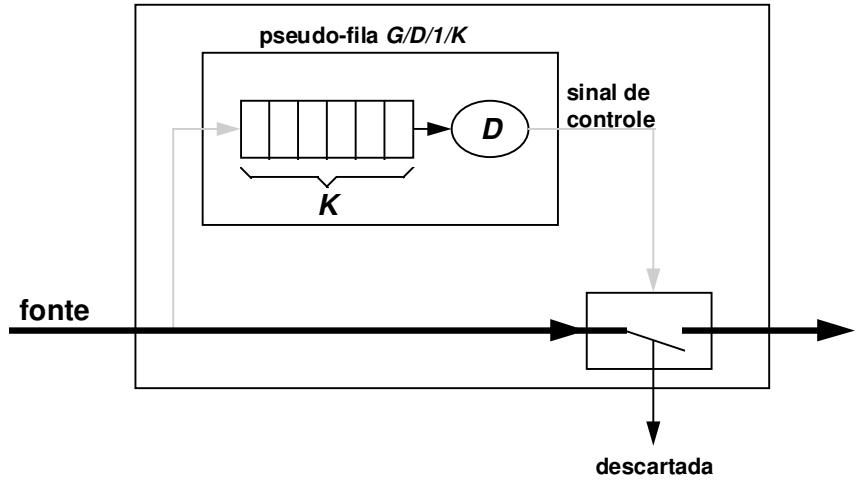

Figura 3.1.2 - Modelo para o balde furado com pseudo-fila *G/D/1/K*

O sistema de pseudo-fila *G/D/1/K* (Figura II.2) é um modelo exato para a probabilidade de violação do balde furado, que é idêntica à probabilidade de perda de células

se as células violadoras são descartadas. Este modelo consiste de um único servidor com tempo de serviço determinístico (*D*), uma fila de capacidade finita (*K*) e um processo de chegadas com disciplina geral (*G*). O tempo de serviço do modelo é igual ao tempo entre gerações de créditos (intervalo de decremento do contador) e o número de usuários no sistema (incluindo servidor e fila) representa o estado do contador. Portanto o limite *C* do contador é igual a $(K + 1)$.

O balde furado pode ser modelado para um sistema de tempo discreto da seguinte maneira:

- *D*: Tempo de serviço determinístico para cada célula

- A_n: Variável aleatória do intervalo entre a chegada da n-ésima e da n-ésima primeira célula,
$$a_n(k) = \mathrm{P}\{A_n = k\}, 0 \le k \le \infty$$

- U_n: Variável aleatória da quantidade de trabalho no sistema, imediatamente antes da chegada da n-ésima célula,
$$u_n(k) = \mathrm{P}\{U_n = k\},\ 0 \le k \le (K + 1)D$$

- U_n^+: Variável aleatória da quantidade de trabalho no sistema, imediatamente após a chegada da n-ésima célula,
$$u_n^+(k) = \mathrm{P}\{U_n^+ = k\},\ 0 \le k \le (K + 1)D$$

- *K:* Número de células que podem ser armazenadas na fila,

as equações para as variáveis aleatórias são dadas por:

$$U_{n+1} = \max\left(U_n^+ - A_n, 0\right)$$
$$U_n^+ = \begin{cases} U_n + D & U_n \le KD \\ U_n & U_n > KD. \end{cases}$$

(II.2)

Quando $n \to \infty$, $u_n(k) \to u(k)$ e $a_n(k) \to a(k)$. O sistema então é satisfeito pelo seguinte sistema de equações:

$$u(k) = \begin{cases} \sum_{i=0}^{KD} u(i) \sum_{j=D+i}^{\infty} a(j) + \sum_{i=KD+1}^{(K+1)D} u(i) \sum_{j=i}^{\infty} a(j) & \text{para k = 0} \\ \sum_{i=0}^{KD} u(i) a(D-k+i) + \sum_{i=KD+1}^{(K+1)D} u(i) a(i-k) & \text{para } 0 < k \le (K+1)D. \end{cases}$$

(II.3)

A primeira equação é redundante e pode ser substituída pela condição de normalização para distribuições de probabilidade.

$$\sum_{i=0}^{(K+1)D} u(i) = 1$$

(II.4)

A probabilidade de violação p_{viol} pode ser computada como:

$$p_{viol} = \sum_{i=KD+1}^{(K+1)D} u(i)$$

(II.5)

É importante ressaltar que o sistema *G/D/1/K* modela a probabilidade de violação do mecanismo balde furado, ou seja, nenhuma célula entra realmente em uma fila.

