

UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL
INSTITUTO DE INFORMÁTICA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM COMPUTAÇÃO

DTA – Discriminador de Tráfego ATM

por

MOURIAC HALEN DIEMER

Dissertação submetida à avaliação,
como requisito parcial para obtenção do grau de Mestre
em Ciência da Computação

Prof. Jürgen Rochol
Orientador

Porto Alegre, abril de 2001.

CIP – CATALOGAÇÃO NA PUBLICAÇÃO

Diemer, Mouriac Halen

DTA – Discriminador de Tráfego ATM / por Mouriac Halen Diemer. – Porto Alegre: PPGC da UFRGS, 2001.

105 p.: il.

Dissertação (mestrado) – Universidade Federal do Rio Grande do Sul. Programa de Pós-Graduação em Computação, Porto Alegre, BR – RS, 2001. Orientador: Rochol, Jüergen.

1. Redes ATM. 2. Caracterização de tráfego.
3. Conformação de tráfego. I. Rochol, Jürgen. II. Título.

UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO SUL

Reitora: Profa. Wrana Panizzi

Pró-Reitor de Ensino: Prof. José Carlos Ferraz Hannemann

Pró-Reitor de Pós-Graduação: Prof. Philippe Olivier Alexandre Navaux

Diretor do Instituto de Informática: Prof. Philippe Olivier Alexandre Navaux

Coordenador do PPGC: Prof. Carlos Alberto Heuser

Bibliotecária-Chefe do Instituto de Informática: Beatriz Haro

Sumário

Lista de Abreviaturas	6
Lista de Figuras	10
Lista de Tabelas	12
Resumo	13
Abstract	14
1 Introdução	15
1.1 A tecnologia ATM	15
1.2 Motivação	16
1.3 Objetivos	18
1.4 Estrutura da dissertação	18
2 Qualidade de serviço em ATM	20
2.1 Introdução	21
2.2 Arquitetura dos serviços ATM	21
2.3 Parâmetros de QoS definidos pelo ATM Forum	22
2.3.1 Peak Cell Rate (PCR).....	23
2.3.2 Sustainable Cell Rate (SCR).....	24
2.3.3 Maximum Burst Size (MBS).....	24
2.3.4 Maximum Frame Size (MFS).....	25
2.3.5 Burt Tolerance (BT).....	25
2.3.6 Cell Loss Ratio (CLR).....	25
2.3.7 Cell Transfer Delay (CTD).....	26
2.3.8 Maximum Cell Transfer Delay (max-CDV)	26
2.3.9 Peak-to-Peak Cell Delay Variation (pp-CDV)	27
2.3.10 Cell Error Ratio (CER).....	27
2.3.11 Severely Errored Cell Block Ratio (SECBR).....	27
2.3.12 Cell Missinsertion Rate (CMR)	28
2.4 Parâmetros de QoS definidos pelo ITU-T	28
3 Categorias de serviço	30

3.1 Introdução.....	30
3.2 Categorias de serviço definidas pelo ATM Forum	32
3.2.1 Categoria de serviço CBR – Constant Bit Rate	32
3.2.2 Categoria de serviço VBR – Variable Bit Rate	33
3.2.3 Categoria de serviço ABR – Available Bit Rate.....	33
3.2.4 Categoria de serviço UBR – Unspecified Bit Rate.....	38
3.3 Categorias de serviço segundo o ITU-T.....	39
3.3.1 Categoria de serviço ABT – ATM Block Transfer.....	40
3.3.2 Categoria de serviço ABR – Available Bit Rate.....	40
3.4 Considerações finais	41
4 Mecanismos de controle de tráfego em ATM	43
4.1 Introdução.....	43
4.2 Conformidade de tráfego	45
4.3 Policiamento e conformação de tráfego.....	46
4.3.1 Policiamento de tráfego (<i>traffic policing</i>)	47
4.3.2 Policiamento suave (<i>soft-policing</i>).....	48
4.3.3 Conformação de tráfego (<i>Traffic Shaping</i>).....	48
4.4 O <i>Generic Cell Rate Algorithm</i> – GCRA	49
4.4.1 O algoritmo GRCA de escalonamento virtual.....	53
4.4.2 O algoritmo GRCA do balde furado de estado contínuo	54
4.5 O GCRA para policiar a taxa de células sustentável.....	56
4.5.1 O algoritmo de Balde Furado Duplo.....	57
4.5.2 O algoritmo de escalonamento virtual duplo.....	58
4.6 A influência do CDVT (τ).....	59
4.7 Modelagem do balde furado segundo um sistema de fila	61
5 Discriminação de tráfego em ATM	63
5.1 Introdução.....	63
5.1.1 Caracterização determinística de um fluxo.	64
5.1.2 Caracterização estatística de um fluxo.	64
5.2 Discriminação de fluxos de tráfego.....	64
5.2.1 Discriminação determinística de um fluxo de tráfego	65
5.2.2 Discriminação estatística de um fluxo	67
5.3 Obtenção dos parâmetros de UPC a partir da discriminação estatística aproximada.....	70
5.3.1 Determinação da capacidade do balde em função da probabilidade de conformação do fluxo	71
5.3.2 Determinação da capacidade do balde em função do atraso	72
6 Implementação do Discriminador de Tráfego ATM.....	74
6.1 Introdução.....	74
6.2 Arquitetura do DTA	76
6.3 Caracterizador do comportamento de curta duração – CCCD	77
6.4 Coletor de dados estatísticos – CDE	77
6.5 Caracterizador do comportamento de longa duração – CCLD	79

7 Resultados experimentais.....	82
7.1 Características da fonte experimental.....	82
7.2 Obtenção do descritor de tráfego do <i>flowers</i>	85
7.3 Validação do processo de discriminação	95
8 Conclusão e trabalhos futuros	98
Bibliografia	102

Lista de Abreviaturas

AAL	ATM Adaptation Layer
ABR	Available Bit Rate
ABT	ATM Block Transfer
ACR	Allowed Cell Rate
ADPCM	Adaptative Diferential PCM
ANSI	American National Standards Institute
ATC	ATM Transport Capability
ATM	Asynchronous Transfer Mode
BECN	Backward explicit congestion notification
BER	Bit Error Rate
B-ISDN	Broadband-Integrated Service Data Network
BN	Backward Notification
B-NT	Broadband Network Termination
BT	Burst Tolerance
B-TA	Broadband Terminal Adaptation
B-TE	Broadband Terminal Equipment
CAC	Connection Admission Control
CBR	Constant Bit Rate
CBS	Cell Burst Size
CCR	Current Cell Rate
CDV	Cell Delay Variation
CDVT	Cell Delay Variation Tolerance
CELP	Code Excited Linear Predictor
CER	Cell Error Rate
CEVD	Conformador de Escalonamento Virtual Duplo
CI	Congestion Indication
CL	Connectionless
CLP	Cell Loss Priority
CLR	Cell Loss Ratio
CMR	Cell Missinsertion Rate
CO	Connection Oriented

CPE	Customer Premises Equipment
CS	Convergence Sublayer
CSMA/CD	Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection
CTD	Cell Transfer Delay
DBR	Deterministic Bit Rate
DS	Digital Signal
DTE	Data Terminal Equipment
ECN	Explicit Congestion Notification
EFCI	Explicit Forward Congestion Indicator
EFCN	Explicit Forward Congestion Notification
EPD	Early Packet Discard
ER	Explicit Rate
ERN	Explicit Rate Notification
ES	End System
ETSI	European Telecommunications Standards Institute
FC	Flow Control
FCS	Frame Check Sequence
FDDI	Fiber Distributed Data Interface
FEC	Forward Error Correction
FRM	Forward resource management cell
GFR	Guaranteed frame rate
GOP	Groups of Pictures
HEC	Head Error Control
ICR	Initial Cell Rate
IETF	Internet Engineering Task Force
ISDN	Integrated Service Data Network
ITU	International Telecommunication Union
ITU-T	ITU – Telecommunication Standardization
LAN	Local Area Network
LANE	Local Area Network Emulation
LB	Leaky Bucket
LBS	Leaky Bucket Shaper
MAN	Metropolitan Area Network
MBS	Maximum Burst Size
MCR	Minimum Cell Rate
MMBP	Markovian Modulated Bernouille Process
MMPP	Markovian Modulated Poisson Process
MPEG	Motion Picture Experts Groups
NI	No Increase
NNI	Network Network Interface
NRT-VBR	Non Real Time –Variable Bit Rate
OC	Optical Carrier
OSI	Open System Interconnection

PCI	Protocol Control Information
PCM	Pulse Code Modulation
PCR	Peak Cell Rate
PDF	Probability Density Function
PDH	Plesiochronous Digital Hierarchy
PDU	Protocol Data Unit
PMD	Physical Medium Dependent
PT	Payload Type
PTI	Payload Type Indicator
PVC	Permanent Virtual Connection
QL	Queue length
QoS	Quality of Service
RDSI-FE	Rede Digital de Serviços Integrados – Faixa Estreita
RDSI-FL	Rede Digital de Serviços Integrados – Faixa Larga
RM	Resource Management
RPC	Remote Procedure Call
RT-VBR	Real Time – Variable Bit Rate
SAP	Service Access Point
SAR	Segmentation and Reassembly Sublayer
SBR	Statistical Bit Rate
SCR	Sustainable Cell Rate
SDH	Synchronous Digital Hierarchy
SDU	Service Data Unit
SECBR	Severely Errored Cell Block Ratio
SMDS	Switched Multimegabit Data Service
SONET	Synchronous Optical Network
SPE	Synchronous Payload Envelope
STD	Source Traffic Descriptor
STM	Synchronous Transfer Mode
STS	Synchronous Transport Signal
SVC	Switched Virtual Connection
TA	Terminal Adapters
TC	Transmission Convergence ou Traffic Control
TCP	Transport Control Protocol
TP	Transmission Path
UBR	Unspecified Bit Rate
UNI	User Network Interface
UPC	Usage Parameter Control
VAD	Voice Absence Detection
VBR	Variable Bit Rate
VC	Virtual Channel
VCC	Virtual Channel Connection
VCI	Virtual Channel Identifier

VD	Virtual destination
VOD	Video-of-demand
VP	Virtual Path
VPC	Virtual Path Connection
VPI	Virtual Path Identifier
VS	Virtual source
WAN	Wide Area Network

Lista de Figuras

FIGURA 1.1 – Relacionamento entre as funções de gerenciamento de tráfego	17
FIGURA 2.1 – Comportamentos de chegadas de células	24
FIGURA 2.2 – Função densidade de probabilidade do tempo de chegada das células..	27
FIGURA 3.1 – Estrutura da realimentação usada no ABR.....	35
FIGURA 3.2 – Funcionamento do EPD	39
FIGURA 4.1 – Funções de supervisão e controle de parâmetros de QoS	45
FIGURA 4.2 – Localização das funções de policiamento (UPC), policiamento suave (SP) e conformação de tráfego (TS) em uma rede ATM.....	47
FIGURA 4.3 – As duas versões equivalentes do GCRA padronizadas.....	50
FIGURA 4.4 – Mecanismo de funcionamento do Balde Furado (<i>Leaky Bucket</i>).....	51
FIGURA 4.5 – O balde furado aplicado na monitoração do PCR	51
FIGURA 4.6 – Algoritmo GCRA(T, τ) do <i>balde furado</i> , aplicado em monitoração de PCR (a) na saída da fonte e (b) na entrada da rede.	52
FIGURA 4.7 – Algoritmo GCRA de Escalonamento Virtual.....	53
FIGURA 4.8 – Algoritmo GCRA(T, τ) de escalonamento virtual aplicado na monitoração de PCR.....	54
FIGURA 4.9 Algoritmo GCRA do Balde Furado de Estado Contínuo.....	55
FIGURA 4.10 – Algoritmo de GRCA(T, τ) do balde furado de estado contínuo aplicado na monitoração do PCR.....	56
FIGURA 4.11 - Algoritmo de Balde Furado Duplo	58
FIGURA 4.12 – Algoritmo de Escalonamento Virtual Duplo.....	58
FIGURA 4.13 – Chegada de células na interface UNI com $T = 4,5 \delta$ para diferentes tolerâncias de atraso τ	60
FIGURA 4.14 – Modelagem do $LB(\mu, B)$ segundo um sistema de fila $.D/1/B$	61
FIGURA 6.1 – Parâmetros de tráfego de um fluxo ATM genérico (VBR).....	75
FIGURA 6.2 – Diagrama de blocos do Discriminador de Tráfego ATM – DTA.....	76
FIGURA 6.3 – Exemplo de definição das taxas candidatas à taxa sustentável	78
FIGURA 7.1 – Predição de movimento; <i>passado</i> e <i>futuro</i> , em quadros MPEG.....	83
FIGURA 7.2 – Tamanho dos quadros do vídeo TES Flowers MPEG	83
FIGURA 7.3 – Tamanho de alguns quadros do vídeo TES Flowers MPEG (de 127 a 234).....	84
FIGURA 7.4 – Variação do parâmetro a em relação as taxas candidatas μ_i	86
FIGURA 7.5 – Variação do parâmetro q em relação as taxas candidatas μ_i	87

FIGURA 7.6 – Variação do parâmetro b em relação as taxas candidatas μ_i	87
FIGURA 7.7 – Comparação dos valores do parâmetro a de <i>flowers</i> com o de <i>flowers modificado</i>	88
FIGURA 7.8 – Comparação dos valores do parâmetro q de <i>flowers</i> com o de <i>flowers modificado</i>	88
FIGURA 7.9 – Comparação dos valores do parâmetro b de <i>flowers</i> com o de <i>flowers modificado</i>	89
FIGURA 7.10 – Tamanho mínimo do balde em relação as taxas candidatas μ_i para três probabilidades e de conformação consideradas	90
FIGURA 7.11 – Tamanho mínimo do balde em relação as taxas candidatas μ_i para três atrasos médios \bar{D} considerados.....	90
FIGURA 7.12 – Curvas limite de probabilidade para ocorrência de um atraso maior que um valor máximo dado por D_{max}	91
FIGURA 7.13 – Variação da banda efetiva mínima em relação as taxas candidatas μ_i para três probabilidade de conformação	92
FIGURA 7.14 – Variação do ponto de inflexão banda efetiva mínima em relação as taxas candidatas μ_i para diversos valores de k	92
FIGURA 7.15 – Variação da banda efetiva mínima em relação as taxas candidatas μ_i para $K = 0,001101$	93
FIGURA 7.16 – Comportamento do MBS em relação as taxas candidatas μ_i	94
FIGURA 7.17 – Comportamento do BT em relação as taxas candidatas μ_i	95
FIGURA 7.18 – Conformador de escalonamento virtual duplo	96
FIGURA 7.19 – Evolução do algoritmo do CEVD em um fluxo VBR com $I_S = 4$, $I_P = 2$ e $BT = 6$	97
FIGURA 8.1 – Tamanho dos quadros dos primeiros 40 segundos do vídeo <i>Guerra nas Estrelas</i>	99
FIGURA 8.2 – Tamanho médio dos GOPs dos primeiros 40 segundos do vídeo <i>Guerra nas Estrelas</i>	99
FIGURA 8.3 – Variação da taxa de pico (PCR) e da taxa sustentável (SCR) de cada uma das amostras em relação à variabilidade dos 40 segundos iniciais do vídeo <i>Guerra nas Estrelas</i>	100
FIGURA 8.4 – Variação da capacidade do balde (Bs) e o tamanho máximo da rajada (MBS) de cada uma das amostras em relação à variabilidade dos 40 segundos iniciais do vídeo <i>Guerra nas Estrelas</i>	100

Lista de Tabelas

TABELA 3.1 – Correlação dos serviços do ATM Forum e do ITU-T.....	31
TABELA 3.2 – Atributos e Garantias das Classes de Serviços ATM.....	32
TABELA 3.3 – Célula RM	37
TABELA 3.4 – Áreas de Aplicação para as Categorias de Serviço ATM	41
TABELA 4.1 – Classificação das funções de controle de tráfego e congestionamento segundo uma escala de tempo de resposta.....	44
TABELA 4.2 – Definição de Conformidade por Categoria de Serviço	46
TABELA 6.1 – Descritores de tráfego e Parâmetros de GCRA por categorias de serviços	75
TABELA 7.1 – Parâmetros estatísticos do vídeo TES Flowers MPEG	85
TABELA 7.2 – Taxas candidatas à taxa sustentável consideradas	86
TABELA 7.3 – Discriminação inferida para a fonte experimental TES flowers MPEG	94

Resumo

As redes ATM têm se constituído na solução tecnológica ideal para o desenvolvimento da RDSI-FL. O ATM foi desenvolvido para dar suporte, com altas velocidades e com garantia de qualidade, a uma ampla variedade de serviços. A demanda por serviços de comunicação de dados, em velocidades maiores do que as redes de pacotes atuais são capazes de oferecer, tem crescido rapidamente, estimulando o desenvolvimento da tecnologia ATM, que tem sido muito promissora, devida a sua flexibilidade e eficiência. Para dar suporte à comunicação de dados em redes ATM, foram desenvolvidas soluções, como a emulação de redes locais (LANE), a interconexão de redes locais (LAN) e metropolitanas (MAN), e o protocolo IP sobre ATM.

O ATM utiliza multiplexação estatística (assíncrona) para inserir os dados nos canais de comunicação de forma otimizada. Esta técnica, permite atender uma quantidade maior de fontes heterogêneas sob num único canal, porém, pode causar congestionamento na rede. O uso da multiplexação estatística, aliada à necessidade de garantir níveis de qualidade diferentes, para cada tipo de serviço, torna necessária a adoção de uma combinação de técnicas de controle de tráfego e congestionamento. Com este propósito, foram desenvolvidos diversas funções e mecanismos, como, por exemplo, controle de acesso (CAC), controle dos parâmetros de uso (UPC), descarte seletivo de células e conformação de tráfego (TS), os quais necessitam conhecer as características do tráfego emitido pela fonte. Por esta razão, toda e qualquer conexão ATM está associada a um contrato de tráfego, que especifica as exigências do usuário, quanto à qualidade de serviço (QoS) a ser oferecida pela rede, através de um descritor de tráfego.

O trabalho apresentado nesta dissertação, tem por objetivo propor uma metodologia capaz de discriminar um fluxo de células ATM arbitrário, visando a obter os parâmetros descritores de UPC do mesmo. A discriminação de tráfego é relevante à medida que todos os usuários de redes ATM necessitam, de alguma forma, determinar os parâmetros que caracterizam seu fluxo, para poder negociar o contrato de tráfego. Infelizmente, a maioria das aplicações ATM, não tem condições prévias de fornecer dados sobre o comportamento do fluxo que geram. Para estas situações, estamos propondo um Discriminador de Tráfego ATM (DTA), que infere a partir de uma amostra inicial do fluxo um conjunto mais provável de parâmetros, os quais constituirão o descritor de tráfego da fonte (STD).

Palavras-chaves: Redes ATM; Caracterização de tráfego; Conformação de tráfego.

TITLE: “ATD – ATM TRAFFIC DISCRIMINATOR”

Abstract

The ATM networks have become the ideal technological solution for the development of B-ISDN. ATM was developed to support, with high speed and quality guarantee, a wide variety of services. The demand for data communication services, in speeds higher than current package networks are able to offer, has been growing quickly. This stimulates the development of the ATM technology, which has been very promising, due to its flexibility and efficiency. To support data communication in ATM networks, some solutions were developed such as the emulation of local area networks (LANE), the interconnection of local area networks (LAN) and metropolitan area networks (MAN) and the IP protocol on ATM.

ATM uses statistical multiplexing (asynchronous) to insert data in communication channels in an optimized way. This technique allows a larger amount of heterogeneous sources to be assisted with only one channel, but it may cause congestion in the network. The use of the statistical multiplexing, combined to the need to guarantee different levels of quality for each service type, makes it necessary the adoption of a combination of techniques of congestion and traffic control. With this purpose, several functions and mechanisms were developed, such as an access control (CAC), utilization parameters control (UPC), selective discarding of cells and traffic shaping (TS), which need to receive the traffic characteristics transmitted by the source. For this reason each and any ATM connection is associated to a traffic contract, that specifies the user's demands in relation to the service quality (QoS) to be offered by the network through a traffic descriptor.

This paper aims at proposing a methodology capable of discriminating an arbitrary flow of ATM cells, seeking to obtain its UPC descriptors parameters. Traffic discrimination is important as all users of ATM networks need to determine somehow the parameters that characterize its flow to negotiate the traffic contract. Unfortunately, most ATM applications are not able to previously supply data about the behaviour of the flow that they generate. For these situations, it is here proposed an ATM Traffic Discriminator (DTA) that infers from an initial sample of the flow a more likely group of parameters, which will become the source traffic descriptor (STD).

Keywords: ATM networks; Traffic characterization; Traffic shaping.

1 Introdução

1.1 A tecnologia ATM

A tecnologia ATM é a culminação de um esforço que começou nos anos sessenta com a atualização das redes de telefonia pública comutadas para sistemas baseados em fibra. Isso resultou na evolução dos vários canais de 64 Kbits/s que multiplexados formaram os canais portadores T1/E1 (T1 opera a 1,544 Mbits/s e incorpora 24 canais de 64 Kbits/s, enquanto E1 opera a 2,048 Mbits/s e incorpora 32 canais de 64 Kbits/s). As pesquisas em técnicas de comutação de pacotes e de transmissão em alta velocidade, combinadas com as redes de fibra óptica, altamente seguras, resultaram na evolução da hierarquia digital de alta velocidade chamada de SDH (Hierarquia Digital Síncrona) e SONET (Redes Ópticas Síncronas). Esta nova hierarquia de velocidades teve de se compatibilizar com os canais T e E, múltiplos de 64 Kbits/s, já existentes e em uso naquele momento. E então o ITU-TSS (União de Telecomunicações Internacional - Setor de Padrões de Telecomunicações ou, mais comumente, só ITU-T) produziu uma gama de recomendações, aplicável para a RDSI-FL.

O crescimento da RDSI-FL é resultante da demanda crescente por transmitir muitos tipos de serviços de comunicação, como voz, vídeo e dados sobre o mesmo canal físico. Para que sua implementação tenha sucesso, a RDSI-FL tem de suportar tráfegos com larguras de banda que variam de alguns Kbits/s (como, por exemplo, de um terminal de dados) até várias centenas de Mbits/s (como, por exemplo, vídeo de alta qualidade). Foi a possibilidade de transmitir dados a velocidades mais altas que abriu as portas para um mundo novo de aplicações, tornando-se possível uma gama de aplicações de multimídia. Por outro lado, além de precisar suportar as diversas exigências de múltiplas taxas de tráfego, junto com serviços de transporte e comutação flexíveis, é necessário um custo efetivo viável. Para atingir este objetivo, a tecnologia ATM é apontada como a técnica de transferência mais promissora, devido à sua eficiência e flexibilidade [KCF96]. O princípio do ATM é inserir o fluxo de tráfego dos diferentes tipos de serviços (voz, vídeo, dados, etc.) em células, e então usar multiplexação assíncrona por divisão de tempo para transportar estas células sobre um único canal em uma rede.

Embora o FDDI (*Fibre Distributed Data Interface*) já estivesse oferecendo velocidades comparáveis com as do ATM, ele não atendeu às necessidades dos usuários a um custo viável. Assim, o FDDI permaneceu uma solução privada, servindo como um canal de alta velocidade para interconectar LANs. O ATM, por outro lado, provê uma

infra-estrutura de transporte para aplicações de multimídia em tempo real, incorporando voz, vídeo e dados em alta velocidade, ou seja, aplicações que exigem largura de banda e baixo atraso. Isso resultou na definição de várias classes de serviços para ATM. Além disso, o ATM provê restrições rígidas para alocação de largura de banda, que são especialmente necessárias para as características de tráfego associadas com aplicações de multimídia e que exigem o uso de mecanismos de controle de tráfego sofisticados.

A RDSI-FL ainda está em processo de padronização pelo ITU-T, porém já há diversos projetos pilotos de implantação em andamento por parte de operadoras públicas de telecomunicações em diversos países do mundo, inclusive no Brasil. Paralelamente à padronização do ATM para redes públicas, os fabricantes de equipamentos de redes para o ambiente privado formaram, em 1991, o ATM Forum, que desde então tem contribuído para a padronização do ATM também em redes privadas. O protocolo ATM e a infra-estrutura já estão bem definidos, porém as aplicações para ATM, como VOD, ainda estão emergindo. Uma das primeiras aplicações a fazer uso do ATM foi o acesso em tempo real a imagens médicas digitais complexas.

1.2 Motivação

Considerando a necessidade de atender a uma gama de serviços heterogêneos com características distintas, a rede deve oferecer condições de tráfego ideais para cada tipo de serviço, de acordo com a necessidade do mesmo. Algumas aplicações são toleráveis à perda de dados, mas requerem baixos níveis de atraso, enquanto outras não toleram a perda de informações, mas suportam razoáveis atrasos. Por outro lado, os usuários também querem um nível previsível e consistente de qualidade ao usar um serviço. A qualidade do serviço se torna um fator chave no desenvolvimento desta nova geração de redes, pois é ela que diferencia um serviço do outro. Dizemos que um serviço possui uma determinada qualidade se puder manter o mesmo nível de atendimento para um determinado conjunto de parâmetros mensuráveis [GIR99].

As redes projetadas apenas para tráfegos que se aproveitam da banda disponível (*best-effort*) estão rapidamente tornando-se inaceitáveis, pois a qualidade do serviço degrada rapidamente à medida que a rede cresce. A solução não é aumentar a banda, mas sim otimizar a banda. A necessidade de otimização da largura de banda para garantir diferentes necessidades de recursos (parâmetros de qualidade do serviço) pode ser resolvida usando uma combinação de técnicas de controle de tráfego ou *gerenciamento de tráfego*, como prefere Natalie [GIR99].

O ATM Forum e o ITU-T trabalharam em paralelo, consultando um ao outro na definição de um conjunto de funcionalidades necessárias para o gerenciamento de tráfego. Em abril de 1996, o ATM Forum ratificou seu primeiro documento, especificando o gerenciamento de tráfego [ATM96]. Em maio de 1996, o ITU-T aprovou uma versão atualizada do padrão de gerenciamento de tráfego ATM [ITU96], a qual foi estendida em junho de 1997. A terminologia adotada pelas duas organizações é diferente em alguns casos. Neste trabalho optamos preferencialmente pela terminologia do ATM Forum.

O gerenciamento de tráfego, segundo o ATM Fórum [ATM96], pode ser dividido em camadas de funções e procedimentos. A figura 1.1 descreve o relacionamento existente entre os componentes de gerenciamento de tráfego da camada ATM [GIR99].

Uma aplicação repassa as suas exigências, quanto à largura de banda e performance, através de um contrato de tráfego. Este contrato de tráfego é negociado entre a aplicação e a rede através do sistema de sinalização no momento do estabelecimento de uma conexão virtual comutada (SVC), ou através do sistema de gerenciamento, de uma conexão virtual privativa permanente (PVC). Um elemento chave do contrato de tráfego é a categoria de serviço. Qualquer aplicação que usa uma rede ATM estabelece uma conexão virtual em uma categoria de serviço apropriada. A categoria de serviço define a expectativa em termos de qualidade de serviço e de comportamento do tráfego gerado pela aplicação.

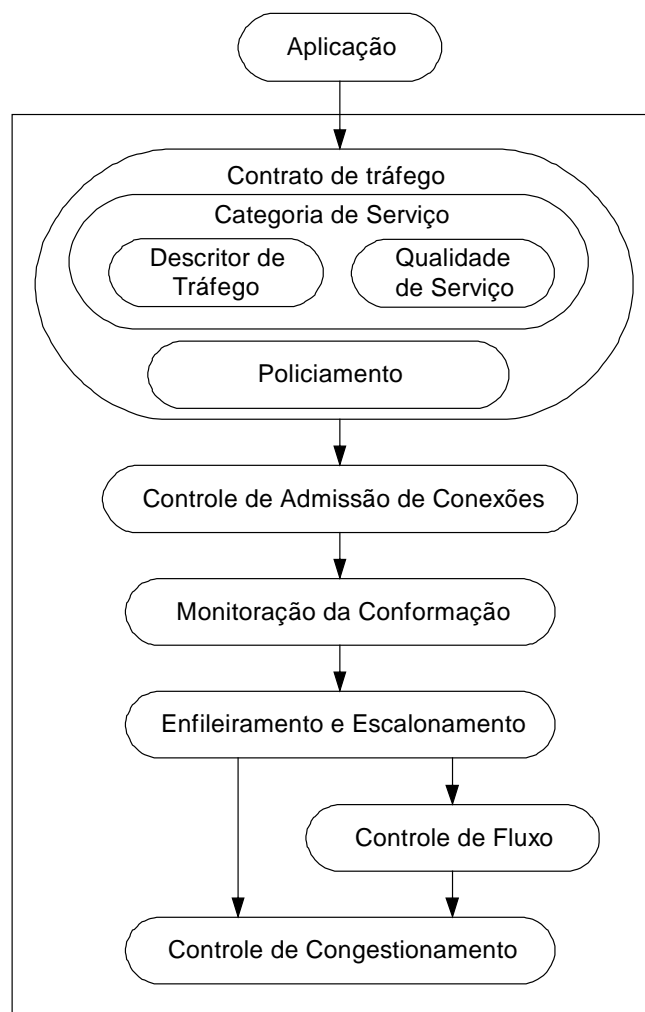


FIGURA 1.1 – Relacionamento entre as funções de gerenciamento de tráfego

Uma vez definido o contrato de tráfego para uma conexão, a rede aplica um algoritmo de admissão (CAC), que avalia se a conexão pode ser aceita, satisfazendo as exigências da aplicação. Se a conexão for aceita, as células poderão então ser enviadas. Entretanto não basta negociar a conexão com rede para garantir a qualidade; a aplicação também não poderá exceder os parâmetros negociados. Se exigimos que a rede garanta

uma certa qualidade de serviço, é necessário que a rede tenha mecanismos que lhe possibilitem policiar o tráfego ou adequá-lo (conformação) aos parâmetros contratados.

Uma categoria de serviço constitui um conjunto de parâmetros de qualidade de serviço mensuráveis. Grande parte das aplicações não conhece a si própria, ou seja, não é capaz de definir o conjunto de parâmetros de tráfego que constituem o seu *descriptor de tráfego*. A alocação eficiente de recursos somente pode ser realizada se houver uma caracterização confiável e precisa do tráfego gerado pela aplicação.

1.3 Objetivos

Considerando que a maioria das aplicações, principalmente em tempo real, não é capaz de mensurar seu tráfego, o nosso trabalho concentra-se na definição de um mecanismo de discriminação de tráfego, visando a obter os parâmetros que descrevem o comportamento deste tráfego. Nossa meta é propor uma alternativa viável para obter o *descriptor de tráfego* de uma aplicação ATM, para que este possa ser utilizado em um conformador e regulador de tráfego, mas também possa ser aplicado em mecanismos de policiamento. Este descriptor deve explicitar as principais características de um fluxo de células de forma suficientemente simples a fim de permitir que os parâmetros de tráfego possam ser conferidos na entrada da rede através de mecanismos de policiamento, e as decisões dos algoritmos de conformação possam ser tomadas em tempo real.

1.4 Estrutura da dissertação

Esta dissertação está estruturada em 8 capítulos, incluindo esta introdução, da seguinte forma:

- a) capítulo 2: Qualidade de Serviço em ATM. Este capítulo descreve a estratégia usada para especificar os parâmetros de tráfego, definindo o que se deve entender por qualidade de serviço;
- b) capítulo 3: Categorias de Serviço. Neste capítulo descrevem-se as diferentes categorias de serviço propostas pelos dois órgãos que estão padronizando o protocolo ATM, descrevendo as características de cada uma, sua aplicabilidade e os parâmetros de tráfego associados às mesmas;
- c) capítulo 4: Mecanismos de Controle de Tráfego em ATM. Este capítulo inicialmente demonstra as formas de tornar um fluxo *conforme* com as exigências do contrato de tráfego. Depois descreve os algoritmos de conformação e policiamento de tráfego propostos pela recomendação I.371 do ITU-T e pelo ATM Forum e finaliza mostrando o modelo do balde furado proposto por Turner [TUR86], que será utilizado em nosso discriminador de tráfego;
- d) capítulo 5: Discriminação de Tráfego em ATM. O principal objetivo desta dissertação é apresentar uma metodologia capaz de discriminar fluxos de células ATM. Introduzimos o capítulo abordando os aspectos que envolvem a discriminação segundo o tipo de aplicação e prosseguimos propondo uma metodologia que visa a obter o descriptor de tráfego da fonte;

- e) capítulo 6: Implementação do Discriminador de Tráfego ATM. Neste capítulo apresentamos uma alternativa de implementação da metodologia discutida no capítulo 5. Inicia-se propondo uma arquitetura para o discriminador e, em seguida, aborda-se as características de implementação de cada um dos blocos que compõem a arquitetura;
- f) Capítulo 7: Resultados Experimentais. Com o intuito de testar a metodologia proposta no capítulo 5 e implementada nos moldes apresentados no capítulo 6, realizamos testes sobre um fluxo de tráfego VBR codificado no padrão MPEG. O capítulo 7 apresenta os resultados obtidos;
- g) Capítulo 8: Conclusão e Trabalhos Futuros. A discriminação de tráfegos é essencial para que se possa modelar um conformador para um tráfego genérico. Neste capítulo apresentamos as conclusões do trabalho e também algumas sugestões de trabalhos futuros.

2 Qualidade de serviço em ATM

As redes ATM têm sido projetadas para suportar uma gama de diferentes aplicações. Estes diferentes tipos de tráfego podem ser classificados de acordo com a operacionalidade de cada aplicação. Dessa forma destacam-se os seguintes três grupos [RMV96]:

- a) comunicações interativas: qualquer áudio ou vídeo bidirecional ou multidirecional, conversações, conferências, transmissão de eventos ao vivo e outras aplicações em tempo real;
- b) transferência de informações armazenadas de um lugar para outro: textos e imagens obtidas a partir de um banco de dados, atualizações ou inclusões em banco de dados, transferência de vídeos *off-line*, transferência de arquivos ou grandes documentos e outras aplicações caracterizadas pela transferência de dados;
- c) transferência de áudio ou vídeo armazenados para execução imediata: acessos a uma base de dados multimídia, vídeo sob demanda, correio eletrônico contendo voz e/ou imagens e outras aplicações de transferência de dados sensíveis ao atraso.

Estes tipos de tráfego também podem ser encontrados de forma conjunta ou em combinações sucessivas em certas aplicações multimídia. Devido às diferenças entre os tipos de tráfego, conjuntos específicos de mecanismos de controle de tráfego se fazem necessários.

O ATM é um protocolo de rede com o potencial de suportar aplicações com tolerâncias distintas de atraso, *jitter* e perda de células, bem como com exigências distintas de largura de banda e vazão, visando a prover qualidade de serviço garantida para as aplicações. Para isso é necessário que as aplicações especifiquem as características do seu tráfego e a qualidade de serviço (QoS – *Quality of Service*) desejada.

Neste capítulo abordaremos a estratégia usada pelo ATM para especificar as características de tráfego, bem como os fatores que influenciam na qualidade do serviço oferecido pela rede.

2.1 Introdução

A QoS é definida pelo ITU-T na recomendação I.350 [ITU93] como: “*o efeito coletivo de performance que determina o grau de satisfação do usuário deste serviço específico*”. As redes ATM são redes de pacote orientadas à conexão, portanto as métricas de QoS podem ser divididas em duas classes: (1) parâmetros de qualidade associados à fase de sinalização e controle de chamadas e (2), parâmetros associados à fase de transferência de informação pela rede ATM. No primeiro caso encontramos principalmente parâmetros que caracterizam a performance da rede em relação à fase de conexão, como o atraso no estabelecimento da conexão, o atraso de desconexão e a probabilidade de não aceitação da conexão.

No segundo caso, para a fase de transferência de informação, foram definidos ao todo seis parâmetros de QoS: três destes podem ser negociados no momento da conexão, e três não. Os três parâmetros negociados descrevem o perfil de QoS da conexão ATM. Os parâmetros associados à fase de transferência de informação são observáveis no destinatário e medem a performance da rede, por isso também são chamados de QoS-NP (*network parameters*), ou descritor de qualidade de serviço da rede.

Para que as células sejam transportadas pela rede segundo os parâmetros QoS-NP, a rede negocia na fase da conexão uma contrapartida com o usuário, envolvendo um conjunto de parâmetros de tráfego que estão relacionados com a maneira como a aplicação deverá entregar as células à rede, que constituem o QoS-UP (*user parameters*), ou simplesmente o *descriptor de tráfego*. Definir parâmetros que caracterizem o tráfego gerado pela aplicação não é tarefa fácil, pelos seguintes motivos:

- a) como expressar parâmetros para que estes traduzam de forma fiel o comportamento do fluxo de informação da aplicação (modelagem);
- b) como relacionar estes parâmetros aos mecanismos de controle da rede;
- c) como lidar com os diversos mecanismos de controle implementados em nós individuais, com especificações próprias, de modo que possam contribuir com o QoS global fim-a-fim do serviço;
- d) como otimizar o aumento da complexidade das redes com estes mecanismos sem diminuir a precisão e exatidão deles.

O descritor de tráfego em ATM tenta descrever principalmente o padrão do espaçamento entre as células, visando a facilitar a alocação de recursos para esta conexão pela rede.

2.2 Arquitetura dos serviços ATM

A arquitetura dos serviços ATM (*ATM Service Architecture*) faz uso de procedimentos e parâmetros para controle de tráfego e controle de congestionamento cuja função principal é proteger a rede e o ES (*end system*) a fim de alcançar os objetivos de desempenho. Uma função adicional é otimizar o uso dos recursos da rede. O projeto destas arquiteturas é voltado também para a redução da complexidade dos recursos da rede e do ES (*end system*). Para atingir esses objetivos, o conjunto de funções que formam a estrutura da administração e controle do tráfego e do congestionamento devem ser usados em combinações apropriadas.

