

ALEXANDRE BARBOSA DE LIMA

**PROPOSTA DE UMA ESTRATÉGIA PARA O CONTROLE DE
ADMISSÃO DE CONEXÕES BASEADO EM MEDIÇÕES DE
TRÁFEGO AGREGADO E CARACTERIZAÇÃO DE REDES IP**

Dissertação apresentada à
Escola Politécnica da
Universidade de São Paulo para
obtenção do Título de Mestre em
Engenharia

**São Paulo
2002**

ALEXANDRE BARBOSA DE LIMA

**PROPOSTA DE UMA ESTRATÉGIA PARA CONTROLE DE
ADMISSÃO DE CONEXÕES BASEADO EM MEDIÇÕES DE
TRÁFEGO AGREGADO E CARACTERIZAÇÃO DE REDES IP**

Dissertação apresentada à Escola
Politécnica da Universidade de São
Paulo para obtenção do Título de Mestre
em Engenharia

Área de concentração:
Sistemas Eletrônicos

Orientador:
Prof. Dr. José R. de A. Amazonas

**São Paulo
2002**

Dedicatória

Com todo amor, à minha esposa Shirlei, fiel companheira de todas as horas e minha musa inspiradora.

Aos meus pais, Nelson e Nátia, que sempre incentivaram a minha carreira acadêmica.

Agradecimentos

Ao meu Redentor e Salvador Jesus Cristo, aquele que é o Caminho, a Verdade e a Vida. Somente Ele é digno de toda a honra e glória.

A minha mulher, Shirlei. Eu não teria conseguido concluir este trabalho sem a sua paciência e amor.

Ao meu orientador, Prof. Dr. Amazonas, por ter acreditado no meu potencial desde o início.

A todos os colegas do projeto WDMA – *Wireless Distributed Multimedia Applications*, em especial aos jovens engenheiros Marcelo Lipas e Fernando Lemos, por toda a ajuda nas implementações e discussões teóricas, e à Simone, secretária do projeto.

À Ericsson Telecomunicações por ter financiado a pesquisa.

Ao Marcelo Adorno e William Uzum, sócios da M13, e aos Diretores João José e Paulo Garcia pela paciência e compreensão demonstrada.

SUMÁRIO

| | |
|--|----|
| LISTA DE TABELAS | |
| LISTA DE FIGURAS | |
| LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS | |
| RESUMO | |
| ABSTRACT | |
| 1 INTRODUÇÃO..... | 1 |
| 1.1 Motivação..... | 1 |
| 1.2 Escopo e contribuições..... | 5 |
| 1.3 Mudança do escopo da pesquisa..... | 6 |
| 1.4 Estrutura da dissertação..... | 7 |
| 2 REVISÃO DA LITERATURA..... | 8 |
| 2.1 Introdução..... | 8 |
| 2.2 Classes de algoritmos de CAC..... | 10 |
| 2.3 Sumário..... | 15 |
| 3 MODELOS DE TRÁFEGO E CARACTERIZAÇÃO DE REDES..... | 17 |
| 3.1 Modelos de tráfego..... | 17 |
| 3.1.1 Dependência de longa duração..... | 17 |
| 3.1.2 Auto-similaridade..... | 22 |
| 3.1.3 Movimento Browniano, movimento Browniano fracionário e ruído Gaussiano fracionário..... | 28 |
| 3.1.4 Modelo <i>Wavelet</i> Multifractal..... | 31 |
| 3.2 Caracterização de redes..... | 39 |
| 3.2.1 Inferência da Banda Gargalo..... | 41 |
| 3.2.2 Inferência da Banda Passante Disponível..... | 42 |
| 3.2.3 Inferência do atraso de transferência e da variação do atraso..... | 50 |
| 3.2.4 Inferência da taxa de perda de pacotes..... | 53 |
| 4 CONTROLE DE ADMISSÃO..... | 54 |
| 4.1 Sinalização..... | 54 |
| 4.2 Controle de admissão baseado no método das envoltórias..... | 68 |
| 4.3 Algoritmos de CAC..... | 71 |
| 4.3.1 CAC2..... | 71 |
| 4.3.2 CAC1..... | 74 |
| 4.3.3 Algumas observações sobre o esquema de CAC proposto..... | 76 |
| 5 RESULTADOS..... | 78 |
| 5.1 Geração de tráfego agregado..... | 78 |
| 5.2 Rede de testes..... | 83 |
| 5.3 Validação do algoritmo de inferência de ABW..... | 86 |
| 6 CONCLUSÃO..... | 88 |
| 6.1 Sumário e contribuições..... | 88 |
| 6.2 Sugestões para trabalhos futuros..... | 88 |
| LISTA DE REFERÊNCIAS..... | 90 |

LISTA DE TABELAS

| | |
|---|---|
| Tabela 1.1 – Características dos serviços relativas a alguns atributos de desempenho e de tráfego..... | 1 |
|---|---|

LISTA DE FIGURAS

| | |
|--|----|
| Figura 2-1: Modelo de controle de admissão pelo roteador de egresso.. | 15 |
| Figura 3-1: Distribuição amostral de \bar{x} . | 19 |
| Figura 3-2: Conjunto de Cantor (cinco iterações)..... | 23 |
| Figura 3-3: Comparação de tráfego Ethernet real e sintetizado (Willinger et al., 1995). À esquerda tem-se o tráfego real, ao centro tráfego sintetizado pelo modelo de Poisson e à direita tráfego sintetizado através de um modelo auto-similar com $H=0,9$ | 25 |
| Figura 3-4: Projeções de $x(t)$ sobre V_j e V_{j-1} . | 34 |
| Figura 3-5: Funções de Haar $\phi_{j,k}(t)$ e $\Psi_{j,k}(t)$. | 35 |
| Figura 3-6: Árvore binária dos coeficientes de escala. | 36 |
| Figura 3-7: Caracterização do caminho entre os roteadores "I" e "E".... | 40 |
| Figura 3-8: Um exemplo de <i>chirp</i> com 5 <i>probes</i> (4 escalas de tempo). Os coeficientes $U_{3,0}$ e $U_{2,0}$ são medidos diretamente através do princípio do par de pacotes, ao passo que os coeficientes $U_{1,0}$ e $U_{0,0}$ são obtidos a partir de uma estimativa de máxima verossimilhança.... | 43 |
| Figura 3-9: pdf genérica do atraso de transferência de célula ATM..... | 50 |
| Figura 4-1: Pilha de protocolos multimídia Internet (Johnston, 2001, p.4)..... | 55 |
| Figura 4-2: Interação dos SIP UA's com o <i>proxy</i> | 56 |
| Figura 4-3: Jefferson conhece o endereço IP de Carlos e vice-versa.... | 59 |
| Figura 4-4: Estabelecimento de uma sessão quando os usuários estão em redes de acesso distintas. | 64 |
| Figura 4-5: Os dois domínios de CAC..... | 71 |
| Figura 4-6: Modelo para o CAC2. | 73 |
| Figura 4-7: Fluxograma do algoritmo CAC2..... | 74 |
| Figura 4-8: Algoritmo CAC1 para os fluxos saintes (sentido rede de acesso-RD) e para os fluxos intra-rede de acesso. | 75 |
| Figura 4-9: Algoritmo CAC1 para fluxos entrantes (vêm da RD)..... | 76 |
| Figura 5-1: Conversão de uma série temporal numa sequência de pacotes. Transmite-se um único pacote de tamanho variável no início de cada intervalo de transmissão..... | 79 |
| Figura 5-2: Realização fGn com $H=0,8$, gerada pelo método da FFT de Paxson..... | 80 |
| Figura 5-3: Processo de contagem de <i>bytes</i> associado à série temporal da Fig. 5-2..... | 80 |
| Figura 5-4: Funções de autocorrelação. A linha vermelha indica o gráfico da função de autocorrelação para um processo fGn com $H = 0,8$. A | |