II.2.1.2 Variações do Mecanismo Balde Furado

Várias versões deste algoritmo têm sido propostas, sendo que uma das mais citadas é a descrita em [Par92], que utiliza como parâmetros de QOS a taxa de transmissão média, a taxa de transmissão máxima e o tamanho da rajada máxima. Nesta versão (Figura II.3) cada nó possui dois depósitos imaginários (baldes ou *buckets*) para cada fluxo: um depósito de créditos e um depósito de transmissão.

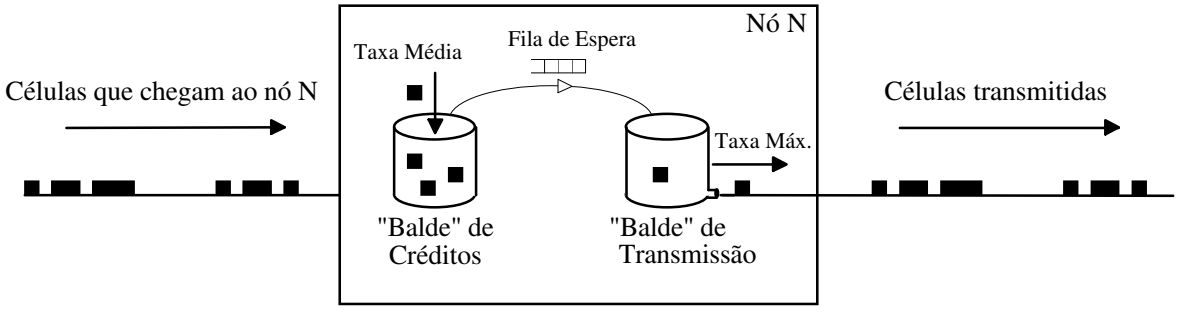

Figura II.3: Versão do mecanismo balde furado descrita em [Par92].

O depósito de créditos é preenchido à taxa de transmissão média e o número máximo de créditos (tamanho da rajada) limita quantos créditos um fluxo pode armazenar. Quando o depósito de créditos está cheio, os novos créditos depositados são descartados. Para enviar um pacote, o transmissor deve retirar do depósito de créditos um número de créditos igual ao tamanho do pacote em células. Se não houver créditos suficientes o transmissor deve esperar na fila até que uma quantidade suficiente de créditos esteja armazenada no depósito.