Uma categoria de serviço corresponde às exigências de qualidade e características de tráfego desejadas para o comportamento da rede [LAM97]. A pretensão é especificar uma combinação de comprometeros de qualidade (QoS – *Quality of Service*) e parâmetros de tráfego apropriados para um determinado conjunto de aplicações, permitindo esquemas de multiplexação específicos para a camada ATM.

Uma categoria de serviço usada em uma dada conexão ATM combina aquilo que está disponível na rede, com os declarados implícita ou explicitamente na configuração da conexão.

2.3 Parâmetros de QoS definidos pelo ATM Forum

Os parâmetros de um tráfego descrevem as características inerentes à fonte. O conjunto desses parâmetros constitui um Descritor de Tráfego (STD - *Source Traffic Descriptor*) que, combinado com o quanto de variação pode ser tolerado pela rede na chegada das células durante uma rajada – CDVT (*Cell Delay Variation Tolerance*) e a definição da conformação (*Conformance Definition*), caracterizam uma conexão ATM [LAM97].

De acordo com ATM Forum os seguintes parâmetros são considerados com a finalidade de descrever o tráfego da fonte:

- PCR: Peak Cell Rate – taxa máxima em que o usuário pretende transmitir células. O PCR é o inverso do tempo mínimo entre chegadas de células [IEC98];
- SCR: Sustainable Cell Rate – é o limite superior da taxa média de células, medida sobre um intervalo de tempo longo, durante a conexão;
- MBS: Maximum Burst Size – número máximo de células que podem ser enviadas, ponta a ponta, na taxa de pico PCR [ROC98];
- MFS: Maximum Frame Size – tamanho máximo de um PDU ALL que pode ser enviado em uma conexão GFR [GIR99];
- MCR: Minimum Cell Rate – é a taxa mínima de células por segundo que o usuário considera aceitável [ROC98];
- BT: Burst Tolerance – este parâmetro determina a rajada máxima que pode ser enviada na taxa de pico. Este é o parâmetro que determina o tamanho do balde para o algoritmo de restrição que é usado para controlar o tráfego que entra na rede [IEC98], e pode ser obtido através da expressão abaixo, a qual nos mostra sua relação com os demais parâmetros.

$$BT = (MBS - 1) \left(\frac{1}{SCR} - \frac{1}{PCR} \right)$$

Os parâmetros de QoS necessários para garantir um certo desempenho da rede devem ser negociados entre o ES e a rede, através de procedimentos de sinalização, ou podem ser atribuídos por definição (*default*). Um ou mais valores de QoS podem ser configurados por conexão.

Devemos distinguir entre descritor de tráfego da fonte (STD) e descritor de tráfego de uma conexão ATM. O descritor de tráfego da fonte tenta descrever o comportamento do fluxo das células na saída da fonte, onde é originada a informação. Já o descritor de tráfego de uma conexão ATM descreve o tráfego como ele se apresenta na interface UNI, ao ser repassado à rede. Esta distinção torna-se necessária para levar em conta as alterações que eventualmente o tráfego da fonte pode sofrer ao passar pelos equipamentos do usuário (CPE).

O descritor de tráfego da conexão pode incluir, além dos parâmetros do descritor da fonte, um outro parâmetro, negociado no momento do estabelecimento da conexão e definido como:

CDVT: Cell Delay Variation Tolerance – especifica quanto de variação pode ser tolerado pela rede na chegada das células durante uma rajada;

Além dos descritores de tráfego QoS-UP acima citados, que se relacionam com a carga a ser oferecida pelo usuário [ROC98], os parâmetros abaixo, que se referem ao desempenho da rede QoS-NP, também devem ser considerados.

CDV: Cell Delay Variation – é uma medida de variação do atraso na transferência de células (*CTD – Cell Transfer Delay*). Uma variação alta gera a necessidade de *buffers* maiores para tráfegos sensíveis como voz e vídeo, por exemplo [IEC98];

CTD: Cell Transfer Delay – o tempo levado por uma célula entre o ponto de entrada e o ponto de saída da rede é chamado de *Cell Transfer Delay*. Isso inclui o tempo de propagação, tempos de espera em filas pelos vários *switches* e tempos de serviço [IEC98];

CLR: Cell Loss Ratio – é a percentagem de células que não chegaram ao seu destino porque se perderam na rede devido ao congestionamento ou sobrecarga do *buffer* [IEC98].

Um número adicional de parâmetros de QoS-NP foi identificado, mas esses parâmetros não podem ser negociados, como a proporção de células com erro CER (*Cell Error Ratio*), a proporção de um bloco de n células das quais m ou mais estão com erro SECBR (*Severely Errored Cell Block Ratio*) e a taxa de células inseridas com erro ou mal inseridas CMR (*Cell Missinsertion Rate*) [LAM97].

2.3.1 Peak Cell Rate (PCR)

A taxa de células de pico (PCR) representa a taxa máxima na emissão de células pela fonte. O inverso da taxa de pico T ($T=1/PCR$) representa o intervalo teórico mínimo entre as chegadas das células de uma conexão. Neste trabalho, vamos representar o fluxo de células de uma conexão contido em um enlace de acesso físico através de um eixo de tempo segmentado em intervalos de tempo que representam o tempo de transmissão T_t de uma célula, na taxa de transmissão máxima do enlace. Assim, uma conexão que contratou um PCR igual a um meio da taxa de transmissão do enlace, poderá transmitir uma célula a cada dois intervalos, como se mostra na figura 2.1 (a). O PCR de uma conexão sempre é definido para o fluxo das células com CLP qualquer

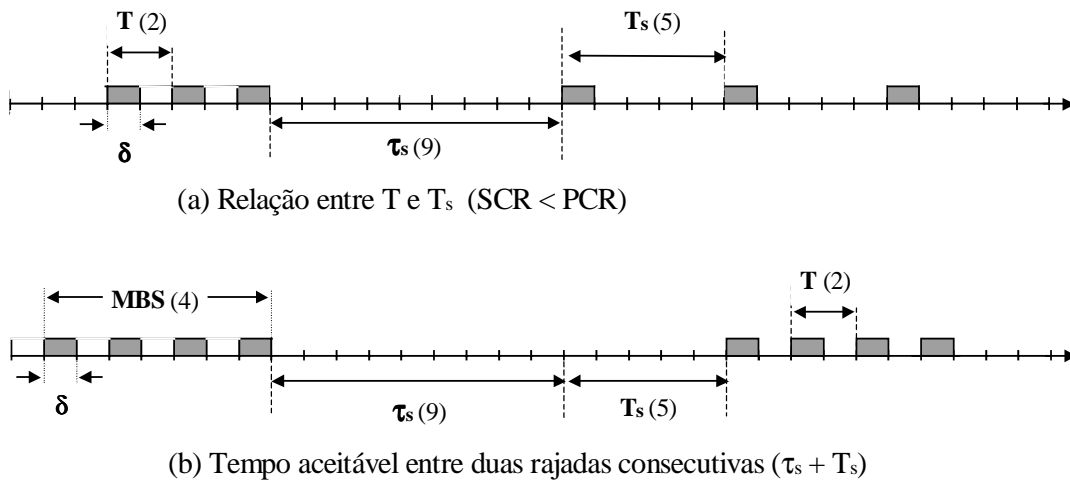
(CLP=0+1¹, zero ou um), exceto para a categoria de serviços ABR (veja seção 3.2.3), em que PCR é definido somente para o fluxo de células com CLP=0.

2.3.2 Sustainable Cell Rate (SCR)

A taxa de células sustentável (SCR) de um conexão ATM representa um limite superior da taxa média de transmissão dentro de um intervalo de tempo maior que o usado para definir o PCR. O SCR deve ser especificado principalmente para os serviços da categoria VBR. O inverso de SCR ($T_s = 1/SCR$) representa um limite superior para a média do tempo entre chegadas teóricas das células em relação à taxa de longo prazo do enlace.

2.3.3 Maximum Burst Size (MBS)

O parâmetro de *maximum burst size* (MBS), representa o fator de rajada associado à conexão. O MBS especifica o número máximo de células que podem ser transmitidas pela fonte na taxa de pico e, ao mesmo tempo, ainda estarem de acordo com o SCR negociado. O SCR pode ser definido tanto para o fluxo de células CLP = 0 ou para o fluxo agregado CLP = 0 + 1. No primeiro caso, fluxo de células com CLP = 0, a fonte pode exceder SCR enviando células com prioridade mais baixa, CLP = 1. No segundo caso, a fonte não poderá exceder o SCR enviando células com CLP = 1.



Legenda:

$T = 1/PCR$

$T_s = 1/SCR$

$\tau_s = BT$ (burst tolerance)

MBS: Maximum Burst Size

δ : unidade tempo (tempo de inserção de célula)

■ célula

FIGURA 2.1 – Comportamentos de chegadas de células

¹ CLP=0+1; lê-se, CLP igual a zero ou um.

2.3.4 Maximum Frame Size (MFS)

O parâmetro de *maximum frame size* (MFS) define o tamanho máximo de uma unidade de dados (PDU) do protocolo AAL que pode ser enviada em uma conexão da classe de serviços GFR. Quadros AAL que excederem este tamanho não permitirão a manutenção da qualidade em serviços GFR.

2.3.5 Burt Tolerance (BT)

A tolerância a rajadas ou *burst tolerance* (BT ou τ_s) é um parâmetro de tráfego da fonte que reflete a *escala de tempo* durante a qual são toleradas flutuações da taxa de células. Os dois parâmetros, T_s e τ_s , definem um limite superior em relação ao comprimento de uma rajada ou *maximum burst size* (MBS) transmitida em conformação com a taxa de pico da conexão. Dados MBS, T e T_s , então τ_s pode ter qualquer valor entre o intervalo semifechado,

$$[(MBS - 1)(T_s - T), MBS(T_s - T)]$$

Por uma questão de uniformidade foi definido pelo ATM Forum o valor mínimo, e, portanto, τ_s foi definido como:

$$\tau_s = BT = (MBS - 1)(T_s - T) \text{ ou então:}$$

$$\tau_s = (MBS - 1) \left(\frac{1}{SCR} - \frac{1}{PCR} \right) \quad (2.1)$$

Da expressão anterior pode-se calcular também o MBS, o número máximo de células que passam de forma transparente durante a taxa de pico:

$$MBS = 1 + \frac{\tau_s}{T_s - T} \quad (2.2)$$

Mesmo havendo um tamanho de rajada máximo dado por MBS, que é transparente aos algoritmos de policiamento que serão abordados no capítulo 4, não significa que todas as rajadas poderão ser deste tamanho.

2.3.6 Cell Loss Ratio (CLR)

A taxa de perda de células (CLR) é causada principalmente pela ocorrência de transbordos de *buffers*, quando é ultrapassada a capacidade dos mesmos e as células são descartadas. Perdas de células também podem ocorrer quando, devido às falhas de enlace, é feita uma comutação para enlaces de reserva. A medida de CLR é feita por conexão segundo a expressão:

$$CLR = \frac{\text{Células perdidas}}{\text{Total de Células transmitidas}} \quad (2.3)$$

A expressão leva em conta tanto as células que não chegam ao destino como as células que são descartadas devido a cabeçalho inválido, atraso excessivo, ou fazem parte de conteúdo que foi corrompido por erros.

2.3.7 Cell Transfer Delay (CTD)

O CTD representa o atraso de transferência das células pela rede, que vai desde o instante em que são emitidas pelo sistema terminal de origem, até a chegada ao sistema final de destino. Esse atraso é composto de uma parte fixa, que corresponde aos tempos de propagação pelos enlaces, portanto proporcional ao comprimento destes, e uma parte variável (CDV). A parte variável surge principalmente devido à natureza estatística do ATM, que faz com que o atraso de enfileiramento das células varie de uma célula para outra, dependendo do estado destas filas. O CDV é um fenômeno que aparece em cada ponto de enfileiramento, em parte devido ao tamanho da fila mas, principalmente devido à disciplina de atendimento (escalonamento) na saída da fila.

Para levar em conta esses potenciais fatores de degradação do serviço e traduzi-los em objetivos concretos de qualidade do serviço, foram definidos dois parâmetros de QoS fim-a-fim: atraso máximo de transferência de células (max-CTD) e a variação pico a pico da sua parte variável (pp-CDV).

A figura 2.2 apresenta um exemplo de função densidade de probabilidade do atraso das células em relação à taxa de pico de um tráfego tempo-real, portanto não representativo para tráfego não-tempo-real. Pode ser observada, na figura, a relação que existe entre os parâmetros max-CTD e pp-CDV.

2.3.8 Maximum Cell Transfer Delay (max-CDV)

O atraso máximo na transferência de uma célula pode ser representado como o *quantil* $(1-\alpha)$ da função densidade de probabilidade de *CTD* (veja a figura 2.2). As células que excedem este valor máximo de *CTD* podem, por exemplo, não sere aproveitadas em tráfego de tempo real. A fixação do parâmetro α é específica da rede e leva em conta o tamanho das filas encontradas ao longo do caminho. Assim por exemplo, para uma determinada fila q , o tamanho máximo da fila B , para não exceder um determinado atraso máximo ($maxCTD_q$), pode ser dado por:

$$B = \frac{maxCTD_q}{Taxa\ de\ atendimento\ da\ fila} \quad (2.4)$$

A função de controle de admissão de conexão (CAC) utiliza o valor de B para alocar banda suficiente e, assim, garantir que a probabilidade de exceder este valor (o que implicaria em perdas) não exceda o CLR especificado.

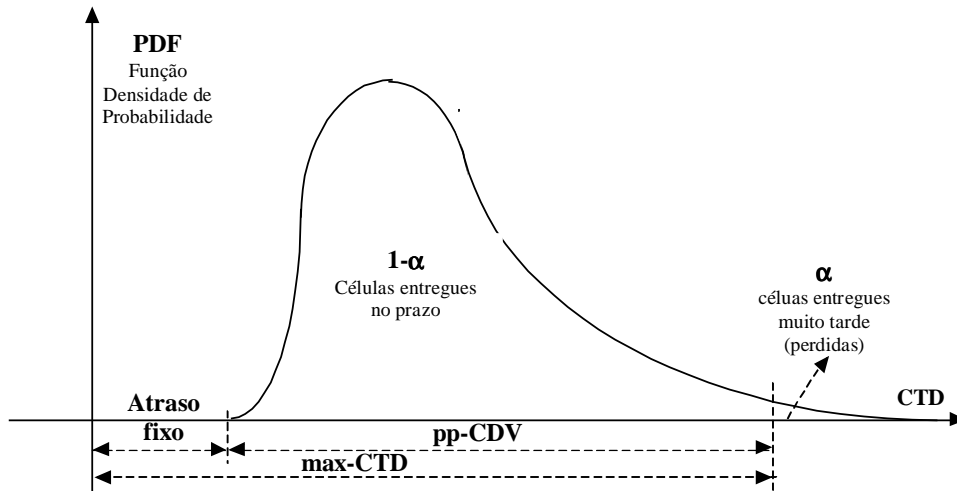


FIGURA 2.2 – Função densidade de probabilidade do tempo de chegada das células

2.3.9 Peak-to-Peak Cell Delay Variation (pp-CDV)

O valor de pico a pico do CDV (pp-CDV) representa a diferença entre o valor máximo e o valor mínimo (parte fixa) do CTD (veja a figura. 2.2). Esta métrica permite avaliar o atraso máximo entre duas células consecutivas no destino, as quais na origem foram emitidas com um espaçamento determinístico.

2.3.10 Cell Error Ratio (CER)

A taxa de células com erro para uma determinada conexão é definida como:

$$CER = \frac{\text{Células com erro}}{\text{Total de células inseridas}} \quad (2.5)$$

Uma célula é considerada com erro quando possui um erro irrecuperável, seja no cabeçalho, seja no campo de informação. Erros são causados principalmente nos meios de transmissão devido as suas características físicas.

2.3.11 Severely Errored Cell Block Ratio (SECBR)

A taxa de blocos severamente errados para uma conexão é definido como:

$$SECBR = \frac{\text{Blocos severamente errados}}{\text{Total de blocos de células transmitidos}} \quad (2.6)$$

Um bloco de células é uma seqüência de N células transmitidas consecutivamente em uma conexão. Um bloco é considerado severamente errado se ocorreram mais de M células erradas, incluindo-se aqui células perdidas, erradas e mal inseridas.

2.3.12 Cell Missinsertion Rate (CMR)

A taxa de células mal inseridas (CMR) é definida como:

$$CMR = \frac{\text{Células mal inseridas}}{\text{Intervalo de tempo considerado}} \quad (2.7)$$

Uma célula é considerada mal inserida quando ela é transportada em uma conexão virtual (VC) à qual ela não pertence. A taxa de CMR é provocada principalmente por erros de cabeçalho ocorridos ao longo da conexão virtual, os quais não foram detectados pelo mecanismo de *head error correction* (HEC) nos comutadores.

2.4 Parâmetros de QoS definidos pelo ITU-T

O ITU-T definiu um conjunto de parâmetros de QoS diferente do ATM Forum, porém equivalente, para construir o descritor de tráfego dos serviços. Em nosso trabalho, optamos por utilizar a nomenclatura e as relações entre parâmetros propostas pelo ATM Forum, todavia registramos os parâmetros definidos pelo ITU-T. De acordo com o ITU-T [STA94], os seguintes parâmetros são importantes na caracterização de um tráfego:

- p: pico da taxa de chegada das células quando a fonte está no estado ativo (taxa de pico), ou a quantidade máxima de recursos de rede requisitados pela fonte. Este parâmetro pode ser definido alternativamente como o correspondente ao tempo mínimo de chegada entre duas células sucessivas pertencentes à mesma conexão. Este índice é chamado de *Instantaneous Peak Cell Rate* (Pico Instantâneo da Taxa de Células). Com o mesmo significado, o termo *Integrated Peak Cell Rate* (Pico Integrado da Taxa de Células) também é utilizado, e se refere ao número de células, pertencentes à mesma conexão, medidas durante um curto intervalo de tempo T predefinido, dividido por T . Para o caso em que um tráfego de ATM é constituído por dois tipos de célula com prioridades diferentes, o pico da taxa de chegada das células de prioridade mais alta constitui outro parâmetro de caracterização de tráfego desta fonte particular ATM;
- m: taxa média de chegada de células, ou a quantidade média de recursos de rede requisitados pela fonte. Dois parâmetros podem caracterizar a taxa média de células: a Verdadeira Taxa Média de Células – o número total de células geradas durante uma conexão, dividido pela duração da conexão; e a Taxa Média de Células – o número de células geradas durante um intervalo de longo de tempo T , dividido por T . No caso em que um tráfego ATM gera dois tipos de células com prioridades diferentes, a taxa de chegada média de células de prioridade mais alta constitui um parâmetro de caracterização de tráfego adicional;
- β : burstiness (fator de rajada). É definido como a relação entre a taxa de pico das células e a taxa média de células ($\beta = p/m$), e pode ser visto como uma medida da duração do período de atividade de uma conexão;

t_{on} : duração média do estado ativo.

Um conjunto equivalente a estes três parâmetros, que podem ser usados para a caracterização de tráfegos ATM, é o seguinte:

R_p : valor de pico da taxa de células;

N : número médio de células enviadas em uma rajada;

T_i : média cronometrada entre a chegada de duas rajadas sucessivas, ou seja, o intervalo de tempo desde o começo de uma rajada até o começo da próxima rajada.

Além destes, outro parâmetro de caracterização de tráfego pode ser definido: a capacidade contínua média de transferência de células (R_{sa}). Esta capacidade é definida como a relação entre o número máximo de células em uma rajada dividido pelo tempo mínimo entre rajadas.

Os parâmetros anteriores de caracterização de tráfego são usados em importantes funções de rede como controle de admissão, controle de parâmetro de uso e distribuição de recursos. Os valores dos parâmetros de tráfego são negociados entre o ES e a rede durante a fase de configuração. Combinados com as características de tráfego do fluxo de chegada de célula agregado à rede, eles são usados pela função de controle de admissão para decidir se uma conexão nova será aceita ou não. Durante a conexão os parâmetros de controle são usados pelo algoritmo que monitora a conexão e avalia se os parâmetros de caracterização de tráfego negociados no início foram violados pelo usuário durante a chamada. Além disso, com relação à alocação de recursos, os parâmetros de tráfego são usados pelo gerente da rede como base para alocar recursos conforme a demanda dos usuários.

3 Categorias de serviço

As modernas aplicações em redes de banda larga possuem tipicamente requisitos de largura de banda variável e exigências de performance fim-a-fim específicas. Muitos dos suportes de redes tradicionais atendem parcialmente a estas exigências e geralmente de forma limitada. O ATM permite a implementação de uma rede consolidada em relação a esses aspectos e em condições de suportar as exigências das atuais e futuras aplicações, em termos de qualidade de serviço, através de uma escolha adequada da categoria de serviço.

Com o objetivo de desenvolver mecanismos de controle de tráfego apropriados e especificamente projetados, o ATM Forum e o ITU-T classificaram os serviços a serem oferecidos pelas redes ATM. Este capítulo visa a identificar e caracterizar cada uma destas classes de serviço, primeiramente na visão do ATM Forum e, posteriormente, apresentando as diferenças encontradas na visão do ITU-T.

3.1 Introdução

A definição das categorias de serviço para redes ATM aumentou os benefícios desta tecnologia, gerando condições satisfatória para uma gama virtualmente ilimitada de aplicações. Uma rede ATM pode prover conexões em rotas virtuais – VP (*Virtual Path*) – ou canais virtuais – VC (*Virtual Channel*) – com diferentes níveis de serviço. O conceito de negociação, para cada conexão, esperado da camada ATM, em termos de tráfego e eficiência (*performance*), permite otimizar melhor as necessidades de cada aplicação frente à capacidade da rede.

A primeira implementação do ATM oferecia opções limitadas. Um comportamento típico de rede, comum à maioria das redes ATM de primeira geração, é reservar uma largura de banda fixa para cada conexão durante todo o seu tempo de duração, com base na taxa máxima emitida pela fonte, ou seja, com base no PCR (*peak cell rate*), e prover um único nível de qualidade de serviço – QoS.

As Categorias de Serviço do ATM (*ATM Service Categories*) representam o surgimento de novos serviços. Dois documentos oriundos de órgão diferentes podem servir como base para o usuário caracterizar os diferentes serviços de uma rede ATM: a recomendação I.371 do ITU-T e a especificação de gerenciamento de tráfego do ATM Forum – *ATM Forum Traffic Management Specification (Version 4.0)*. Ambos os documentos estão tecnicamente prontos [LAM97].

Uma aproximação unificada para a definição dos serviços da camada ATM pelo ATM Forum e pelo ITU-T é apresentada na tabela 3.1. Algumas diferenças de nomes são adotadas para definir conceitos que possuem propósitos muito similares, as diferenças são mais aparentes do que reais. A estreita afinidade existente entre os dois órgãos dá uma chance adicional para harmonizar os dois documentos, durante o desenvolvimento paralelo deles [LAM97].

TABELA 3.1 – Correlação dos serviços do ATM Forum e do ITU-T

ATM Forum TM 4.0 ATM Service Category	ITU-T I.371 ATM Transfer Capability	Características
Constant Bit Rate (CBR)	Deterministic Bit Rate (DBR)	Tempo real; Com garantia QoS
Real-Time Variable Bit Rate (rt-VBR)	Para estudos futuros	Multiplexação estatística; Tempo real
Non-Real-Time Variable Bit Rate (nrt-VBR)	Statistical Bit Rate (SBR)	Multiplexação estatística
Available Bit Rate (ABR)	Available Bit Rate (ABR)	Exploração de recurso; Controle por realimentação
Unspecified Bit Rate	Sem equivalente	Melhor esforço; Sem garantias
Sem equivalente	ATM Block Transfer (ABT)	Controle por realimentação do nível de rajadas

Fonte: [LAM97]

Uma categoria de serviço – *ATM Service Category* (nome dado pelo ATM Forum) ou uma ATC – *ATM-layer Transfer Capability* (nome dado pelo ITU-T) pretende representar uma classe de conexões do ATM que tem características homogêneas em termos de padrão de tráfego, exigências de QoS e um possível uso de mecanismos de controle, satisfazendo um determinado tipo de distribuição de recursos.

Nesta primeira classificação de serviços (*capabilities*), feita do ponto de vista da distribuição de recursos de rede, podemos destacar:

- a) a existência de uma categoria com alocação constante (máxima) de banda. Esta categoria é chamada de CBR – *Constant Bit Rate* pelo ATM Forum e de DBR – *Deterministic Bit Rate* pelo ITU-T;
- b) a existência de uma categoria baseada na alocação de banda estatística (média). Esta categoria corresponde ao VBR – *Variable Bit Rate* do ATM Forum e ao SBR – *Statistical Bit Rate* do ITU-T. O ATM Forum ainda divide a categoria VBR em *real-time* (rt-VBR) e *non-real-time* (nrt-VBR), dependendo das exigências de QoS. Uma divisão comumente adotada define, ainda, três subclasses de VBR, que dependem dos critérios de conformação adotados;
- c) a existência de uma categoria com alocação dinâmica de banda, em que a quantidade de recursos reservados varia com o tempo, dependendo da disponibilidade da rede. Esta categoria é conhecida como ABR – *Availa-*

ble Bit Rate. O mesmo nome é empregado pelo ATM Forum e pelo ITU-T;

- d) uma categoria considerada apenas pelo ATM Fórum, que é a UBR (*Unspecified Bit Rate*). Nenhuma alocação de recurso explícita é realizada; não são especificados nem banda nem objetivos de QoS;
- e) uma categoria considerada somente pelo ITU-T e baseada na alocação de recursos por blocos ou rajadas, que é chamada de ABT (*ATM Block Transfer*). A característica desta classe é a concepção que podem ser negociados e alocados recursos de rede por bloco (rajada), em vez de negociar e alocar recursos por conexão.

3.2 Categorias de serviço definidas pelo ATM Forum

Para restringir o número de possíveis combinações dos parâmetros de QoS e descritores de tráfego que podem ser suportados por uma determinada rede, depois de anos de intensos estudos e desenvolvimentos o grupo de trabalho em gerenciamento de tráfego do ATM Forum (*Traffic Management Working Group*) definiu uma família de serviços a serem oferecidos pelas redes ATM composta por cinco categorias: CBR (*constant bit rate*), rt-VBR (*real time – variable bit rate*), UBR (*unspecified bit rate*), ABR (*available bit rate*) e nrt-VBR (*non real time – variable bit rate*). Atualmente o ATM Fórum e o ITU-T estão desenvolvendo uma nova categoria denominada GFR (*guaranteed frame rate*).

A tabela 3.2 resume as principais características e definições associadas a cada categoria de serviço proposta pelo ATM Forum [ATM96], as quais passam a ser descritas nas próximas seções.

TABELA 3.2 – Atributos e Garantias das Classes de Serviços ATM

Categoria de Serviço	Descritores de tráfego	Garantias			Controle por realimentação
		CLR	Variação do atraso	Largura de banda	
CBR	PCR	SIM	SIM	SIM	NÃO
VBR-rt	PCR, SCR, MBS	SIM	SIM	SIM	NÃO
VBR-nrt	PCR, SCR, MBS	SIM	NÃO	SIM	NÃO
GFR	PCR, MBS, MCR, MFS	NÃO	NÃO	SIM	NÃO
ABR	PCR, MCR, Parâmetros de comportamento	SIM	NÃO	SIM	SIM
UBR	(PCR)	NÃO	NÃO	NÃO	NÃO

Fonte: [LAM97], [GIR99]

3.2.1 Categoria de serviço CBR – Constant Bit Rate

A categoria de serviço CBR é usada em aplicações que exigem um taxa de transmissão de células constante. Aplicações dessa categoria são severamente sensíveis

ao atraso. O usuário necessita apenas da taxa de pico para negociar o estabelecimento da conexão.

Em vista disso, esta é considerada a categoria mais simples, em que o descritor de tráfego é reduzido à especificação dos parâmetros PCR, que corresponde a uma disponibilidade constante de uma determinada largura de banda, e CDVT, que define um CDV máximo para um determinado fluxo de células.

Na categoria CBR as células são entregues independentemente do valor do bit CLP (*Cell Loss Priority*) [RMV96]. Os requisitos de desempenho do serviço são expressos pelos parâmetros CLR, CTD e CDV, os quais devem ser baixos. Como exemplos de aplicações desta categoria podemos citar telefonia, vídeo-conferência e televisão.

3.2.2 Categoria de serviço VBR – Variable Bit Rate

As categorias de serviços rt-VBR e nrt-VBR são descritas pelos parâmetros PCR, CDVT, SCR e BT. Essas classes permitem que os usuários transmitam a uma taxa variável. Com isso é possível usar multiplexação estatística, o que poderá acarretar uma pequena perda de células (CLR – *Cell Loss Rate*).

Nos requisitos de desempenho do serviço é onde encontramos a diferença entre as categorias rt-VBR e nrt-VBR. Ambas possuem restrição quanto a atrasos fim-a-fim (CTD) e requerem uma baixa perda de células (CLR), mas ao contrário das aplicações rt-VBR, as aplicações nrt-VBR não possuem requisitos quanto à variação no atraso de célula (CDV).

Como exemplo de aplicações da categoria rt-VBR, podemos citar as comunicações interativas. Já a categoria nrt-VBR é adequada para transferência de áudio ou vídeo armazenados para execução imediata.

3.2.3 Categoria de serviço ABR – Available Bit Rate

Esta classe de serviços ATM provê taxas baseadas na banda disponível e é usada para tráfego de dados, assim como transferência de arquivos e correio eletrônico. A categoria ABR – *Available Bit Rate* – foi projetada para fontes que possuem a capacidade de reduzir ou incrementar sua taxa de informações conforme as exigências da rede. Isso nos permite tirar proveito das mudanças de característica de transferência da camada ATM após o estabelecimento da conexão.

Sabe-se que muitas aplicações não possuem exigências para processamento: elas podem ser expressas por uma gama de valores aceitáveis, ou seja, um máximo e um mínimo, em lugar de um único valor médio (isto é típico para a categoria VBR). Para satisfazer estas exigências no estabelecimento de uma conexão, o ES (*end system*) deve especificar a necessidade máxima de largura de banda e o mínimo aceitável. Isto é configurado através do PCR – *Peak Cell Rate* – e do MCR – *Minimum Cell Rate*, respectivamente. O valor do MCR pode ser especificado como zero. A largura de banda disponível na rede pode variar a partir do MCR até uma taxa variável de células que resulta do compartilhamento da capacidade disponível para todas as conexões ABR ativas por uma política definida e justa. A especificação do mecanismo de controle de fluxo deve suportar vários tipos de avaliação a fim de controlar a taxa da fonte. Na realidade um

protocolo de avaliação usando células RM – *Resource Management* – foi especificado para controlar a taxa de células [LAM97].

Embora nenhum parâmetro específico de QoS seja negociado com o ABR, ele espera que a fonte adapte o tráfego, a fim de obter uma baixa relação de perda de células e uma parte justa da banda disponível de acordo com uma política de distribuição específica da rede. A variação na demora das células – CDV (*Cell Delay Variation*) – não é controlada neste serviço, embora admita que células não devem estar desnecessariamente atrasadas. O serviço ABR, como especificado atualmente, não pretende suportar aplicações em tempo real.

Qualquer aplicação que não dependa do tempo (*non-time critical*) rodando sobre um terminal capaz de variar sua taxa de emissão pode tirar proveito do serviço ABR. Esta categoria provê um suporte econômico para aquelas aplicações que possuem poucas exigências de vazão e atraso, mas requerem um baixa perda de células – CLR (*Cell Loss Ratio*). Sistemática e dinamicamente, a largura de banda disponível é alocada para os usuários, controlando a taxa de tráfego oferecido por realimentação [BON95].

Aplicações que incluem serviços de interconexão de redes locais ou de pequena extensibilidade estão potencializando o mercado de negócios para o ATM. Normalmente são aplicações que rodam sobre o protocolo TCP/IP e, conseqüentemente, podem facilmente variar sua taxa de emissão, necessitando da política de controle de tráfego do ABR. Nestes casos, o suporte dado pelo ABR provavelmente aumentará o desempenho fim-a-fim. Outro ambiente de aplicação próprio para o ABR é o *LAN Emulation*.

A transferência de dados críticos também é um exemplo de aplicação típica para a categoria ABR, bem como aplicações de super computadores e de comunicação de dados, como chamada de procedimentos remotos (RPC – *Remote Procedure Call*) e serviços de distribuição de arquivos.

3.2.3.1 A estrutura de realimentação da categoria ABR

A figura 3.1 apresenta os elementos de comunicação típicos de uma rede implementando a estrutura de realimentação da ABR. Estes elementos são caracterizados e definidos da seguinte forma:

- a) *fonte e destino*: a fonte e o destino geram e recebem as células ATM transportadas pela rede. Eles tipicamente residem nos adaptadores terminais (TA – Terminal Adapters), ou nas placas de interface da rede, nos pontos extremos de uma conexão virtual ATM. A conexão virtual é roteada pela rede e inclui as rotas de ida (da fonte para o destino) e volta (do destino para a fonte). Tanto em conexões bidirecionais ponto-a-ponto, como em conexões bidirecionais ponto-a-multiponto, os componentes de ida e volta de uma conexão virtual usam os mesmos identificadores de conexão e atravessam instalações de transmissão idênticas. Uma característica diferenciadora de uma fonte do serviço ABR é sua habilidade de submeter células na rede a uma taxa variável porém controlada ou conformada. Uma fonte e um destino ABR também devem formar as duas extremidades do laço de controle do ABR: a fonte ABR transmite células a serem carregadas com informações de realimentação para o destino, e o destino as devolve para a fonte [BON95];

- b) *comutadores de rede*: os elementos de comutação provêem os recursos necessários para armazenar e enviar (*store and forward*) células ATM da fonte para o destino, chamados de largura de banda da porta e buffers. Estes recursos são limitados e sua falta pode conduzir ao congestionamento na forma de perda ou demoras excessivas de células. Os elementos de comutação ABR devem monitorar o uso de seus recursos a fim de poder prover a própria realimentação à fonte [BON95];
- c) *mecanismo de realimentação*: a realimentação dos comutadores aos sistemas fim dá para os usuários a informação necessária para reagir, modificando adequadamente sua taxa a fim de submeter-se à largura de banda disponível, de forma que o congestionamento seja controlado ou evitado, e a largura de banda disponível seja usada. O uso da realimentação pelo serviço ABR para controlar a taxa da fonte é uma forma de controle de fluxo de circuito-fechado (*closed-loop*) [BON95].

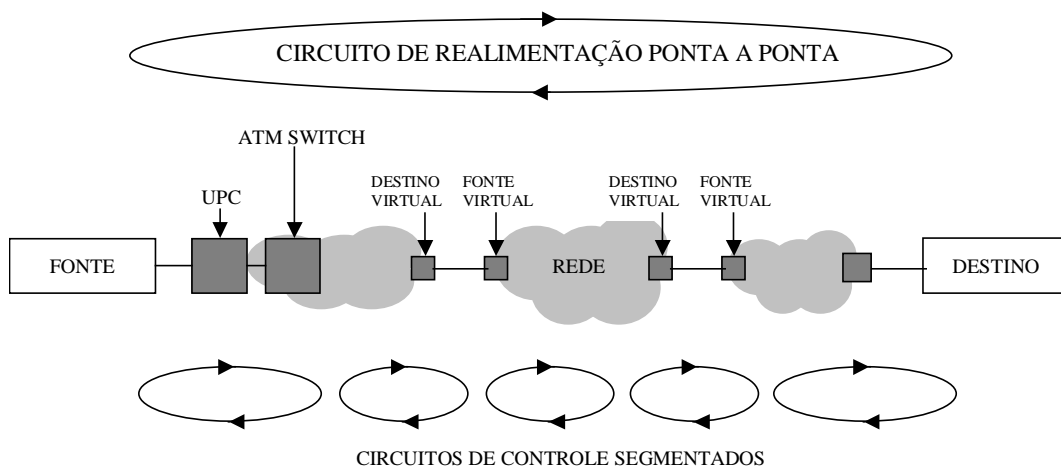


FIGURA 3.1 – Estrutura da realimentação usada no ABR

3.2.3.2 Fontes e destinos virtuais

Pelo menos um circuito de controle entre os sistemas fonte e destino é necessário, mas a segmentação deste circuito pode ser opcionalmente implementada através de Fontes e Destinos Virtuais, como mostrado na figura 3.1. Um elemento de comutação intermediário pode fechar um circuito e iniciar um novo circuito, comportando-se funcionalmente como um destino e como uma nova fonte. A principal motivação para a aplicação de Fontes e Destinos Virtuais é a redução do tamanho total dos circuitos e a criação de domínios separados para facilitar o gerenciamento [BON95].

3.2.3.3 Controle dos parâmetros descritores do tráfego no ABR

O controle de parâmetros do usuário (QoS-UP), ou policiamento de tráfego, é uma necessidade essencial para redes públicas que suportam múltiplos serviços. Os provedores de serviço tipicamente têm de suportar limites mais baixos na largura de

banda provida, bem como nos objetivos de qualidade dos serviços aplicada ao atraso e a perda de células. A necessidade de mecanismos que protejam os usuários do serviço ABR de usuários mal comportados do mesmo serviço e a necessidade de limitar como os vários serviços podem afetar um ao outro é satisfeita através da ação conjunta do policiamento, do escalonamento e do gerenciamento dos *buffers* nos pontos de comutação. O policiamento pode não ser necessário em ambientes privados de rede, embora mecanismos eficientes para assegurar acesso justo a recursos ainda sejam importantes [BON95].