| | |
|--|----|
| linha azul indica a autocorrelação medida para o processo da Fig. 5-3. | 82 |
| Figura 5-5: Gráfico da Variância para o processo da Fig. 5-3. Este teste estimou um parâmetro H de 0,76. | 82 |
| Figura 5-6: Topologia da rede de testes. | 84 |
| Figura 5-7: Gráfico da dispersão do tempo entre pacotes obtido com roteador "gargalo" Linux, parâmetro ST igual a 100. $\bar{z} \approx 20$ ms. Desvio padrão (σ_z) igual a 1782×10^{-6} seg. | 85 |
| Figura 5-8: Gráfico da dispersão do tempo entre pacotes obtido com roteador "gargalo" Linux, parâmetro ST igual a 1000. $\bar{z} \approx 20$ ms. $\sigma_z = 611 \times 10^{-6}$ seg. | 85 |
| Figura 5-9: Gráfico da dispersão do tempo entre pacotes obtido com roteador "gargalo" comercial (Huawei). $\bar{z} \approx 21$ ms. $\sigma_z = 423 \times 10^{-6}$ seg. | 86 |

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

| | |
|----------|---|
| ABW | Dynamic Available Bandwidth |
| ARIMA | Autoregressive Integrated Moving Average |
| ATM | Asynchronous Transfer Mode |
| BBW | Bottleneck Bandwidth |
| CAC | Controle de Admissão de Conexão (ou Chamada) |
| CDV | Cell Delay Variation |
| CLR | Cell Loss Ratio |
| CoS | Class of Service |
| Cseq | Command Sequence |
| CTD | Cell Transfer Delay |
| DEP | Densidade Espectral de Potência |
| DiffServ | Differentiated Services |
| DNS | Domain Name System |
| EWMA | Exponentially Weighted Moving Average |
| fBm | Fractional Brownian Motion |
| FFT | Fast Fourier Transform |
| fGn | Fractional Gaussian Noise |
| FIFO | First In First Out |
| HTTP | HyperText Transfer Protocol |
| IETF | Internet Engineering Task Force |
| IntServ | Integrated Services |
| IP | Internet Protocol |
| IPv4 | Internet Protocol version 4 |
| IPv6 | Internet Protocol version 6 |
| ITU-T | International Telecommunications Union – Telecommunications Standardization Sector |
| LAN | Local Area Network |
| LRD | Long Range Dependence |
| MaxCTD | Maximum Cell Transfer Delay |
| MBAC | Measurement Based Admission Control |
| MBS | Maximum Burst Size |

| | |
|---------|--|
| MCR | Minimum Cell Rate |
| MMUSIC | Multi-Party Multimedia Session Control Working Group |
| MPEG2 | Motion Pictures Experts Group version 2 |
| MPLS | Multiprotocol Label Switching |
| MRA | Multiresolution Analysis |
| MSQ | MultiScale Queuing formula |
| MTU | Maximum Transfer Unit |
| MWM | Multifractal Wavelet Model |
| NNI | Network Node Interface |
| NTP | Network Time Protocol |
| OTT | One-way Transit Time |
| PCM | Pulse Code Modulation |
| PCR | Peak Cell Rate |
| pdf | probability density function |
| PDT | Packet Delay Transfer |
| PDV | Packet Delay Variance |
| PLR | Packet Loss Rate |
| QoS | Quality of Service |
| RD | Rede de Distribuição |
| RDSI | Rede Digital de Serviços Integrados |
| RDSI-FL | Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga |
| RSVP | Resource Reservation Protocol |
| RTP/AV | Real-Time Transport Protocol/Audio Video profile |
| RTT | Round Trip Time |
| SCR | Sustainable Cell Rate |
| SDP | Session Description Protocol |
| SIP | Session Initiation Protocol |
| SLA | Service Level Agreement |
| SMTP | Simple Mail Transport Protocol |
| SRD | Short Range Dependence |
| SS7 | Signaling System Number 7 |
| ST | System Timer |

| | |
|-----|----------------------------|
| TBF | Token Bucket Filter |
| TCP | Transport Control Protocol |
| UA | User Agent |
| UAC | User Agent Client |
| UAS | User Agent Server |
| UDP | User Datagram Protocol |
| UNI | User-Network Interface |
| UPC | Usage Parameter Control |
| URI | Uniform Resource Indicator |
| URL | Uniform Resource Locator |
| VBR | Variable Bit Rate |
| VC | Virtual Circuit |
| WAN | Wide Area Network |
| WWW | World Wide Web |

RESUMO

O controle de admissão de conexões é uma importante função de controle de tráfego. Atualmente, há um consenso de que os algoritmos de controle de admissão baseados em medições são mais apropriados para serviços preditivos. Esta dissertação tem como contribuição a apresentação de uma estratégia de controle de admissão executada por roteadores IP de "borda" baseada em medições de tráfego agregado e na caracterização das redes. O esquema de sinalização associado é baseado numa versão estendida do protocolo SIP (*Session Initiation Protocol*).

ABSTRACT

Connection admission control is an important traffic control function. It has been recognized recently that measurement-based admission control algorithms are more appropriate for soft real-time services. The contribution of this dissertation is the presentation of a framework for admission control performed by IP edge routers based on aggregate traffic measurements and network characterization. The signaling scheme is based on an extended version of the Session Initiation Protocol.

1 INTRODUÇÃO

1.1 Motivação

No passado, redes de telecomunicações distintas foram idealizadas para serviços distintos. Por exemplo, a rede pública de telefonia para o serviço de voz; redes de dados para comunicações entre computadores e redes em *broadcast* para televisão. Conquanto estas redes sejam capazes de suportar os serviços para os quais foram idealizadas, sabe-se que elas não conseguem transportar a contento informações com diferentes requisitos de desempenho tais como vazão ou banda passante, atraso de transferência, variação do atraso (*jitter*) e perdas. A tabela 1.1 mostra as características dos serviços relativas a alguns atributos de desempenho e de tráfego (Goralski, 1995, p.85).

TABELA 1.1: CARACTERÍSTICAS DOS SERVIÇOS RELATIVAS A
ALGUNS ATRIBUTOS DE DESEMPENHO E DE TRÁFEGO

| ATRIBUTO | VOZ | DADOS | VÍDEO |
|----------------------|--------|--------------------|------------------------------|
| BANDA PASSANTE | BAIXA | VARIA | ALTA |
| TOLERÂNCIA AO ATRASO | BAIXA | VARIA | MÉDIA |
| TOLERÂNCIA AO ERRO | ALTA | BAIXA | MÉDIA BAIXA(*) |
| RAJADAS | NÃO HÁ | ALTA INCIDÊNCIA | NÃO HÁ ALTA INCIDÊNCIA(*) |

* SE COMPRESSÃO É UTILIZADA

As operadoras de telecomunicações têm como meta a integração de diferentes serviços sobre uma única rede chaveada por pacotes. Tal rede deverá possuir características de desempenho aceitáveis para cada tipo de serviço. As vantagens desta rede de serviços integrados, também conhecida como rede multiserviço, convergente ou de próxima geração, são as seguintes: redução de custos operacionais, flexibilidade para suportar os serviços existentes e futuros serviços ainda não previstos, alocação dinâmica de banda, transporte integrado de todos os tipos de informação e utilização eficiente dos recursos da rede através da

multiplexação estatística. A crescente demanda por aplicações multimídia também é outro fator motivador da implementação dessa rede.