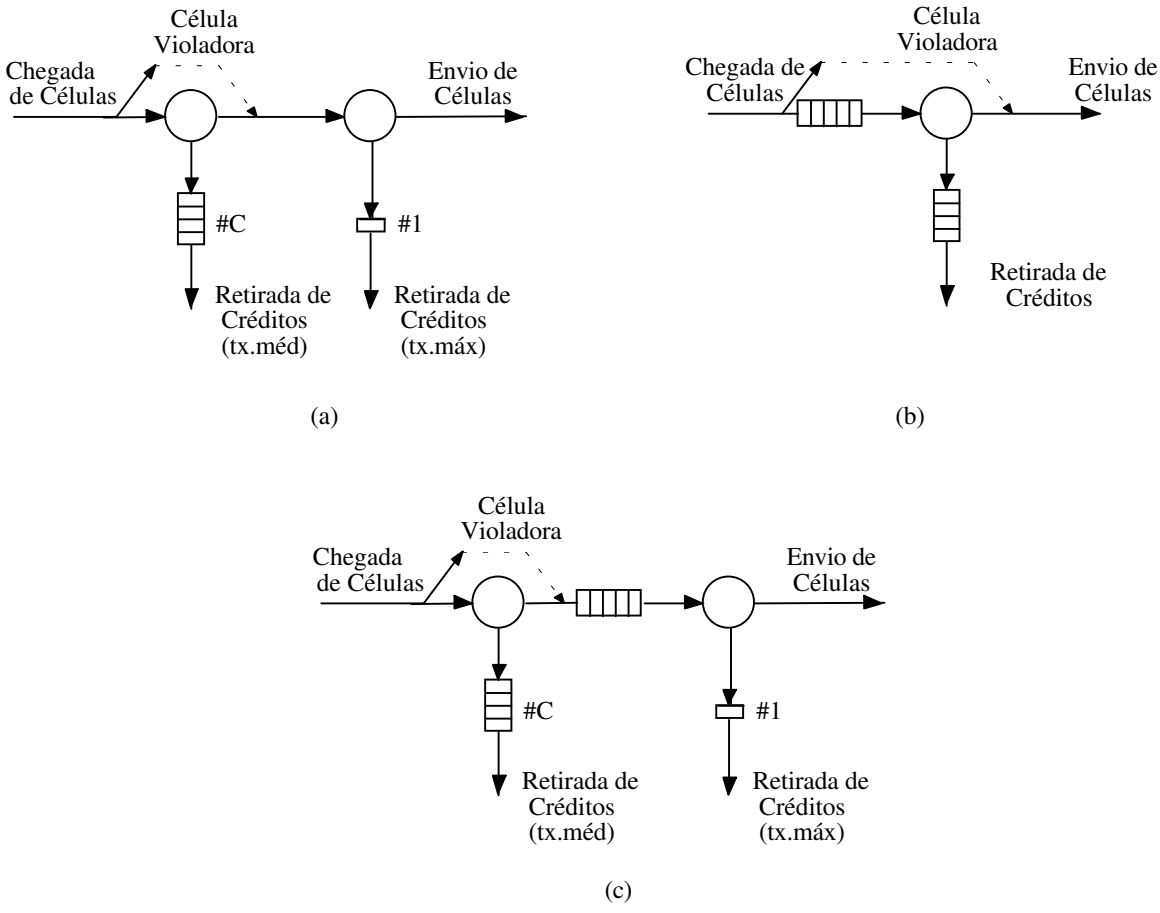

Figura II.4: Variações do mecanismo balde furado.

Quando o pacote for enviado, um número de créditos igual ao tamanho do pacote é colocado num depósito vazio (depósito de transmissão) que drena créditos à taxa de transmissão máxima. Nenhum pacote poderá ser enviado até que este depósito esteja novamente vazio. Isto garante que a taxa de transmissão nunca será superior à taxa máxima negociada.

Este algoritmo é bastante eficiente como um mecanismo de controle de fluxo, no entanto não define uma disciplina de serviço, ou seja, não considera a interação entre fluxos, não controlando a ordem de transmissão de pacotes de diferentes fluxos nem discriminando os pacotes de acordo com seus diferentes parâmetros de QOS.

Normalmente os mecanismos de policiamento controlam apenas uma taxa de transmissão. Para policiar a taxa máxima e a taxa média simultaneamente é necessário interconectar dois módulos de mecanismos de policiamento. De uma maneira geral, isto é obtido através do cascateamento do mecanismo na sua forma convencional com um outro que tenha a função de espaçador de células à taxa máxima. A Figura II.4(a) mostra este esquema para o balde furado, onde o espaçador consiste de um balde furado com depósito de tamanho $C_{máx} = 1$ e com taxa de atualização de créditos igual a taxa máxima contratada.

Uma outra classe de controle de tráfego é a moldagem de tráfego (*traffic shapping*). Neste tipo de mecanismo "molda-se" o tráfego de forma a respeitar os parâmetros negociados. Em relação a taxa negociada a moldagem se comporta como um suavizador de tráfego (*traffic smoothing*) e pode ser realizada pela simples introdução de um *buffer* que tenha a finalidade de armazenar as células que seriam descartadas. Embora não ocorra o descarte das células, este armazenamento tem o inconveniente de introduzir atrasos. A Figura II.4(b) apresenta o BF com suavização do tráfego na entrada e a Figura II.4(c) com suavização na saída. As células consideradas violadoras são armazenadas até que possam ser transmitidas sem penalização.