Um elemento adicional, que não é mostrado na figura 3.1, é necessário para o serviço ABR em conexões ponto-a-multiponto: um *Ponto de Ramificação* (apenas para conexões ponto-a-multiponto). O papel de um ponto de ramificação (*branch point*) em uma árvore ponto-a-multiponto ABR é replicar as células que viajam da raiz às folhas e consolidar a realimentação que viaja das folhas para a raiz dos pontos em que os ramos da árvore se interceptam. Os pontos de ramificação ABR têm de assegurar que o fluxo de realimentação transmitido sobre cada ramo se comporte conforme o esperado em uma conexão ponto-a-ponto. Dessa forma, um ponto de ramificação torna possível que fontes, destinos, fontes virtuais, destinos virtuais e comutadores se comportem do mesmo modo em conexões ponto-a-multiponto como em conexões ponto-a-ponto [BON95].

3.2.3.4 Operações básicas

Em chamadas com dados ABR, a fonte cria uma conexão com um pedido de configuração de chamada. Durante esta configuração de chamada, os valores para um conjunto de parâmetros específicos do ABR são identificados. Alguns dos valores pedidos pela fonte serão possivelmente modificados pela rede – por exemplo, variação para baixo e para cima na taxa da fonte – enquanto outros são diretamente escolhidos pela rede – por exemplo, os parâmetros que caracterizam o processo de atualização dinâmica de taxas [BON95].

Uma vez que a fonte recebeu permissão, ela inicia a transmissão de células. A taxa na qual uma fonte ABR pode programar células para transmissão é denotada por ACR (*Allowed Cell Rate*). A taxa de células permitida – ACR – é inicialmente fixada pelo valor do ICR (*Initial Cell Rate*) e está sempre entre o valor do MCR (*Minimum Cell Rate*) e do PCR (*Peak Cell Rate*). A transmissão de células de dados é precedida pelo envio de uma célula de gerenciamento de recursos ABR, ou seja, uma célula RM (*Resource Management*). A fonte continuará enviando células RM, tipicamente após a transmissão de todas as células do usuário mais freqüentemente quando seu ACR é baixo. A taxa da fonte é controlada pelo retorno das células RM, que são enviadas de volta pelo destino ou pelo destino virtual.

Os campos de uma célula RM ABR estão listados na tabela 3.3. A fonte coloca a taxa de transmissão de células que tinha permissão (seu ACR) no campo CCR da célula RM, e a taxa na qual deseja transmitir células (normalmente o PCR) no campo ER. As células RM viajam pela rede (da fonte para o destino), levando aos comutadores (*switches*), que estão em seu caminho, a informação contida em seu corpo a fim de eles a utilizem para distribuir a largura de banda entre as conexões de ABR. Os comutadores também podem decidir neste momento reduzir o valor do campo da taxa explícita ER, ou fixar o *bit* de indicação de congestionamento CI para 1. Os comutadores (*switches*) que suportam apenas o mecanismo de EFCI – *Explicit Forward Congestion Indi-*

cator (no qual um indicador no cabeçalho da cada célula é fixado em situações de congestionamento) ignorarão o conteúdo das células RM. Os comutadores opcionalmente podem gerar um número controlado de células RM ABR na rota de retorno, além daquelas originalmente introduzidas pela fonte. As células RM geradas pelos comutadores devem ter o *bit* do campo BN – *Backward Notification* – fixado em 1 e/ou o *bit* CI ou o *bit* NI fixado em 1.

TABELA 3.3 – Célula RM

Campo	Octeto	Significado	Descrição
Header	1-5	Cell Header	Cabeçalho da célula com PTI = 110
ID	6	Protocol ID	Identificação do protocolo
DIR	7	Direction	Direção: 0 = indo; 1 = voltando
BN	7	BECN	BN = 1 indica que a rede ou o destino geraram célula RM
CI	7	Congestion Indication	Indicador de congestionamento: CI = 1 indica congestionamento causando diminuição do ACR da fonte
NI	7	No Increase	Não incrementar: usado se o comutador descobrir uma condição de congestionamento iminente
RA	7	Request/achknowledge	Pedido/reconhecimento de acordo com a recomendação I.371 do ITU-T. Não usado na especificação do ABR pelo ATM Fórum
-	7	Reserved	Reservado
ER	8-9	Explicit Cell Rate	Taxa de células explícita
CCR	10-11	Current Cell Rate	Taxa corrente de células: CCR = ACR quando a fonte gera células RM
MCR	12-13	Minimum Cell Rate	Taxa mínima de células
QL	14-17	Queue Length	Comprimento da fila, não usado na especificação do ABR pelo ATM Fórum
SN	18-21	Sequence Number	Número de seqüência, não usado na especificação do ABR pelo ATM Fórum
	22-51	Reserved	Reservado
	52	Reserved	Primeiros dois bit reservados
CRC	52-53	CRC-10	Redundância para checagem de integridade

Fonte: [SAC96]

Quando as células chegam ao destino, ele deve mudar o bit de direção na célula RM e devolver a célula à fonte. Se o destino está congestionado e não suporta a taxa contida no campo ER, deve então reduzir o valor de ER para uma taxa que possa suportar. Se, desde a devolução da última célula RM, o destino observou células marcadas com EFCI, ao devolver a próxima célula RM o destino deve então fixar o bit CI da célula RM para indicar congestionamento.

Como a célula RM retorna pela rede, cada comutador pode examinar a célula e verificar se pode suportar a taxa ER para esta conexão. Se a taxa ER for muito alta, o comutador deve reduzi-la à taxa que pode suportar. Nenhum comutador deve aumentar o valor de ER, pois as informações de comutadores previamente encontradas pela célula RM então seriam perdidas [BON95]. Os comutadores devem tentar modificar o valor de ER somente naquelas conexões em que ele é um gargalo, já que isto promove uma distribuição justa de largura de banda. Os comutadores, também, podem modificar o conteúdo do campo ER das células RM que estão indo ou voltando, mas não em ambas.

Quando a célula RM chega de volta à fonte, a fonte deve reconfigurar sua taxa (o valor de ACR) baseando-se nas informações trazidas pela célula RM. Se o bit de

indicação de congestionamento não está ligado, ou seja, o valor de CI é 0, então a fonte pode aumentar seu ACR adicionando um incremento fixado na configuração da chamada, até o valor de ER retornado, mas nunca excedendo PCR. Se o bit de indicação de congestionamento está ligado, ou seja, o valor de CI é 1, a fonte deve decrementar seu ACR em uma quantia maior que ou igual a uma proporção de seu ACR atual. O valor deste decremento também é determinado na configuração da chamada. Se o ACR ainda for maior que o ER devolvido, a fonte tem de diminuir seu ACR até atingir o ER devolvido, mas nunca para menos do que o valor do MCR. Um bit NI ligado, ou seja, NI igual a 1, indica para a fonte que deve observar os campos CI e ER na célula RM, mas não aumentar o valor de ACR em relação ao seu valor atual [BON95]. Para fazer a estrutura do serviço ABR ser robusta para ondas sincronizadas em tráfegos de usuários diferentes e para falhas de rede, a fonte deve diminuir também seu ACR, se não estiver tirando vantagem disto ou não estiver recebendo o fluxo de retorno esperado de células RM.

3.2.4 Categoria de serviço UBR – Unspecified Bit Rate

Esta classe de serviços abrange todas as outras classes e é comumente usada hoje para TCP/IP. A categoria UBR é usada com conexões sem declaração de parâmetros de tráfego e sem garantia de qualidade de serviço. Tipicamente tráfegos como os de redes locais ou da Internet são suportados por esta categoria, dadas as suas características de comportamento imprevisível [IEC98].

A categoria de serviços UBR – *Unspecified Bit Rate* – foi projetada para aplicações não críticas, que não impõem restrições severas de atraso ou de sua variação, nem uma qualidade específica de serviço. Espera-se que as fontes de tráfego UBR transmitam rajadas de células não contínuas. Os serviços UBR suportam um grau alto de multiplexação estatística entre fontes.

Os serviços UBR não negociam tráfego com garantias de serviço. Em outras palavras, a categoria UBR não inclui a noção de negociação de banda por conexão. Não pode ser feito qualquer compromisso numérico com relação à perda de células esperada em uma conexão UBR, ou quanto ao atraso na transferência das células – CTD (*Cell Transfer Delay*) – da conexão [LAM97].

A categoria UBR é uma solução satisfatória para aplicações menos exigentes. A maioria das aplicações de dados, ou seja, transferências de arquivos submetidas em *background* com exigências de serviço mínimas, é muito tolerante ao atraso e à perda de células (redes que armazenam para enviar são na realidade largamente usadas para estas aplicações). Como exemplos podemos ter a transferência, distribuição e recuperação de textos, dados e imagens. Estes serviços podem aproveitar qualquer excedente de largura de banda e, com isso, obter redução de tarifas [LAM97].

3.2.4.1 Controle de congestionamento em UBR

O potencial e a importância de suportar tráfego LAN sobre redes ATM e a ausência de um padrão de controle de fluxo ABR forçaram os fabricantes e projetistas a procurar uma solução em outro lugar. A alternativa óbvia, neste caso, para suportar tráfego LAN, seria o UBR. A vazão e a confiança tendem a ser muito boas em redes levemente carregadas.

Entretanto, em relação ao potencial ou às condições de congestionamento, o desempenho do UBR degrada rapidamente. O problema é que não existe controle de fluxo ou realimentação, as fontes UBR apenas irão transmitir até o PCR (se houver banda) e assim irão continuar, estando ou não congestionado. As células serão descartadas assim que os *buffers* dos comutadores encherem. Desta forma, um pacote inteiro ficará inutilizado mesmo que algumas células sobrevivam. A camada AAL do destinatário não consegue reconstruir o pacote. As células sobreviventes de um pacote corrompido continuam ocupando espaço nos linhas e *buffers* da rede. Enquanto isso, o protocolo da camada superior à fonte UBR (por exemplo, o TCP) reconhece que o pacote foi perdido e o retransmite pela rede [SAC96]. Estas são as características que geram o congestionamento.

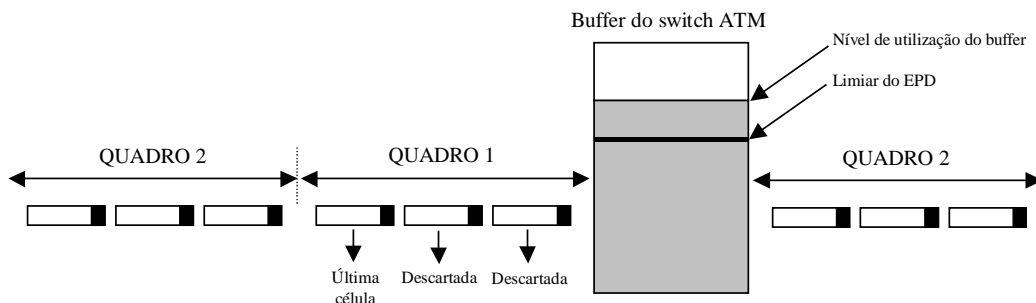


FIGURA 3.2 – Funcionamento do EPD

Uma solução simples para aliviar esta condição de congestionamento é descartar as células sobreviventes do pacote perdido. Esta é a técnica do descarte mais cedo de pacote (EPD – *Early Packet Discard*). Para evitar congestionamento, o comutador mantém um limite EPD de *buffer*, que é uma porcentagem de todos os *buffers* no comutador. Quando o limite EPD for excedido, o comutador eliminará todas as células restantes que compõem o PDU do AAL5, olhando o campo PTI do cabeçalho de célula. O funcionamento do EPD pode ser observado na figura 3.2.

Simulações de UBR, usando EPD para evitar o congestionamento e *buffers* suficientes, renderam um bom desempenho com acesso justo. O UBR não chega nem perto da complexidade do ABR, e o EPD pode facilmente ser implementado [SAC96].

3.3 Categorias de serviço segundo o ITU-T

A maioria das categorias de serviço apresentadas pelo ITU-T é idêntica às categorias definidas pelo ATM Forum. A recomendação I.137 define quatro categorias: DBR, SBR, ABT, ABR. A categoria DBR (*Deterministic Bit Rate*) é correspondente à categoria CBR do ATM Forum, assim como as categorias SBR (*Statistical Bit Rate*) e ABR (*Available Bit Rate*) correspondem respectivamente às categorias VBR e ABR do ATM Forum. A única categoria do ITU-T sem correspondência com as categorias do ATM Forum (veja a tabela 3.1) é a categoria ABT (*ATM Block Transfer*).

A categoria ABT, que contempla algumas características do DBR, SBR e ABR, foi definida para aplicações em que há necessidade de transferência de informações em sucessivos blocos de células caracterizados um a um.

Para que não sejam feitas confusões, convém salientar que o ITU-T adota uma nomenclatura diferente do ATM Forum para os modelos de serviço. Enquanto o ATM Forum utiliza *Service Categories*, ou seja, Categorias de Serviço, o ITU-T prefere utilizar *ATM Transfer Capabilities*, cuja tradução para o português não é tão literal, ou simplesmente as iniciais ATC. Para efeitos didáticos, uma Categoria de Serviço equivale a um ATC.

3.3.1 Categoria de serviço ABT – ATM Block Transfer

Esta categoria é adequada para fontes provenientes de aplicações que geram tráfego em blocos de células. Nesta categoria, a admissão de cada bloco é negociada separadamente, como se tivéssemos um contrato de tráfego por bloco. Depois de negociados os parâmetros de tráfego de um determinado bloco, ele é transmitido pela rede com os requisitos de qualidade garantidos. Para a transmissão do próximo bloco, os parâmetros serão renegociados, usando, para isso, células RM, e assim sucessivamente até a transmissão do último bloco. Mesmo havendo uma negociação bloco a bloco, na configuração da chamada são negociados os parâmetros da conexão, os quais devem ser respeitados por cada bloco transmitido.

São definidas duas opções de serviço ABT [ROC98]: uma delas com atraso de transmissão (*delay transmission*), e a outra com transmissão imediata (*immediate transmission*). Ambas as categorias podem ser rígidas ou elásticas: na versão rígida, a taxa pretendida pelo usuário pode ou não ser aceita pela rede, dependendo da disponibilidade de banda; já na versão elástica a rede poderá oferecer uma taxa menor do que a pedida pelo usuário, se não houver banda disponível. Na versão rígida poderão ocorrer bloqueios quando a banda não estiver disponível, sendo necessários sucessivos pedidos de reserva .

Os atrasos de transmissão do *ABT Delay Transmission* devem-se ao tempo de espera pela disponibilidade da banda solicitada, pois a fonte envia um bloco só após receber pela rede a confirmação de seu pedido de envio. Na opção com transmissão imediata, o bloco é enviado juntamente com o pedido de reserva de banda. Caso não haja banda suficiente, o bloco será descartado, sendo necessária a repetição do procedimento.

A ABT pode ser considerada uma classe de serviço dinâmica, mas também possui características de classe estática. Ela é dinâmica à medida que considerarmos o fato de que há uma negociação, através de células RM, semelhante à usada na categoria ABR, antes do envio de cada bloco. Contudo assume um caráter estático, semelhante à categoria DBR (ou CBR do ATM Forum), durante o envio de cada bloco, quando a rede deverá garantir os recursos.

A categoria ABT, portanto, tem como objetivo essencial evitar congestionamento através de um mecanismo de controle preventivo, com exceção, porém, da versão elástica, em que o controle é do tipo reativo [ROC98].

3.3.2 Categoria de serviço ABR – Available Bit Rate

A categoria ABR do ITU-T possui as mesmas características da categoria ABR do ATM Forum, tendo o objetivo de atender de forma eficiente fluxos de dados de taxa variável, sem um compromisso maior com o atraso e sua variação, como, por e-

xemplo, os fluxos TPC/IP em interligações de alta velocidade para Internet, Intranet e LANs.

Esta categoria tem vários aspectos comuns com a categoria ABT e depende, assim como o ABT, do uso das células RM para determinar a taxa de envio e controlar o congestionamento. O usuário adapta a sua taxa de transmissão de acordo com o que foi especificado pelas células de realimentação do tipo RM. Por ser semelhante à categoria ABR do ATM Forum, maiores detalhes poderão ser encontrados na seção 3.2.3.

3.4 Considerações finais

O aumento do nível de flexibilidade introduzido pelas Categorias de Serviço ATM pode ser explorado de modos diferentes e em uma variedade de combinações, em associação com qualquer VP ou conexão de VC. Com isso, as necessidades reais dos usuários podem ser satisfeitas de um modo totalmente novo. A escolha da categoria apropriada deve ser feita levando em consideração vários fatores, como:

- a) o conjunto de Categorias de Serviço oferecidas e disponibilizadas pela rede;
- b) a qualidade de serviço real atingível na rede, a qual depende da política de gerenciamento de recursos, engenharia de tráfego, número de nodos envolvidos e da distância;
- c) capacidade das aplicações para lidar com algumas degradações das características de transferência da camada ATM;
- d) a estratégia de tarifação adotada para cada categoria de serviço de níveis de qualidade oferecidos.

TABELA 3.4 – Áreas de Aplicação para as Categorias de Serviço ATM

Área de aplicação	CBR	rt-VBR	nrt-VBR	ABR	UBR
Dados críticos	**	*	***	*	n/a
Interconexão de LANs e LAN Emulation	*	*	**	***	**
Transporte de dados entre redes (IP, FR, SMDS)	*	*	**	***	**
Emulação de circuitos (PABX)	***	**	n/a	n/a	n/a
Vídeo conferência	***			n/a	n/a
Áudio compactado	*	***	**	**	*
Distribuição de vídeo	***	**	*	n/a	n/a
Multimídia interativa	***	***	**	**	*

Legenda: *** Ótimo; ** Bom; * Frágil; As aplicações sem indicação de categoria devem-se a ao fato de que ainda não foi notada vantagem no uso desta categoria para esta aplicação; n/a não adequada.

Fonte: [LAM97]

A tabela 3.4 exhibe alguns indicadores referente a adequação de determinados serviços diante das categorias propostas pelo ATM Forum. Estes indicadores foram

atribuídos com base em observações subjetivas e não pretendem criar uma correspondência restritiva entre as áreas de aplicação identificadas e os serviços da camada ATM.

4 Mecanismos de controle de tráfego em ATM

A demanda por uma conexão virtual para uma aplicação ATM é inicialmente submetida ao algoritmo de *connection admission control* (CAC), que avalia a possibilidade de atender às necessidades de banda e QoS desta conexão. Uma vez aceita a conexão, segundo um contrato de tráfego específico, a rede ATM aloca largura de banda que julga suficiente para atender aos requisitos de QoS do contrato. Há porém um *senão*: a alocação de recursos pelo CAC não é necessariamente suficiente para garantir os objetivos de QoS da conexão. A conexão pode, intencional ou acidentalmente, exceder os parâmetros do descritor de tráfego contratado e com isto degradar os QoS. Pior ainda, a conexão poderá prejudicar o QoS de outras conexões bem comportadas. Da rede exige-se, no entanto, que garanta pelo menos o QoS para aquelas células que estejam *conformes*, ou seja, é necessário que a rede tenha a capacidade de verificar quais células estão em conformidade com o contrato de tráfego negociado entre aplicação e rede. Para isso são necessários mecanismos de conformação e controle de tráfego, que, resumidamente, serão abordados neste capítulo. Maiores detalhes sobre os mecanismos de controle de tráfego poderão ser encontrados em [GIR99] e [KYA95].

4.1 Introdução

A recomendação I.371 do ITU-T lista os seguintes objetivos do controle de tráfego e congestionamento no nível ATM [ITU96]:

- a) O controle de tráfego e congestionamento do nível ATM deverá suportar um conjunto de classe de QoS para todos os serviços previsíveis de B-ISDN; a especificação destas classes deverá ser consistente com as performances atualmente em estudo para B-ISDN.
- b) O controle de tráfego e congestionamento do nível ATM não deverá nem depender de protocolos do nível AAL, que são específicos de serviços, nem de protocolos de nível superior, que são específicos de aplicações. No entanto, os protocolos acima do nível ATM poderão fazer uso de informação que poderá ser fornecida pelo nível ATM.
- c) O projeto de um conjunto ótimo de controle de tráfego e congestionamento no nível ATM deverá minimizar a complexidade da rede e do sistema terminal, ao mesmo tempo em que maximiza a utilização da rede.

Para atender estes objetivos, podemos classificar os mecanismos de controle de tráfego segundo uma dimensão temporal de atuação, ou seja, a escala de tempo de atuação do mecanismo, e segundo uma dimensão espacial, ou seja, a localização dos pontos de atuação do mecanismo dentro da estrutura da rede. Na tabela 4.1, o conjunto das funções de controle de tráfego, definidas tanto pelo ATM Forum como pelo ITU-T, foi listado em ordem decrescente de tempo de resposta.

TABELA 4.1 – Classificação das funções de controle de tráfego e congestionamento segundo uma escala de tempo de resposta

Tempo de resposta	Função de controle de tráfego	Função de controle de congestionamento
Longo termo (diversas conexões)	Gerenciamento de recursos da rede (RM)	-
Tempo de duração da conexão	Controle de Admissão de Conexão (CAC)	-
Tempo de propagação ida e volta	Alocação rápida de recursos	Notificação explícita
Tempo de inserção da célula	Usage Parameter Control (UCP) e Controle de prioridade (CLP)	Descarte seletivo de células

As funções de longa duração atuam sobre mais de uma conexão ATM e são implementadas para agirem durante um tempo longo. As funções que atuam pelo tempo de duração de uma conexão são principalmente funções de gerenciamento de recursos, genericamente denominadas de mecanismos de CAC (*connection admission control*), que decidem se uma nova conexão pode ou não ser aceita com um determinado perfil de QoS. As funções que atuam pelo tempo de propagação (ida e volta de uma conexão), ou seja, o tempo de vida de uma célula na rede, permitem exercer uma realimentação de congestionamento diretamente sobre a fonte. Por último, temos as funções que atuam diretamente sobre as células, enquanto estão sendo inseridas na rede. Estas funções reagem imediatamente sobre as células.

Quanto à dimensão espacial, podemos classificar as funções de controle de tráfego e congestionamento em duas categorias: (1) as funções que atuam a nível da interface de usuário (UNI); e (2) as funções que atuam a nível de rede na saída das portas dos *switch* ATM (NNI), como pode ser observado na figura 4.1. No primeiro caso encontramos principalmente as funções de conformação de tráfego (*traffic shaping*) e controle dos parâmetros do usuário (*usage parameter control*), enquanto na categoria 2 encontramos funções de priorização no escalonamento de envio das células pelos enlaces, na saída dos nós (*switch* ATM) e os mecanismos de controle de congestionamento reativos ou por realimentação, como o *explicit forward congestion indication* (EFCI). Neste capítulo, daremos ênfase para as funções da primeira categoria, tendo em vista a sua relevância em nosso trabalho.

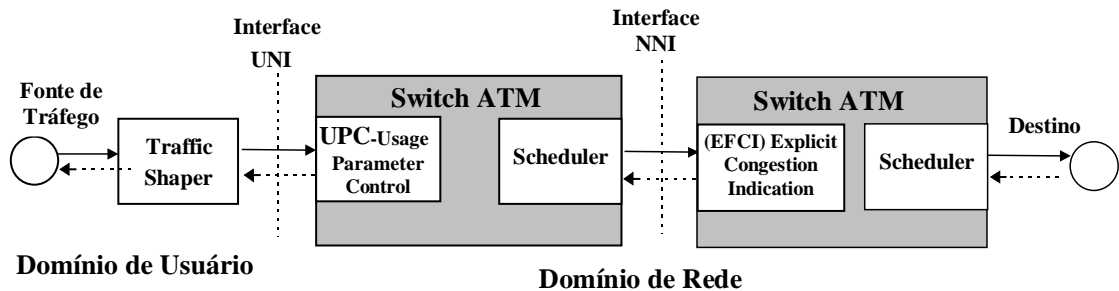


FIGURA 4.1 – Funções de supervisão e controle de parâmetros de QoS

A essência da estratégia do controle de tráfego do ITU-T e ATM Forum é baseada em determinar quando uma nova conexão ATM pode ser aceita ou não. Para isto a rede deve ter condições de poder avaliar se uma conexão, com um determinado perfil de QoS, pode ser suportada pela rede, com os atuais recursos disponíveis, sem prejuízo das conexões ativas existentes. Uma vez decidida a aceitação da nova conexão a rede e o usuário estabelecem um contrato de tráfego, no qual a rede concorda em suportar esta conexão segundo um conjunto de parâmetros de QoS negociados a priori, e o usuário se compromete a não exceder os limites dos parâmetros de tráfego negociados. As funções de controle de tráfego estão relacionadas com esta negociação e o posterior policiamento desses parâmetros pela rede. As funções têm como primeiro objetivo evitar o congestionamento, mas, se isto ocorrer, são elas também que atuam no sentido de recuperar a rede desta situação [ROC98].

4.2 Conformidade de tráfego

A definição da condição de conformidade do tráfego é parte integrante do contrato de tráfego que é firmado entre aplicação e rede no momento em que é estabelecida a conexão ATM e pode variar de acordo com a categoria e o tipo de serviço. A definição de conformidade não implica qualquer ação por parte da rede; define unicamente o envelope mínimo de células *conformes* da conexão que devem ser contempladas com os QoS negociados.

A definição da conformidade do tráfego para uma determinada categoria de serviço se dá em relação a dois fatores: (1) o tipo de fluxo de células a ser considerado; e (2) a penalidade a ser aplicada às células consideradas *não-conformes*. Podemos ter dois tipos de fluxos de células para os quais se aplicam as definições de conformidade em relação aos parâmetros de QoS do descritor de tráfego: (1) o fluxo formado pelas células consideradas de alta prioridade, ou seja, com $CLP=0$; e (2) o fluxo formado por todas as células, independente da sua prioridade, $CLP=0$ ou $CLP=1$.

Tendo em vista que as células com $CLP=1$ têm baixa prioridade, e a elas não se aplica nenhuma garantia de QoS, a definição de conformidade não se aplica às células com $CLP=1$, a não ser quando é considerado o fluxo agregado ($CLP=0+1$). Neste caso, tanto as células com $CLP=0$, quanto as células com $CLP=1$, são tratadas da mesma forma para fins de conformidade.

TABELA 4.2 – Definição de Conformidade por Categoria de Serviço

Categoria de Serviço	Tipo de Serviço	Tipo de fluxo						Penalização (célula não-conforme)
		Parâmetros descritor de tráfego			Parâmetros de QoS da conexão			
		PCR	SCR	MCR	CLR	max-CTD	pp-CDV	
CBR	CBR.1	0+1	n/esp.	n/a	0+1*	0+1*	0+1*	descarta
rt-VBR	rt-VBR.1	0+1	0+1	n/a	0+1*	0+1*	0+1*	descarta
	rt-VBR.2	0+1	0	n/a	0*	0*	0*	descarta
	rt-VBR.3	0+1	0	n/a	0*	0*	0*	marca
nrt-VBR	nrt-VBR.1	0+1	0+1	n/a	0+1*	n/a	n/a	descarta
	nrt-VBR.2	0+1	0	n/a	0*	n/a	n/a	descarta
	nrt-VBR.3	0+1	0	n/a	0*	n/a	n/a	marca
ABR	ABR.1	0	n/a	0*	0*	n/a	n/a	descarta
GFR	GFR.1	0+1	n/esp.	0*	0*	n/a	n/a	descarta
	GFR.2	0+1	n/esp.	0*	0*	n/a	n/a	marca
UBR	UBR.1	0+1	n/esp.	n/a	n/a	n/a	n/a	descarta
	UBR.2	0+1	n/esp.	n/a	n/a	n/a	n/a	marca

Fonte: [GIR99]

* Não entra na definição de conformidade do fluxo, define objetivos de QoS apenas para células deste fluxo.

n/a: não se aplica

n/esp: não é especificado

Para uma maior flexibilidade na definição dos serviços a serem oferecidos, podemos ter mais de uma definição de conformidade por categoria de serviço. Na tabela 4.2 encontram-se resumidas as definições de conformidade para diferentes tipos de serviços que podem ser suportadas em cada uma das categorias padronizadas pelo ATM Forum e as respectivas penalidades a serem aplicadas às células flagradas como *não-conformes* pelos mecanismos de policiamento. As definições de conformidade da tabela 4.2 só valem para circuitos virtuais, ou seja, o bit de CLP somente é interpretado no nível de circuito virtual (VC), sendo completamente transparente no nível de rota virtual (VP). A definição de conformidade para VPs contempla todas as células, independente do valor do CLP.

Pode-se observar pela tabela 4.2 que as categorias de serviço ATM podem ser divididas em duas grandes famílias: (1) as categorias de serviço que fazem exigências em termos de QoS relacionados com o atraso ou, também, serviços de tempo real, como as categorias CBR e rt-VBR; e (2) as categorias que não fazem este tipo de exigência, como nrt-VBR, ABR, GFR e UBR. Os serviços de tempo real exigem da rede prioridade na alocação dos recursos, além de funções de controle de tráfego mais sofisticadas. As demais categorias são consideradas menos exigentes, portanto de menor prioridade e com funções de controle de tráfego mais simples. Para fins de análise de controle de tráfego, podemos considerar ainda que a categoria de serviço rt-VBR é o pior caso dos serviços de tempo real ou, a mais difícil, em termos de atendimento dos requisitos de QoS por parte da rede e a categoria CBR um caso particular da categoria rt-VBR.

4.3 Policiamento e conformação de tráfego

Exige-se de uma rede ATM que ela atenda pelo menos às exigências de QoS para as células que estejam dentro dos requisitos de conformidade do contrato de tráfego. É pouco provável, porém, que o tráfego de uma aplicação se comporte naturalmente de acordo com o descritor de tráfego negociado [GIR99]. Em vista da atitude drástica da rede em relação às células *não-conformes* (descarte ou degradação de prioridade), é

necessário que a rede pelo menos tenha uma certa capacidade que permita tornar o fluxo *conforme* com as exigências do contrato de tráfego. Esta capacidade é obtida através de mecanismos como a conformação de tráfego (*traffic-shaping*), policiamento de tráfego (*traffic-policing*) e o policiamento suave (*soft-policing*).

Para evitar a degradação de QoS, a conexão necessita *conformar* o tráfego de preferência no ambiente do usuário; antes, portanto, de ser repassado à rede pela interface UNI. Da mesma forma, uma conexão VP, na interligação entre duas redes, poderá ser conformada na saída da primeira rede, antes de ser repassada para a segunda. A figura 4.2 mostra as diversas possibilidades de localização destas três funções em uma rede ATM.

Mesmo que, tanto nas especificações do ATM Forum [ATM96] como do ITU [ITU96], não haja uma exigência formal para que seja feita uma conformação de tráfego (TS) pela rede ou pelo usuário, é recomendado que as aplicações implementem estes mecanismos, pois células *não-conformes* com o contrato de tráfego sofrem pesadas sanções por parte da rede, as quais podem comprometer os objetivos de QoS do serviço.

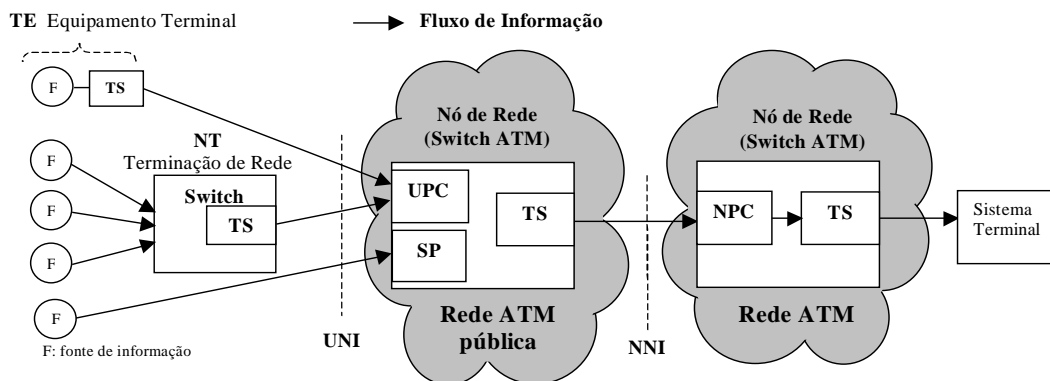


FIGURA 4.2 – Localização das funções de policiamento (UPC), policiamento suave (SP) e conformação de tráfego (TS) em uma rede ATM

Apresentaremos nos capítulos 5 e 6 deste trabalho uma metodologia com características tais que seja possível, mesmo quando a conexão não tenha condições de especificar o descritor de tráfego da aplicação, determiná-lo a partir de uma amostragem inicial. A partir deste descritor, o fluxo poderá ser conformado e policiado, dentro de tolerâncias predefinidas. Verificando-se alterações no descritor de tráfego além das tolerâncias permitidas, sugere-se um mecanismo de atualização adaptativo, baseado em uma renegociação dos parâmetros de tráfego para valores condizentes.

4.3.1 Policiamento de tráfego (*traffic policing*)

O contrato de tráfego, que está associado a qualquer conexão ATM, especifica as condições de conformidade de tráfego das células e as penalidades a serem aplicadas pela rede às células *não-conformes*. A rede, portanto, deve monitorar ou policiar o

fluxo de cada aplicação para assegurar que as células estejam *conformes* com o contrato de tráfego e, ao mesmo tempo, tomar ações em relação às células *não-conformes*, evitando que elas comprometam o QoS.

O policiamento de tráfego é feito geralmente nos pontos de entrada da rede, através dos mecanismos de *user parameter control* (UPC), se for na interface UNI, ou, se for na entrada de uma segunda rede, através do *network parameter control* (NPC), na interface NNI (veja figura 4.2). O algoritmo de policiamento define se uma célula está *conforme* ou *não-conforme* com um determinado parâmetro do descritor de tráfego. Tanto o ATM Forum como o ITU padronizaram um algoritmo conhecido como *generic cell rate algorithm* (GCRA) para o policiamento do tráfego. O algoritmo é apresentado em duas versões equivalentes, conhecidas como *balde furado* (*leaky bucket*) e *escalonamento virtual*. Ambos permitem determinar, com a mesma performance, se uma célula está *conforme* a um determinado parâmetro do descritor de tráfego.

Podem ser aplicados 3 tipos de sanções às células flagradas como *não-conformes* pelos mecanismos de policiamento: (1) não fazer nada, como se fossem *conformes*; (2) descartá-las; ou (3) marcá-las como sendo de baixa prioridade. A marcação (*tagging*) é referente à ação de degradar uma célula da condição de alta prioridade (CLP = 0), para uma condição de célula de baixa prioridade (CLP = 1). Não é assegurada a garantia de QoS às células de baixa prioridade, porém, assim mesmo, as células poderão chegar ao seu destino se a rede não estiver congestionada.

4.3.2 Policiamento suave (*soft-policing*)

Uma outra alternativa da rede, em vez de implementar um algoritmo de policiamento GCRA (UPC), é implementar uma função de conformação de tráfego que assegure que o tráfego que está entrando esteja de acordo com o descritor de tráfego. Para que esta função possa ser implementada, no entanto, é necessário que a aplicação tolere algum tipo de *bufferização* (atraso) em relação ao tráfego *não-conforme*, até que este possa ser reescalonado segundo um fluxo *conforme*. Esta capacidade da rede é chamada de policiamento suave ou *soft-policing* (SP).

4.3.3 Conformação de tráfego (*Traffic Shaping*)

Nesta alternativa, a fonte de tráfego, para se prevenir de ter células marcadas ou descartadas, implementa uma função de conformação, para deixar o tráfego em conformidade ao descritor de tráfego que será policiado pelo GCRA. O conformador de tráfego atrasa a emissão de uma célula até que ela seja considerada *conforme* pelo GCRA. Desta forma, se uma fonte conforma o seu tráfego de acordo com o GCRA, mesmo que a rede execute policiamento, nenhuma célula será flagrada. Se a aplicação não implementa esta função de conformação de tráfego, a rede poderá fazê-lo, em lugar da função de policiamento (*soft-policing*).

A grande diferença em relação ao mecanismo UPC é que o *traffic shaper* pode ser executado diretamente pelo usuário, sob seu total controle. O objetivo principal, portanto, do *traffic shaper* é conformar o fluxo de células que vem da fonte de informação, de tal forma que atenda às exigências do contrato de tráfego que foi firmado entre rede e usuário no momento do estabelecimento da conexão. Podem ser citados pelo menos três motivos para introduzir esta função segundo Dziong [DZI97]:

- a) o mecanismo de UPC da rede toma uma de duas ações ao detectar células *não-conformes* com um determinado parâmetro; ou descarta, ou marca a célula com $CLP = 1$, baixa prioridade. Nesta decisão não se leva em conta qualquer consideração quanto à importância ou não do conteúdo destas células. O conformador de tráfego da fonte poderá tomar esta decisão de uma forma muito mais inteligente, descartando ou marcando células de conteúdo não crítico para o serviço;
- b) a informação do conformador poderá ser usada para influenciar o processo de geração da informação (codificador), de tal maneira que a banda reservada para a conexão seja utilizada da maneira mais eficiente possível;
- c) se houver a possibilidade de que a informação da fonte possa ser atrasada (não é sensível a atrasos), as características do fluxo das células originais, que podem ser imprevisíveis, ou seja, não adequadas para uma multiplexação estatística, poderão ser modificadas no sentido de tornar o fluxo mais adequado para a rede e, assim, reduzir custos.

A conformação de tráfego pode ser utilizada para compensar os efeitos do CDV, na taxa de pico PCR, reespaçando as células de acordo com o PCR ou esquemas de serviço convenientes. Quando o TS é utilizado em um equipamento terminal ATM, atua no sentido de fornecer certas características para o fluxo de células emitidas por uma ou várias fontes (serviços), as quais são associadas a um ou mais VCCs ou um VPCs. Quando é utilizado em um switch ATM (público ou privado), é tipicamente um mecanismo que altera as características do fluxo de células dentro de uma VCC ou VPC, para obter uma modificação desejada de algum parâmetro de tráfego. O TS, porém, deve manter inalterada a seqüência das células dentro da conexão ATM.