De fato, o conceito de uma rede única e ubíqua capaz de suportar diferentes serviços não é novo. O conceito da Rede Digital de Serviços Integrados (RDSI) surgiu na década de 1970, sendo que padrões internacionais foram adotados um pouco mais tarde, na década de 1980. Em paralelo, o rápido progresso na área de transmissão óptica viabilizou o oferecimento de serviços em banda larga para usuários corporativos e residenciais, o que fez com que a *International Telecommunications Union – Telecommunications Standardization Sector* (ITU-T) buscase a introdução de serviços em banda larga a taxas maiores ou iguais a 155 Mbps na RDSI a fim de criar a RDSI de faixa larga (RDSI-FL). A RDSI-FL deverá ser uma rede altamente flexível com transporte integrado suportando tanto os serviços de banda larga como os de banda estreita.

Em 1988, a ITU-T padronizou o Modo de Transferência Assíncrono (*Asynchronous Transfer Mode – ATM*) como tecnologia de transporte a ser adotada na RDSI-FL. Entretanto, a utilização da tecnologia ATM foi bastante limitada devido à sua complexidade, dificuldades de padronização e de integração ao IP (*Internet Protocol*) e, principalmente, porque poucas aplicações suportam o ATM de forma nativa. O ATM foi "derrotado" pela simplicidade e enorme sucesso da pilha de protocolos TCP (*Transport Control Protocol*)/IP. O IP tornou-se o padrão de fato e é a "cola" que une toda a Internet.

Nos últimos anos, avanços na área da microeletrônica possibilitaram o desenvolvimento de roteadores IP tão rápidos quanto comutadores ATM. Esta é uma das causas da rápida consolidação do IP como a tecnologia de transporte dominante. Portanto, é razoável imaginar-se que o núcleo da rede de transporte multisserviço consistirá numa única infraestrutura IP, com suporte a Qualidade de Serviço (*Quality of Service – QoS*), redes privativas virtuais e protocolos IP versões 4 e 6 (IPv4/IPv6). A transformação da Internet numa rede com suporte a QoS é um dos grandes desafios a serem vencidos e é por isso que o IETF (*Internet Engineering Task Force*) tem proposto várias tecnologias e padrões para a implementação de QoS na Internet. Segundo (Alves, 2001, p.4), destacam-se: MPLS (*Multiprotocol Label Switching*) (Callon et al., 1999); (Rosen; Viswanathan; Callon, 2001), roteamento baseado em

restrições (*constrained-based routing*) (Rajagopalan; Ma, 1999), engenharia de tráfego (*traffic engineering*) (Awduche et al., 2001), Serviços Integrados (*Integrated Services – IntServ*) (Braden; Clark; Shenker, 1994) e Serviços Diferenciados (*Differentiated Services – DiffServ*) (Blake et al., 1998); (Nichols et al., 1998).

A implementação de mecanismos que regulem e monitorem o tráfego (controle de tráfego) é essencial para o bom funcionamento de redes de comunicações cujos recursos sejam compartilhados. Se não há controle do tráfego, a demanda irrestrita pelos recursos compartilhados (*buffers*, banda e processadores) pode degradar seriamente o desempenho da rede. O controle do tráfego é necessário para proteger a QoS percebida pelos usuários e para assegurar a eficiente utilização dos recursos da rede (Chen; Liu, 1995, p. 57). A recomendação I.311 da ITU-T (Goralski, 1995, p.88) estabeleceu que o seguinte conjunto de funções de controle de tráfego deve ser implementado nas redes ATM (elas se aplicam a qualquer rede de serviços integrados):

- Controle de Admissão de Conexão¹ (CAC). As redes ATM devem reservar os recursos necessários ao serviço de uma conexão. Isto é realizado durante a fase de estabelecimento da conexão, seja ela configurada "estaticamente", via provisionamento, ou "dinamicamente", através de um protocolo de sinalização. Se a rede não conseguir oferecer os recursos, a conexão não é admitida. O CAC é um controle preventivo de congestionamento.
- Policiamento do usuário (*Usage Parameter Control – UPC*). Também é um controle preventivo de tráfego. As conexões são policiadas após terem sido estabelecidas, procurando-se detectar possíveis desvios das especificações fornecidas na fase de admissão. O policiamento pode atuar sobre o tráfego excedente de duas formas: descartando diretamente as células ou tornando-as prioritárias para descarte.
- Controle de prioridade. Em condições de congestionamento, um mecanismo de prioridade deve ser utilizado para remediar a situação e algumas células

¹ Na maior parte do texto, o termo "conexão" tem o significado de fluxo IP unidirecional (identificado pelos atributos {*destination IP, source IP, destination port, source port*}). Entretanto, uma conexão pode ser bidirecional, isto é, possuir dois fluxos unidirecionais (conexão de Telefonia IP, por exemplo). O CAC proposto neste trabalho atua no nível do fluxo.

podem ser descartadas. As redes ATM devem servir adequadamente os *buffers* dos nós da rede sob todas as condições.

- Controle de congestionamento. As redes ATM devem implementar mecanismos ou políticas de prevenção de congestionamento. Na prática, isto significa que um provedor de serviços pode estabelecer uma política de controle de congestionamento baseada numa limitação de 70% de utilização de banda passante, por exemplo.

(Duffield, 2001) afirma que a eficiência da alocação dos recursos e a QoS oferecida pelas redes IP dependem fundamentalmente do gerenciamento do tráfego. Na visão do referido autor, o gerenciamento do tráfego possui dois aspectos: o controle do tráfego, efetuado em escalas de tempo da ordem de segundos, e a engenharia de tráfego, que atua a longo termo. Controle de congestionamento, recuperação automática de falhas e CAC são exemplos de funções de controle de tráfego. A engenharia de tráfego opera numa escala de tempo maior, de minutos a semanas ou meses, e, tipicamente, sob algum grau de intervenção humana. Seu objetivo é a alocação ótima dos recursos da rede para diferentes classes de tráfego com o fim de assegurar um nível aceitável de QoS e alta eficiência de utilização da rede. O provisionamento é um exemplo de função de engenharia de tráfego.

Medições (Leland et al., 1994); (Paxson; Floyd, 1995) mostraram que o tráfego presente nas modernas redes de comunicação possui propriedades fractais tais como dependência de longa duração (*long-range dependence* – LRD) e auto-similaridade. A ubiquidade do fenômeno é surpreendente e foi constatado em diferentes contextos de rede, de Ethernet a ATM, LAN (*Local Area Network*) e WAN (*Wide Area Network*), vídeo comprimido e tráfego WWW (*World Wide Web*) baseado em HTTP (*HyperText Transfer Protocol*) (Park; Willinger, 2000, p. 447). A auto-similaridade do tráfego pode degradar significativamente o desempenho da rede e essa constatação tem motivado o desenvolvimento de novos algoritmos para o controle do tráfego (Neto, 1999) e (Hirchoren, 1999) apud (Pereira, 2002).