II.2.2 Janela Saltitante

O mecanismo Janela Saltitante - JS (*Jumping Window* - JW) considera janelas com períodos de tempo fixos e iguais a *T* justapostas ao longo do tempo. Assim, uma janela tem início imediatamente após o término da janela anterior. Durante uma janela somente *C* células poderão ser submetidas a rede. Caso *C* células já tenham sido recebidas pela rede durante uma janela, as células seguintes serão consideradas violadoras e, conseqüentemente, descartadas ou marcadas.

Este mecanismo é bastante simples de ser implementado através de um temporizador e de um contador. As janelas justapostas deste mecanismo são obtidas pelo temporizador na sua configuração auto-disparável, ou seja, que torna a disparar no momento que estoura. O

contador deve ser inicializado com o valor *C* do crédito máximo e decrementado de uma unidade a cada célula que é injetada na rede (Figura II.5).

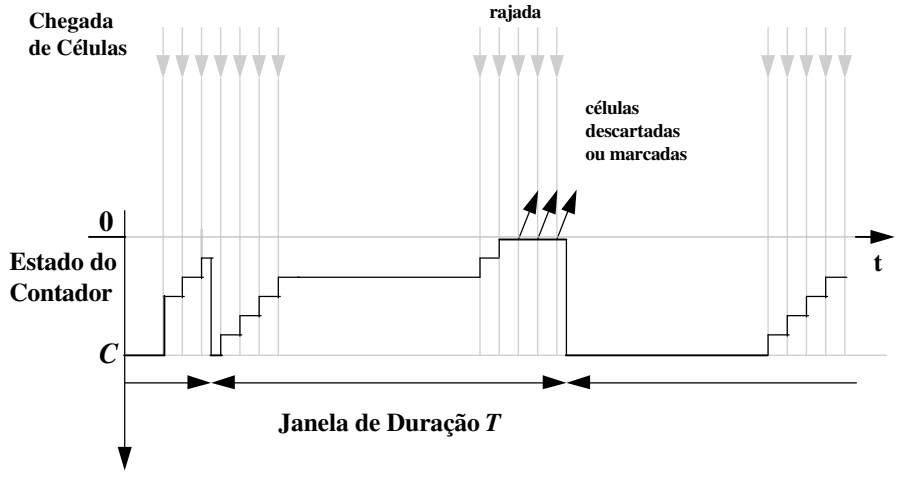

Figura II.5: O mecanismo janela saltitante.

Um padrão de tráfego bastante utilizado na análise dos mecanismos de policiamento é o denominado tráfego de pior caso. Define-se como tráfego de pior caso, o tráfego que passa pelo mecanismo de policiamento, explorando totalmente a taxa policiada sem sofrer qualquer tipo de penalização e que possui características que dificultem sua veiculação pela rede. A condição mais severa para a rede é durante as rajadas pois dependendo do estado da rede as células poderão ser armazenadas (provocando atrasos) e até mesmo perdidas por transbordo de memória. Assim, pode-se concluir que o tráfego de pior caso é do tipo rajada/silêncio onde o comprimento da rajada é o maior possível.

Se a fonte estiver sincronizada com a janela do mecanismo janela saltitante, ela pode gerar duas rajadas concatenadas, de *C* células, ao fim de um intervalo e no início do intervalo seguinte. Um período de silêncio de $2T$ - ($2C \times t_{cel}$) será necessário, onde t_{cel} denota o intervalo entre chegadas de células, durante a rajada. Portanto, o ciclo de ocupação para o mecanismo janela saltitante tem duração de $2T$ (Figura II.6).

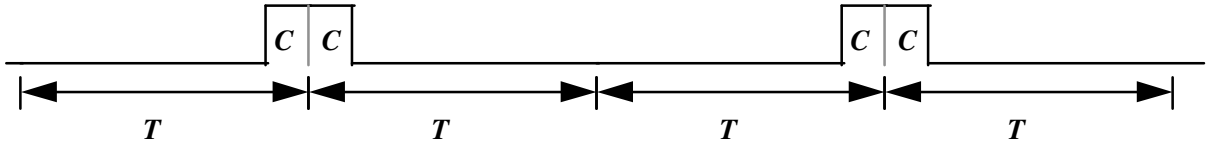

Figura II.6: Tráfego de pior caso para o mecanismo janela saltitante.