4.4 O *Generic Cell Rate Algorithm* – GCRA

O *generic cell rate algorithm* (GCRA) é um algoritmo teórico usado para definir o que significa conformidade com os parâmetros do descritor de tráfego. O mesmo algoritmo pode ser usado tanto em funções de policiamento de tráfego como de conformação de tráfego. O ITU-T, através da Recomendação I.371 [ITU96], e o ATM Forum, através da UNI 3.1 [ATM94], padronizaram este mecanismo de policiamento em duas versões: o chamado algoritmo de *Escalonamento Virtual* e o *Balde Furado de Estado Contínuo*. As duas versões do GCRA são perfeitamente equivalentes em desempenho e ambos detectam as mesmas células *não-conformes*. Na figura 4.3 é apresentado um fluxograma funcional destes dois algoritmos.

O GCRA opera sobre dois parâmetros – o incremento I e o limite L – e é expresso como $GCRA(I, L)$. Se, por exemplo, o GCRA for utilizado para monitorar a taxa de pico de células os dois parâmetros poderão ser especificados como:

$$I = T = \frac{1}{PCR} \quad \text{e} \quad L = \tau = CDVT \quad (4.1)$$

Na expressão (4.1), T corresponde ao tempo mínimo entre chegada de células, dado pelo inverso de PCR (*peak cell rate*), e τ corresponde à tolerância máxima na variação do tempo entre chegadas de células, dado por CDVT (*cell delay variation tolerance*).

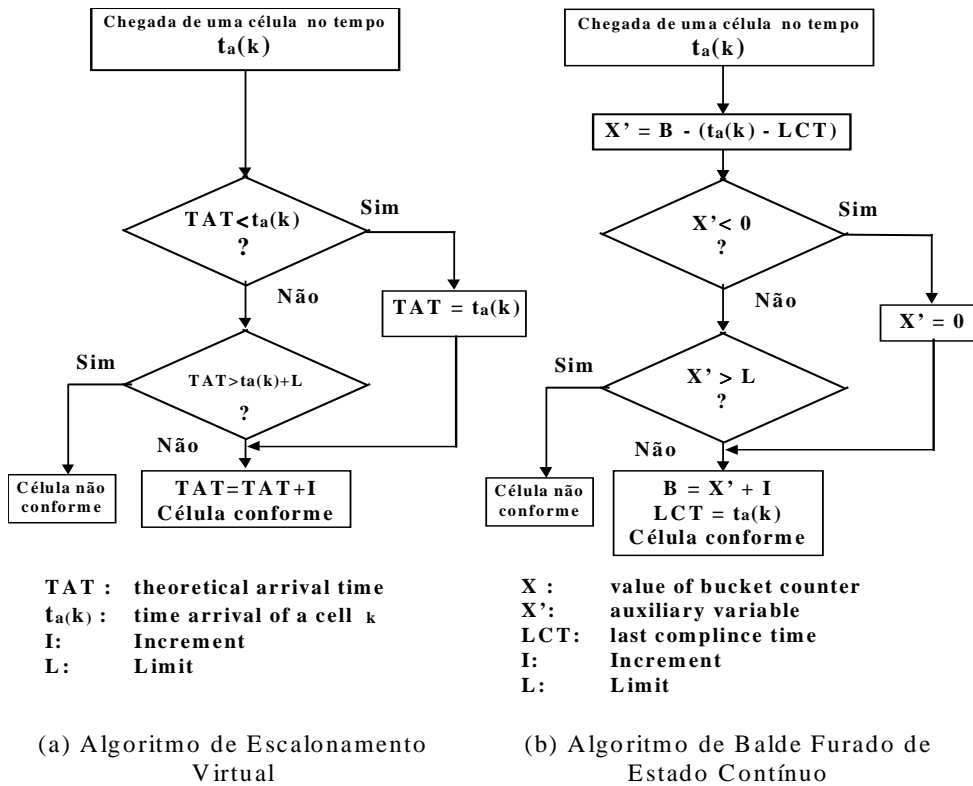


FIGURA 4.3 – As duas versões equivalentes do GCRA padronizadas.

A partir de (4.1), podemos, então, dizer que o algoritmo que monitora a taxa de pico de células é dado por:

$$GCRA(T, \tau) \quad (4.2)$$

As duas versões do GCRA são variantes de um mesmo mecanismo, conhecido como balde furado ou *leaky bucket* (LB), sugerido pela primeira vez por Turner [TUR86]. O balde furado é um mecanismo de policiamento eficiente e simples, cujo funcionamento pode ser observado na figura 4.4.

O balde furado consiste basicamente em um pseudo *buffer* (balde) com capacidade para B células, o qual vaza (furo) a uma taxa constante, ou *leak cell rate* (LCR), que é menor ou igual à taxa de chegada de células. O balde furado pode ser definido como:

$$LB(LCR, B) \quad (4.3)$$

Monitorando, por exemplo, a taxa de pico ou *peak cell rate* (PCR), como se mostra na figura 4.5, o balde será parametrizado como $LB(PCR, B=1)$. Cada célula que chega incrementa a ocupação do pseudo-buffer (balde) de um. Toda vez que chegar uma célula e o *buffer* estiver cheio, a célula é declarada *não-conforme* e a rede pode, então, tomar uma de duas atitudes: (1) ou a célula é descartada; (2) ou é aceita, porém marcada (*tagged*) com o bit de CLP em *um* (baixa prioridade).

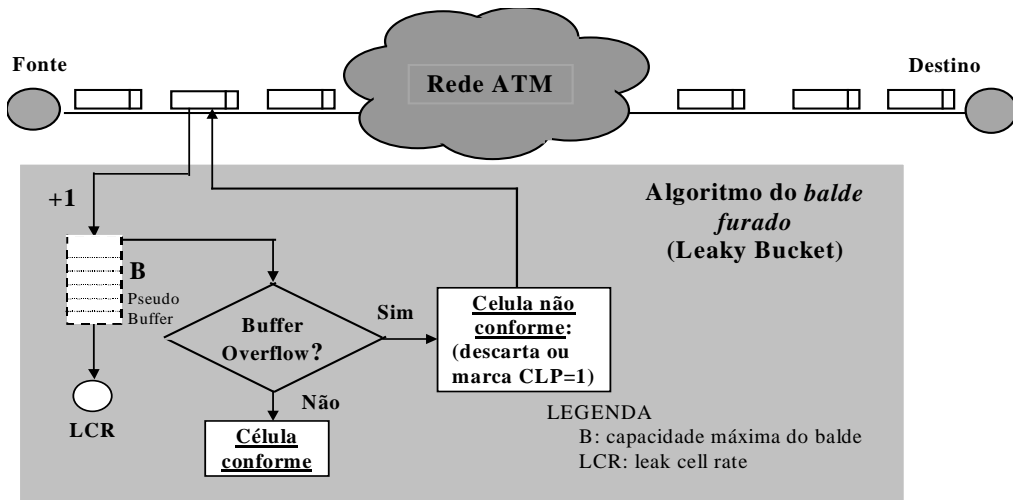
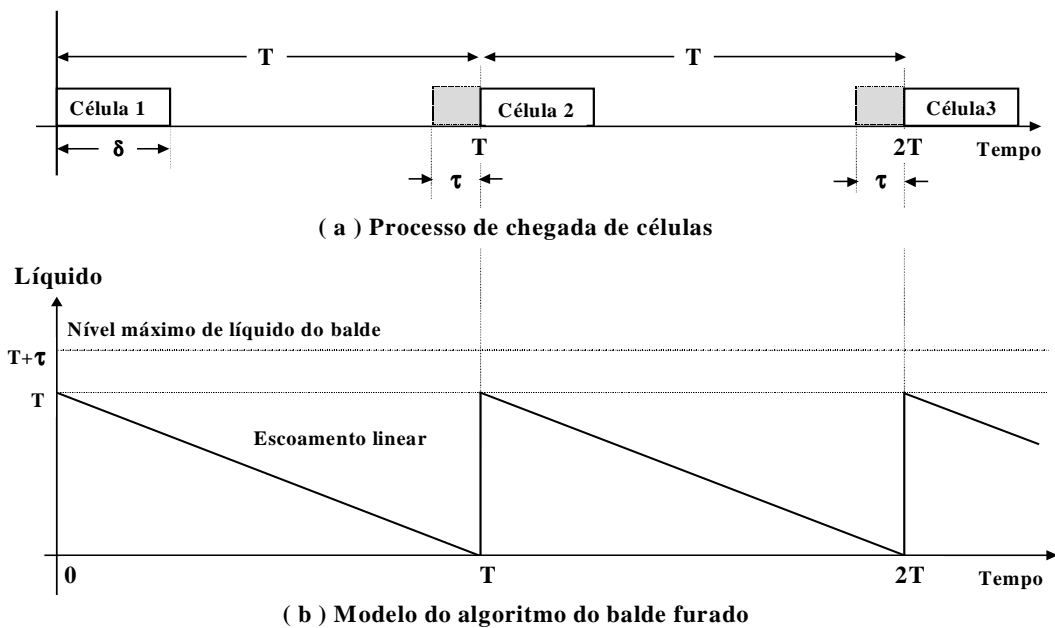
FIGURA 4.4 – Mecanismo de funcionamento do Balde Furado (*Leaky Bucket*)

FIGURA 4.5 – O balde furado aplicado na monitoração do PCR

Graficamente, considerando chegadas de células bem comportadas em múltiplos inteiros e exatos de T , teremos uma situação como é mostrada na figura 4.5. O gráfico mostra a chegada regular de células segundo intervalos de tempo T e um CDVT dado por τ , o que equivale a uma capacidade máxima $T + \tau$ do balde.

Supondo, por exemplo, que estamos monitorando o fluxo das células saindo de uma fonte em intervalos regulares $T = 1/PCR$, com variação na tolerância entre as chegadas de células nula, ou, $\tau = 0$. Cada célula que sai da fonte enche o balde com uma quantidade T de *líquido virtual*. O escoamento do balde é linear e durante um tempo T

vaza o equivalente a T litros de *líquido virtual*. Nestas condições, não há transbordo do balde, ou seja, todas as células são *conformes*, como é mostrado na figura 4.6 (a).

O fluxo de células, porém, pode sofrer pequenas variações no tempo entre as chegadas das células (*jitter*), introduzidas principalmente pelos equipamentos do usuário (CPE), ou da própria rede. Para levar em conta estas variações, é definida uma tolerância $CDVT = \tau$, não nula, que especifica a variação máxima tolerada no tempo entre as chegadas das células, sem que as células sejam consideradas *não-conformes* pelos mecanismos de UPC na entrada da rede, como é mostrado na figura 4.6 (b).

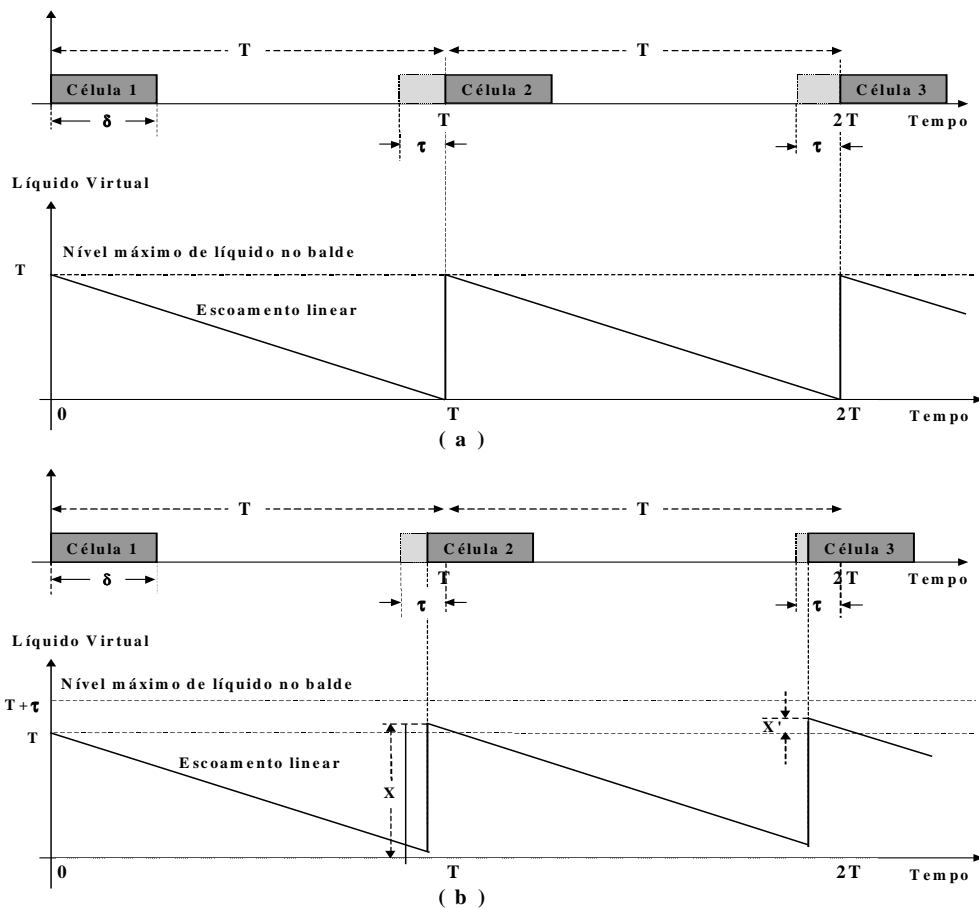


FIGURA 4.6 – Algoritmo $GCRA(T, \tau)$ do *balde furado*, aplicado em monitoração de PCR (a) na saída da fonte e (b) na entrada da rede.

Desta forma, o LCR é um limite superior para a taxa média de células admissível para uma conexão VCC. O LCR e a capacidade B do *balde* também definem um limite superior para o tamanho máximo da rajada de células transmitido durante o PCR para uma determinada conexão, ou seja, o *maximum burst size* MBS . A seguinte relação deve ser satisfeita:

$$MBS_{max} = 1 + B.PCR/(PCR - LCR) \quad (4.4)$$

O mecanismo do *balde-furado* pode ser aplicado na monitoração de diversos parâmetro de QoS. Deve-se observar, no entanto, que o mecanismo não pode ser utilizado em relação a parâmetros com escalas de tempo muito diferentes. Por exemplo, se for controlado o PCR, devemos ter no *balde-furado* que $LCR = PCR$ e, além disto, um pequeno pseudo-buffer para permitir pequenas variações na escala de tempo relativo à fase das células (*jitter* de fase), causado por pequenas variações no atraso das células. Por outro lado, se for monitorado, por exemplo, a taxa sustentável de células (SCR), isto exigirá que $LCR \cong SCR$ e, além disto, um pseudo-buffer muito grande, para acomodar as rajadas de células, associado à grande variação da escala de tempo.

Como consequência das observações anteriores, o mecanismo UPC da rede pode ser implementado por dois ou mais *baldes-furados* em paralelo, cada um projetado para monitorar um determinado parâmetro. Neste caso deve-se cuidar para que células descartadas ou marcadas por um determinado esquema de *balde-furado* não continuem a ocupar lugar nos pseudo-buffers de outros esquemas de *balde-furado*.

Os mecanismos de controle de UPC/NPC foram investigados nos últimos anos de forma exaustiva quanto a aspectos de performance, limites e implementações. Em [MAS96] e [KIM96], encontramos ótimas análises quanto a aspectos de performance.

Nas duas seções subseqüentes serão mostrados os aspectos funcionais dos algoritmos de *Escalonamento Virtual* e do *Balde Furado de Estado Contínuo*, sugeridos como mecanismos de UPC pelo ITU-T e ATM Forum.

4.4.1 O algoritmo GRCA de escalonamento virtual

O algoritmo de escalonamento virtual monitora a chegada da próxima célula, ou seja, o *teoretical arrival time* (TAT). Quando da chegada da célula em t_a , é feita uma comparação com $TAT-L$: se for maior, a célula é *conforme*; se for menor, a célula chegou antes e, então, é *não-conforme*. O TAT é incrementado de I ($I = T = 1/PCR$), exceto no caso em que a célula chega depois de TAT, quando o incremento é em relação à t_a . O algoritmo inicia com a chega da primeira célula em t_a e o parâmetro TAT é inicializado com $TAT = t_a$. As células subseqüentes seguem o algoritmo da figura 4.7.

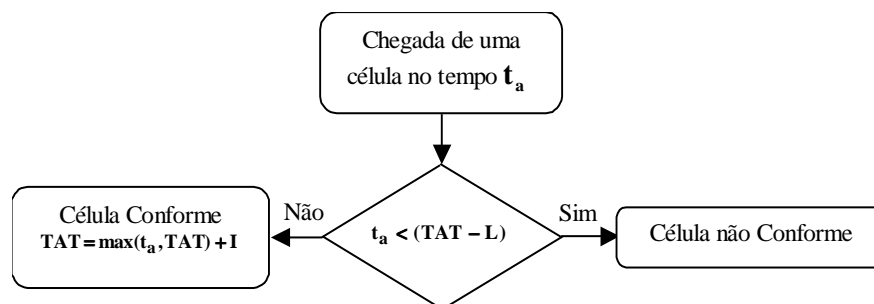


FIGURA 4.7 – Algoritmo GCRA de Escalonamento Virtual

Na figura 4.8 são mostradas chegadas de células, durante uma rajada, com diversas situações de antecipação, aplicadas ao GRCA de escalonamento virtual. Em (a)

temos a situação de chegada da célula exatamente no tempo teórico previsto (TAT). Já em (b) a célula está chegando após o tempo TAT e, portanto, também não apresenta problemas. Já na situação (c) e (d) a célula está chegando mais cedo que o tempo previsto TAT: em (c) não é ultrapassado o limite $L=\tau$, e a célula ainda é aceita, porém em (d) é ultrapassado este limite, e a célula é considerada *não-conforme*, devendo ou ser descartada ou marcada com $CLP = 1$.

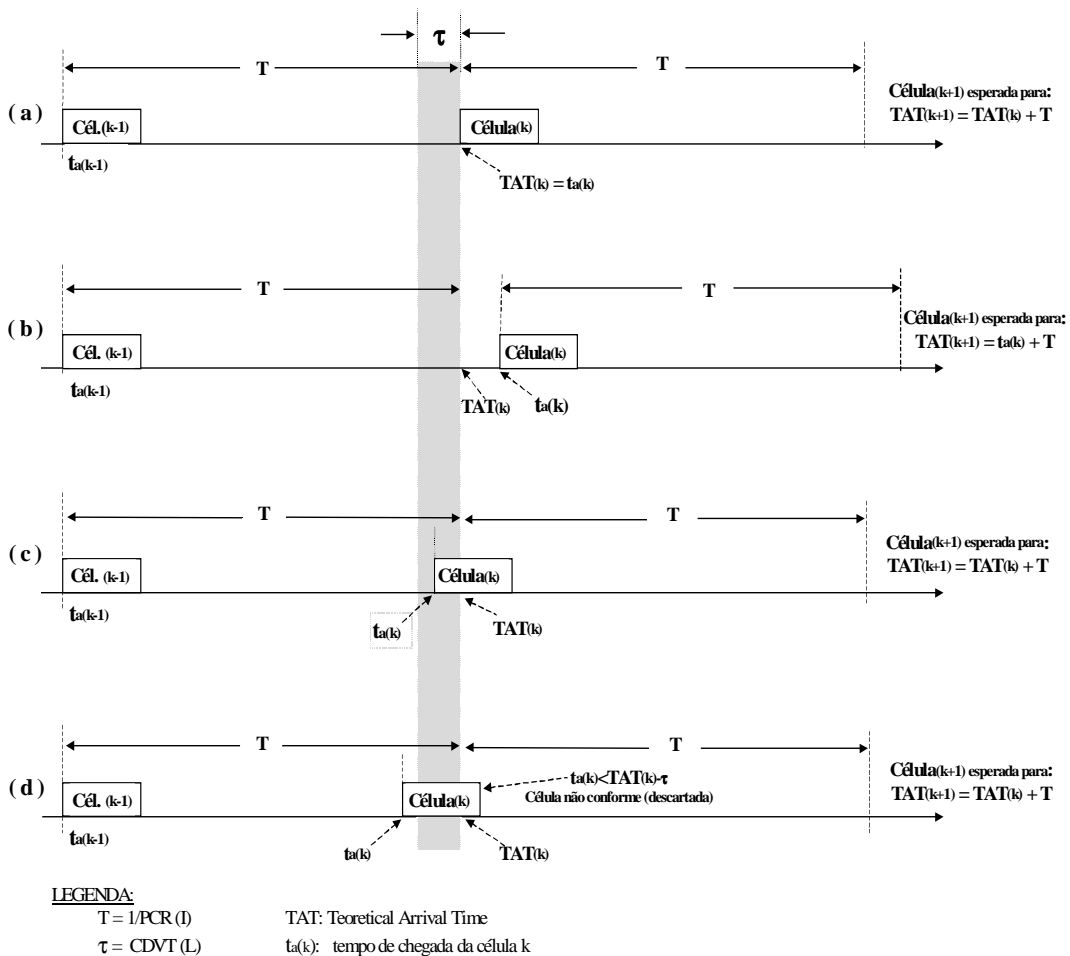


FIGURA 4.8 – Algoritmo GCRA(T, τ) de escalonamento virtual aplicado na monitoração de PCR.

- (a) Chegada da célula k dentro da previsão teórica, $t_a(k) = TAT(k)$.
- (b) Chegada da célula k após o tempo $TAT(k)$, ou, $t_a(k) > TAT(k)$.
- (c) Chegada da célula k antes do tempo $TAT(k)$, e $t_a(k) > TAT(k) - \tau$ (célula aceita).
- (d) Chegada da célula k antes do tempo $TAT(k)$, e $t_a(k) < TAT(k) - \tau$ (célula rejeitada).

4.4.2 O algoritmo GRCA do balde furado de estado contínuo

O algoritmo é engatilhado com a chegada de uma célula de tal forma que o enchimento e escoamento do balde é realizado em relação ao tempo de chegada da última célula *conforme*, *last conformance time* (LCT). Isto significa que, na chegada da

célula no tempo atual $t_a(k)$, o balde terá escoado a quantidade de *líquido virtual* ($t_a(k) - LCT$), que é equivalente a um escoamento contínuo do balde de uma unidade, a cada unidade de tempo. É analisada a diferença (X') do valor do balde (B) atingido em $t_a(k-1)$, com o valor do balde na chegada da célula k no instante $t_a(k)$. Uma diferença negativa significa que a célula k chegou mais tarde que o esperado. Neste caso, o balde é *reseta-*do para zero ($X'=0$), para evitar acumulação de crédito que poderia eventualmente resultar em uma permissão de uma taxa de pico maior. Se a célula está *conforme*, o valor do balde (B) será atualizado para $B = X' + I$ e $LCT = t_a(k)$. As condições iniciais do balde, na chegada da primeira célula em $t_a(1)$, serão $B = 0$ e $LCT = t_a(1)$. O algoritmo é aplicado às células subsequentes como indicado na figura 4.9

O controle da taxa de pico (PCR), num serviço CBR através do algoritmo de balde furado de estado contínuo, pode ser resumido como é mostrado na figura 4.9.

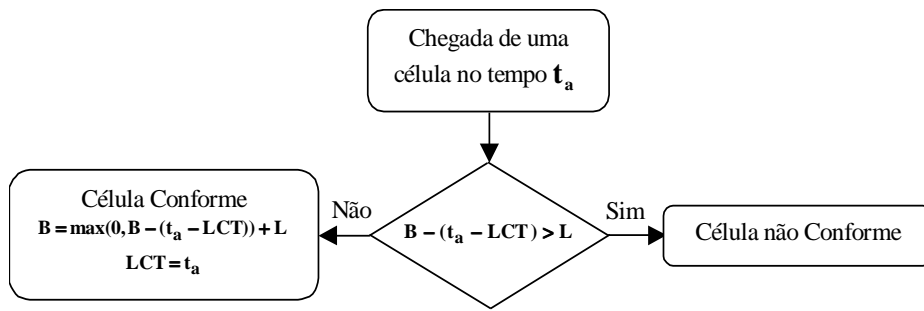


FIGURA 4.9 Algoritmo GCRA do Balde Furado de Estado Contínuo

Na figura 4.10 é mostrado o controle da taxa de pico (PCR), aplicando o algoritmo do balde furado de estado contínuo. A figura mostra um esquema de chegada de células em que o intervalo de chegada entre as células T é ligeiramente inferior a um tempo muito pequeno ϵ . Note que até a chegada da quinta célula todas as células são aceitas, mesmo que antecipadas em relação à T . O balde, com a chegada da primeira célula, encheu até T e, à medida que vão chegando outras células, também com antecipação, o líquido não escoava totalmente. Ao chegar a quinta célula, o balde transborda, ou seja, o excesso X' , que foi ficando no balde devido à antecipação das células anteriores, é maior que τ (CDVT) e, portanto, a quinta célula é considerada *não-conforme* e deverá ser descartada ou marcada com $CLP = 1$.

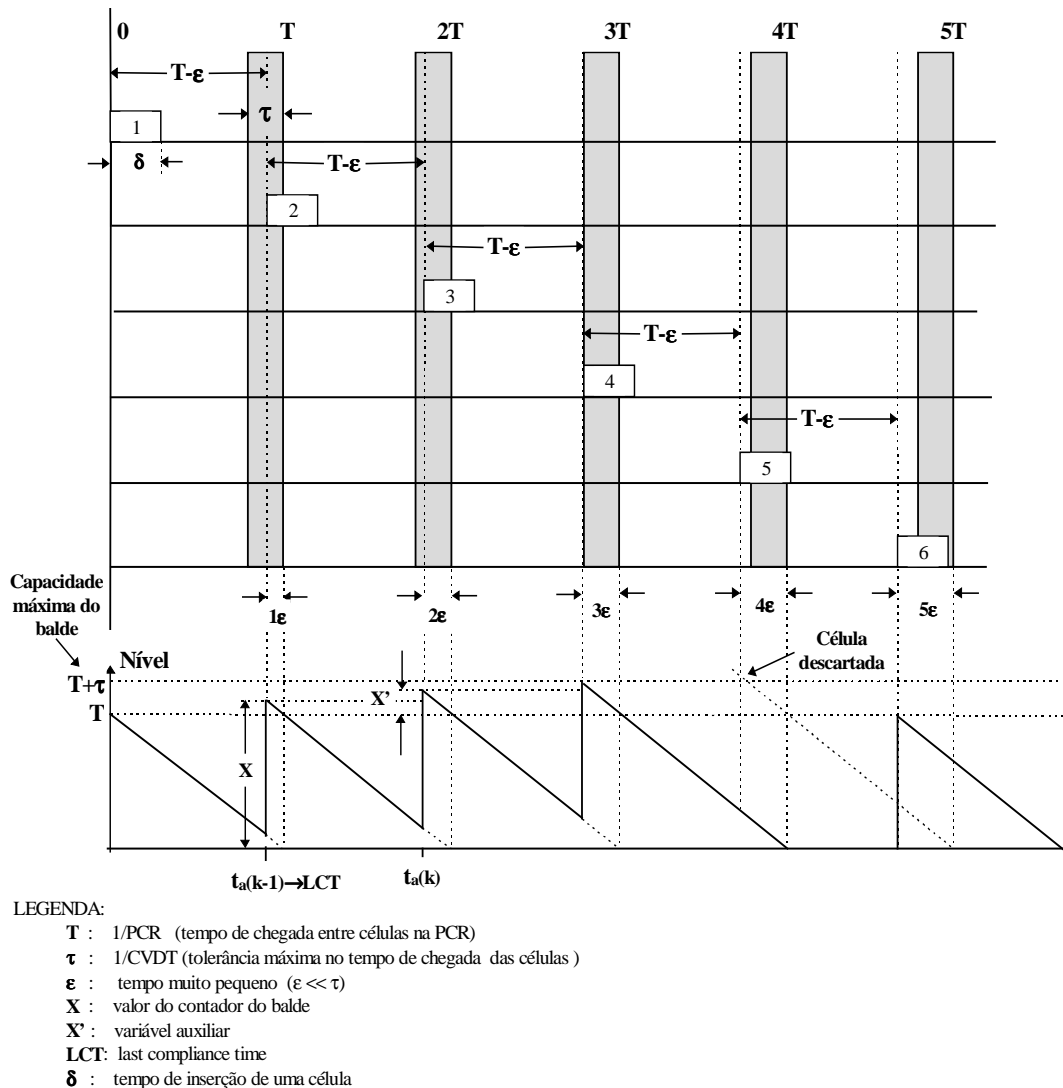


FIGURA 4.10 – Algoritmo de GRCA(T, τ) do balde furado de estado contínuo aplicado na monitoração do PCR

Maiores detalhes sobre as duas versões do GCRA podem ser encontrados em [TAN97], [STA95] e [KYA95].

4.5 O GCRA para policiar a taxa de células sustentável

Em conexões ATM que suportam serviços do tipo VBR (ou SBR), a especificação da taxa de células de pico (PCR) fornece um limite superior para a taxa de células da conexão. No entanto, para que a rede possa alocar recursos de forma mais eficiente, um outro conjunto de parâmetros de QoS pode ser especificado: *sustainable cell rate* (SCR ou $1/SCR = T_s$) e burst tolerance (BT ou τ_s). Para estes tipos de serviço, a conformidade, então, é definida em função de dois parâmetros de tráfego: PCR e SCR.

A avaliação da conformidade de SCR pode ser feita por algoritmos GCRA idênticos ao PCR. No caso de SCR, é definida uma tolerância a rajadas, *burst tolerance* (BT), que permite que a conexão envie uma rajada na taxa de pico (PCR) até um número máximo de células especificado pelo *maximum burst size* (MBS). A tolerância a rajadas ($BT = \tau_s$) é definida baseada na taxa sustentável ($1/SCR = T_s$) e no tamanho máximo da rajada (MBS) em relação à taxa de pico ($1/PCR = T$) e pode ser calculada através da expressão (2.1), conforme mostrado no capítulo 2.

$$\begin{aligned} \tau_s &= BT = (MBS - 1)(T_s - T), \text{ ou então:} \\ \tau_s &= (MBS - 1) \left(\frac{1}{SCR} - \frac{1}{PCR} \right) \end{aligned} \quad (4.5)$$

Os algoritmos de GCRA para SCR são idênticos aos de PCR, porém o incremento (I) e o limite (L) são definidos como:

$$I = T_s = \frac{1}{SCR} \quad \text{e} \quad L = \tau_s = BT + CDVT \quad (4.6)$$

Observa-se que, como na monitoração do PCR, foi adicionado ao limite (L) também o CDVT, para levar em conta o *jitter* introduzido no fluxo ao viajar da fonte até a entrada da rede na interface UNI. O SCR é definido sempre em conjunto com o PCR; portanto se quisermos monitorar a conformidade do SCR, é necessário também monitorar a conformidade do PCR.

No caso da definição de conformidade de VBR1, uma célula que está em conformidade com PCR também deverá estar em conformidade com SCR para que possa ser considerada como uma célula *conforme*. A definição de conformidade de VBR1 e VBR2 é aplicada somente às células com $CLP=0$, que deverão estar *conformes* tanto em relação a PCR como a SCR. Qualquer célula com $CLP=1$, que está *conforme* com o PCR, não necessita estar *conforme* com o SCR para ser considerada *conforme*. O estado dos algoritmos é atualizado somente se a célula está em conformidade a ambos os algoritmos GCRA. O algoritmo resultante combinado de SCR e PCR é conhecido como o algoritmo de *balde furado duplo* ou *dual leaky bucket* (DLB), ou o algoritmo equivalente de *escalonamento virtual duplo* ou *dual virtual scheduling* (DVS).

4.5.1 O algoritmo de Balde Furado Duplo

A figura 4.11 apresenta o esquema de funcionamento do algoritmo DLB para tráfegos VBR. O algoritmo se comporta como dois baldes furados simples, um para policiar o PCR e outro para policiar o SCR, com os parâmetros de limite e incremento dados por:

$$\begin{aligned} L_p &= \tau = CDVT \\ I_p &= T = 1/PCR \\ L_s &= \tau_s = BT + CDVT \\ I_s &= T_s = 1/SCR \end{aligned} \quad (4.7)$$

Da mesma forma, os níveis dos baldes serão dados por B_p e B_s , respectivamente. A inicialização do algoritmo se dá com a chegada da primeira célula em t_a , quando são fixados os valores de $B_s = 0$ e $B_p = 0$, além de $LCT = t_a$.

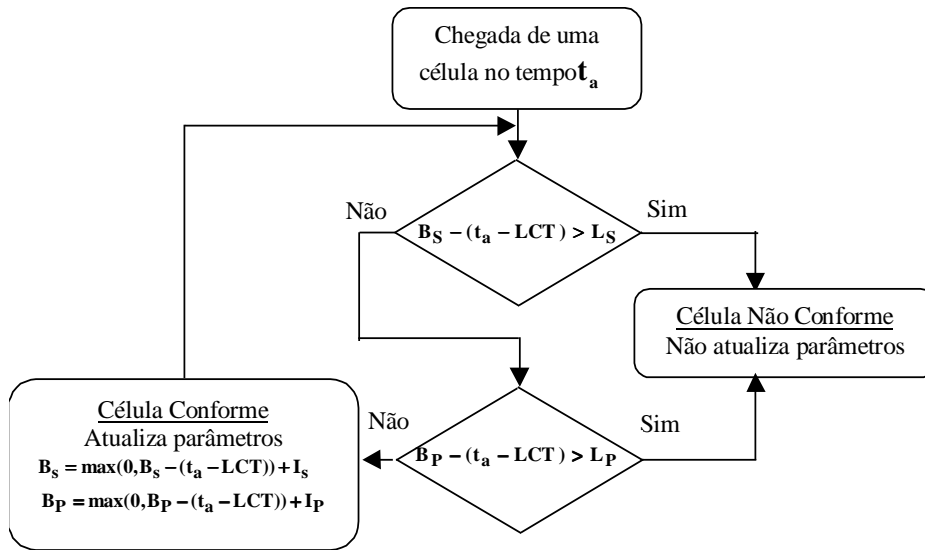


FIGURA 4.11 - Algoritmo de Balde Furado Duplo

4.5.2 O algoritmo de escalonamento virtual duplo

Na figura 4.12 é apresentado um fluxograma do algoritmo de escalonamento virtual duplo para conformidade de tráfego VBR. São definidos dois parâmetros de chegada teórica, TAT_p e TAT_s , respectivamente. Os valores de TAT_p e TAT_s são atualizados para novos valores somente para células *conformes*.

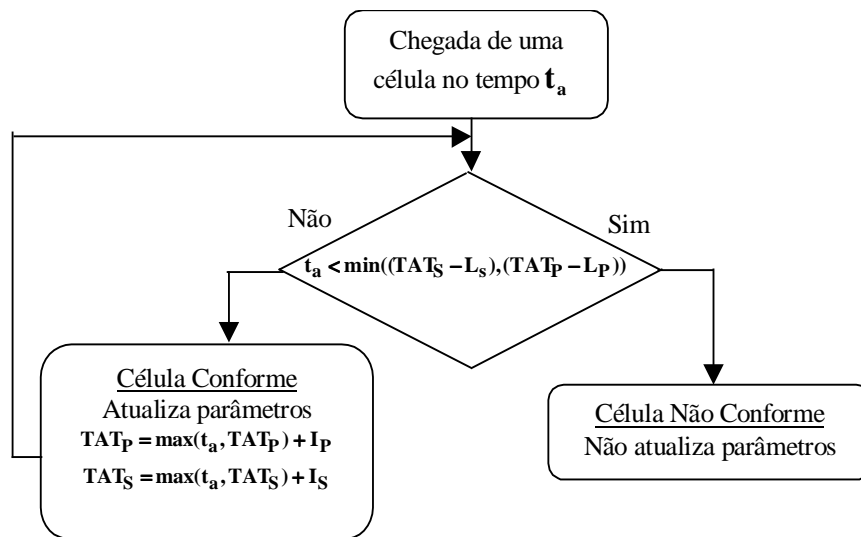


FIGURA 4.12 – Algoritmo de Escalonamento Virtual Duplo

4.6 A influência do CDVT (τ)

A escolha do valor adequado para o parâmetro de CDVT é muito importante para assegurar que um fluxo de células, que foi emitido *conforme* pela fonte, e que foi afetado por *jitter* no caminho para a rede, não seja julgado *não-conforme* pelos mecanismos de UPC. Como se observa, o CDVT não é um parâmetro do descritor de tráfego da fonte, mas sim um parâmetro introduzido nos mecanismos de UPC para levar em conta o fenômeno do *jitter*, que assim será tolerado dentro dos limites definidos por CDVT, sem que o fluxo seja julgado *não-conforme*. Os padrões de fluxo das células podem variar de forma significativa em relação ao valor definido para esta tolerância (CDVT).

Como exemplo, vamos supor um fluxo dado por T ($T=1/PCR$), e uma tolerância τ ($\tau=CDVT$) muito pequena. A capacidade do balde (B) será quase igual a T , de modo que as células deverão chegar com espaçamento muito uniforme, com pequenas flutuações de fase ($\tau \ll T$). Um exemplo típico seria um serviço de voz ou vídeo em um suporte do tipo CBR. Se, porém, aumentarmos τ para valores muito maiores que T , o balde poderá conter múltiplas células, ou seja, o emissor pode transmitir uma rajada de células, ponta a ponta, na taxa de pico (PCR) e ainda assim estas células serem aceitas. Exemplo desta situação são serviços tipo VBR em tempo real. Neste caso é importante saber o número máximo de células que poderão ser enviadas durante uma rajada e ainda serem aceitas pela rede. Em serviços rt-VBR, pode ser considerado como um limite superior teórico para o CDVT o valor garantido do maxCDV. Em tráfego do tipo nrt-VBR, que passa normalmente por *buffers* muito grandes, que são atendidos por tempos de serviço variáveis, a definição do CDVT, no entanto, é uma tarefa muito difícil e normalmente arbitrária. Deve-se lembrar, contudo, que a escolha do CDVT afeta diretamente a rede como pode ser observado em [GIR99].