Os mecanismos de controle de tráfego podem ser reativos ou preventivos (Chen; Liu, 1995, p.62). As redes de dados tradicionais utilizam mecanismos de controle de fluxo baseados em realimentação, que são reativos. O protocolo TCP, utilizado em

larga escala na Internet, é um exemplo desse tipo de mecanismo. Entretanto, tal estratégia de controle de tráfego não é apropriada para redes de alta velocidade. Primeiro, esse controle não tem efeito sobre fontes de tráfego em tempo real. Segundo, a eficácia do controle baseado em realimentação é limitada pelo atraso de propagação. Fontes de alta velocidade podem inserir na rede um número considerável de pacotes IP antes de receberem a informação de que a rede está congestionada. Portanto, os mecanismos de controle baseados em realimentação são pouco úteis a uma rede IP de serviços integrados de alta velocidade. Para esta rede, o controle de tráfego deve ser primariamente de caráter preventivo, dando-se ênfase aos mecanismos de CAC e UPC.

1.2 Escopo e contribuições

Esta dissertação aborda a questão do controle preventivo do tráfego sob o ponto de vista do controle de admissão. O cenário considerado é composto por várias redes locais (redes de acesso) interconectadas através de uma infraestrutura de rede IP de grande área (rede de distribuição) suportada por um ou mais provedores de serviço. As redes de acesso utilizam a rede de distribuição (RD) para o transporte de conteúdo multimídia em tempo real. Não são adotadas quaisquer premissas relativas à tecnologia presente na RD (se é puramente IP ou IP sobre ATM, por exemplo) ou sua capacidade de suportar mecanismos de QoS.

O objetivo principal deste trabalho é definir uma estratégia para a introdução do controle de admissão sobre uma infraestrutura de rede IP, levando-se em conta as propriedades fractais do tráfego agregado. Considera-se que a rede IP presta serviço do tipo "melhor esforço" (*best effort*). A estratégia é composta por algoritmos de CAC baseados em medições e por um protocolo de sinalização de QoS. Os algoritmos de CAC são implementados somente nos roteadores que dão acesso à RD. Essa abordagem possui escalabilidade, pois os roteadores da RD não participam do CAC, e tem a vantagem de levar em conta os efeitos do tráfego interferente (tráfego gerado pelas conexões que são admitidas à revelia do CAC) sobre os nós de controle de admissão e sobre as redes (de acesso e distribuição), através da medição do tráfego agregado e da caracterização das redes. O tráfego agregado é composto pelo tráfego de interesse, isto é, tráfego gerado pelas conexões que solicitam controle de

admissão e pelo tráfego interferente. Neste sentido, a estratégia é evolutiva, pois não é necessário que todas as aplicações adotem uma sinalização de QoS.

São propostos dois algoritmos de CAC para conexões *unicast*: CAC1 e CAC2. O CAC1 realiza o controle de admissão para as conexões de âmbito local, isto é, conexões cuja origem e destino envolvem *hosts* localizados numa mesma rede de acesso. O CAC2 é o responsável pelo controle de admissão das conexões que envolvem *hosts* em redes de acesso distintas. As redes são caracterizadas através da estimação dos seguintes parâmetros (vide definições no item 3.2):

- Banda Gargalo (*Bottleneck Bandwidth* – BBW)
- Banda Passante Disponível (*Dynamic Available Bandwidth* – ABW)
- Taxa de perda de pacotes (*Packet Loss Rate* – PLR)
- Atraso de transferência (*Packet Delay Transfer* – PDT)
- Variação do atraso (*Packet Delay Variance* – PDV)

Também introduz-se um novo esquema de sinalização de QoS baseado em versões estendidas dos protocolos SIP (Session Initiation Protocol) (Handley et al., 1999) e SDP (*Session Description Protocol*) (Handley; Jacobson, 1998). Não obstante o SIP suportar *multicast* (Johnston, 2001, p.50), esta dissertação não aborda a questão da sinalização de controle de admissão para sessões *multicast*, restringindo-se ao caso *unicast*.

1.3 Mudança do escopo da pesquisa

O exame de qualificação para a elaboração deste trabalho ocorreu em 13/09/2001. Naquela ocasião, definiu-se que a pesquisa investigaria a utilização de protocolos de camada de sessão, associados a algoritmos específicos de CAC que possibilitassem a distribuição de serviços multimídia em tempo real com qualidade de serviço assegurada *em ambientes sem fio*. Apesar do relatório de qualificação não ter explicitado de forma clara que a pesquisa está situada num contexto de QoS fim-a-fim, ressalta-se que este sempre foi o contexto do trabalho. Desde a realização do exame de qualificação, a abordagem adotada na especificação do controle de admissão sofreu algumas modificações, motivadas pelos seguintes fatores:

- O cumprimento das principais tarefas relativas às etapas I e II do cronograma proposto (definição da metodologia de medição e caracterização do tráfego em cada canal da rede *Bluetooth*®, especificação de algoritmos de alocação de recursos, estudo de métodos para monitoração do desempenho experimentado pelas aplicações e pesquisa do tema *Soft-QoS*) mostrou que a pesquisa não deveria se limitar aos ambientes sem fio e que o estudo de algoritmos de alocação de recursos para serviços preditivos (vide no item 2.2) é um tema de maior relevância na área.
- Verificou-se que a estratégia de CAC baseado em medições é adequada para as redes que implementam serviços preditivos, uma vez que este tipo de controle de tráfego oferece a possibilidade de se atingir uma solução de compromisso entre a obtenção de uma alta taxa de utilização da rede e *violações ocasionais* dos requisitos de QoS.
- Tendo em vista o acima exposto, percebeu-se que a consecução dos objetivos elencados no item 1.2, dependiam, necessariamente, de um estudo detalhado dos seguintes tópicos: modelos de tráfego e métodos para medição de tráfego e caracterização de redes.

1.4 Estrutura da dissertação

O restante desta dissertação está organizado da seguinte forma. O capítulo 2 apresenta a revisão da literatura na área de algoritmos de CAC. O capítulo 3 apresenta alguns modelos de tráfego que podem ser utilizados na modelagem de tráfego fractal, bem como métodos para caracterização de redes. O capítulo 4 apresenta a estratégia de controle de admissão, composta pelos algoritmos de CAC e pela sinalização de QoS via protocolo SIP estendido. O capítulo 5 apresenta os resultados obtidos. O capítulo 6 apresenta as conclusões e sugestões para trabalhos futuros.