II.2.2.1 Modelagem Analítica para a Janela Saltitante

A probabilidade da rede policiar células violadoras pode ser calculada a partir do processo de contagem de chegadas de células, que por sua vez descreve o número de células chegando durante um intervalo de tempo arbitrário. Pode-se exemplificar o processo de contagem de Poisson, cujos tempos entre chegadas são exponenciais, sem memória (para sistemas modelados por tempo contínuo), ou o processo de contagem com chegadas em tempo discretizado cuja distribuição é binomial.

Para se considerar o caso geral de processos de renovação de chegadas, a modelagem pode ser obtida a partir da teoria da renovação. No caso estacionário, a função de densidade de probabilidade $a^{(n)}(t)$ para o tempo até a chegada da n-ésima célula, começando em um instante arbitrário é dada por:

$$a^{(n)}(t) = a^{*}(t) \otimes \underbrace{a(t) \otimes a(t) \cdots \otimes a(t)}_{(n-1)\text{ termos}}$$

(II.6)

com

$$a^{*}(t) = \lambda\left(1 - \int_{0}^{t} a(\tau)d\tau\right) = \lambda\left(1 - A(t)\right)$$

(II.7)

onde $a(t)$ e $a^*(t)$ são respectivamente as funções de densidade de probabilidade dos tempos entre chegadas e do tempo residual do processo de renovação de chegadas. λ é a taxa média de chegada e o operador $\otimes$ denota a convolução. A distribuição de probabilidade $x_n(t)$ para n chegadas em um intervalo de comprimento t é dada por:

$$x_n(t) = A^{(n)}(t) - A^{(n+1)}(t) \tag{II.8}$$

onde $A^{(i)}$ denota as funções de distribuição de probabilidade. A distribuição de probabilidade do processo de contagem pode ser escrita em uma forma recursiva como:

$$x_n(t) = \begin{cases} 1 - A^*(t) & n = 0 \\ \dfrac{1}{\lambda}\left(a^*(t) \otimes a^*(t)\right) & n = 1 \\ x_{n-1}(t) \otimes a(t) & n = 2 \end{cases} \tag{II.9}$$

onde $A^*(t)$ denota a função de distribuição de probabilidade do tempo residual até a próxima chegada. A transformada de Laplace $\mathbf{X}^*(s)$ para a distribuição do processo de contagem é:

$$\mathbf{X}^*(s) = \frac{\lambda}{s^2}\left[\mathbf{A}^*(s)^{n-1} - 2\mathbf{A}^*(s)^n + \mathbf{A}^*(s)^{n+1}\right] \quad n \geq 1 \tag{II.10}$$

onde $\mathbf{A}^*(s)$ denota a transformada de Laplace de $a(t)$. A probabilidade de que uma violação seja detectada pelo mecanismo JW é dada pelo número médio de células policiadas dividido pelo número de células chegando em um determinado intervalo:

$$p_{viol} = \frac{\sum_{i=1}^{\infty} i x_{N+i}(T)}{\sum_{i=1}^{\infty} i x_i(T)} \tag{II.11}$$

O denominador da equação (II.11) é λT (pelo Teorema de Little). Reformulando-se o numerador chega-se ao seguinte resultado:

$$p_{viol} = \frac{\lambda T - N + \sum_{i=0}^{N-1} (N-i) x_i(T)}{\lambda T} \qquad \text{(II.12)}$$

II.2.3 Janela Saltitante Sincronizada

O mecanismo Janela Saltitante Sincronizada - JSS (*Triggered Jumping Window* - TJW) é semelhante ao mecanismo Janela Saltitante porém o início de uma janela está condicionada (sincronizada com) a chegada de uma célula. Este procedimento evita períodos de silêncio no início de uma janela permitindo assim um controle mais acurado do tráfego.