Para avaliar melhor a influência do CDVT no comportamento dos mecanismos de conformidade, vamos considerar que o tempo de inserção de uma célula é dado por δ (tempo de transmissão de uma célula) e vamos expressar T em unidades de δ . Considerando, por exemplo, $T = 4,5 \delta$ (figura 4.13), então a taxa de pico é igual à taxa de transmissão da interface dividido pelo fator 4,5. Se, por exemplo, a taxa de transmissão for 155 Mbit/s, então a taxa de pico de células será $155/4,5 = 34,44$ Mbit/s. Na figura 4.13(a) é mostrada uma variação da tolerância de atraso (CDVT) $\tau = \delta/2$, justamente suficiente para acomodar o fato de que os dados estão sendo transmitidos em células, e cada tempo de chegada será um múltiplo inteiro de δ , enquanto o valor da tolerância se situa em torno de $0,5 \delta$. Em vista da tolerância apertada, a chegada das células não poderá situar-se muito longe de TAT.

À medida que a tolerância de atraso CDVT (τ) aumenta, as células podem se deslocar cada vez mais de TAT. Podemos observar na figura 4.13, a partir de (c) e (d), o fenômeno de aglutinação de células (*cell clumping*). A aglutinação de células pode causar problemas de alocação de recursos para a rede. Quanto maior o número de células que podem ser enviadas ponta a ponta pela rede, na taxa nominal de transmissão, maior o grau de aglutinação observado.

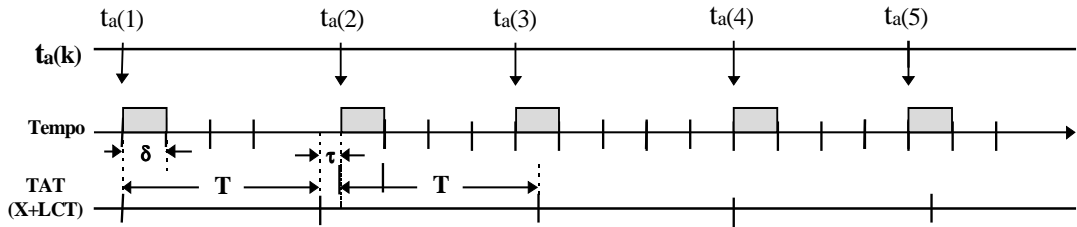
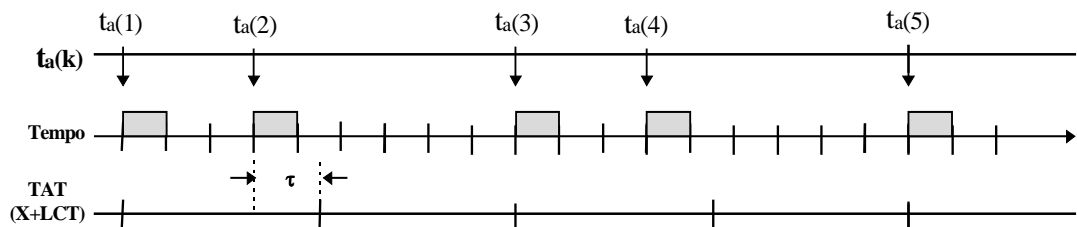
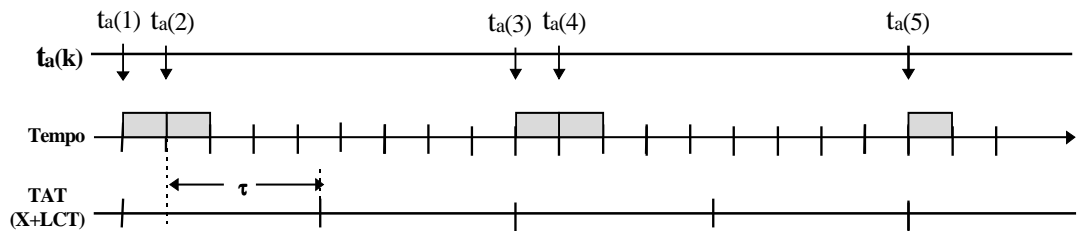
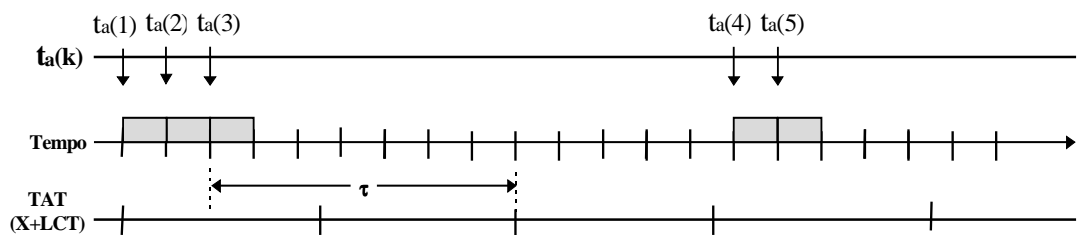
(a) Chegada de células ideal ($\tau = 0,5 \delta$)(b) Chegada possível de células ($\tau = 1,5 \delta$)(c) Chegada possível de células ($\tau = 3,5 \delta$)(d) Chegada possível de células ($\tau = 7 \delta$)

FIGURA 4.13 – Chegada de células na interface UNI com $T = 4,5 \delta$ para diferentes tolerâncias de atraso τ .

A aglutinação de células ocorre quando temos $\tau > T - \delta$. Neste caso podemos calcular o número máximo N de células *conformes*, fim-a-fim, baseados no algoritmo do balde furado de estado contínuo apresentado na seção 4.4.2.

O total de fluido colocado no balde durante a rajada é $NT - (N-1)\delta$, em que NT corresponde ao líquido total das N células, e $(N-1)\delta$, corresponde ao líquido drenado. Esta diferença deverá ser igual à capacidade total do balde, $T + \tau$, e portanto:

$$NT - (N - 1)\delta = T + \tau \quad (4.8)$$

Isolando o valor de N a partir da relação apresentada em (4.8), temos:

$$N = 1 + \frac{\tau}{T - \delta} \quad (4.9)$$

4.7 Modelagem do balde furado segundo um sistema de fila

O balde furado (LB) é um meio simples e eficiente de policiar ou conformar fluxos de tráfego em uma rede ATM. Se for utilizado para policiar, irá detectar as células *não-conformes*, deixando para a rede a decisão do que fazer com as mesmas. Se aplicado em conformação, poderá atrasar as células, suavizando os picos do fluxo e limitando o comprimento das rajadas. Neste caso, as células serão atrasadas e emitidas segundo um novo esquema de escalonamento, alterando, portanto, o padrão temporal do fluxo.

Em nosso trabalho utilizaremos a modelagem do LB segundo um sistema de fila fictício do tipo $.D/1/B^2$, apresentado por Mark [MAR98]. O LB será caracterizado pela taxa de serviço constante μ e a capacidade B do sistema de fila, conforme mostra a figura 4.14.

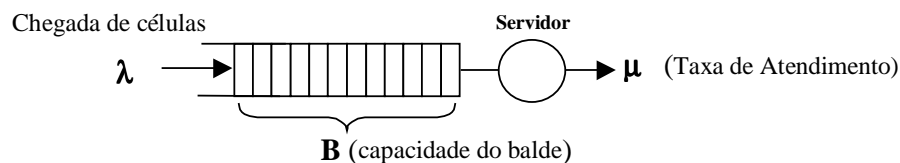


FIGURA 4.14 – Modelagem do $LB(\mu, B)$ segundo um sistema de fila $.D/1/B$

Neste modelo, cada chegada de célula gera uma chegada equivalente de um cliente ao sistema de fila fictício $.D/1/B$. Quando o balde furado estiver sendo aplicado no policiamento, se no tempo de chegada da célula o número de clientes no sistema de fila fictício $.D/1/B$ for menor que B , a célula será considerada *conforme*. Se, ao contrário, na chegada do novo cliente o sistema de fila fictício $.D/1/B$ estiver com B clientes, ou mais, a célula correspondente é considerada *não-conforme*, podendo ser, ou descartada, ou marcada como sendo de baixa prioridade.

Podemos estender o conceito do LB, com função de policiamento, para um conceito de conformador de tráfego por LB, ou LBS (*Leaky Bucket Shaping*). O LBS

² Notação de Kendall ($.D/1/B$): distribuição de chegada dos eventos qualquer; atendimento determinístico; servidor único e buffer com capacidade B [STA91].

também será parametrizado por (μ, B) e funciona de uma maneira parecida com o LB de policiamento, com exceção de que as células *na-conformes* são atrasadas através de um *buffer* (real), ao invés de serem descartadas ou marcadas. A operação do LBS pode ser entendida a partir de um sistema de fila do tipo $./D/1$, com capacidade infinita. Se, ao chegar uma célula, o número de clientes na fila fictícia for B ou mais, a célula é inserida em um *buffer* (real) do tipo FIFO, com capacidade infinita, como mostra a figura 4.15. Cada vez que um cliente deixa a fila fictícia, uma célula (se houver) é transmitida do *buffer* FIFO.

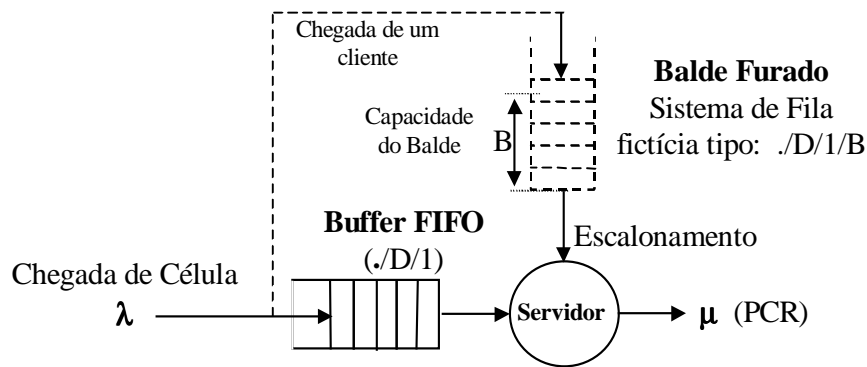


FIGURA 4.15 – Modelagem de um conformador tipo *Leaky Bucket Shaper* (LBS) para PCR

O LBS, quando aplicado na conformação de PCR de uma única conexão, por exemplo, transmite uma célula quando o balde estiver vazio ($B=0$). Quando a célula é transmitida, o balde enche de $I=1/PCR=T$ unidades e escoar continuamente I unidades por unidade de tempo T , até esvaziar. Desta forma, quando uma célula é escalonada para a emissão, o balde enche de I unidades. Quando aplicamos o LBS a múltiplas conexões a célula eventualmente poderá não ser transmitida, devido à colisão, porém o balde assume a transmissão para evitar perda de banda.

5 Discriminação de tráfego em ATM

Suporte a aplicações que exigem garantia em relação aos parâmetros de QoS é o grande desafio das redes de banda larga como as redes ATM. A alocação eficiente de recursos para conexões que exigem QoS somente pode ser realizada se houver uma caracterização confiável e precisa do tráfego gerado por esta aplicação. A maioria das aplicações não é capaz de descrever seu próprio tráfego. Assim, o objetivo principal deste capítulo é apresentar uma metodologia que permite obter os parâmetros que discriminam o tráfego de uma aplicação ATM, para que estes possam ser utilizados em um conformador e regulador de tráfego. Inicialmente demonstraremos uma metodologia para a definição de um conjunto de parâmetros que possam constituir o descritor de um tráfego determinístico. Em seguida, demonstramos qual a caracterização ideal para um tráfego com comportamento estatístico, bem como uma metodologia para definição de uma caracterização aproximada deste comportamento. Finalmente mostramos como obter os parâmetros de UPC a partir da caracterização aproximada do fluxo.

5.1 Introdução

Os parâmetros de tráfego constituem o que foi definido em [GIR99] como o descritor de tráfego da aplicação. Idealmente o descritor de tráfego deve ser capaz de capturar as principais características de um fluxo de células para que assim possam ser determinados os recursos necessários para o atendimento das exigências de QoS deste fluxo. Por outro lado, o descritor de tráfego deverá ser suficientemente simples de modo que (1) os parâmetros de tráfego possam ser conferidos na entrada da rede através de um mecanismo de policiamento; e (2) as decisões dos algoritmos de conformação e CAC possam ser tomadas em tempo real.

O mecanismo de policiamento (UPC) sugerido pelo ATM Forum [ATM96] para um tráfego genérico VBR é o *balde furado duplo*, ou o seu equivalente, o *algoritmo de escalonamento virtual duplo* (confira as seções 4.5.1 e 4.5.2). Neste algoritmo, a conformidade de um fluxo VBR individual qualquer é policiada segundo os quatro parâmetros de UPC: a taxa de pico (PCR), a tolerância em relação à chegada das células na taxa de pico (CDVT), a taxa de células sustentável (SCR) e a tolerância a rajadas (BT). Uma vez caracterizado o fluxo da aplicação através de seus parâmetros de tráfego, estes são negociados com a rede para serem utilizados nos mecanismos de policiamento (UPC) na entrada da rede e, ao mesmo tempo, poderão ser utilizados por um conformador, na saída da fonte, para tornar o fluxo transparente ao policiamento. A obtenção dos

parâmetros de UPC deverá levar em conta principalmente as características estatísticas do fluxo, a tolerância ao atraso e o tipo de recursos exigidos da rede pela aplicação (classe de serviço).

No ambiente de usuário podemos assumir um número limitado de aplicações ativas, ao contrário de um comutador ATM da rede, que gerencia um número muito grande de conexões ativas em seus troncos. Com base neste fato e levando em conta também a maneira como se apresenta o fluxo no momento do estabelecimento da conexão, podemos dividir as aplicações em duas grandes categorias: (1) aplicações que geram fluxos que podem ser caracterizados de forma determinística; e (2) aplicações que geram fluxos que só podem ser caracterizados a partir do seu comportamento estatístico. Como se vê, esta divisão não leva em conta o tipo de informação contido no fluxo, mas unicamente a maneira e forma como o fluxo se apresenta no momento da conexão.

5.1.1 Caracterização determinística de um fluxo.

A caracterização determinística de um fluxo é feita a partir do conhecimento prévio do comportamento do fluxo em relação ao tempo total de duração da conexão. Exemplos deste tipo de situação encontramos em serviços CBR e alguns tipos de serviço VBR. Em se tratando de serviços CBR, temos que a taxa de operação do serviço é especificada a priori e pode ser associada diretamente ao parâmetro PCR, enquanto o parâmetro SCR não se aplica. A caracterização determinística de serviços VBR encontramos, por exemplo, em serviços de vídeo armazenado. Um servidor de vídeo por demanda, por exemplo, possui um conhecimento completo *a priori* de um determinado vídeo. A partir deste conhecimento, podem ser determinados os parâmetros de tráfego deste fluxo de forma determinística. Os parâmetros de UPC, assim obtidos, podem ser utilizados num conformador e, desta forma, assegurar uma perfeita transparência aos mecanismos de UPC da rede. Porém o próprio servidor, neste caso, pode oferecer, junto com o serviço de vídeo, o descritor de tráfego que melhor se adapta ao mesmo.

5.1.2 Caracterização estatística de um fluxo.

Infelizmente a maioria das aplicações ATM não tem condições de fornecer alguma informação prévia em relação ao comportamento do fluxo que geram. Na maioria das vezes, não se conhece nem o comportamento de curto prazo (PCR), nem o comportamento de longo prazo (SCR) do fluxo. Neste caso, uma alternativa viável, por exemplo, seria tentar inferir, a partir de uma amostragem inicial deste fluxo, um conjunto de parâmetros mais prováveis e renegociá-los à medida que for observado um desvio significativo destes em relação ao fluxo atual.

5.2 Discriminação³ de fluxos de tráfego

Encontramos na literatura várias abordagens para discriminar fluxos de tráfego na busca dos seus parâmetros de tráfego. Normalmente são abordagens restritas a uma determinada classe de serviço ou uma determinada categoria de serviço padroniza-

³ Discriminação de tráfego é entendido aqui como o processo que permite extrair os parâmetros de tráfego UPC (descritor de tráfego) de um dado fluxo, completo, ou uma dada amostra deste fluxo.

da, (nrt-VBR ou rt-VBR). Além disso, muitas vezes são impostas restrições em relação ao modelo de tráfego considerado, ou restrições próprias de alguma classe de serviço de uma categoria específica, como voz comprimida ou vídeo MPEG, o que restringe severamente a aplicabilidade destes métodos.

Em [RIT93] e [DIA98] são apresentados dois mecanismos que permitem a obtenção de parâmetros de tráfego para serviços de voz e a posterior utilização destes mesmos parâmetros na conformação dos fluxos agregados. Para caracterização de serviços de vídeo VBR, como MPEG, encontramos trabalhos como os de [ZHA95a], [KNI96], [KIM98] e [KNI97]. Em todos estes trabalhos, a caracterização é baseada em uma discriminação de uma amostra significativa inicial do fluxo. Um aspecto interessante pode ser destacado em relação aos trabalhos de [ZHA95b] e [KIM97], que sugerem uma renegociação dos parâmetros de UPC, sempre que houver um desvio muito significativo dos parâmetros iniciais em relação ao fluxo atual. Recentemente Mark e Ramamurthy [MAR98] sugerem um método que se aplica principalmente a tráfegos VBR do tipo ON/OFF de vídeo MPEG comprimido, que foi adaptado para o nosso discriminador. O método é aplicável tanto a fluxos *real time* ou não, e são sugeridas renegociações periódicas dos parâmetros de UPC com a rede, sempre que houver variações significativas no comportamento do fluxo.

Em vista das características peculiares do ambiente de usuário e levando-se em conta as considerações apresentadas na introdução deste capítulo, optamos por uma estratégia para a obtenção dos parâmetros de UPC segundo uma divisão dos fluxos de tráfego em duas classes: os que fornecem algum tipo de caracterização *a priori*, que chamamos de fluxos determinísticos, e os que não fornecem nenhuma informação *a priori* sobre o seu comportamento, que chamamos de fluxos estatísticos.

Na classe dos fluxos determinísticos, estão enquadrados os diversos serviços da categoria CBR e alguns fluxos VBR especiais, conhecidos como serviços VBR do tipo armazenado, como vídeo armazenado. A caracterização destes fluxos pode ser feita de forma previsível ou determinística. Os parâmetros destes fluxos, geralmente em menor número, uma vez obtidos, não variam ao longo da conexão e, portanto, não precisam ser renegociados [RIT93].

Estamos enquadrando os demais fluxos na classe dos fluxos estatísticos, ou seja, são considerados como fluxos de tráfego do tipo VBR genéricos. Estes fluxos VBR genéricos correspondem a serviços que podem tanto ser do tipo tempo real ou não e podem ser modelados segundo os mais diversos tipos de modelos de tráfego, que vão desde modelos markovianos, auto-similares, ON/OFF ou vídeo real-time MPEG [FRO94]. No contexto do nosso trabalho, vamos considerar que estes fluxos VBR genéricos não possuem nenhuma caracterização através de um descritor de tráfego, nem declaram *a priori* o modelo de tráfego mais adequado em que se enquadram, tampouco a categoria de serviço à qual pertencem.

5.2.1 Discriminação determinística de um fluxo de tráfego

A discriminação determinística se aplica somente a serviços do tipo CBR e fluxos de vídeo armazenados, como encontramos em vídeos sob demanda, dos quais se conhece o padrão do fluxo ao longo de toda a conexão.

No primeiro caso (CBR), encontramos principalmente serviços de voz ou de vídeo para canais dedicados com taxa constante. Em serviços do tipo CBR, a fonte de informação emite células de forma regular e constante, segundo uma determinada taxa constante PCR ($PCR = SCR$). Os fluxos de serviço do tipo CBR são por natureza determinísticos, ou seja, exigem para a sua caracterização apenas a definição da taxa de bits fixa associada à fonte, que será mantida ao longo de toda a conexão (Ex.: serviço de voz digital de 64 kbit/s).

As células em serviços CBR, no entanto, podem sofrer pequenas variações de atraso (*jitter*) ao se propagarem da fonte até a interface. Este *jitter* é introduzido principalmente pelos atrasos de processamentos que as células sofrem nos equipamentos de usuário (CPE) devido a funções como multiplexação e escalonamento. Nestas condições, o mecanismo de UPC na entrada da rede poderá eventualmente flagrar células como *não-conformes*, mesmo que tenham sido emitidas pela fonte como *conformes*. Para evitar este tipo de penalização, o serviço deve ser especificado com uma certa tolerância em relação à variação entre a chegada das células. Desta forma, um serviço CBR poderá ser especificado a partir de um descritor de tráfego contendo apenas dois parâmetros:

- a) a taxa de emissão da fonte, ou também a taxa de pico da fonte, PCR, medido em bit/s;
- b) a tolerância na variação do espaçamento entre as chegadas das células (*jitter*), ou *cell delay variation tolerance* (CDVT ou τ), especificado em unidades de tempo.

Serviços CBR são por isso também chamados de serviços de *emulação de canal digital*, tendo em vista que estes mesmos parâmetros também são utilizados para especificar um canal digital físico em sistemas de multiplexação TDM [ROC98]. Exemplos típicos de serviços CBR são os serviços de voz e vídeo em tempo real, com exigência de largura de banda constante.

O maior problema para uma perfeita caracterização dos serviços CBR está relacionado com a escolha do CDVT. Em serviços de voz tipo CBR, por exemplo, o valor de CDVT (ou τ) é pequeno comparado com o intervalo de tempo T entre a chegada das células. Em [RIT93], é sugerido que em serviços CBR o valor máximo de CDVT não deve ser maior que 0,05 de T, ou $\tau < 0,05 T$. Maiores detalhes sobre a influência do CDVT no comportamento de fluxos de tráfego CBR podem ser conferidos também na seção 4.6. Fluxos CBR, portanto, podem ser discriminados rápida e simplesmente, obtendo-se a taxa de pico associada ao fluxo e estimando-se o CDVT.

No segundo caso, fluxos VBR armazenados exigem para a sua caracterização os quatro parâmetros associados ao descritor de tráfego VBR, a saber: taxa de pico (PCR), taxa sustentável ou média (SCR), tolerância de *jitter* da taxa de pico (CDVT) e a tolerância a rajadas (BT). Um simples algoritmo de discriminação de tráfego, aplicado *off-line* no fluxo inteiro, pode fornecer diretamente estes parâmetros. Para a escolha do CDVT, devem ser levados em conta os atrasos nos CPEs e a tolerância máxima suportada pela aplicação, como no caso anterior.

Para a modelagem de fluxos determinísticos, vamos considerar um balde furado que pode ser representado por um sistema de fila, como foi mostrado na seção 4.7. Vamos supor que o fluxo é de comprimento finito e que a taxa de pico λ_p é conhecida. O fluxo é aplicado na entrada de um sistema de fila com taxa de serviço constante μ .

Vamos supor, além disso, que $B_{max}(\mu)$ seja o número máximo de células que esperam na fila, observado ao longo da duração da conexão. Pode-se, então, caracterizar o fluxo pela taxa de pico λ_p e o valor de ocupação máxima da fila $B_{max}(\mu)$ com $0 < \mu < \lambda_p$ da seguinte forma:

$$CD = [\lambda_p; B_{max}(\mu), 0 < \mu < \lambda_p] \quad (5.1)$$

Esta caracterização é equivalente à curva de caracterização de rajada apresentada por Low e Varaiya [LOW91].

A caracterização C_D pode ser interpretada da seguinte forma: para cada μ , com $0 < \mu < \lambda_p$, existe uma capacidade máxima $B_{max}(\mu)$ do balde, que faz com que o fluxo de células passe pelo balde furado sem que seja conformado, ou seja, o fluxo de células está *conforme* com os parâmetros do balde furado ($\mu, B_{max}(\mu)$). Nestas condições, vamos introduzir a seguinte notação para a capacidade do balde:

$$B(C_D, \mu) = B_{max}(\mu) \quad (5.2)$$

O tamanho do balde, para uma determinada taxa de escoamento μ , depende de C_D . Esta vinculação do tamanho do balde com a caracterização C_D pode ser demonstrada da seguinte forma: se o fluxo de células está *conforme* com um determinado conjunto de parâmetros de balde furado (μ, B'), então necessariamente devemos ter que $B' \geq B(C_D, \mu)$ baseado na definição (5.2). Da mesma forma, para uma taxa de escoamento μ'' do balde, podemos fazer um raciocínio semelhante. Existe um tamanho de balde para a taxa de escoamento μ'' , em relação ao qual o fluxo não é conformado, e pode ser dado por:

$$B'' = B(C_D, \mu'') \quad (5.3)$$

A escolha de um parâmetro baseada na caracterização determinística C_D pode ser excessivamente conservadora. Observa-se também que a caracterização determinística somente pode ser obtida *off-line*, conhecendo-se *a priori* o comportamento do fluxo inteiro de células. A caracterização determinística, que apresentamos, também poderá servir como um comparativo (*benchmarking*) com a caracterização estatística para fluxos genéricos.

5.2.2 Discriminação estatística de um fluxo

A caracterização estatística será aplicada a serviços das categorias VBR (real time ou não), ABR e UBR. Extrair os parâmetros de tráfego de fluxos tão abrangentes não é uma tarefa direta e fácil como em fluxos com características determinísticas. Além disso, estamos supondo que os fluxos não especificam nem a categoria de serviço tampouco um modelo estatístico que os descreve. Para tentar reduzir a complexidade desta tarefa, vamos inicialmente definir o que seria uma caracterização ideal de um serviço, nas condições anteriores.

5.2.2.1 Discriminação estatística ideal

Vamos assumir que a taxa de pico λ_p e a taxa média λ_m do fluxo sejam conhecidas. Vamos supor também que o tráfego seja passado por um conformador de bal-

de furado com uma taxa de vazão μ , com $\lambda_m < \mu < \lambda_p$, e uma capacidade do balde B . Vamos definir a *probabilidade de conformação* como a probabilidade de que uma célula arbitrária que chega tenha que esperar no buffer do conformador de balde furado. No modelo de fila $M/D/1$ do balde furado, apresentado na seção 4.7, este evento corresponde à chegada de um cliente à fila fictícia quando o número de eventos do sistema excede B . Vamos definir $B(\mu, \varepsilon)$ como o tamanho mínimo do balde necessário para assegurar que a probabilidade de conformação não exceda ε , com $0 < \varepsilon < 1$. Para um valor fixo de ε , podemos então definir a seguinte caracterização estatística ideal do tráfego:

$$C_S(\varepsilon) = [\lambda_p; \lambda_m; (\mu, B(\mu, \varepsilon)), \lambda_m < \mu < \lambda_p] \quad (5.4)$$

Esta caracterização é equivalente ao conceito de *caracterização de rajada* utilizado em teoria de tráfego [ECK85]. Deve-se notar também que $C_S(\varepsilon)$ é um análogo estatístico da caracterização determinística C_D . De fato, C_D pode ser considerado como o caso limite de $C_S(\varepsilon)$ quando $\varepsilon \rightarrow 0$. Se deixarmos ε variar no intervalo inteiro $(0, 1)$, podemos definir uma caracterização estatística ideal mais abrangente, como a seguinte:

$$C_S(\varepsilon) = [\lambda_p; \lambda_m; (\mu, B(\mu, \varepsilon)), \lambda_m < \mu < \lambda_p, 0 < \varepsilon < 1] \quad (5.5)$$

A caracterização estatística ideal C_S , assim definida, é na realidade uma idealização da informação que queremos capturar do fluxo de tráfego.

5.2.2.2 Discriminação estatística aproximada

Vamos adotar para a nossa análise uma discriminação aproximada que foi sugerida inicialmente por Mark e Ramamurthy, em [MAR98], para serviços do tipo ON/OFF de vídeo e que, como será mostrado, pode ser estendida dentro de certas condições para outras classes de serviço. A caracterização aproximada de Mark e Ramamurthy, que vamos representar por \hat{C}_S , é obtida empiricamente. Vamos supor que o fluxo de células é passado por um banco de filas com taxas de serviço constantes μ , compreendidas em $\lambda_m < \mu < \lambda_p$, em que λ_p e λ_m são, respectivamente, a taxa de pico e a taxa média deste fluxo. Na prática, os valores da taxa de pico e a média podem ser estimadas a partir de uma medida sobre uma amostra inicial. A caracterização estatística aproximada procura obter informações estatísticas sobre o fluxo a partir do comportamento deste banco de sistemas de fila com taxas de serviço constantes e todos submetidos ao mesmo fluxo.

Além de supor que o fluxo é aplicado a um determinado sistema de fila com taxa de serviço constante μ e que $\lambda_m < \mu < \lambda_p$, vamos também supor que W represente o tempo médio de espera de uma célula qualquer na fila, quando esta estiver na condição de equilíbrio. Vamos usar a função de distribuição do tempo de espera complementar na forma exponencial aproximada, sugerida em [STA91]. Neste caso, podemos escrever que a probabilidade para que o tempo de espera seja maior que um determinado tempo t , ou $P(W > t)$, será dado por:

$$P(W > t) \approx a(\mu)e^{-b(\mu)t} \quad (\text{para } t \geq 0) \quad (5.6)$$

Nesta expressão, a e b são consideradas funções de μ . Se t for medido em segundos, então b tem dimensão de inverso de segundos. Com hipóteses relativamente

fracas sobre a natureza do processo de chegada, a forma exponencial (5.6) vale assintoticamente para t muito grande, ou seja:

$$e^{bt} P(W > t) \rightarrow a \quad (\text{para } t \rightarrow \infty) \quad (5.7)$$

Esta forma assintótica vale em particular para uma classe razoavelmente geral de processos de chegada com estrutura markoviana, conforme se mostra em [ELW93] e [ABA94]. A forma assintótica mais fraca, para obtenção de b , é dada por:

$$t^{-1} \log P(W > t) \rightarrow -b \quad (\text{para } t \rightarrow \infty) \quad (5.8)$$

Mostrou-se em [CHA94] e [GLY94] que esta forma vale em condições bem mais genéricas do que a expressão (5.6), ou seja, não é necessária a pré-suposição markoviana da distribuição de chegada das células. No entanto, a aproximação (5.6) é exata no caso de fontes de fluxo markovianas do tipo ON/OFF conforme [CHA94]. Para tamanhos de *buffers* relativamente pequenos a moderados, observou-se que em modelos markovianos obtêm-se resultados suficientemente precisos para uma vasta gama de tipos de classes, incluindo-se os modelos de tráfego auto-similares [HEY96].

A constante a em (5.7), muitas vezes, é difícil de se obter. Abate et ali. [ABA94] propuseram a seguinte aproximação simples:

$$a \approx bE[W] \quad (5.9)$$

Nesta expressão $E[W]$ representa o valor esperado ou o tempo médio de espera de uma célula no *buffer*, que também usaremos em nosso trabalho. Em muitos casos, a aproximação (5.6) com $a = 1$ tende a ser muito conservadora, ou seja, a vinculação $P(W > t) \leq e^{-bt}$, segundo [CHA94] e [CLW96], vale sob certas condições. A aproximação (5.10) segundo um parâmetro único, conforme [ELW93] e [WHI93], é a base da teoria da *largura de banda efetiva*.

$$P(W > t) \approx e^{-bt} \quad (5.10)$$

Esta aproximação foi considerada suficientemente em aplicações como alocação de recursos (CAC) para valores de t de moderados a grandes e quando o número de fontes independentes que compõem o processo de chegada for pequeno, como é o caso do ambiente de usuário. A situação se deteriora rapidamente à medida que o número de fontes independentes aumenta. Em [GLY94] e [CLW96] são apresentadas discussões mais extensas sobre esta classe de aproximações. Para nossa finalidade, vamos considerar a aproximação (5.6) como razoável para fluxos de células modelados como fontes markovianas genéricas. Considerando que o intervalo de amostragem do fluxo é relativamente curto (na ordem de alguns segundos), nossas aproximações ainda assim são suficientemente robustas para uma classe grande de serviços de fontes de tráfego em tempo real ou não.

O par de valores $(a(\mu), b(\mu))$ fornece uma caracterização estatística do fluxo à medida que descreve o efeito do fluxo de células quando aplicado a uma fila com taxa de serviço constante μ . Uma caracterização mais completa do fluxo de células pode ser obtida se relacionarmos os valores de $a(\mu)$ e $b(\mu)$ com os valores de μ no intervalo (λ_m, λ_p) como segue:

$$\hat{C}_S = [\lambda_p; \lambda_m; (a(\mu), b(\mu)), \lambda_m < \mu < \lambda_p] \quad (5.11)$$

Pode-se escolher os valores de $(a(\mu), b(\mu))$ de tal forma que a relação (5.6) vale, aproximadamente, para valores de t dentro do nosso intervalo de interesse. Assumindo que a expressão (5.6) vale como igualdade, podemos obter conforme [ECK85]:

$$\frac{a(\mu)}{b(\mu)} = E[W] = \tau_r(\mu)E[S_a] + \frac{E[Q_a]}{\mu} \quad (5.12)$$

Nesta expressão (5.12), S_a representa o número de células em serviço (no nosso caso, $S_a \in \{0,1\}$), Q_a representa o número de células na fila e $\tau_r(\mu)$ representa o valor médio do tempo de serviço restante da célula em serviço (desde que tenha uma célula em serviço). Todos estes parâmetros são vistos para uma célula arbitrária no momento de sua chegada. Note que na expressão (5.12) podemos assumir, conforme (5.10), que:

$$E[S_a] = P(W > 0) = a(\mu) \quad (5.13)$$

Vamos definir que $E[Q_a] = q(\mu)$. Resolvendo a seguir a expressão (5.12) em relação a $b(\mu)$, obtemos:

$$b(\mu) = \frac{a(\mu) \cdot \mu}{\mu \cdot \tau_r(\mu) \cdot a(\mu) + q(\mu)} \quad (5.14)$$

Desta forma, com os parâmetros a (obtido em 5.13) e b (obtido em 5.14), podemos obter a discriminação aproximada de um fluxo pela expressão (5.11). A próxima etapa será mapear, a partir da caracterização do fluxo, um conjunto conveniente de descritores de tráfego de UPC e, deste, obter o mais indicado para um fluxo em particular.

5.3 Obtenção dos parâmetros de UPC a partir da discriminação estatística aproximada

Para evitar a violação dos parâmetros de UPC na entrada da rede, tipicamente um conformador é aplicado na fonte para forçar o fluxo de células a adequar-se aos parâmetros negociados. Durante o processo de admissão (CAC), a rede usa os valores de UPC como o descritor para a pior condição de tráfego oferecida pela conexão. Nenhuma vantagem é ganha pela suavização do fluxo de tráfego, além da conformação mínima imposta pelos valores de UPC. Neste sentido, depois que um descritor de tráfego for negociado para um fluxo de células, qualquer melhoria do fluxo que não esteja na forma dos parâmetros negociados é uma subotimização. Nós assumiremos que o usuário é capaz de tolerar alguma suavização do seu fluxo de células.

A discriminação estatística aproximada de um fluxo de tráfego parte do pressuposto de que sejam conhecidas a taxa de pico λ_p e a taxa média λ_m do fluxo, obtidas a partir de uma amostragem do fluxo durante uma janela de tempo definida. Para completar a parametrização UPC do fluxo, é necessária, além disso, a obtenção dos parâmetros da capacidade mínima B do balde furado em função de uma taxa de escoamento μ , com $\lambda_m < \mu < \lambda_p$. A vazão μ do balde pode ser definida em função de uma determinada probabilidade de conformação, ou, quando for mais conveniente, em função de uma determinada probabilidade de atraso que pode ser tolerada pelo fluxo. Uma vez definidos os valores de μ e B segundo estes critérios, podemos mapear desta caracteri-

zação os parâmetros de UPC do fluxo. Vamos apresentar inicialmente a obtenção de B e μ baseada numa dada probabilidade de conformação admissível do fluxo e a seguir a obtenção de B e μ baseada em uma dada probabilidade de atraso admissível para o fluxo.

5.3.1 Determinação da capacidade do balde em função da probabilidade de conformação do fluxo

Na seção 5.2.2.1 foi proposta uma caracterização ideal de um fluxo $C_S(\varepsilon)$ baseada na capacidade mínima de um balde $B(\mu, \varepsilon)$, com $\lambda_m < \mu < \lambda_p$, em relação a uma determinada probabilidade de conformação, menor ou igual a ε , e uma taxa de serviço constante μ . Pode-se aplicar o mesmo raciocínio para a caracterização estatística aproximada \hat{C}_S , obtendo assim o valor $B_S(\hat{C}_S, \mu, \varepsilon)$ como mínimo estimado para o balde. Desta forma, o problema da obtenção dos parâmetros de UPC pode ser formulado como a obtenção de um conjunto de descritores de tráfego dados por:

$$D_T = [\lambda_p, \lambda_s, B_S(\hat{C}_S, \mu, \varepsilon)] \quad (\text{em que: } \lambda_m \leq \lambda_s \leq \lambda_p) \quad (5.15)$$

Partindo desta formulação, podemos fazer as seguintes considerações na obtenção dos parâmetros do descritor. Lembrando que um conformador (vide seção 4.7) de balde furado no modelo $.D/I$ tem como parâmetros (μ, B) , uma célula que chega será atrasada, se e somente se, o número de células na fila fictícia for maior ou igual a B . De outra forma, a célula é transmitida imediatamente sem atraso. Vamos supor que seja feita a imposição de que o descritor de tráfego $(\lambda_p, \lambda_s, B_S)$ deva ser escolhido de tal forma que a probabilidade de que uma célula arbitrária será conformada é menor que ε . Em outras palavras, para uma taxa μ fixa de vazão do balde, queremos determinar o tamanho mínimo do balde $B(\mu, \varepsilon)$, que será necessário para garantir uma probabilidade de conformação menor que ε . Observe que a probabilidade de conformação é a probabilidade de que a chegada de uma célula seja *não-conforme* no correspondente mecanismo de UPC.