2 REVISÃO DA LITERATURA

2.1 Introdução

Segundo (Saito, 1994, p.17), CAC é um conjunto de ações executadas pela rede durante a negociação da admissão de uma nova conexão. A decisão do CAC (admissão ou rejeição) é tomada por um algoritmo de alocação de recursos que determina se a rede possui recursos suficientes para o estabelecimento da conexão e que é função da caracterização antecipada do tráfego, dos parâmetros de QoS especificados pelo usuário, da disponibilidade de recursos e do tráfego existente. A admissão de uma nova conexão deve ocorrer sem prejuízo para as conexões já estabelecidas. Portanto, o CAC é um controle preventivo de congestionamento, impedindo que uma carga excessiva de tráfego prejudique o desempenho experimentado pelos usuários da rede (Lee; Zukerman, 2001). O grau de utilização dos recursos da rede é consequência direta da política de admissão, uma vez que rejeições desnecessárias de conexões que poderiam ter sido admitidas com sucesso subutilizará os recursos da rede. O oposto também é verdade: um algoritmo que incorretamente admita muitos fluxos induzirá violações de QoS (Knightly; Shroff, 1999). De acordo com (Chen; Liu, 1995, p.175), o CAC é responsável pela execução de duas tarefas distintas: sinalização e alocação de recursos.

O modelo de Serviços Integrados propôs a utilização do protocolo RSVP (*Resource Reservation Protocol*) (Braden et al., 1997);(Wroclawski, 1997a) para a sinalização de QoS fim-a-fim na Internet. Por outro lado, existem dois tipos de sinalização de QoS nas redes ATM. Um comutador ATM pode suportar troca de sinalização com os usuários (se o comutador implementa a UNI – *User-Network Interface*) e com outros comutadores ATM. O ITU-T especificou o padrão Q.2931 para sinalização na UNI (ITU-T, 1993) apud (Chen; Liu, 1995). O ATM Forum estabeleceu uma versão que contém um subconjunto do Q.2931 para conexões ponto-a-ponto e mensagens adicionais para conexões ponto-multiponto. A troca de sinalização entre comutadores ocorre através da NNI (*Network Node Interface*), via enlaces ATM, ou da rede SS7 (*Signaling System Number 7*).

As características do tráfego gerado por uma conexão são descritas, a priori, por descritores de tráfego. O ATM Forum definiu os seguintes descritores de tráfego (Stallings, 1998, p.464): taxa de pico de célula (*peak cell rate* – PCR), taxa sustentável de célula (*sustainable cell rate* – SCR), tamanho máximo de rajada (*maximum burst size* – MBS) e taxa mínima de célula (*minimum cell rate* – MCR). Também foram definidos os seguintes parâmetros de QoS (Stallings, 1998, p.465): atraso máximo de transferência de célula (*maximum cell transfer delay* – maxCTD), variação pico-a-pico do atraso de célula (*peak-to-peak cell delay variation* – CDV) e taxa de perda de células (*cell loss ratio* – CLR).

(Chen; Liu, 1995, p.199) argumentaram que a seleção da rota (roteamento) também deve ser levada em consideração pelo algoritmo de alocação de recursos dos sistemas ATM e esclareceram que o roteamento (que visa o cálculo da melhor rota segundo algum critério pré-estabelecido) deve procurar balancear o fluxo do tráfego através da rede, para que a mesma seja utilizada com eficiência. Assumindo-se que uma determinada rota candidata (ou um conjunto de rotas candidatas) foi selecionada, cada comutador ao longo da rota determina se há recursos suficientes para suportar a QoS solicitada pela nova conexão. A conexão é rejeitada pela rede se pelo menos um dos comutadores ao longo da rota rejeitar a conexão.

A comunidade Internet adotou uma abordagem diferente. O grupo de trabalho do protocolo RSVP optou por não incluir a função de roteamento no escopo do CAC (Armitage, 2000, p.145). Com isso, a operação dos protocolos de roteamento existentes não foi alterada, ou seja, os algoritmos de roteamento continuam não levando em conta os recursos que foram reservados pelo RSVP para cada uma das conexões. Sendo assim, a questão da alocação ótima dos recursos da rede fica a cargo da engenharia de tráfego (Duffield, 2001).

A existência de conexões pertencentes a diferentes classes de serviço (uma classe de serviço é um conjunto de serviços que possuem os mesmos requisitos de QoS) complica a implementação do algoritmo de alocação de recursos numa rede de serviços integrados (Cooper; Park, 1990); (Hong; Suda, 1991); (Saito, 1994, p.77) e (Chen; Liu, 1995, p.195). A decisão de admissão ou rejeição de conexões pertencentes a diferentes serviços não é trivial e deve ser feita com base em algum critério justo. É necessário que as conexões pertencentes a serviços que requerem

uma grande largura de banda não consumam os recursos disponíveis de tal forma que os serviços de banda estreita experimentem um aumento incontável da probabilidade de bloqueio de conexão. Este é o conceito do bloqueio justo (*fair blocking*). (Cooper; Park, 1990) propuseram a divisão dos recursos de banda entre os serviços. Deste modo, uma nova conexão não pode utilizar a banda reservada para outros tipos de serviço. A referência (Ilyas; Mouftah, 1990) apud (Hong; Suda, 1991) propôs que uma conexão deve ser admitida se o seu requisito de banda não excede alguma percentagem da banda disponível. Saito (1992) propôs um CAC híbrido (*hybrid CAC*) para duas classes de serviço com requisitos distintos de taxa de perda de células (CLR) e introduziu um mecanismo de prioridade na fila de saída. O algoritmo de alocação de recursos utiliza a taxa de pico de células (PCR) que é declarada pelo novo circuito virtual (*Virtual Circuit – VC*) como descritor de tráfego. A decisão é tomada com base na medição do número de células que chegam no comutador pertencentes a VCs já estabelecidos. Para um VC de alta qualidade, o CAC híbrido reserva uma banda que pode acomodar a PCR declarada pelo VC. A banda que de fato não for utilizada pelos VCs de alta qualidade é alocada para os VCs de baixa qualidade. O critério de admissão dos VCs de baixa qualidade é similar ao utilizado para a admissão dos VCs de alta qualidade. Segundo o autor do artigo, o esquema proporciona alta utilização e baixa perda de células para os VCs de alta qualidade, exigindo somente PCR como descritor de tráfego.

2.2 Classes de algoritmos de CAC

A proposta de Serviços Integrados especificou o Serviço Garantido (*Guaranteed Service*) (Shenker; Partridge; Guerin, 1997), que visa assegurar deterministicamente o *throughput* (taxa efetiva de transmissão) e o atraso máximo de transferência experimentado por um determinado fluxo. O serviço foi idealizado para aplicações que requerem níveis extremos de garantia de banda e atraso, como, por exemplo, aplicações do tipo *playback* (que usam *buffers* para reconstrução do sinal original) (Wang, 2001, p. 17). O serviço também é indicado para aplicações de tempo real que demandam garantias absolutas de desempenho (*hard real-time requirements*). Cabe ressaltar que o controle de QoS é executado por fluxo e não por agregado de fluxos, como é o caso da proposta de Serviços Diferenciados. Segundo (Breslau; Jamin,

2000), "serviço garantido de tempo real" (*hard real-time service*) é todo serviço que assegura deterministicamente um valor máximo para o atraso de transferência, tal como o Serviço Garantido. (Wrege et al., 1996) apresentaram o conceito correlato de "serviço determinístico" (*deterministic network service*). Segundo os autores, uma rede pode oferecer serviço determinístico em termos dos parâmetros *throughput*, atraso, variação do atraso e perdas, se for capaz de alocar recursos de acordo com o cenário de pior caso. A utilização dos recursos da rede é influenciada por três componentes: modelo de tráfego utilizado para caracterização do tráfego de pior caso da conexão, disciplina de serviço utilizada nos multiplexadores da rede e precisão do controle de admissão. A utilização da rede é aceitável quando os fluxos não apresentam alta incidência de surtos; entretanto, se este não é o caso, o serviço garantido resulta numa baixa utilização da rede (Zhang; Ferrari, 1994) apud (Jamin et al., 1995).