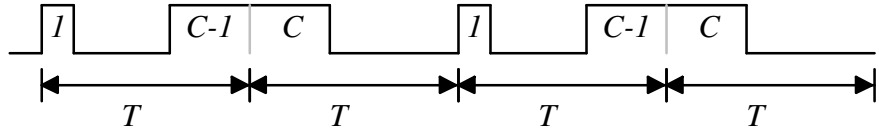

Figura II.7: Tráfego de pior caso para o mecanismo janela saltitante sincronizada.

Neste mecanismo o tráfego de pior caso permite a transmissão de uma rajada de $2C$ - 1 células e o seu ciclo de ocupação tem duração de $2T$ conforme ilustrado na Figura II.7.

II.2.3.1 Modelagem Analítica para a Janela Saltitante Sincronizada

O mecanismo JSS pode ser modelado de uma forma similar à do esquema anterior. O que o diferencia é a distribuição do processo de contagem de chegadas de células. Nesta abordagem, o processo deve ser calculado sob a hipótese de que o intervalo de tempo (janela) se inicia com o evento de uma chegada que também é computada no processo de contagem. A partir deste raciocínio, deve-se modificar a equação (II.6) omitindo-se o fator $a^*(t)$. A

transformada de Laplace da distribuição para o número de chegadas durante um intervalo de comprimento *t*, resulta em:

$$\mathbf{X}^*(s) = \left\{ \frac{1}{s} \mathbf{A}^*(s)^{n-1} \right\}_{t=T} - \left\{ \frac{1}{s} \mathbf{A}^*(s)^n \right\}_{t=T} \quad n \geq 1$$

(II.13)

A probabilidade de violação para o mecanismo TJW pode ser calculada a partir de (II.11) após a substituição de (II.10) por (II.13). Finalmente, devido a sua similaridade, pode-se observar que a complexidade de implementação deste mecanismo é do mesmo nível da complexidade do mecanismo JS.

II.2.4 Janela Deslizante

Dentre os mecanismos de policiamento, o que apresenta concomitantemente vantagens referentes à memorização do tráfego da fonte, ao controle da taxa média, além da limitação do comprimento da rajada, é a janela deslizante. Porém este mecanismo tem sido alvo de críticas referentes à sua complexidade de implementação [Rat91, JMo94]. Já Dittmann *et al* [DJM91] apresenta uma proposta de implementação para a janela deslizante, onde defende um nível de complexidade não tão crítico.

II.2.4.1 Janela Deslizante Contínua

O mecanismo de Janela Deslizante Contínua - JDC (*Sliding Window* - SW) também limita em *C* o número máximo de células submetidas a rede durante uma janela com duração *T*. A diferença em relação a janela saltitante consiste na forma como são consideradas as janelas. O início de uma janela está associado ao instante de chegada de cada célula e seu término exatamente *T* unidades de tempo depois. Assim, várias janelas superpostas vão sendo abertas

e fechadas ao longo do tempo e todas restringindo o tráfego em *C* células no máximo, em qualquer período de tempo *T*. A Figura II.8 ilustra o comportamento deste mecanismo. A superposição das janelas produz um efeito de "memorização" do tráfego.