Vamos supor que X_a seja uma variável aleatória representando o número de clientes na fila fictícia $.D/I$, observado no instante da chegada de uma célula qualquer. Vamos supor, além disto, que o número de clientes observados na fila fictícia na chegada de uma célula seja dado por $X = M$, onde $M \geq 1$ é um inteiro. Isso significa que o novo cliente vê $M - 1$ clientes na fila, pois um está sendo atendido. Portanto, o tempo de espera deste cliente na fila, que vamos chamar de W' , estará compreendido no intervalo $((M-1)/\mu, M/\mu)$. Da mesma forma, se, para este cliente, W' está neste intervalo no instante da chegada, então $X = M$ no instante da chegada. Portanto podemos estabelecer as seguintes relações:

$$X = M \Leftrightarrow (M-1)/\mu < W' < M/\mu, \text{ e portanto } X \geq M \Leftrightarrow W' > (M-1)/\mu$$

Destas relações podemos inferir que:

$$P(X_a \geq B) = P(W > (B-1)/\mu) \quad (5.16)$$

Considerando a relação (5.6) podemos definir, então, a probabilidade de conformação como:

$$P(X_a \geq B) \approx a(\mu) e^{-b(\mu)(B-1)/\mu} \quad (5.17)$$

A partir de (5.17), podemos finalmente explicitar B :

$$B(\hat{C}_s, \mu, \varepsilon) = \frac{\mu}{b(\mu)} \log\left(\frac{a(\mu)}{\varepsilon}\right) + 1 \quad (5.18)$$

A partir desta expressão, podemos determinar a capacidade B do balde para uma determinada probabilidade de conformação ε e uma determinada taxa de escoamento μ do balde. Para uma determinada probabilidade de conformação ε , $B(\hat{C}_s, \mu, \varepsilon)$ pode ser vista como uma função de μ . À medida que ε aumenta, o tamanho necessário para um balde dado por μ ($\lambda_m \leq \mu \leq \lambda_p$) diminui. Se a probabilidade de conformação diminui, então a capacidade do balde cresce de forma logarítmica à medida que $\varepsilon \rightarrow 0$, como era de se esperar.

5.3.2 Determinação da capacidade do balde em função do atraso

Em vez de obter a capacidade mínima do balde em função de uma probabilidade de conformação, pode-se resolver o problema do dimensionamento de B segundo um critério de atraso. Se o usuário tolera um certo grau de atraso para seu fluxo, é mais natural especificar a limitação de conformação do fluxo em função deste atraso.

Vamos considerar um fluxo que passa por um balde furado especificado segundo os parâmetros (μ, B) . Vamos representar o número de estados da fila através da variável aleatória X , ou seja, na realidade X representa o número de clientes que estão no sistema de fila fictício $/D/I$. Como no caso anterior, seja W o tempo de espera na fila que sofre um determinado cliente que chega à fila fictícia, servida a uma taxa constante μ . O atraso real sofrido pela célula que corresponde a dado cliente fictício que chega em $/D/I$ pode ser expresso como:

$$D = \max(0, W - (B - 1)/\mu) \quad (5.19)$$

Da mesma forma, pela expressão (5.6), a função de distribuição de probabilidade complementar do tempo de espera, ou seja, a probabilidade de que o atraso D seja maior que um determinado limite máximo, D_{max} , pode ser dada por:

$$P(D > D_{max}) = a(\mu)e^{-b(\mu)D_{max}} e^{-b(\mu)(B-1)/\mu} \quad (5.20)$$

Aplicando o mesmo raciocínio utilizado em (5.6), podemos obter um valor médio do atraso (valor esperado) da célula no sistema de fila através de:

$$E[D] \approx \frac{a(\mu)}{b(\mu)} e^{-b(\mu)(B-1)/\mu} \quad (5.21)$$

Podemos agora igualar o valor esperado do atraso com o valor do atraso médio \bar{D} , determinando B em função de μ e \bar{D} :

$$B(\hat{C}_s, \mu, \bar{D}) = \frac{\mu}{b(\mu)} \log\left(\frac{a(\mu)}{b(\mu)\bar{D}}\right) + 1 \quad (5.22)$$

Novamente, como em (5.18), a expressão permite a obtenção da capacidade mínima do balde $B(C_s, \mu, \bar{D})$, porém agora em função de μ e de um valor médio de

atraso \bar{D} . Para um determinado valor de \bar{D} pretendido, variando μ , obtemos o que chamamos de *curva limite de atraso médio*.

O descritor de tráfego que atende à exigência de atraso \bar{D} pode ser expresso então como:

$$D_T = [\lambda_p, \lambda_s, B_s(\hat{C}_s, \mu, \bar{D})] \quad (5.23)$$

6 Implementação do Discriminador de Tráfego ATM

Para efetivar a caracterização de tráfego proposta no capítulo 5, estamos propondo neste trabalho a implementação de um Discriminador de Tráfego ATM – DTA. Assim, o objetivo principal deste capítulo é apresentar uma alternativa de implementação da metodologia de discriminação de tráfego de uma aplicação ATM discutida anteriormente.

Iniciamos chamando a atenção para os parâmetros discriminadores e sua estratégia de obtenção. A seção 6.2 apresenta a arquitetura básica do DTA com os seus principais blocos funcionais. As seções subseqüentes detalham cada um dos blocos do DTA.

6.1 Introdução

O ATM Forum adotou uma estratégia em relação ao problema da caracterização de fluxos ATM do tipo *variable bit rate* (VBR) genéricos, baseada numa descrição do fluxo ação segundo duas escalas de tempo. Assim podemos ter:

- a) caracterização do comportamento do fluxo em relação a intervalos de tempo de curta duração, utilizando-se de parâmetros como a taxa de pico (PCR) e a tolerância a *jitter* desta taxa de pico (CDVT);
- b) caracterização do comportamento do fluxo em relação ao tempo da conexão, ou caracterização estatística do fluxo, em que o intervalo de tempo estatístico considerado corresponde ao tempo de duração da conexão. Os parâmetros utilizados para esta caracterização são estas: a taxa média sustentável de células, ou *statistical cell rate* (ou *sustainable cell rate*) SCR, e uma tolerância em relação a esta taxa, vinculada porém à taxa de pico, chamada de *burst tolerance*, BT.

Esta estratégia é genérica à medida que podemos considerar que qualquer fluxo das outras categorias de serviço do ATM Forum pode ser considerado como casos particulares de um fluxo genérico VBR.

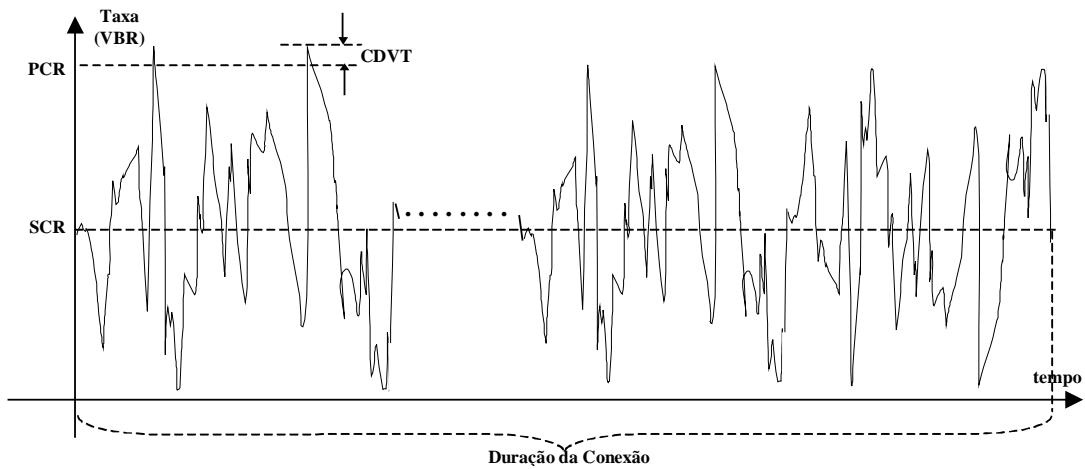


FIGURA 6.1 – Parâmetros de tráfego de um fluxo ATM genérico (VBR).

A figura 6.1 apresenta o gráfico de um fluxo de tráfego ATM genérico VBR, onde são localizados os diferentes parâmetros de tráfego deste fluxo, apresentados na seção 2.1.

Deve-se notar, no entanto, que o parâmetro CDVT não é propriamente um parâmetro associado ao tráfego gerado pela fonte, mas um parâmetro da rede, já que representa a *jitter* introduzido no fluxo ao percorrer o caminho desde a fonte, passando pelos diferentes equipamentos de usuário (CPEs), até a inserção na rede através da interface UNI (confira a seção 4.6).

Na tabela 6.1 são apresentadas as diversas categorias de serviço segundo o ATM Forum [ATM96], com os respectivos parâmetros de tráfego e a correspondente parametrização dos mecanismos de UPC na entrada da rede, baseados em um dos dois algoritmos de GCRA padronizados. A rede pode tomar medidas drásticas em relação às células consideradas *não-conformes* pelos mecanismos de UPC, que vão desde a degradação da célula para a condição de baixa prioridade (CLP=1) e, portanto, sem garantia de QoS, até o descarte, o que acarretaria a retransmissão da informação por protocolos de nível superior. Para amenizar esta situação, os mesmos parâmetros do descritor de tráfego de uma conexão também poderão ser utilizados por um mecanismo de conformação de tráfego da fonte de informação.

TABELA 6.1 – Descritores de tráfego e Parâmetros de GCRA por categorias de serviços

Parâmetros de Tráfego	CATEGORIA DE SERVIÇOS				
	CBR	rt-VBR	nrt-VBR	ABR	UBR
PCR e CDVT	Aplica	Aplica	Aplica	Aplica	Aplica
SCR, MBS e/ou BT	Não Aplica	Aplica	Aplica	Não Aplica	Não Aplica
	Parametrização GCRA				
PCR e CDVT	GCRA(T,τ)	GCRA(T _p ,τ _p)	GCRA(T _p ,τ _p)	GCRA(T,τ)	GCRA(T,τ)
SCR, MBS e/ou BT	Não Aplica	GCRA(T _s ,τ _s)	GCRA(T _s ,τ _s)	Não Aplica	Não Aplica

A conformação de tráfego, mesmo sendo considerada pelo ATM Forum [ATM96] uma função opcional de controle de tráfego, é fundamental em ATM para que haja uma utilização eficiente dos recursos da rede. A conformação de tráfego modifica as características do fluxo da aplicação, deixando-o em conformidade com o seu descritor de tráfego. A função do DTA é caracterizar o tráfego de uma fonte (aplicação), permitindo que haja a definição de um mecanismo de conformação baseado neste descritor.

6.2 Arquitetura do DTA

Estamos propondo neste trabalho um mecanismo prático de discriminar fluxos, a partir de uma generalização da abordagem de Mark e Ramamurthy [MAR98], adaptado para as características peculiares do ambiente do usuário. Tipicamente encontramos neste ambiente um número não muito grande de conexões (comparado com um nó de rede) e fluxos diversificados. Não seria, portanto, uma opção inteligente implementar mecanismos de discriminação de tráfego complexos e demorados neste ambiente para cada uma das categorias de serviço padronizadas. Também não seria justo implementar um discriminador único para uma determinada categoria de serviço, julgada a mais importante, em detrimento dos demais serviços. Propomos, portanto, um discriminador de tráfego, otimizado para a fonte geradora, que permite a obtenção dos parâmetros de UPC de um fluxo VBR desconhecido qualquer. As características principais do DTA são as seguintes:

- é aplicável a qualquer tipo de tráfego do tipo VBR, seja tempo-real ou não;
- é baseado na discriminação de uma amostra inicial do fluxo segundo uma janela de tempo pré-definida;
- a discriminação é baseada em uma caracterização estatística da amostra a partir da qual se estima um conjunto de parâmetros de tráfego iniciais compatíveis com o fluxo;

A figura 6.2 apresenta um diagrama do DTA com os principais blocos funcionais que o compõem.

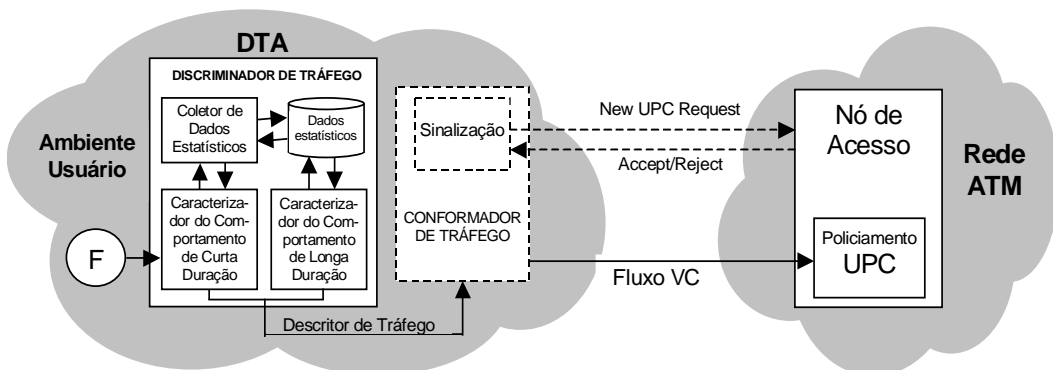


FIGURA 6.2 – Diagrama de blocos do Discriminador de Tráfego ATM – DTA

O bloco de *caracterização do comportamento de curta duração* estima a taxa de pico λ_p e a taxa média λ_m a partir de uma amostra inicial do fluxo. A mesma a-

mostra é repassada, juntamente com a taxa de pico λ_p e a taxa média λ_m , para o *coletor de dados estatísticos*, que gera um conjunto de dados estatísticos sobre o fluxo os quais serão aproveitados pelo bloco de *caracterização do comportamento de longa duração* para obter a taxa média sustentável λ_s e a tolerância a rajadas B_s . O conjunto dos três parâmetros (λ_p , λ_s , B_s) constitui o descritor de tráfego de UPC, que o usuário negocia com a rede.

As seções seguintes pormenorizam cada um dos blocos do DTA.

6.3 Caracterizador do comportamento de curta duração – CCCD

A caracterização do comportamento de curta duração de um fluxo, segundo o ATM Fórum, é dada pelos parâmetros PCR e CDVT, como já mencionamos. Considerando que o CDVT não é um parâmetro associado ao tráfego gerado pela fonte, e sim um parâmetro da rede, este bloco do DTA desconsidera a sua existência, preocupando-se inicialmente apenas com o PCR.

O CCCD infere a de partir uma amostra do fluxo a taxa de pico estimada $\hat{\lambda}_p$, que especifica o espaçamento mínimo entre as células $1/\hat{\lambda}_p$. Simultaneamente o CCCD obtém a taxa média estimada $\hat{\lambda}_m$, que representa a média aritmética simples da taxa de células verificada na amostra. Embora a natureza deste parâmetro não se limite aos curtos intervalos de tempo, o CCCD tem facilidade em inferi-lo sem demandar muito mais tempo de processamento. É oportuno obter a taxa média $\hat{\lambda}_m$, pois a mesma será aproveitada, em seguida, pelo Coletor de Dados Estatísticos – CDE.

Vamos considerar que o tamanho da janela de amostragem é dado por T . O valor típico de T para serviços de vídeo, segundo Knightly [KNI94], situa-se entre dois a quatro segundos. Consideramos também que o intervalo T está dividido em M subintervalos de comprimento fixo iguais a t , de tal forma que $t = T/M$. No caso de tráfego ON/OFF, por exemplo, t poderia ser a soma do intervalo de ON mais o intervalo de OFF ($t = t_{on} + t_{off}$). Já para um tráfego MPEG, poder-se-ia utilizar para t a própria duração de cada quadro, ou seja, $t = 33,333$ ms e, portanto, $M \approx 100$, como por exemplo sugere Mark [MAR98]. Supondo que são emitidas um total de A células durante o intervalo de tempo T , a taxa média estimada será então dada por $\hat{\lambda}_m = A/T$. A taxa de pico por sua vez, quando não é conhecida a priori, pode ser estimada a partir de $\hat{\lambda}_p = \max\{n_i/t\}$, com $1 \leq i \leq M$, e n_i corresponde ao número de células emitidas no i 'ésimo intervalo de tempo t .

6.4 Coletor de dados estatísticos – CDE

Na seção 5.2.2.2 vimos que qualquer valor de μ , compreendido entre $\lambda_m \leq \mu \leq \lambda_p$ pode ser um *valor candidato* à taxa sustentável estimada $\hat{\lambda}_s$. A primeira função do CDE é escolher um conjunto de valores candidatos à taxa sustentável, que serão escolhidos no intervalo (λ_m, λ_p) definido pelo CCCD. As taxas candidatas são dadas por $\mu_1, \mu_2, \dots, \mu_N$, em que o número N representa o número de *valores candidatas*. A forma mais simples de defini-las é escolher um valor para N e distribuir as *taxas candidatas* uniformemente entre a taxa média e a taxa de pico. Porém, se aplicarmos um

método mais inteligente de definição, o conjunto de *taxas candidatas* poderá ser menor, sem deixar de incluir taxas próximas da melhor taxa sustentável.

Suponhamos que uma estimativa anterior da taxa sustentável, denotada por λ_s , esteja disponível. Na ausência desta estimativa, segundo [MAR98], atribuiremos um valor médio provável dado por $\lambda_s = (\lambda_m + \lambda_p)/2$. A última *taxa candidata* μ_N recebe, então, o valor de λ_s . As demais taxas são agrupadas em conjuntos de N_g taxas largamente espaçadas, que chamaremos de *taxas grossas*, e um conjunto de N_f taxas com espaçamento menor, que chamaremos de *taxas finas*, de tal forma que $N = N_g + N_f + 1$.

As *taxas grossas* $\mu_1, \mu_2, \dots, \mu_{N_g}$ são definidas com valores uniformemente espaçados sobre o intervalo (λ_m, λ_p) , podendo ser expressas como:

$$\mu_i = \lambda_m + i \cdot \Delta_g \quad (\text{onde } i = 1, \dots, N_g) \quad (6.1)$$

Na expressão (6.1), o espaçamento Δ_g é definido por $\Delta_g = (\lambda_p - \lambda_m)/(N_g + 1)$. As demais N_f *taxas finas* são definidas nas imediações de λ_s estimado, podendo ser expressas da seguinte forma:

$$\mu_{j+N_g} = \lambda_s + j \cdot \Delta_f \quad (\text{onde } j = 1, \dots, N_f/2) \quad (6.2)$$

$$\mu_{j+N_g} = \lambda_s - (j - (N_f/2)) \cdot \Delta_f \quad (\text{onde } j = (N_f/2) + 1, \dots, N_f)$$

Na expressão acima (6.2) o espaçamento Δ_f é definido por $\Delta_f = \Delta_g/(N_f + 1)$. A figura 6.3 mostra um exemplo de escolha das taxas candidatas em que foi aplicado $N = 8$, $N_g = 3$ e $N_f = 4$. Convém lembrar que a definição das taxas candidatas deve levar em conta o tempo de processamento e quão mais próximo da melhor taxa sustentável se deseja chegar.

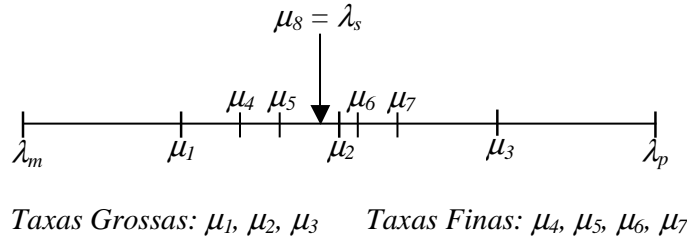


FIGURA 6.3 – Exemplo de definição das taxas candidatas à taxa sustentável

A segunda função do CDE é obter a caracterização estatística aproximada para cada uma das taxas candidatas.

Para a obtenção da característica estatística aproximada, dada por \hat{C}_5 , vamos partir do seguinte raciocínio. Vamos implementar para cada uma das N taxas candidatas μ_i ($i = 1, 2, \dots, N$) um balde furado conformador X_i , modelado da forma como apresentamos na seção 4.7 (figura 4.15), que é incrementado de um para cada célula que chega e decrementado a uma taxa constante μ_i . Para cada taxa μ_i vamos obter os valores estimados dos parâmetros de $\hat{a}(\mu_i)$ e $\hat{b}(\mu_i)$ inferindo sobre a mesma amostra de tráfego utilizada pelo CCCD, da seguinte forma: cada fila fictícia é amostrada no instante de chegada de uma célula *arbitrária*. Para diminuir o tempo de processamento, esta amostragem é feita saltando um número aleatório N_j de células entre o instante $j-1$ e o instante j de chegadas amostradas. Como todas as N filas são amostradas no mesmo instante,

é necessário apenas um número aleatório para todas as N filas no instante da amostragem.

Durante o intervalo T (tamanho da janela de amostragem do tráfego) será tomado um número de amostragens M de todas as N filas, e em uma amostragem j qualquer serão observados os seguintes valores de uma fila qualquer:

S_j : número de clientes em atendimento ($S_j \in \{0,1\}$)

Q_j : número de clientes na fila

T_j : tempo de serviço restante do cliente que está sendo atendido (se for o caso)

Podemos calcular então os seguintes valores médios:

$$\hat{a} = \frac{1}{M} \sum_{j=1}^M S_j, \quad \hat{q} = \frac{1}{M} \sum_{j=1}^M Q_j, \quad e \quad \hat{\tau}_r = \frac{1}{\hat{a} \cdot M} \sum_{j=1}^M T_j \approx \frac{1}{2\mu}, \quad (6.3)$$

e o valor de b pode ser calculado agora através da expressão (5.14);

$$\hat{b} = \frac{\hat{a} \cdot \mu}{\mu \cdot \hat{\tau}_r \cdot \hat{a} + \hat{q}} \approx \frac{\hat{a} \mu}{\hat{a}/2 + \hat{q}} \quad (6.4)$$

A caracterização estatística aproximada será então dada por:

$$\hat{C}_s = [\hat{\lambda}_p; \hat{\lambda}_m; (\hat{a}(\mu_i), \hat{b}(\mu_i)), i = 1, \dots, N] \quad (6.5)$$

6.5 Caracterizador do comportamento de longa duração – CCLD

A primeira função do CCLD é obter a capacidade do balde para cada uma das caracterizações estatísticas aproximadas obtidas pelo CDE e, em seguida, escolher aquela que constitui o descritor de tráfego mais adequado.

A partir da caracterização estatística aproximada \hat{C}_s do fluxo, pode-se determinar a capacidade do balde B_S para cada taxa μ em função de uma probabilidade de conformação ε segundo a relação (5.18) apresentada no capítulo 5, ou em função de um determinado limite de atraso \bar{D} pretendido, conforme a relação (5.22), também apresentada no capítulo 5.

$$B(\hat{C}_s, \mu, \varepsilon) = \frac{\mu}{b(\mu)} \log \left(\frac{a(\mu)}{\varepsilon} \right) + 1 \quad (6.6)$$

A expressão (5.22) é melhor aplicável em fluxos que admitem um atraso de conformação um pouco maior.

$$B(\hat{C}_s, \mu, \bar{D}) = \frac{\mu}{b(\mu)} \log \left(\frac{a(\mu)}{b(\mu)\bar{D}} \right) + 1 \quad (6.7)$$

Em nosso discriminador de tráfego, optamos por determinar a capacidade do balde em função de um determinado limite de atraso (6.7), tendo em vista o seu sentido mais lógico em relação a fluxos de tráfego. Considerando, então, a caracterização apro-

ximada inicialmente formulada em (5.23), podemos constituir um conjunto de descritores de tráfego aceitáveis para o fluxo como sendo:

$$D_T = [\lambda_p, \mu_i, B_s(\hat{C}_s, \mu_i, \bar{D})] \quad (\text{onde } i = 1, \dots, N) \quad (6.8)$$

Para a escolha do argumento de i que definirá o descritor mais adequado, vamos utilizar um critério de custo de implementação baseado na banda efetiva associada ao fluxo. A banda efetiva de um fluxo define a capacidade mínima necessária para atender a fonte de tráfego, garantindo a multiplexação estatística nos comutadores. Segundo uma expressão adaptada de [KOB93] e [MAR98] para fluxos do tipo ON/OFF, a banda efetiva pode ser expressa como:

$$b_{eff}(\lambda_s, \lambda_p, B_s) = \lambda_s + K \frac{\lambda_s(\lambda_p - \lambda_s)B_s}{\lambda_p} \quad (6.9)$$

A interpretação de (6.9) pode ser feita de forma simples e intuitiva. A largura de banda associada a um fluxo controlado por UPC é a taxa λ_s mais uma parcela que leva em conta a explosividade associada a este fluxo. O valor de K , segundo Mark [MAR98], varia em função da explosividade do fluxo e da capacidade de multiplexação, e pode ser obtido pela seguinte expressão:

$$K = \frac{\log(1/\varepsilon_{mux})}{2kB_{mux}} \quad (6.10)$$

Na expressão (6.10), ε_{mux} especifica a probabilidade de perda de células pelo multiplexador, B_{mux} o tamanho do *buffer* do multiplexador e k constitui-se no fator de explosividade do modelo de tráfego. Segundo resultados experimentais em [MAR98], o valor de k para fluxos do tipo CBR é muito próximo de zero. Tipicamente fluxos do tipo ON/OFF exponenciais estão associados a um valor de $k = 1$. Desta forma, se $k \rightarrow 0$ então $K \rightarrow \infty$ e a banda efetiva do fluxo aproxima-se da taxa de pico λ_p . Em fluxos com maior grau de explosividade, o valor de K será menor, e a banda efetiva situar-se-á entre a taxa média λ_m e a taxa de pico λ_p . Em nosso discriminador, optamos por aplicar $K = 0,005$ obtido a partir de (6.10), aplicando $k = 1$, tendo em vista manter a generalidade pretendida para o método, $\varepsilon_{mux} = 10^{-5}$ e $B_{mux} = 500$, que são valores típicos para um multiplexador ATM [MAR98].

Podemos agora escolher i através da minimização da seguinte expressão da banda efetiva associada ao fluxo, considerando que se o valor o fator de rajada do fluxo for conhecido é possível adequá-la a este fator.

$$b_{eff \min} = \min \left(\lambda_p, \mu_i + \frac{0.005\mu_i(\lambda_p - \mu_i)B_s}{\lambda_p} \right) \quad (\text{onde } 1 \leq i \leq N) \quad (6.11)$$

Vamos chamar de \hat{i} aquele valor dentro dos N valores possíveis de i , que minimiza a expressão anterior. Os parâmetros do descritor de tráfego $(\lambda_s, \lambda_0, B_s)$, associados ao fluxo considerado, podem ser então aproximados como:

$$\lambda_p = \hat{\lambda}_p \quad \lambda_s = \mu_{\hat{i}} \quad e \quad B_s = B_s(\hat{C}_s, \lambda_s, \bar{D}) \quad (6.12)$$

Pode se observar que, se os valores estimados da taxa de pico e taxa média forem muito próximos, ou seja, fluxos do tipo CBR, neste caso teremos:

$$\lambda_p = \hat{\lambda}_p, \quad \lambda_s = \hat{\lambda}_p \quad e \quad B_s = 1 \quad (6.13)$$

7 Resultados experimentais

A proposta de discriminação estatística apresentada no capítulo 5 foi implementada com a arquitetura apresentada no capítulo 6. Usamos em nossos experimentos, como fonte de tráfego, um vídeo comprimido. Iniciaremos este capítulo descrevendo as características da fonte experimental utilizada e prosseguimos apresentando os resultados obtidos, aplicando o nosso discriminador (DTA) sobre esta fonte.

7.1 Características da fonte experimental

Para a avaliação do processo de caracterização de tráfego apresentado nos capítulos anteriores, utilizamos um vídeo comprimido segundo o padrão MPEG [GAL91]. Neste padrão, o vídeo é transmitido segundo uma seqüência de quadros com tamanhos variáveis. Ao se transmitir este fluxo sobre uma rede ATM, cada quadro é segmentado em células. As células são transmitidas a uma taxa constante λ_p no início de um intervalo de quadro, até que seja completada a transmissão do quadro. A fonte então silencia até o início de um novo intervalo de quadro. Isso resulta em um fluxo VBR do tipo ON/OFF, com períodos de ON e OFF intercalados.

Na codificação MPEG utilizam-se 3 tipos de quadros: quadros I (*Intracoded frames*), quadros P (*Predicted-coded frames*) e quadros B (*Bidirectional-coded frames*). Os quadros I seguem uma codificação chamada *intraframe* e contêm a informação completa sobre uma cena; já os quadros P e B, ou *interframes*, codificam apenas uma predição de movimento baseada em relação a outros quadros, como pode ser observado na figura 7.1. Em geral estes quadros apresentam uma relação entre os seus tamanhos do tipo: $I > P > B$. A seqüência de repetição dos diferentes quadros é fixa e periódica, determinada através do *Group of Pictures* (GOP). A seqüência GOP é caracterizada através de dois parâmetros, N e M , que definem a distância entre quadros I e quadros P , respectivamente. O vídeo utilizado na nossa avaliação possui um GOP com $N=9$ e $M=3$, como mostra a figura 7.1.

A nossa fonte experimental foi obtida a partir de um vídeo MPEG denominado *flowers*. Com o propósito de aumentar as características estatísticas do fluxo original, este vídeo foi submetido a um modelador chamado TES (*transform-expand-sample*), proposto por Melamed [MEL91]. O TES permite gerar um fluxo de tamanho arbitrário, próprio para simulações, mantendo as mesmas características estatísticas da seqüência original.

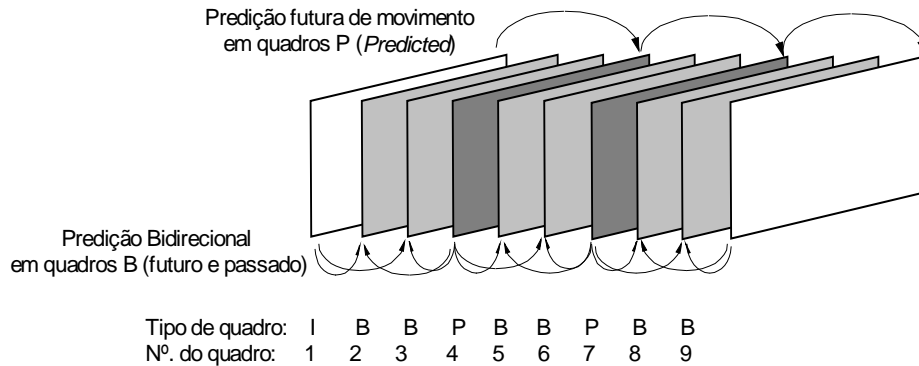


FIGURA 7.1 – Predição de movimento; *passado* e *futuro*, em quadros MPEG

O *flowers* é composto por 1800 quadros e apresenta uma taxa de quadros fixa com 30 fps, que corresponde a um intervalo entre quadros de 33 ms, resultando em um tempo de duração total de um minuto. Na figura 7.2 mostramos um gráfico que permite observar a variação de tamanho dos quadros da nossa fonte experimental. Embora em uma situação real devêssemos aplicar o DTA para inferir o descritor de tráfego em amostras pequenas do tráfego, optamos por utilizar, em nossos primeiros experimentos, o vídeo completo para aproveitar as características estatísticas da fonte geradas pelo TES. Para que se possa observar melhor a característica VBR do fluxo e a distribuição dos tipos de quadro I, P e B da codificação MPEG, apresentamos a figura 7.3 com apenas alguns *groups of pictures* do vídeo. Nesta figura verifica-se nitidamente que o padrão de codificação é *GOP* com $N=9$ e $M=3$.

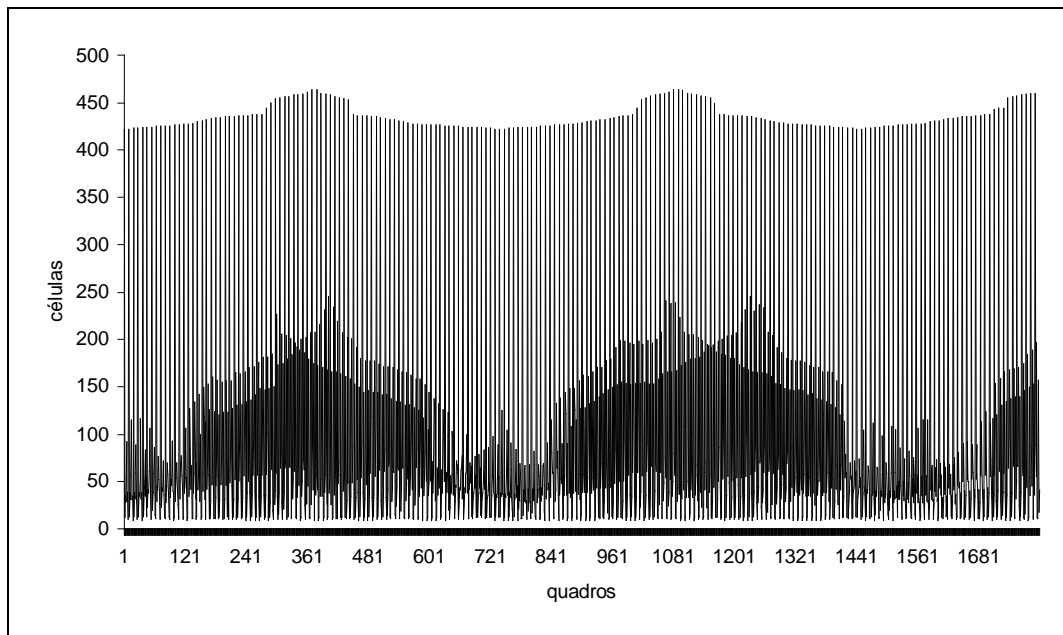


FIGURA 7.2 – Tamanho dos quadros do vídeo TES Flowers MPEG

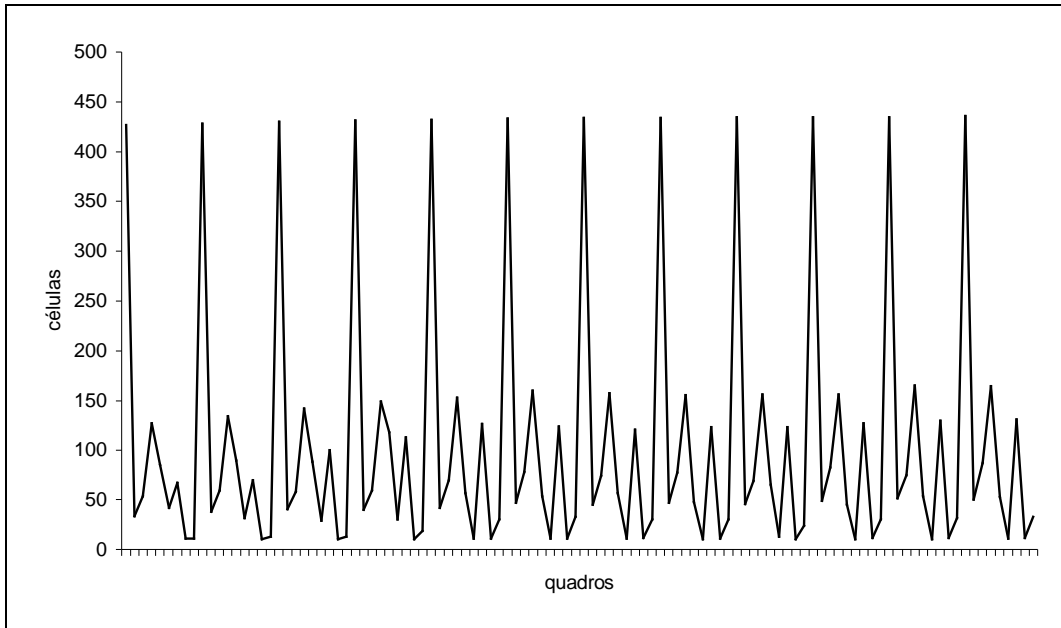


FIGURA 7.3 – Tamanho de alguns quadros do vídeo TES Flowers MPEG (de 127 a 234)

Na tabela 7.1 mostramos resumidamente as principais características estatísticas do vídeo *Flowers* (modelado com o TES) que estamos utilizando. O fator de rajada F_r foi obtido a partir da expressão abaixo proposta por Prycker [PRY95]. Este fator também foi sugerido pelo ITU-T, como um dos parâmetros de caracterização de um tráfego (seção 2.4), que o definiu como a relação entre a taxa de pico e a taxa média de células ($\beta = p/m$), podendo ser visto como uma medida da duração dos períodos de atividade em um fluxo ON/OFF.

$$F_r = \frac{\lambda_p}{\lambda_m} \quad (7.1)$$

O coeficiente de variabilidade CoV permite relacionar o desvio médio quadrático de uma variável probabilística com o seu valor esperado. O CoV associado ao tamanho dos quadros do nosso vídeo, apresentado nesta tabela, foi obtido pela expressão.

$$CoV = \frac{\sigma_x}{E[X]} \quad (7.2)$$

Na expressão (7.2) σ_x corresponde ao desvio médio quadrático e pode ser dado por:

$$\sigma_x = \frac{\sum_{i=1}^N \sqrt{(X_i - \bar{X})^2}}{N} \quad (7.3)$$

Os 1800 quadros da seqüência de flowers apresentam, como tamanho máximo de quadro, 464 células e, como tamanho mínimo, 9 células. A média de células

por quadro é próxima de 102,17. Assumindo um enlace de acesso de 152,64 Mbits/s, teremos um *time-slot* (ts) por célula de 2,7777 μs . Por questão de simplicidade, normalizaremos o tempo em nosso experimento em relação a esta unidade, ou seja, consideraremos que o enlace é equivalente a 360.000 ts/segundo. Considerando, então, que nosso vídeo apresenta uma taxa de quadros de 30 fps, cada quadro será constituído, para efeitos de análise, por 12.000 ts. A taxa de pico, com esta ótica (λ_p), foi estimada em $38,667 \times 10^{-3}$ células/ts e a taxa média (λ_m) em $8,514 \times 10^{-3}$ células/ts

TABELA 7.1 – Parâmetros estatísticos do vídeo TES Flowers MPEG

Parâmetro	Valor
Taxa do enlace considerado	152,64 Mbits/s
Time slot (ts)	2,7777 μs (tempo de inserção da célula)
Taxa de quadros	30 fps
Intervalo entre quadros	33,3333 ms (equivalentes a 12.000 ts)
Padrão GOP com $N=9$ e $M=3$	IBBPBBPBB
Total de quadros	1800
Maior quadro	464 células
Menor quadro	9 células
Tamanho médio dos quadros	102,169444 células
Taxa de pico (λ_p)	0,038667 células/ts (~5,903 Mbits/s)
Taxa média (λ_m)	0,008514 células/ts (~1,299 Mbits/s)
Intervalo mínimo entre células (t_p)	$1/\lambda_p = 25,86184$ (~26 ts)
Intervalo médio entre células (t_m)	$1/\lambda_m = 117,45360$ (~117 ts)
Fator de rajada (F_r) ou explosividade (β)	4,541475
Coefficiente de variabilidade (CoV)	0,908391

7.2 Obtenção do descritor de tráfego do *flowers*

O descritor de tráfego proposto neste trabalho compõe-se de três parâmetros (λ_p , λ_s , B_s), como apresentamos no capítulo 5 nas expressões 5.15 e 5.23. O bloco CCCD do discriminador (DTA) obtém a taxa de pico λ_p inferindo sobre o tráfego e simultaneamente a taxa média λ_m , que será utilizada pelo bloco CDE.