O serviço estatístico ou probabilístico (Zhang; Knightly, 1994) (Knightly; Shroff, 1999) associa aos limites superiores de atraso e *throughput* uma pequena probabilidade de violação, para que haja um ganho de utilização face a uma abordagem de pior caso. Segundo (Jamin et al., 1995), o serviço probabilístico tem como objetivo garantir um limite superior para a taxa de pacotes perdidos (incluindo-se os pacotes que experimentaram um atraso superior ao especificado) baseado na caracterização estatística do tráfego. O desenvolvimento de esquemas de alocação de recursos não é trivial, dado o comportamento distinto sob escalas de tempo diferentes apresentado por várias aplicações multimídia (Wrege et al., 1996); (Lazar; Pacifici; Pendarakis, 1994) e as complexas interações existentes entre os fluxos de tráfego presentes no multiplexador estatístico.

Os serviços probabilísticos utilizam CACs do tipo paramétrico. No método paramétrico, os descritores de tráfego de todas as conexões, incluindo-se aqueles especificados pela nova conexão, são utilizados para o cálculo da estimativa do agregado de recursos demandados pelos usuários. A maioria dos algoritmos é baseada no conceito de banda efetiva ou equivalente (Hong; Suda, 1991). Em tais esquemas, cada fluxo reserva, independentemente, uma largura de banda situada entre as suas taxas de transmissão média e de pico. A banda equivalente é função da probabilidade de perdas especificada (P_l) e das propriedades estocásticas do fluxo

(função de autocorrelação ou taxas média e de pico em conjunto com a duração média da rajada, por exemplo) (Knightly; Shroff, 1999). Dado que a banda efetiva de um fluxo j é determinada ($E_j(P_l)$), o teste de admissão requer que

$$\sum_{j=1}^N E_j(P_l) < C, \quad (1)$$

onde N é o número de fluxos multiplexados e C denota a capacidade do enlace. Portanto, se o tráfego pode ser caracterizado, *a priori*, de forma precisa, esta abordagem resulta numa alta taxa de utilização da rede.

(Jamin et al., 1995) afirmaram que é muito difícil, senão impossível, prover modelos estatísticos precisos para cada um dos fluxos individuais, razão pela qual argumentaram que esta abordagem provê um *limite superior impreciso* para a taxa de pacotes perdidos. Para justificar tal posição, os autores citaram o exemplo de uma teleconferência, em que a taxa média de transmissão gerada por um dado *codec* dependerá da movimentação dos participantes e que não pode se estimada com precisão *a priori*.

De acordo com (Qiu; Knightly, 2001), a utilização de CACs paramétricos nos serviços probabilísticos não é uma solução ótima porque:

- geralmente os usuários não sabem como caracterizar de maneira precisa o tráfego gerado pelas aplicações, através de descritores de tráfego;
- fluxos multimídia apresentam variações de taxa sobre múltiplas escalas de tempo e não são adequadamente caracterizados através de modelos de tráfego tradicionais, tal como o balde de fichas (Garret; Willinger, 1994); (Lazar; Pacifici; Pendarakis, 1994) e (Krunz; Tripathi, 1997).

(Clark; Shenker; Zhang, 1992) propuseram o *serviço preditivo* (*soft real-time service*), que permite a ocorrência de *violações ocasionais* do atraso (Jamin et al., 1995). Esse tipo de serviço situa-se entre os extremos do serviço garantido e serviço do melhor esforço e envolve uma solução de compromisso entre dois aspectos: violação da QoS especificada e multiplexação estatística das conexões na rede (Breslau; Jamin, 2000). A grande vantagem do serviço preditivo é a sua maior flexibilidade. É interessante observar que a definição do serviço preditivo não especifica, em termos quantitativos, o nível de violações do atraso. As especificações

do serviço podem ser elaboradas em termos de um *objetivo* de atraso, ao invés de um limitante superior, permitindo-se excursões periódicas acima desse objetivo. Alternativamente, também podem simplesmente especificar que o serviço deve prover transporte com *baixo atraso* e *baixa perda*, sem quantificar o desempenho, como é o caso do Serviço de Carga Controlada (*Controlled-Load Service*) especificado pela proposta de Serviços Integrados (Wroclawski, 1997b).

Uma diferença fundamental entre os serviços determinístico e preditivo diz respeito à natureza dos algoritmos de CAC. Serviços determinísticos *necessariamente* empregam algoritmos de CAC paramétricos, baseados em situações de pior caso que são derivadas a partir dos descritores de tráfego (Breslau; Jamin, 2000). Por outro lado, vários autores afirmam que a estratégia de controle de admissão baseado em medições (*Measurement-Based Admission Control* – MBAC) é a mais adequada para serviços do tipo preditivo (Clark; Shenker; Zhang, 1992); (Jamin et al., 1995); (Floyd, 1996) (Breslau; Jamin, 2000); (Qiu; Knightly, 2001). Os MBACs utilizam as medições do tráfego existente na rede como critério de admissão e propiciam um nível de utilização bem maior do que os obtidos através de CACs paramétricos. Entretanto, deve-se ter em mente que medições de tráfego nem sempre são estimadores ótimos do comportamento futuro e é por isso que a abordagem baseada em medições pode induzir, ocasionalmente, perdas de pacotes ou atraso superiores ao que foi estabelecido no SLA (*Service Level Agreement* – acordo de nível de serviço). Isto quer dizer que o acordo nunca pode ser estabelecido em termos absolutos e que só deve ser utilizado no contexto de modelos de serviço que não assumam garantias absolutas de desempenho.

No modelo usual de CAC baseado no roteador (*router-based CAC*), todos os roteadores ao longo da rota selecionada devem verificar se há recursos disponíveis para o estabelecimento da nova conexão. Apesar desse modelo possibilitar excelente QoS, o mesmo possui problemas significativos de *escalabilidade*, uma vez que se exige que todos os roteadores ao longo de uma rota participem do CAC. Por motivos de ordem prática, este modelo não se aplica às redes de grandes dimensões, onde roteadores de núcleo podem ser responsáveis pelo roteamento de centenas de milhares, ou até mesmo de milhões de fluxos individuais. O custo computacional

(processadores e memória) seria proibitivo. Portanto, restrições computacionais limitam a implementação de tais esquemas.

(Hong; Suda, 1991) mencionam um esquema de CAC em que o controle de admissão nó-a-nó é substituído pelo processamento de "pseudo-pacotes" na origem e no destino (Li, 1990) apud (Hong; Suda, 1991). Alguns artigos recentes (Gibbens; Kelly, 1999); (Elek; Karlsson; Ronngren, 2000); (Bianchi; Capone; Petrioli, 2000); (Kelly; Key; Zachary, 2000) mostraram que esse tipo de abordagem despertou novamente o interesse de alguns pesquisadores. Os referidos artigos propuseram estratégias de controle de admissão "pelas bordas" da rede (*endpoint admission control*), em que o CAC é realizado pelos terminais dos usuários (*hosts*) ou pelos roteadores que dão acesso à rede (*edge routers*). A implementação do serviço preditivo é a principal motivação. A estratégia visa uma solução de compromisso entre controle de admissão e escalabilidade. Neste método, o *host* (ou o roteador de acesso) envia pacotes de *probe* (pacotes de medição) a uma taxa igual àquela do fluxo que solicita admissão, com a finalidade de estimar a taxa de perdas (PLR) que o fluxo experimentará caso seja admitido. O CAC admite o fluxo somente se o nível de perdas situa-se abaixo de algum limiar.