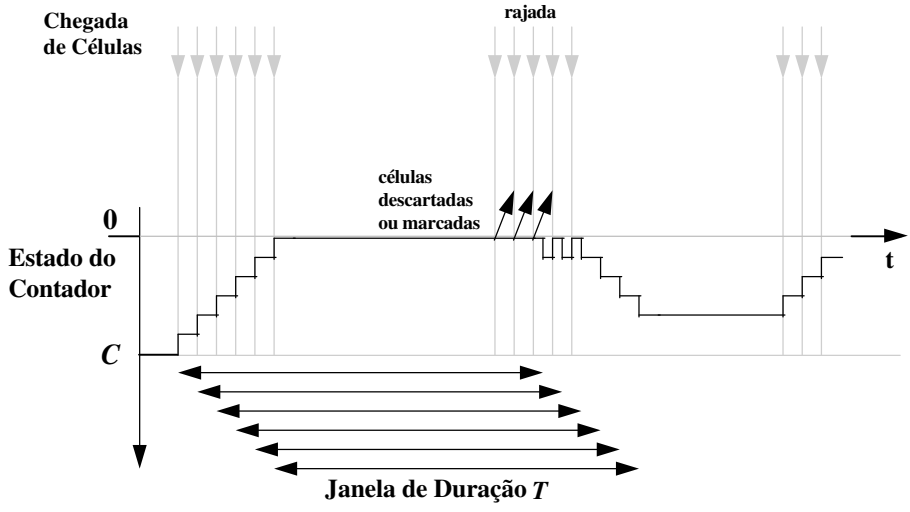

Figura II.8: O mecanismo janela deslizante contínua.

Uma outra forma de vizualizar este mecanismo é ao invés de se considerar várias janelas, considerar uma única janela que desliza ao longo do tempo memorizando os instantes de chegada das células. Esta memorização é realizada através de um contador que é decrementado (memoriza) no instante da chegada de uma célula e incrementado (apaga da memória) *T* unidades de tempo após.

No entanto, sua complexidade de implementação é relativamente alta, tendo em vista a necessidade do armazenamento dos instantes de chegadas das células, disparando um temporizador para cada chegada de célula, além de armazenar o número de chegadas, de até *C* células. Isto pode ser extremamente custoso para janelas com intervalo de longa duração.

Pelo comportamento deste mecanismo, o número de células submetido a rede durante qualquer intervalo de tempo de duração *T* está limitado ao crédito máximo *C*. Portanto, o mecanismo janela deslizante apresenta a vantagem de limitar a taxa policiada do tráfego

durante qualquer intervalo de duração *T* ao valor *C*/*T*. Neste mecanismo o tráfego de pior caso é dado por uma rajada de comprimento *C*, seguida por um período de silêncio cuja duração é $T - (C \times t_{cel})$. como ilustrado na Figura II.9.

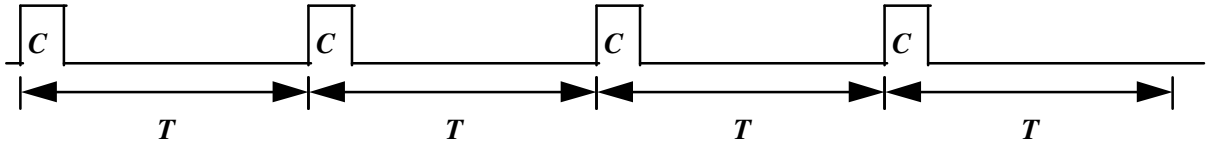

Figura II.9: Tráfego de pior caso para o mecanismo janela deslizante.

II.2.4.2 Modelagem Analítica para a Janela Deslizante Contínua

Este mecanismo pode ser modelado por um sistema de descarte com múltiplos servidores [Kle75], onde os tempos de serviço são determinísticos com duração *T*. O número de servidores é definido como o número máximo de células *N* permitidas durante um intervalo. Para chegadas de Poisson, a probabilidade de violação pode ser calculada a partir da fórmula de perda de Erlang:

$$p_{viol} = \frac{(\lambda T)^N / N!}{\sum_{k=0}^{N} (\lambda T)^k / k!} \qquad \text{(II.14)}$$

II.2.4.3 Janela Deslizante Discretizada

A Janela Deslizante Discretizada - JDD é semelhante à Janela Deslizante Contínua. A diferença consiste no fato dos instantes das chegadas serem aferidos em segmentos de tempo, cuja duração é igual ao tempo de transmissão de uma célula, ou seja, a aferição das chegadas é feita no tempo discreto. Este mecanismo surgiu como uma alternativa para diminuir a complexidade de implementação relativa a memorização do tráfego. Uma das vantagens deste

esquema é relativa ao número de temporizadores necessários a sua implementação, que será explicada no capítulo IV. O esquema de armazenamento dos instantes de chegadas é realizado a partir da associação de um *bit* para cada posição de T onde a célula pode ter chegado. Assim como o esquema anterior, para grandes valores de C, este esquema também apresentará um custo elevado.