Os valores estimados para λ_p e λ_m podem ser encontrados na tabela 7.1, porém, para simplificar a nossa análise, consideraremos o inverso destas taxas. Sob esta ótica, teremos uma taxa de pico λ_p aproximada de 26 ts, ou seja, uma célula a cada 26 *time slots*, e uma taxa média λ_m próxima de 117 ts. Com base nestes valores, elegemos as taxas candidatas à taxa sustentável λ_s do descritor de tráfego. Neste experimento, optamos por defini-las da forma mais simples apresentada na seção 6.4, ou seja, definir um número N de taxas candidatas e distribuí-las entre λ_m e λ_p . Definimos, então, $N = 90$. Assim, a primeira taxa candidata μ_1 considerada, foi 116 ts (uma célula a cada 116 *time slots*). Para definir as demais taxas (μ_2 , μ_3 , μ_4 , ...), decrementamos este valor de forma fixa em 1 ts até obtermos a última taxa candidata μ_{90} , correspondente a 27 ts. Desta forma, definimos o maior número possível de taxas candidatas entre λ_m e λ_p ampliando

nossas chances de definirmos a taxa sustentável λ_s mais adequada. A tabela 7.2 apresenta de forma resumida as taxas candidatas escolhidas.

TABELA 7.2 – Taxas candidatas à taxa sustentável consideradas

	λ_m	μ_1	μ_2	μ_3	M4	...	μ_{87}	μ_{88}	μ_{89}	μ_{90}	λ_p
ts entre células	117	116	115	114	113	...	30	29	28	27	26
Células/ts	0,00855	0,00862	0,00870	0,00877	0,00885		0,03333	0,03448	0,03571	0,03704	0,03846
Mbits/s	1,305	1,316	1,327	1,339	1,351		5,088	5,263	5,451	5,653	5,871

Através de simulação, o coletor de dados estatísticos (CDE) implementa um banco de 90 conformadores de balde furado (LBS), com buffer infinito (figura 4.15), distintos. Cada um com uma taxa de serviço μ_i distinta e todos submetidos ao fluxo de células do *flowers*. Assim, são coletados, para cada LBS, no j -ésimo *time slot*, os valores de S_j e Q_j , representando, respectivamente, a presença de células em atendimento e o número de células enfileiradas no *buffer* do LBS esperando atendimento. A partir destas informações, podemos inferir a caracterização estatística aproximada \hat{C}_S , denotada pela expressão (6.5), para cada uma das taxas candidatas μ_i . Os valores estimados dos parâmetros a , q e b podem ser calculados através das expressões (6.3) e (6.4).

Nas figuras 7.4, 7.5 e 7.6 apresentamos, respectivamente, os gráficos dos parâmetros a , q e b , obtidos pelo CDE a partir da simulação de um banco com 90 conformadores de balde furado (LBS), cada um associado a uma das taxas candidatas μ_i ($i = 1, 2, \dots, 90$) usadas como taxa de serviço do LBS, todos submetidos a mesma entrada de dados (*flowers*).

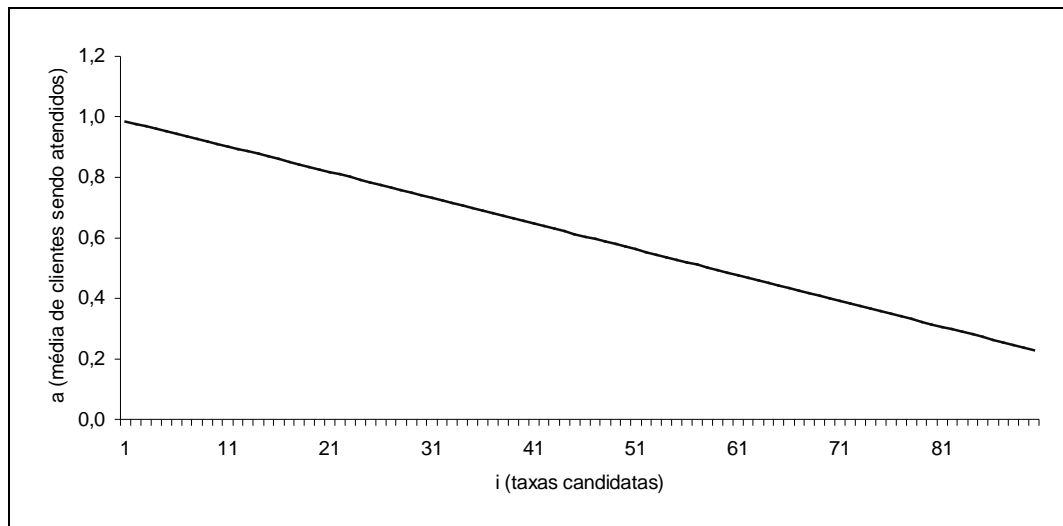
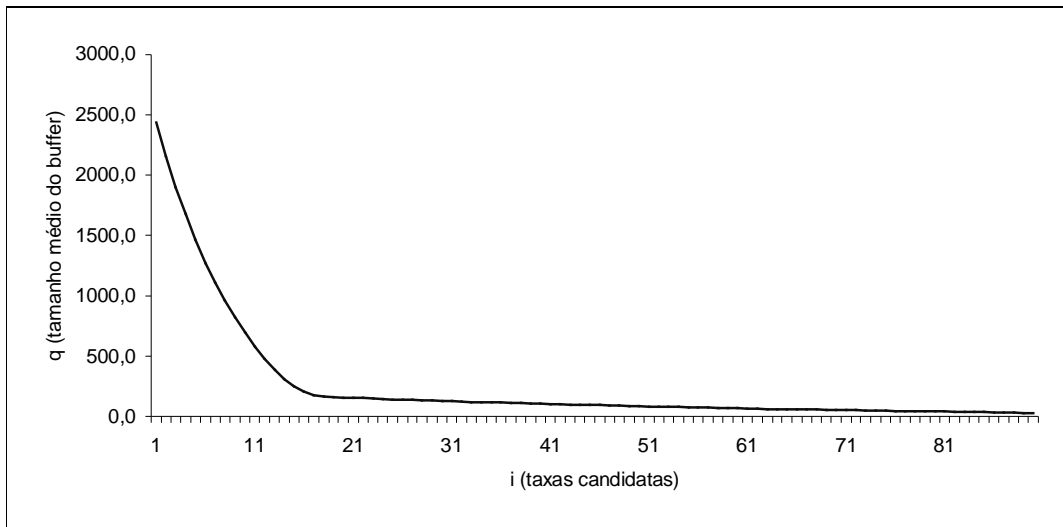
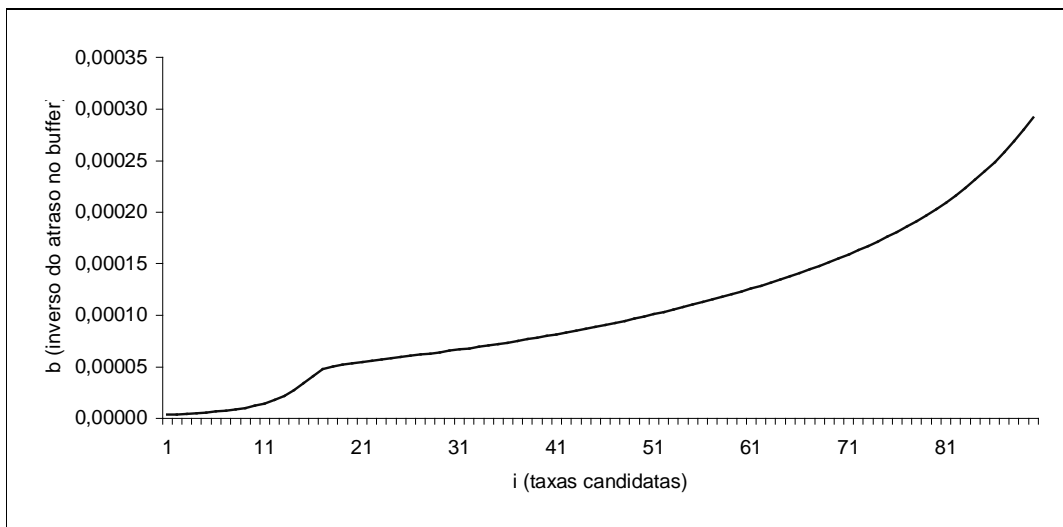


FIGURA 7.4 – Variação do parâmetro a em relação as taxas candidatas μ_i

FIGURA 7.5 – Variação do parâmetro q em relação as taxas candidatas μ_i FIGURA 7.6 – Variação do parâmetro b em relação as taxas candidatas μ_i

Observamos, como se podia esperar, que o valor do parâmetro a (figura 7.4), que corresponde ao valor médio de células em serviço no conformador de balde furado (LBS), para uma determinada taxa candidata μ_i , é inversamente proporcional a taxa de serviço do LBS, ou seja, diminui à medida que a taxa aumenta. Da mesma forma, o número médio de células enfileiradas q , para uma determinada taxa candidata μ_i , também diminui significativamente à medida que a taxa de serviço nos conformadores aumenta (figura 7.5). Já o parâmetro b (figura 7.6), que podemos associar ao inverso do atraso médio que as células sofrem no *buffer* do LBS, aumenta à medida que a taxa de serviço aumenta, ou seja, o atraso diminui significativamente com o aumento da taxa. Se compararmos a figura 7.5 com a figura 7.6, observaremos que há uma relativa simetria, ou seja, quando temos um maior número de células no *buffer* do LBS, o atraso é maior e diminui à medida que o número de células no *buffer* também diminui.

Para demonstrar que os parâmetros a , q e b capturam a variabilidade do fluxo, que pode ser medido pelo coeficiente de variabilidade CoV e o desvio médio quadrático σ_x , aplicamos o discriminador de tráfego (DTA), com as mesmas taxas candidatas μ_i ($i = 1, 2, 3, \dots, 90$), a um fluxo modificado do *flowers*, que chamamos de *flowers modificado*. A modificação consistiu em considerar para todos os valores dos quadros I , P e B do *flowers* os seus valores médios. Assim, obtivemos um fluxo com o mesmo fator de explosividade F_r , porém, com o coeficiente de variabilidade CoV e o desvio médio quadrático σ_x menores do que os do fluxo original. As figuras 7.7, 7.8 e 7.9 apresentam, respectivamente, a comparação entre os valores de a , q e b obtidos nas duas simulações.

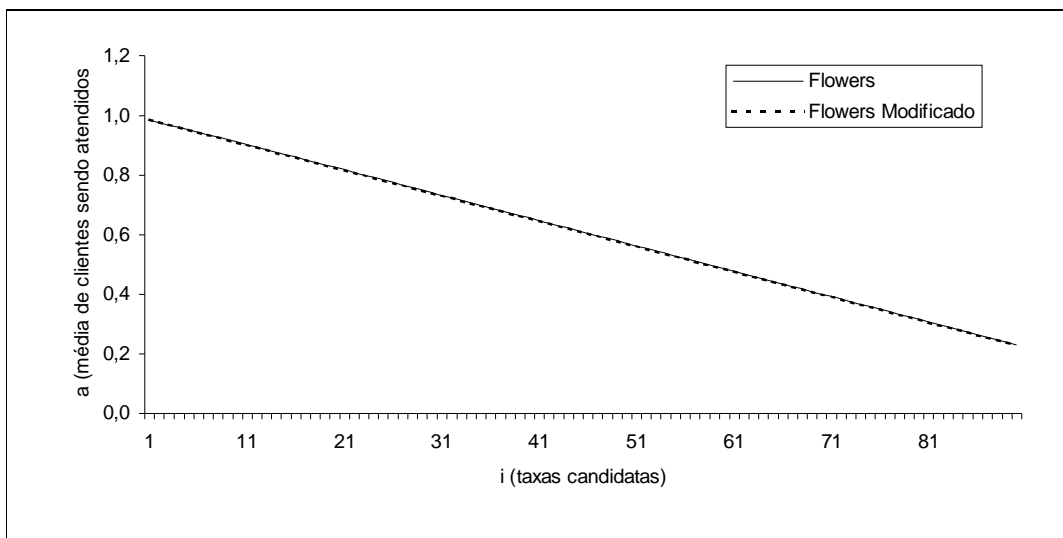


FIGURA 7.7 – Comparação dos valores do parâmetro a de *flowers* com o de *flowers modificado*

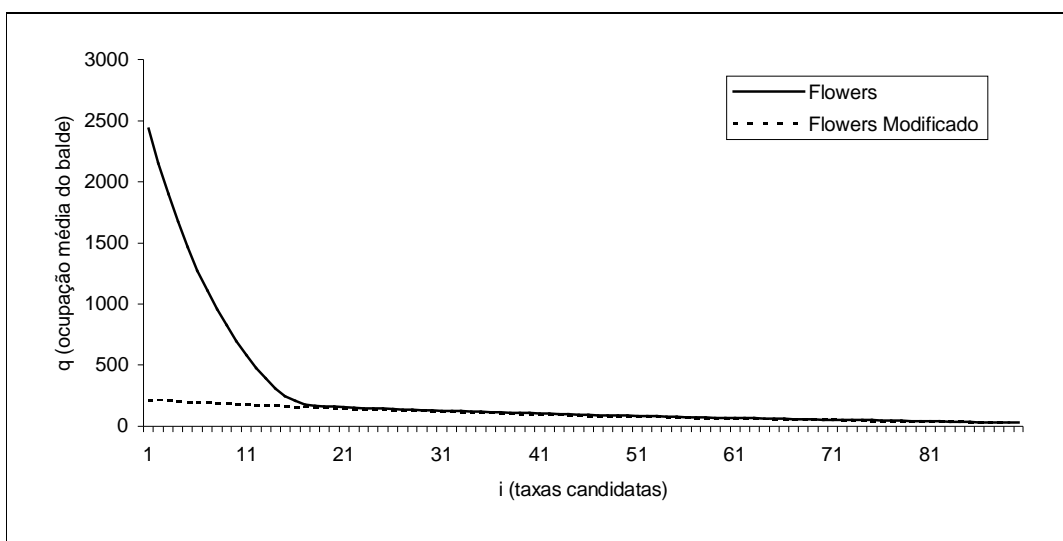


FIGURA 7.8 – Comparação dos valores do parâmetro q de *flowers* com o de *flowers modificado*

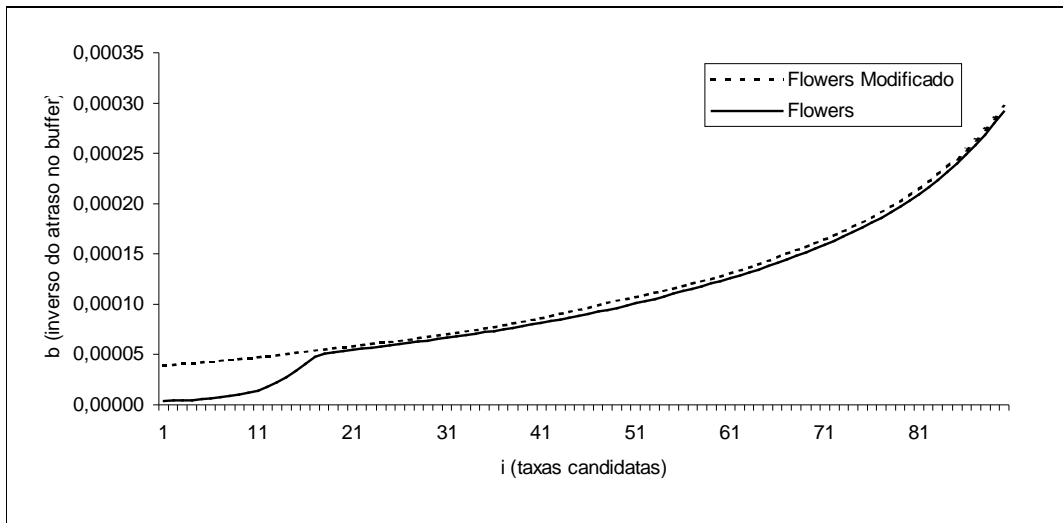


FIGURA 7.9 – Comparação dos valores do parâmetro b de *flowers* com o de *flowers modificado*

Podemos observar pela figura 7.7 que os dois fluxos apresentam valores de para o parâmetro a (ocupação do servidor), em relação as 90 taxas candidatas à taxa sustentável λ_s , tão próximos, que é praticamente impossível detectar diferenças no gráfico. Observarmos, porém, que o valor de q (número médio de células no buffer) na figura 7.8 é significativamente menor no fluxo modificado, principalmente quando a vazão do balde furado ainda é pequena (primeiras taxas candidatas). Notamos também que, no fluxo modificado, verifica-se uma linearidade maior deste parâmetro, motivada pela uniformidade do fluxo, o qual diminui gradativamente à medida que a taxa aumenta. O parâmetro b (inverso do atraso médio das células no buffer do balde furado), observado na figura 7.9, é ligeiramente maior no fluxo modificado em relação ao original. Isso demonstra que o atraso médio é maior no fluxo original e menor no fluxo modificado, já que este demanda *buffers* menores, como se observa na figura 7.8. Dado a uniformidade do fluxo, assim como no parâmetro q , notamos aqui também uma uniformidade maior do parâmetro b no fluxo modificado, que aumenta à medida que a taxa aumenta.

De posse das N caracterizações estatísticas estimadas \hat{C}_s , associadas a cada uma das taxas candidatas μ_i ($i = 1, 2, 3, \dots, 90$), podemos obter o comportamento de longa duração, aplicando o processo apresentado na seção 6.5. A figura 7.10 exhibe um gráfico com os tamanhos mínimos do balde, em função de três probabilidades de conformação, estimados, pelo bloco de caracterização do comportamento de longa duração (CCLD), através da expressão (6.6).

Novamente podemos observar que o tamanho do balde, para uma determinada probabilidade de conformação, diminui à medida que a taxa aumenta (maior vazão). Da mesma forma, quanto menor a probabilidade de conformação desejada, maiores serão as exigências com relação ao tamanho do balde (*buffer*).

A figura 7.11 exhibe um gráfico idêntico ao da figura 7.10, porém, agora o CCLD está estimando os tamanhos mínimos do balde, em função de um limite de atraso médio \bar{D} , usando a expressão (6.7). Propositalmente escolhemos valores, para o atraso médio, que produzissem curvas idênticas às da figura 7.10, o que permite associar, ainda que de forma muito fraca, as probabilidades de conformação 0,01, 0,001 e 0,0001 aos atrasos médios 2 ms, 0,2 ms e 0,02 ms. Observamos novamente que o tamanho do

balde, para um determinado atraso médio, diminui à medida que a taxa aumenta. Igualmente, quanto menor for o atraso médio desejado, maior será a necessidade de *buffer* no LBS.

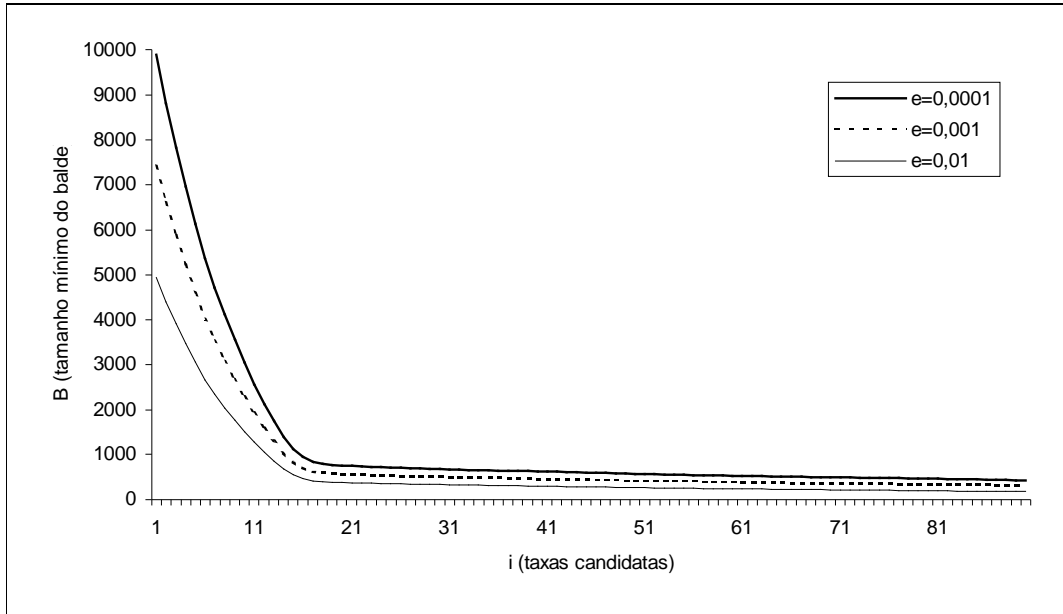


FIGURA 7.10 – Tamanho mínimo do balde em relação as taxas candidatas μ_i para três probabilidades e de conformação consideradas

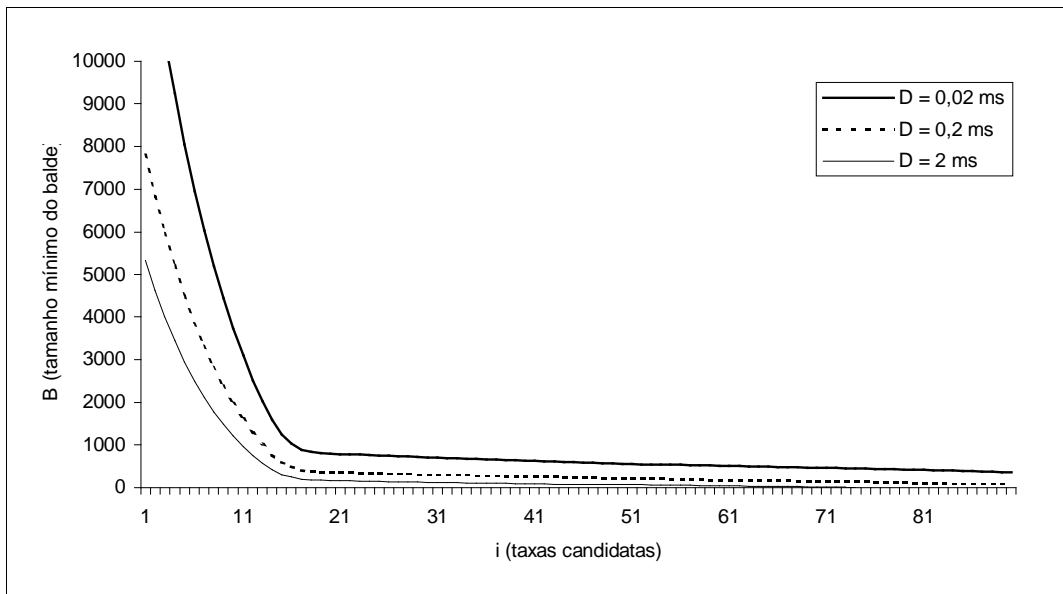


FIGURA 7.11 – Tamanho mínimo do balde em relação as taxas candidatas μ_i para três atrasos médios \bar{D} considerados

No gráfico da figura 7.12, mostramos curvas com limites de probabilidade para que o atraso seja maior que um valor máximo dado por D_{max} . Observamos que o limite aumenta em função do aumento do atraso considerado e baixa com o aumento da taxa.

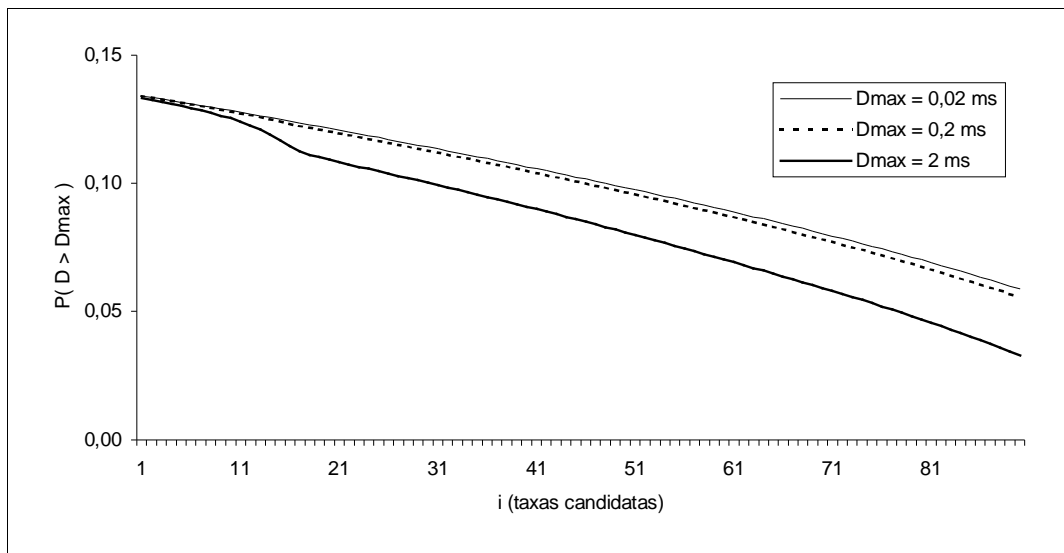


FIGURA 7.12 – Curvas limite de probabilidade para ocorrência de um atraso maior que um valor máximo dado por D_{max}

Por último, o CCLD elege o argumento i , associado à taxa candidata, que minimiza a banda efetiva. Na figura 7.13 encontramos a banda efetiva, obtida a partir da expressão (6.11), associada à cada taxa candidata μ_i . Na expressão (6.11) consideramos o fator K igual a 0,005, baseado nas considerações apresentadas por Mark [MAR98], e um valor de B_s (tamanho do balde), calculado a partir da expressão (6.6), em função de uma probabilidade de conformação. Podemos observar no gráfico que há um ponto de inflexão na curva, que corresponde à banda efetiva mínima a ser considerada para obter a caracterização ideal.

Como forma de demonstrar que as expressões (6.9) e (6.11) denotam a banda efetiva associada ao fluxo, sobrepomos diversas curvas obtidas alterando apenas o valor de k . A figura 7.14 apresenta o resulta obtido, onde podemos verificar que o valor mínimo das funções, que se traduz na escolha da taxa sustentável λ_s , se dá mais próximo da taxa média λ_m em fluxos com maior explosividade, motivado pelo aproveitamento da multiplexação estatística. À medida que k decresce (K cresce), o ponto de inflexão da curva aproxima-se da taxa de pico λ_p , ou seja, em fluxos CBR, onde $k \rightarrow 0$, a banda efetiva é a taxa de pico.

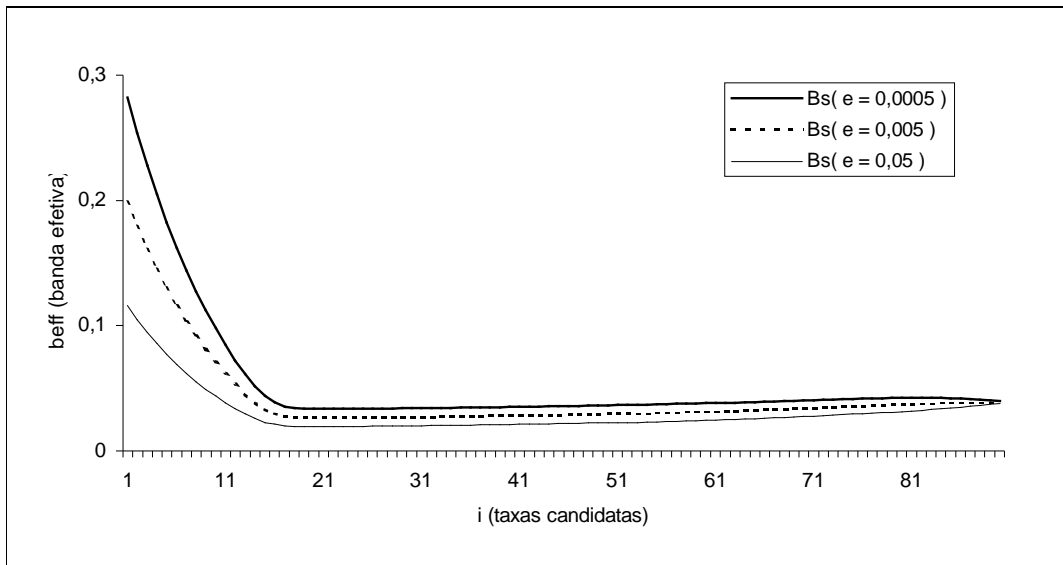


FIGURA 7.13 – Variação da banda efetiva mínima em relação as taxas candidatas μ_i para três probabilidade de conformação

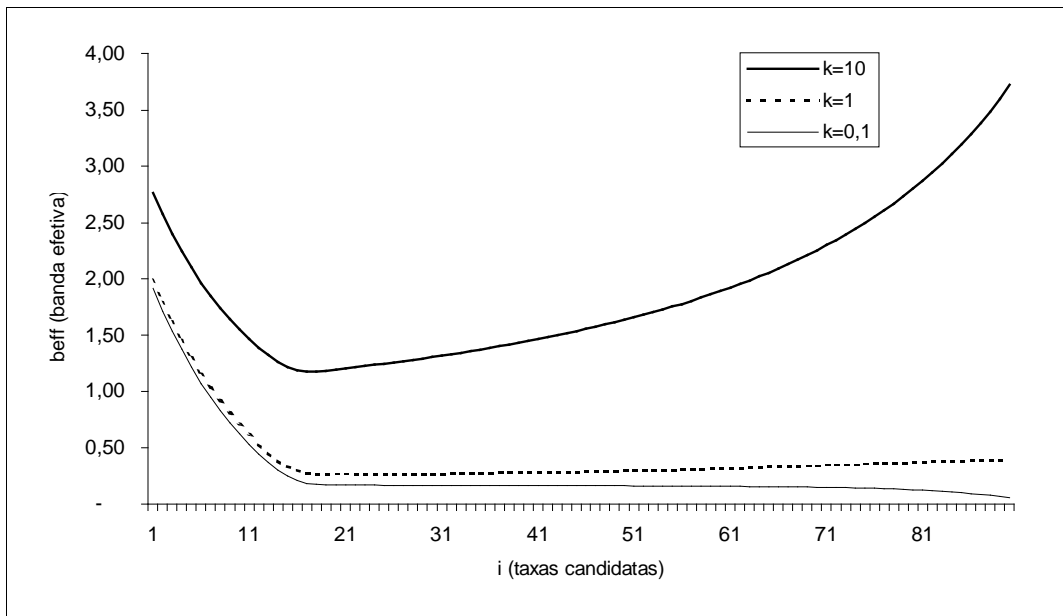


FIGURA 7.14 – Variação do ponto de inflexão banda efetiva mínima em relação as taxas candidatas μ_i para diversos valores de k

Se considerarmos que a nossa fonte experimental possui um fator de rajada (F_r) próximo de 4,5 e aplicarmos este índice ao valor de k na expressão (6.10), mantendo $\varepsilon_{mux} = 10^{-5}$ e $B_{mux} = 500$, que segundo [MAR98] são valores típicos para um multiplexador ATM, obteremos um K igual a 0,001101. A figura 7.15 apresenta o gráfico com a curva obtida, onde observamos um ponto de inflexão mais significativo em relação à figura 7.13, porém, sugerindo uma taxa sustentável idêntica. Notamos também

que banda efetiva associada a cada uma das curvas é menor do que na figura 7.13, ou seja, há uma diminuição da banda necessária associada à maior variabilidade do fluxo.

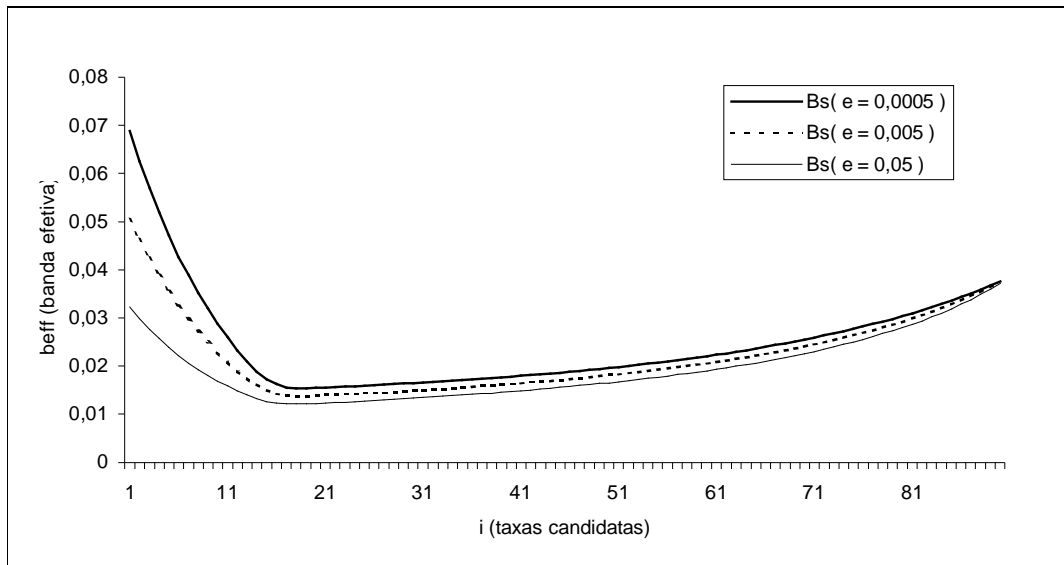


FIGURA 7.15 – Variação da banda efetiva mínima em relação as taxas candidatas μ_i para $K = 0,001101$

Considerando a curva obtida no gráfico da figura 7.15, observamos que há um ponto de inflexão que corresponde a uma banda efetiva mínima de $13,761 \times 10^{-3}$ células/ts, que por sua vez corresponde a uma capacidade mínima do balde $B_s = 445$ células (para uma probabilidade de conformação $\varepsilon=0,005$) e uma taxa sustentável $\lambda_s = 10,101 \times 10^{-3}$ células/ts. A partir destes dados, podemos calcular o comprimento máximo de uma rajada transmitida na taxa de pico, através da seguinte expressão [MAR98], que é equivalente a expressão (4.4) apresentada na seção 4.4.

$$MBS = B_s \frac{\lambda_p}{(\lambda_p - \lambda_s)} \quad (7.4)$$

O valor de MBS, assim obtido, é 603 células e, em função deste, o valor do parâmetro BT, obtido através da expressão (2.1), é $BT = 44.031$ ts. Os valores inferidos para os parâmetros de UPC do *flowers*, considerando uma probabilidade de conformação $\varepsilon=0,005$, estão resumidos na tabela 7.3.

As figuras 7.16 e 7.17 exibem, respectivamente, curvas que refletem o comportamento do MBS e do BT em relação às N taxas candidatas μ_i . Notamos que o MBS é maior quando μ_i está próximo da taxa média λ_m ou da taxa de pico λ_p . Este comportamento é explicado em razão do tamanho do balde, que é significativamente maior para taxas μ_i pequenas (observe figuras 7.10 e 7.11), e em razão da aproximação com a taxa de pico. Observando agora a figura 7.17 verificamos que a o valor de BT, que se relaciona com o intervalo mínimo tolerado entre uma rajada e outra, decresce à medida que a taxa aumenta, mostrando que, quando uma banda maior estiver associada ao fluxo, a tolerância a rajadas é maior, ou seja, a rede aceita rajadas sucessivas em um menor es-

paço de tempo. Notamos também que, para taxa μ_i pequenas, MBS e BT são proporcionais, ou seja, aceita-se rajadas longas, porém, com um intervalo muito grande entre elas.