O CAC "pelas bordas" possui sérias desvantagens, que estão diretamente relacionadas ao esquema de caracterização da rede. Os elementos das bordas (*endpoints*) caracterizam a rede através de um envio descoordenado de pacotes de *probe*, o que pode aumentar, consideravelmente, a carga na rede. O tempo para o estabelecimento de uma conexão é substancial, da ordem de segundos, limitando a aplicação desta abordagem em alguns casos. Segundo (Breslau et al., 2000), a utilização e a taxa de perdas podem degradar a um nível razoável sob condições de alta carga, mesmo quando se usa o *slow-start probing* (a taxa de envio dos *probes* é incrementada lentamente, evitando-se a situação em que o congestionamento é induzido pelo envio de probes a uma taxa excessivamente alta).

(Cetinkaya; Kanodia; Knightly, 2001) apresentaram um MBAC cujo algoritmo de alocação de recursos é implementado no roteador de egresso de uma RD (*egress admission control* – CAC pelo roteador de egresso). O método é baseado na monitoração passiva e contínua do serviço *disponível* no caminho existente entre os roteadores de ingresso e de egresso (roteadores "I" e "E" da Fig. 1, respectivamente).

A técnica empregada no CAC é baseada na teoria de medição das envoltórias (*measurement-based theory of envelopes*) (Qiu; Knightly, 1999). A RD é modelada como uma "caixa preta" (vide Fig. 1), que pode ser controlada sem que se tenha conhecimento da disciplina de serviço empregada, do tráfego interferente e da carga. O processo de chegada e as características do serviço prestado pela rede são mensurados e o caminho entre os roteadores de ingresso e de egresso é controlado através do CAC implementado no ponto de egresso. Note-se que a carga presente na rede não é medida diretamente, e sim *implicitamente*. Com relação aos parâmetros de QoS, os usuários especificam a *probabilidade de perda de pacotes* e *atraso máximo de transferência* através da classe de serviço requerida. (Schlembach et al., 2001) descreveram uma implementação do CAC pelo roteador de egresso.

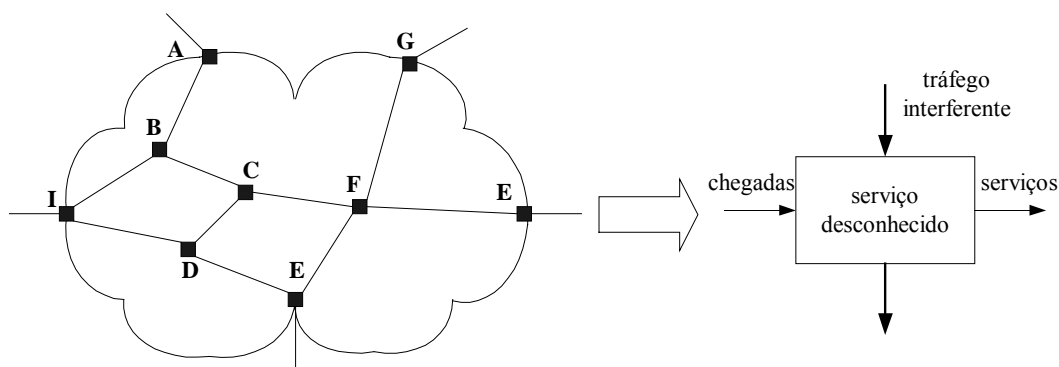


Figura 2-1: Modelo de controle de admissão pelo roteador de egresso.

2.3 Sumário

Segundo a revisão da literatura, os algoritmos de CAC podem ser classificados de acordo com os seguintes critérios gerais:

1. Esquema de alocação de recursos:
 - ✓ CACs paramétricos;
 - ✓ CACs baseados em medições.
2. Elemento tomador de decisão:
 - ✓ CACs (tradicional) baseados nos roteadores (*router-based*);

- ✓ CACs "pelas bordas" da rede (baseados nos *hosts* ou nos roteadores de acesso).

Os CACs paramétricos são utilizados nos serviços garantido e probabilístico. Os CACs baseados em medições são adequados para o serviço preditivo, e possibilitam uma alta taxa de utilização da rede. O modelo tradicional de CAC baseado no roteador tem como principal desvantagem a falta de escalabilidade. Atualmente, há um grande interesse pelo desenvolvimento de algoritmos de CAC com atuação "pelas bordas" da rede. Estes esquemas são baseados em medições, possuem escalabilidade e visam a obtenção de uma alta taxa de utilização. A estratégia de CAC proposta nesta dissertação também possui essas características. Os algoritmos de CAC são implementados somente nos roteadores que dão acesso à RD. O esquema é baseado em medições do tráfego agregado e da caracterização *explícita* das redes, através dos parâmetros BBW, ABW, PLR, PDT e PDV.

3 MODELOS DE TRÁFEGO E CARACTERIZAÇÃO DE REDES

Este capítulo apresenta os modelos de tráfego e a metodologia de caracterização de redes utilizados no trabalho. São introduzidos os dois principais paradigmas relacionados aos processos aleatórios em que várias escalas de tempo de observação possuem a mesma importância: *dependência de longa duração* e *auto-similaridade*.

Dois modelos auto-similares de tráfego são apresentados: o *ruído Gaussiano fracionário* (*fractional Gaussian noise* – fGn) e o *modelo Wavelet multifractal* (*Multifractal Wavelet Model* – MWM). Estes modelos foram escolhidos porque são "realistas". Existem métodos eficazes para a geração de realizações (séries temporais) para uso em simulações e no *testbed* (rede de testes) do Laboratório de Comunicações e Sinais. Nesta pesquisa, os modelos fGn e MWM são utilizados para a geração de tráfego agregado interferente monofractal e multifractal, respectivamente. Além disso, o MWM é a base do algoritmo de estimação da banda passante disponível.

Uma discussão mais detalhada dos conceitos de fractais, multifractais e dos processos fractais não faz parte do escopo desta dissertação. Recomenda-se ao leitor interessado a leitura das seguintes referências: (Mandelbrot, 1982); (Falconer, 1990); (Beran, 1994) e (Park; Willinger, 2000).