TABELA 7.3 – Discriminação inferida para a fonte experimental TES flowers MPEG

Dados obtidos por simulação	
Parâmetro	Valor
Total de células	183.905
Maior quadro	464 células
Menor quadro	9 células
Tamanho médio dos quadros	~102 células
Valor médio de a	0,608519
Valor médio de q	256,70
Banda efetiva mínima	0,013761 células/ts (~2,100 Mbits/s)
Fator de rajada (F_r) ou explosividade (β)	4,541475
Coefficiente de variabilidade (CoV)	0,908391
Parâmetros de UPC inferidos	
Parâmetro	Valor
Taxa de pico λ_p (PCR)	0,038667 células/ts (~5,903 Mbits/s)
Taxa sustentável λ_s (SCR)	0,010101 células/ts (~1,542 Mbits/s)
Tamanho do balde do conformador (B_s)	445 células
Tamanho máximo da rajada (MBS)	603 células
Tolerância a rajadas (BT)	44.031 ts

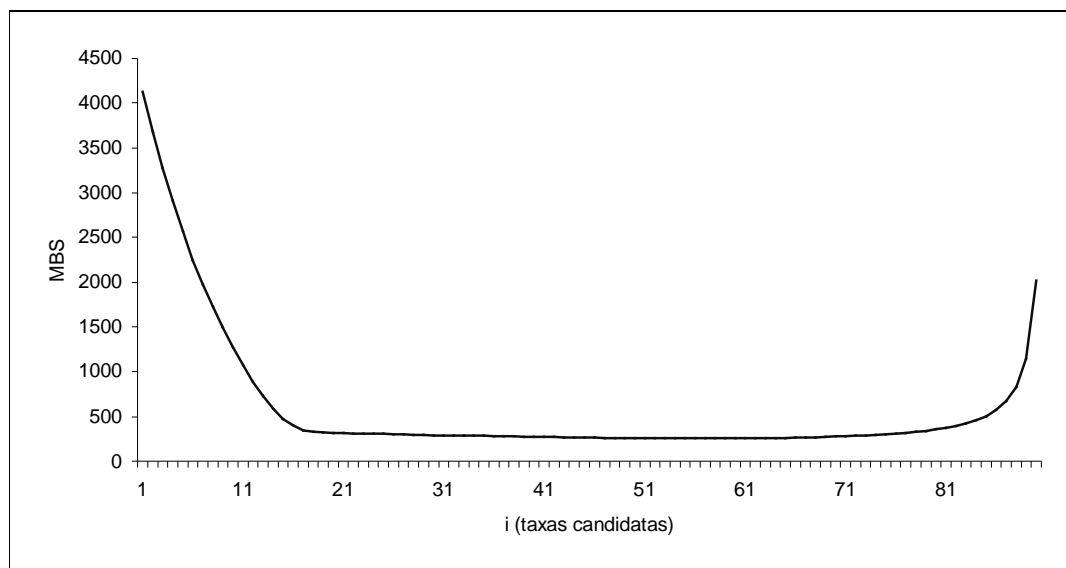


FIGURA 7.16 – Comportamento do MBS em relação as taxas candidatas μ_i

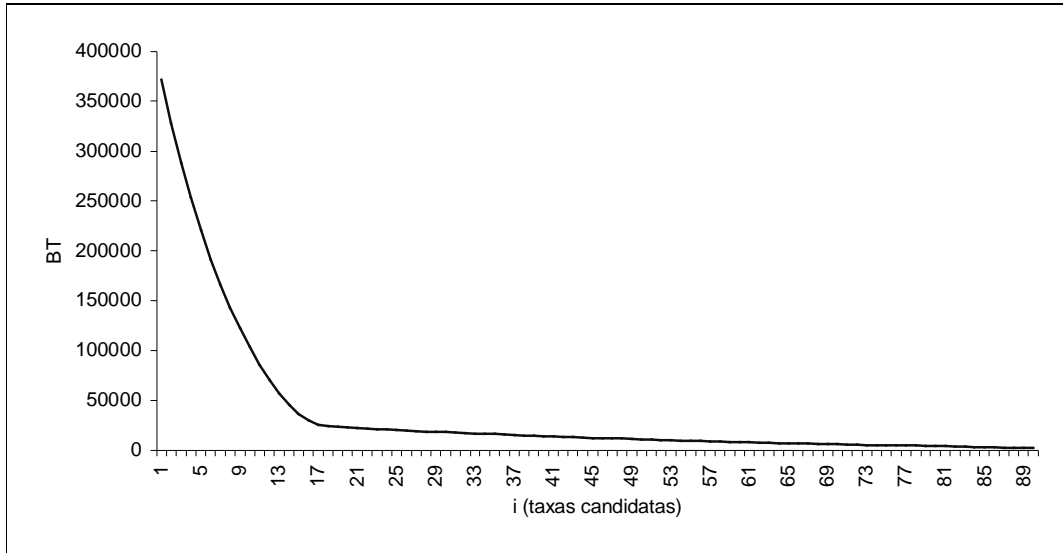


FIGURA 7.17 – Comportamento do BT em relação as taxas candidatas μ_i

7.3 Validação do processo de discriminação

Visando a avaliar a capacidade de discriminação do DTA, aplicamos os parâmetros inferidos, a partir da nossa fonte experimental, em um conformador de escalonamento virtual duplo, para detectar células fora das especificações de UPC.

O conformador de escalonamento virtual duplo (CEVD) utiliza no seu escalonamento dois algoritmos GCRA do tipo escalonamento virtual (confira a seção 4.4.1). Levando em consideração que o CEVD é modelado segundo um sistema de fila (confira a seção 4.7), verifique na figura 7.18 como funciona o seu algoritmo. Um dos mecanismos GCRA está associado com o PCR e outro com o SCR. O funcionamento é baseado na supervisão simultânea de dois parâmetros: (1) o *tempo conforme de emissão de pico* da célula, ou *peak conforming emission time*, dado por CET_p ; e (2) o *tempo de emissão conforme sustentável* da célula ou *sustainable conforming emission time*, dado por CET_s . A partir destes dois parâmetros, pode ser definido o tempo de emissão conforme da célula CET. Para assegurar a conformidade simultânea do fluxo, em relação a CET_p e CET_s , podemos definir o tempo de emissão conforme da célula (CET) da seguinte forma:

$$CET = \max(CET_s - BT, CET_p) \quad (7.5)$$

A operação pode ser descrita da seguinte maneira: no momento da chegada atual t_a de uma célula, é determinado o CET da mesma segundo a expressão (7.5); se $CET \leq t_a$, a célula é escalonada, caso contrário, ela permanece no *buffer* para transmissão posterior. Sempre que uma célula é escalonada para transmissão, as variáveis CET_p e CET_s , são atualizadas da seguinte forma:

$$\begin{aligned} CET_p &= t_a + I_p \\ CET_s &= t_a + I_s \end{aligned} \quad (7.6)$$

Na expressão (7.6), os valores de I_p e I_s correspondem, respectivamente, ao inverso da taxa de pico ($1/PCR$) e ao inverso da taxa sustentável ($1/SCR$).

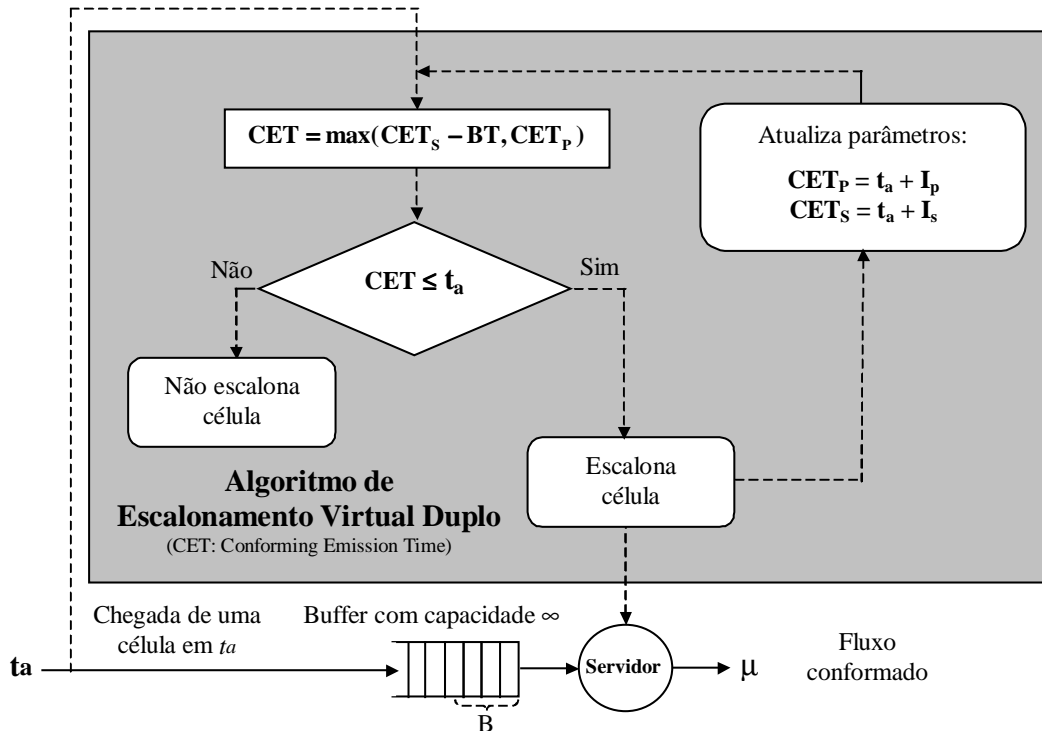


FIGURA 7.18 – Conformador de escalonamento virtual duplo

A figura 7.19 apresenta um exemplo de aplicação do algoritmo do CEVD em que uma rajada de 9 células, emitidas com a taxa de transmissão do enlace, é conformada de acordo com um descritor de tráfego dado por: $PCR = 0,5$, $SCR = 0,25$ e $BT = 6$.

Ao término da submissão do nosso fluxo experimental ao CEVD, verificamos que das 183.095 células de que se compõe o nosso fluxo experimental, nenhuma célula foi flagrada *não-conforme*, ou seja, o tamanho B do *buffer* não foi excedido. Desta forma, comprovamos que os parâmetros descritores de tráfego, inferidos pelo DTA, representam as características estatísticas do fluxo.

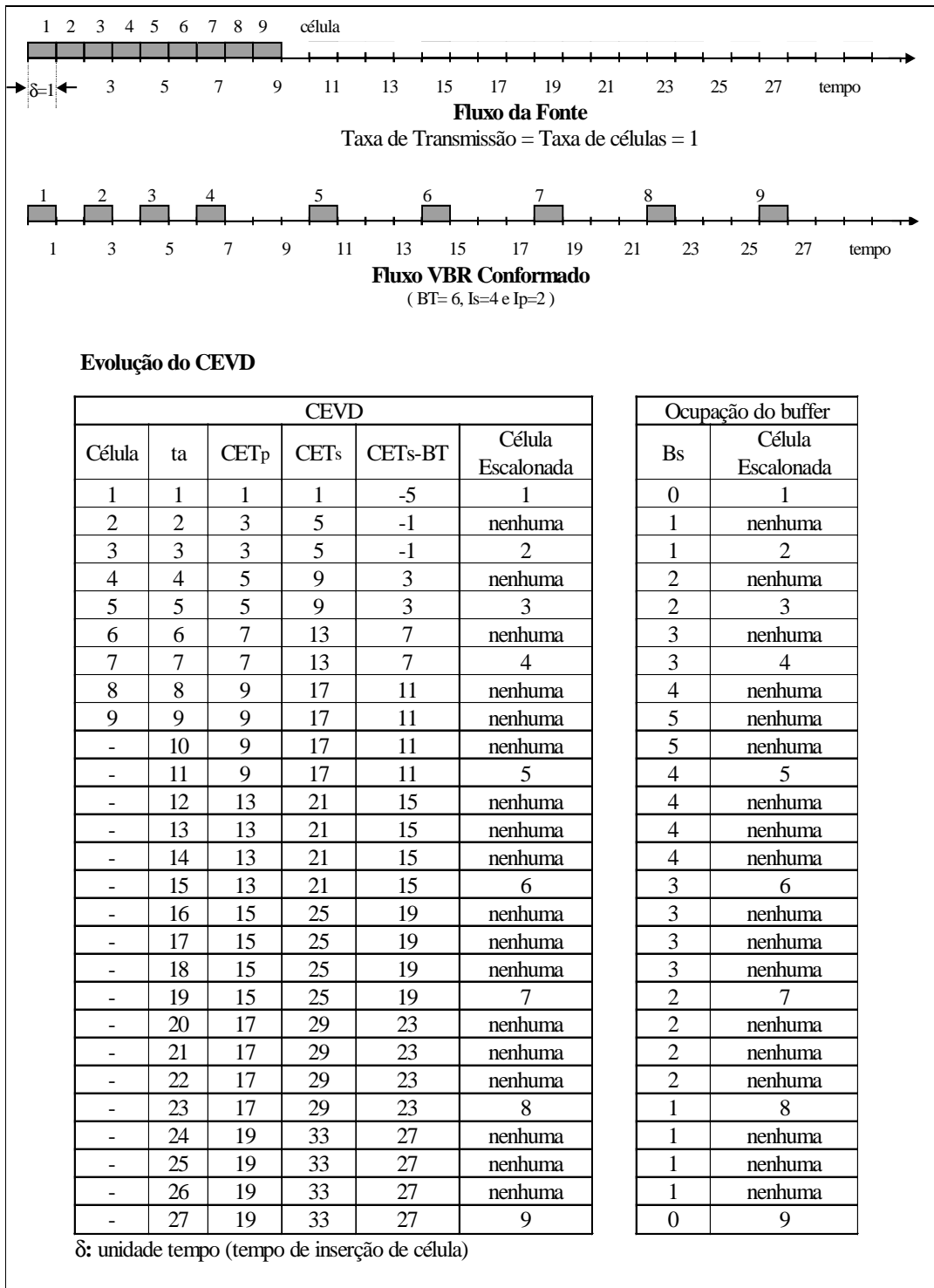


FIGURA 7.19 – Evolução do algoritmo do CEVD em um fluxo VBR com $I_s = 4$, $I_p = 2$ e $BT = 6$

8 Conclusão e trabalhos futuros

Nesta dissertação, propomos um esquema viável, que permite caracterizar um fluxo arbitrário de células ATM, visando a obter seus descritores de UPC. O problema é importante, porque os usuários de redes ATM necessitam, de alguma forma, determinar os parâmetros de UPC, para poder negociar o contrato de tráfego de seus fluxos. Demonstramos que, a partir de uma caracterização estatística aproximada, é possível mapear o descritor de tráfego da fonte. Esta caracterização não se restringe a algum modelo de tráfego particular, pois a escolha do descritor de tráfego se dá em função da minimização da banda efetiva associada ao fluxo, que, por sua vez, está sujeita a restrições de degradação, impostas pela conformação, definidas pelo próprio usuário e que precisam ser toleradas pelo fluxo. A banda efetiva estima a necessidade de alocação de recursos da rede, para um determinado fluxo, dado por um descritor de tráfego UPC.

Os resultados experimentais, apresentados no capítulo 7, indicam que o descritor de tráfego da fonte selecionado pelo DTA é condizente como fluxo VBR analisado. Considerando que, ao submeter o fluxo ao CEVD, nenhuma célula *não-conforme* foi flagrada, podemos concluir que o método sugerido tem validade e condições de ser aplicado, na estimação dos parâmetros aproximados de UPC de fluxos VBR de qualquer tipo, com satisfação para uma dada amostra, coletada durante uma certa janela de amostragem.

Rochol [ROC00] aplicou o DTA, e obteve bons resultados, para discriminar um fluxo MPEG que possui um GOP com $N = 12$ e $M = 3$. Trata-se de um vídeo, com suas características estatísticas reais preservadas, chamado *Guerra nas Estrelas*, que apresenta uma taxa de quadros fixa de 30 fps, a qual corresponde a um intervalo entre quadros de 33,33ms. Neste experimento, Rochol aproveitou apenas os primeiros 40 segundos do vídeo (1.200 quadros) e os dividiu em 10 segmentos de 4 segundos (120 quadros). Rochol chamou de *amostra-1*, os quadros correspondentes aos primeiros 4 segundos, de *amostra-2*, os quadros dos 4 segundos subseqüentes, e assim por diante.

Se observarmos o gráfico com a variabilidade de tamanho dos quadros dos primeiros 40 segundos do fluxo, apresentado na figura 8.1, notaremos que o tamanho médio dos quadros aumenta nos primeiros dois terços e diminui no último terço deste pedaço do vídeo.

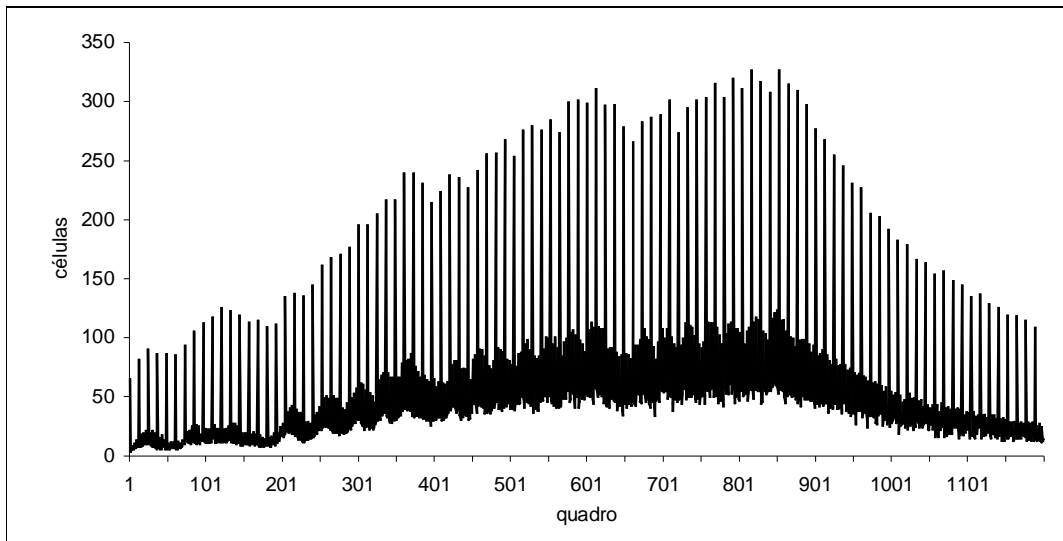


FIGURA 8.1 – Tamanho dos quadros dos primeiros 40 segundos do vídeo *Guerra nas Estrelas*

Para melhor acompanhar a variabilidade do tamanho médio dos quadros do fluxo utilizado por Rochol, apresentamos na figura 8.2 a curva traçada pelo tamanho médio de cada GOP do vídeo MPEG *Guerra nas Estrelas*.

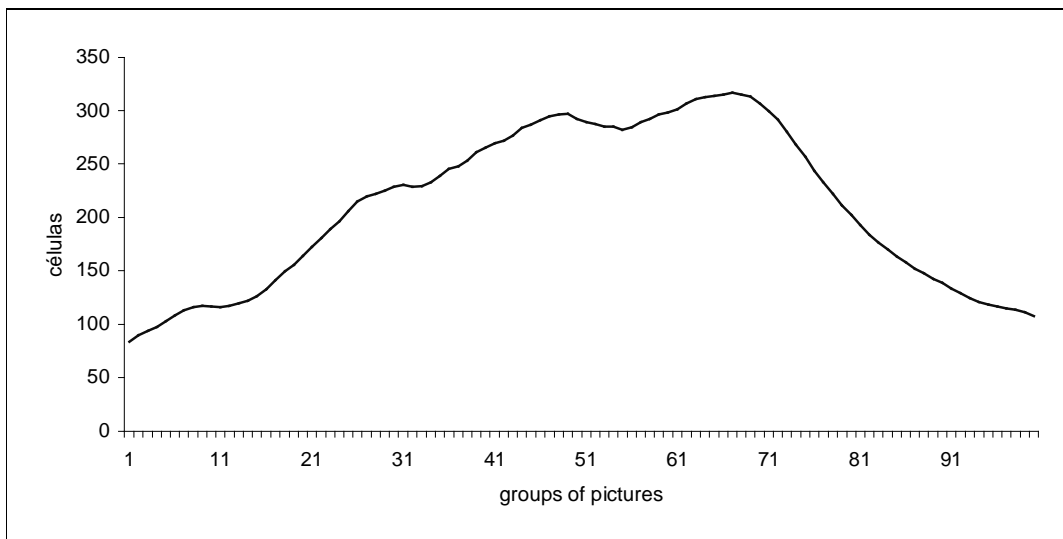


FIGURA 8.2 – Tamanho médio dos GOPs dos primeiros 40 segundos do vídeo *Guerra nas Estrelas*

Rochol inferiu os parâmetros de UPC utilizando o DTA separadamente para cada uma das amostras de 4s (120 quadros). A figura 8.3 exibe a comparação dos parâmetros PCR e SCR, obtidos para cada uma das amostras, e a figura 8.4 exibe a comparação da capacidade mínima do balde (B_s) e o tamanho máximo da rajada (MBS). Se compararmos os gráficos das figuras 8.3 e 8.4 com o gráfico da figura 8.2, observaremos que as curvas são idênticas, do que podemos concluir que o DTA é eficiente, pois inferiu descritores, para cada amostra, que acompanham a variação da banda requisitada pelo fluxo.

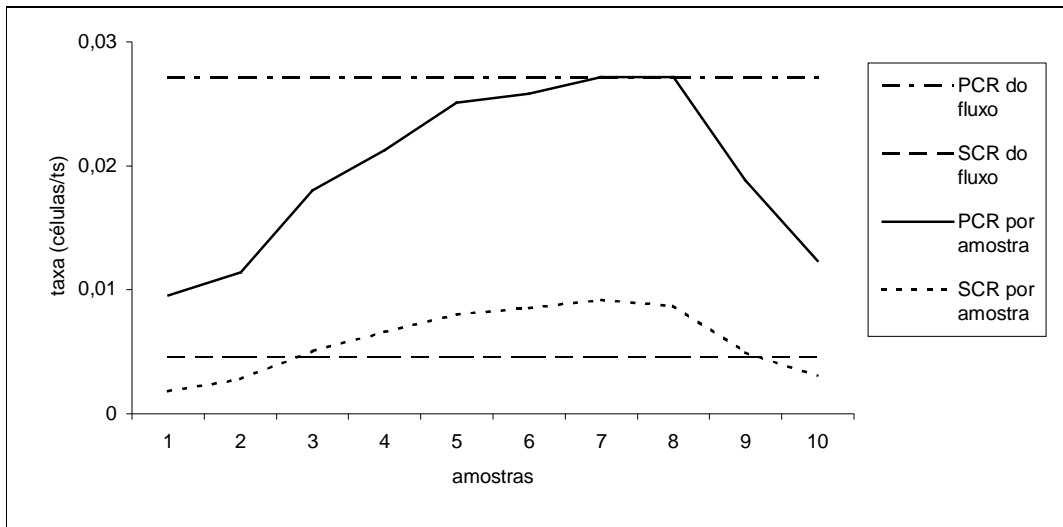


FIGURA 8.3 – Variação da taxa de pico (PCR) e da taxa sustentável (SCR) de cada uma das amostras em relação à variabilidade dos 40 segundos iniciais do vídeo *Guerra nas Estrelas*

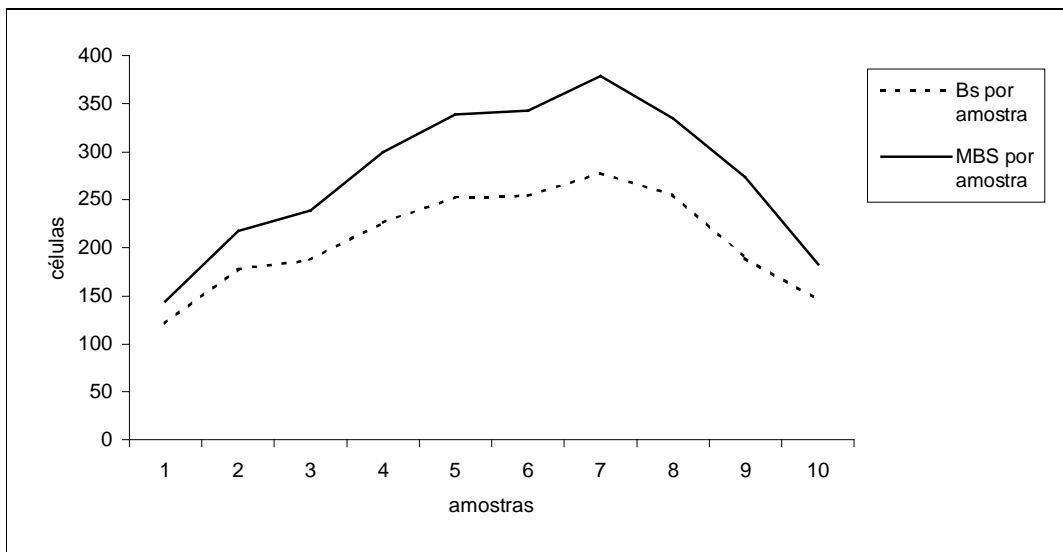


FIGURA 8.4 – Variação da capacidade do balde (Bs) e o tamanho máximo da rajada (MBS) de cada uma das amostras em relação à variabilidade dos 40 segundos iniciais do vídeo *Guerra nas Estrelas*

O algoritmo de discriminação do DTA pode ser aplicado de forma passiva, para vídeos armazenados ou aplicações que envolvem tráfego de dados, bem como de forma ativa, para aplicações em tempo real, como tráfego de vídeo ao vivo. Para aplicações com caracterização de tráfego relativamente estáveis, um único descritor, inferido a partir de uma amostra inicial do fluxo, tende a ser suficiente para discriminar o comportamento do mesmo. Para aplicações em que há uma significativa variabilidade ao longo da conexão, isso não é suficiente, fazendo-se necessário implementar um mecanismo adicional, que permita ajustar o descritor de tráfego às características exigidas pela fonte durante a conexão. Desta forma, se levarmos em conta uma renegociação dinâmica dos parâmetros de UPC de um fluxo a partir de uma segmentação em amostras parciais, poderemos obter uma adaptação dinâmica do mecanismo de UPC à banda efe-

tiva do fluxo ao longo do tempo. A forma como a rede suporta melhor a renegociação ainda é um importante tema para investigação futura.

O DTA foi projetado para ser aplicado no ambiente do usuário, assumindo que a fonte pode tolerar conformação de suas células até certo ponto. Os algoritmos são relativamente fáceis de serem implementados. O código fonte, implementado para realização dos experimentos apresentados no capítulo 7, encontra-se disponível no endereço <ftp://king.inf.ufrgs.br/pub/dta>.

A princípio também é possível aplicar o processo de discriminação no ambiente de rede, como na entrada de um comutador (*switch*). Neste caso, o *switch* negociará a seleção e renegociação dos parâmetros descritores no lugar do usuário. O *switch* escolherá parâmetros que resultem em uma baixa violação de probabilidade e informará à aplicação sempre que os mesmos forem alterados. Considerando que os comutadores operam com inúmeros fluxos simultaneamente, o tempo de processamento da discriminação do fluxo constitui-se em uma importante preocupação. A caracterização rápida e eficiente de um grande número de fluxos simultâneos é uma área de pesquisa potencialmente importante para futuras investigações.

Bibliografia

- [ABA94] ABATE, J.; CHOUDHURY, G. L.; WHITT, W. Asymptotics for steady-state tail probabilities in structured Markov queueing models. **Stochastic Models**, [S.l.], v. 10, p. 99-143, 1994.
- [ATM94] ATM FORUM/af-uni-0010.002. **ATM User – Network Interface Specification 3.1**. Aprovado em 1994. Disponível em: <ftp://ftp.atmforum.com/pub/approved-specs/af-uni-0010.002.ps.tar>. Acesso em: 15 nov. 2000.
- [ATM96] ATM FORUM/af-tm-0056.000. **ATM Traffic Management Specification Version 4.0**, Apr. 1996. Disponível em: <ftp://ftp.atmforum.com/pub/approved-specs/af-tm-0056.000.ps>. Acesso em: 15 nov. 2000.
- [BON95] BONOMI, F.; GIROUX, Natalie. The Available Bit Rate Service. **The ATM Forum Newsletter, 53 Bytes**, [S.l.], v. 3, n. 4, Oct. 1995. Disponível em: <http://www.atmforum.com/atmforum/library>. Acesso em: 15 nov. 2000.
- [CHA94] CHANG, C. Stability, queue length and delay of deterministic and stochastic queueing networks. **IEEE Trans. Automat. Contr.**, New York, v. 39, p. 913-931, May 1994.
- [CLW96] CHOUDHURY, G. L.; LUCANTONI, D. M.; WHITT, W. Squeezing the most out of ATM. **IEEE Trans. Communications**, New York, v. 44, p. 203-217, Feb. 1996.
- [DIA98] DIAZ, J. C.; PLAZA, P.; CRESPO, J. ATM Traffic Shaper: ATS. **Telefónica Investigación y Desarrollo**, Madrid, 1998.
- [ECK85] ECKBERG, A. E. Approximations for bursty and smoothed arrival delays based on generalized peakedness. In: INT. TELETRAFFIC CONGRESS, 11., 1985, Kyoto. **Proceedings...** [S.l.:s.n.], 1993.
- [ELW93] ELWALID, A. I.; MITRA D. Effective bandwidth of general Markovian traffic sources and admission control of high speed networks. **IEEE/ACM Trans. Networking**, New York, p. 323-329, June 1993.

- [FRO94] FROST, V. S.; MELAMED, B. Traffic Modeling for Telecommunications Networks. **IEEE Communication Magazine**, New York, p. 70-81, Mar. 1994.
- [GAL91] GALL, D. L. MPEG: A video compression standard for multimedia applications. **Communications of the ACM**, New York, v. 4, n. 34, p. 46-48, Apr. 1991.
- [GIR99] GIROUX, Natalie; GANTI, Sudhakar. **Quality of service in ATM networks: state-of-the-art traffic management**. New Jersey: Prentice Hall, 1999.
- [GLY94] GLYNN, P. W.; WHITT, W. Logarithmic asymptotics for steady-state tail probabilities in a single-server queue. In: GALAMBOS J.; GANI. J. **Studies in Applied Probability**, Papers in Honor of Lajos Takaés, [S.l.], p. 131-156, 1994.
- [HEY96] HEYMAN, D. P.; LAKSHMAN, T. V. What are the implications of long-rate dependence for VBR-video traffic engineering? **IEEE/ACM Trans. Networking**, New York, v. 4, p. 301-317, June 1996.
- [HUN95] HUNT, Ray. **ATM: Protocol and Architecture**. Canterbury: Department of Computer Science, University of Canterbury, 1995.
- [IEC98] THE INTERNATIONAL ENGINEERING CONSORTIUM. **Asynchronous Transfer Mode Tutorial: ATM Classes of Services**, Oct. 1998. Disponível em: <<http://www.webproforum.com/nortel2/topic04.html>>. Acesso em: 10 dez. 1998.
- [ITU93] ITU-T. **General aspects of quality of service and network performance in digital networks, including ISDN**, Recommendation I.350. Geneva, Mar. 1993.
- [ITU96] ITU-T. **Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN**, Recommendation I.371. Geneva, Aug. 1996.
- [JAI96] JAIN, Raj et al. Source Behavior for ATM ABR Traffic Management: An Explanation. **IEEE Communications Magazine**, Nov. 1996. Disponível em: <<http://www.cis.ohio-state.edu/~jain/papers.html>>. Acesso em: 10 dez. 1998.
- [JAI98] JAIN, Raj et al. Determining the number of active ABR sources in switch algorithms. **ATM Forum**, Feb. 1998. Disponível em: <<http://www.atmforum.com>>. Acesso em: 10 dez. 1998.
- [KAN97] KANG, Koohong; KIM, Cheeha. Performance analysis of statistical multiplexing of heterogeneous discrete-time Markovian arrival processes in an ATM network. **Computer Communications**, Surrey, v. 20, May 1997.
- [KCF96] KAISER, Gerd; CARTER, Carrie; FREEDMAN, David. Test traffic generation equipment and algorithms for evaluating ATM networks. **Computer Communications**, Surrey, v. 19, 1996.
- [KIM96] KIM, Y. J. et al. UPC/NPC algorithm for guaranteed QoS in ATM networks. **Computer Communications**, Surrey, v. 19, p. 216-225, Mar. 1996.

- [KIM98] KIM, J. S.; KIM, J. K. Adaptive Traffic Smoothing for Live VBR MPEG Video Service. **Computer Communications**, Surrey, v. 21, p. 644-653, 1998.
- [KNI94] KNIGHTLY, E.; ZHANG, H. **Traffic Characterization and Switch Utilization using a Deterministic Bounding Interval Dependent Traffic Model**. Berkley: ICSI and EECS Department, 1994. 12p. Disponível em: <<ftp://ftp.icsi.berkeley.edu/pub/techreports/1994/tr-94-047ps.gz>>. Acesso em: 15 nov. 2000.
- [KNI96] KNIGHTLY, E. H-BIND. A New Approach to Providing Statistical Performance Guarantees to VBR Traffic. In: IEEE INFOCOM, 1996. **Proceedings...** Disponível em: <<ftp://tenet.berkeley.edu/pub/projects/tenet/papers/knightly96.ps>>. Acesso em: 15 nov. 2000.
- [KNI97] KNIGHTLY, E.; ZHANG, H. D-BIND. An Accurate Traffic Model for Provisioning QoS Guarantees to VBR Traffic. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, New York, v. 5, n. 2, p. 219-231, Apr. 1997.
- [KOB93] KOBAYASHI, H.; REN, Q. A diffusion approximation analysis of an ATM statistical multiplexer with multiple types of traffic, Part 1: Equilibrium state solutions. In: IEEE INT. CONF. ON COMMUNICATIONS, 1993, Geneva, Switzerland. **Proceedings...** [S.l.:s.n.], 1993. v. 2, p. 1047-1053.
- [KYA95] KYA, Othmar. **ATM Networks**. Londres: Logotechnics C. P. C., 1995.
- [LAM97] LAMBARELLI, Livio. ATM Service Categories: The Benefits to the User. **ATM Fórum**, Feb. 1997. Disponível em: <http://www.atmforum.com/atmforum/library/service_categories.html>. Acesso em: 10 dez. 1998.
- [LOW91] LOW, S.; VARAIYA, P. A simple theory of traffic and resource allocation in ATM. In: IEEE GLOBECOM, 1991. **Proceedings...** [S.l.:s.n.], 1991. p. 1633-1637.
- [MAR98] MARK, B. L.; RAMAMURTHY, G. Real-Time Estimation and Dynamic Renegotiation of UPC Parameters for Arbitrary Traffic Sources in ATM Networks. **IEEE/ACM Transactions on Networking**, New York, v. 6, n. 6, p. 811-827, Dec. 1998.
- [MAS96] MASON, L. G.; PELLETIER, A.; LAPOINTE, J. Towards optimal policing in ATM networks. **Computer Communications**, Surrey, v. 19, p. 194-204, Mar. 1996.
- [MEL91] MELAMED, B. TES: A Class of Methods for Generating Autocorrelated Uniform Variates. **ORSA Journal on Computing**, [S.l.], v. 3, n. 4, p. 317-329, 1991.
- [ONV95] ONVURAL, Raif O. **Asynchronous Transfer Mode Networks: Performance Issues**. 2nd ed. Norwood: Artech House, Inc. 1995. 535p.
- [PRY95] PRYCKER, M. **Asynchronous Transfer Mode - Solution for Broadband ISDN**. 3rd ed. London: Prentice Hall, 1995. 380p.

- [RIT93] RITTER, M.; GARCIA, J. Determination of Traffic Descriptors for VPs Carrying Delay Sensitive Traffic. In: IEEE INFOCOM, 1993, San Francisco. **Proceedings...** San Francisco: [s.n.], 1993. p. 168-175. Disponível em: <<http://www-info3.informatik.uniwuerzburg.de/CONF/RITTER/montre.al.ps.gz>>. Acesso em: 15 nov. 2000.
- [RMV96] ROBERTS, James; MOCCI, Ugo; VIRTAMO, Jorma. **Broadband Network Teletraffic**: performance evaluation and design of broadband multiservice network. Berlin: Springer, 1996. 584p.
- [ROC98] ROCHOL, Jürgen. **Redes de Computadores** (3ª parte). Texto Didático. Porto Alegre: Departamento de Informática Aplicada, Instituto de Informática da UFRGS, 1998. 126p.
- [ROC00] ROCHOL, Jüegen. **Caracterização e Conformação de Fluxos de Tráfego ATM no Ambiente do Usuário**. Porto Alegre: Departamento de Informática Aplicada, Instituto de Informática da UFRGS, 2000. Tese de Doutorado.
- [SAC96] SACKETT, George C.; METZ, Christopher. **ATM and Multiprotocol Networking**. New York: McGraw-Hill, 1996. 341p.
- [SOA95] SOARES, Luiz Fernando G. et al. **Redes de Computadores**: das LANs, MANs e WANs às redes ATM. Rio de Janeiro: Campus, 1995. 705p.
- [STA91] STALLINGS, W. A Practical Guide to Queuing Analysis. **BYTE**, Peterborough, N. H., p. 309-316, Feb. 1991.
- [STA94] STAMOULIS, G. D.; ANAGNOUSTOU, M. E.; GEORGANTAS, A. D. Traffic source models for ATM networks: a survey. **Computer Communications**, Surrey, v. 17, n. 6, June 1994.
- [STA95] STALLINGS, W. **ISDN and Broadband ISDN with Frame Relay and ATM**. New Jersey: Prentice Hall, 1995. 581p.
- [TAN97] TANENBAUM, Andrew S. **Redes de Computadores**. Rio de Janeiro: Campus, 1997. 923p.
- [TUR86] TURNER, J. S. New directions in communications (or which way to the information age). **IEEE Communications Magazine**, New York, v. 25, p. 8-15, 1986.
- [WHI93] WHITT, W. Tail probabilities with statistical multiplexing and effective bandwidths in multi-class queues. **Telecommun. Syst.**, [S.l.], v. 2, p. 71-107, 1993.
- [ZHA95a] ZHANG, H.; KNIGHTLY, E. W. **A new Approach to Support Delay-Sensitive VBR Video in Packet-Switched Networks**. School of Computer Science EECS, 1995. 12p. Disponível em: <<ftp://tenet.berkeley.edu/pub/projects/tenet/Papers/ZhaKni95a.ps>>. Acesso em: 15 nov. 2000.
- [ZHA95b] ZHANG, H.; KNIGHTLY, E. RED-VBR: A Renegotiation-Based Approach to Support Delay-Sensitive VBR Video. **ACM Multimedia System Journal**. Disponível em: <<ftp://n1.sp.cs.cmu.edu/pub/hzhang/nossdav95.ps.gz>>. Acesso em: 15 nov. 2000.