3.1 Modelos de tráfego

3.1.1 Dependência de longa duração

Considere-se o processo estocástico $\mathbf{X}(t)$, e as variáveis aleatórias X_i , obtidas do processo $\mathbf{X}(t)$ nos instantes de tempo discreto t_i , $i = 1, 2, \dots$:

$$X(t_i) = X_i \tag{2}$$

Suponha-se o caso em que $\mathbf{X}(t)$ é um processo estacionário no *sentido amplo*² (*wide sense stationarity*) (Peebles, 1993, p.170). Sejam \bar{X} a *média*, σ_x^2 a *variância* e $C_x(i, j)$ a *autocovariância* de $\mathbf{X}(t)$ dada por

$$C_x(i, j) = E[(X_i - \bar{X})(X_j - \bar{X})] \quad (3)$$

Se $C_x(i, j)$ é normalizada da forma

$$\frac{C_x(i, j)}{\sigma_x^2} = \rho(i, j) = \frac{1}{\sigma_x^2} E[(X_i - \bar{X})(X_j - \bar{X})] \quad (4)$$

então $\rho(i, j)$ é conhecido como *coeficiente de correlação* entre X_i e X_j ($-1 \leq \rho(i, j) \leq 1$) (Papoulis, 1991, p.152); (Peebles, 1993, p.138). Ressalta-se que muitos autores (Beran, 1994, p. 2); (Leland et al., 1994); (Paxson, 1997a); (Park; Willinger, 2000, p.20) adotam outra nomenclatura para $\rho(i, j)$, a saber, *função de autocorrelação*. O restante deste texto também adota esta nomenclatura. Dado que $\mathbf{X}(t)$ é estacionário no sentido amplo, então a função de autocorrelação $\rho(i, j)$ só depende de $|i - j|$. Por simplicidade de notação, adota-se $\rho(i, j) = \rho(k)$, onde $k = |i - j|$.

Sejam x_1, x_2, \dots, x_n observações de uma realização $x(t)$ de $\mathbf{X}(t)$ nos instantes de tempo $i=1, 2, \dots, n$. Se as variáveis aleatórias X_1, X_2, \dots, X_n são *independentes* ou *não-correlacionadas*³, isto é, se $\rho(i, j) = 0$ para $i \neq j$, então, a variância de \bar{x} (estimador de \bar{X}) é dada por

²Um processo é estacionário no sentido amplo se duas condições valem: 1) $\rho(i, j) = \rho(k)$ e 2)

$E[X(t)] = \bar{X} = \text{constante}$.

³ Se duas variáveis aleatórias são independentes, então são não correlacionadas. Porém, a recíproca nem sempre é verdadeira.

$$\sigma_{\bar{x}}^2 = \frac{\sigma_x^2}{n} \quad (5)$$

onde \bar{x} é a média da amostra de n elementos:

$$\bar{x} = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i \quad (6)$$

Se a amostra é suficientemente grande, a distribuição amostral do estimador \bar{x} é normal (vide Fig. 3-1). A expressão do intervalo de confiança para \bar{X} , ao nível de confiança⁴ $(1 - \beta)$, é dada por (Neto, 1977, p.72)

$$\bar{x} \pm z_{\beta/2} \frac{\sigma_x}{\sqrt{n}} \quad (7)$$

com $z_{\beta/2} = \frac{(\bar{X} + e_0) - \bar{X}}{\sigma_x / \sqrt{n}}$ (variável normal padronizada), onde e_0 denota a semi-amplitude do intervalo de confiança.

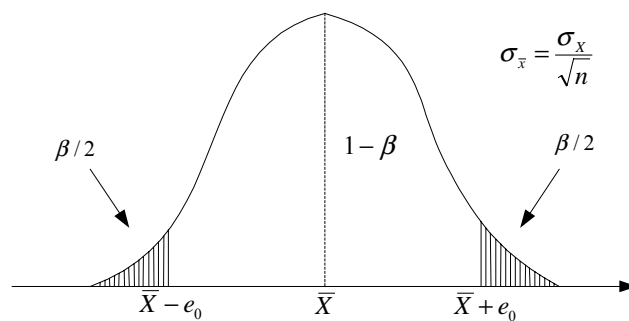


Figura 3-1: Distribuição amostral de \bar{x} .

⁴ "Nível de confiança" tem o sentido de *probabilidade*. A probabilidade de que \bar{X} (média da população) esteja dentro do intervalo de estimação $\bar{x} \pm z_{\beta/2} \frac{\sigma_x}{\sqrt{n}}$ é igual a $(1 - \beta)$.

Definição 3.1 Um processo estacionário $\mathbf{X}(t)$ possui *memória longa* ou *dependência de longa duração* se a sua função de autocorrelação $\rho(k)$, para valores suficientemente grandes de k , decresce segundo uma função potência.

$$\rho(k) \sim |k|^{-\alpha}, \quad k \rightarrow \infty \quad (8)$$

onde $0 < \alpha < 1$.

A definição acima poderia ter sido enunciada no domínio da frequência, uma vez que a eq.(8) implica a existência de um pólo na origem (frequência $\lambda = 0$). A densidade espectral f

$$f(\lambda) = \frac{\sigma^2}{2\pi} \sum_{k=-\infty}^{\infty} \rho(k) e^{ik\lambda} \quad (9)$$

possui o seguinte comportamento assintótico para valores de λ suficientemente próximos de zero:

$$f(\lambda) \sim |\lambda|^{-\beta}, \quad \lambda \rightarrow 0 \quad (10)$$

onde $\beta = (1 - \alpha)$. Para $\beta \in (0,1)$, f tende ao infinito na origem. Usualmente, a literatura refere-se aos parâmetros α e β como *expoentes de escala* (*scaling exponents*). Mais à frente, o item 3.1.2.1 mostrará que, para os processos auto-similares de segunda ordem, os expoentes de escala α e β estão intimamente relacionados ao parâmetro de auto-similaridade H .

Se $\mathbf{X}(t)$ é LRD (também conhecido como "ruído $1/f$ "), a variância de \bar{x} decresce com o tamanho n da amostra mais lentamente do que no caso tradicional (variáveis independentes ou não-correlacionadas) e da seguinte maneira (Beran, 1994, p.6)

$$\sigma_x^2 \approx \sigma_X^2 c(\rho) n^{-\alpha} \quad (11)$$

para alguma constante $\alpha \in [0,1)$, onde $c(\rho)$ é definido por

$$c(\rho) = \lim_{n \rightarrow \infty} n^{\alpha-2} \sum_{i \neq j} \rho(i, j). \quad (12)$$

Neste caso, a distribuição de \bar{x} é assintoticamente gaussiana, com $E(\bar{x}) = \bar{X}$.

As autocorrelações decaem para zero tão lentamente (o decaimento é hiperbólico), que não são somáveis.

$$\sum_{k=-\infty}^{\infty} \rho(k) = \infty \quad (13)$$

A eq.(8) afirma que a dependência estatística entre eventos distantes *diminui muito lentamente* com o aumento do passo k . A *razão* entre as correlações para qualquer valor suficientemente grande de k não se altera de modo apreciável. Isto significa que não é possível definir-se uma escala de tempo característica k_0 , além da qual as correlações possam ser consideradas nulas. Portanto, não existe uma escala de tempo em que alguma propriedade de $\mathbf{X}(t)$ possa ser mensurada de maneira confiável.

O comportamento LRD de $\mathbf{X}(t)$ faz com que a estimação de parâmetros como \bar{X} seja mais difícil. Neste caso, a equação do intervalo de confiança para \bar{X} (dada pela eq.(7)) não é aplicável. De fato, para um determinado nível de confiança $(1 - \beta)$, o intervalo de confiança dado deve ser "esticado" através da multiplicação do mesmo por um fator F dado por

$$F = n^{\frac{1}{2}(1-\alpha)} . C \quad (14)$$

onde C é uma constante calculada através da eq.(12). Observe-se que este fator de correção F cresce com n , sendo que no limite diverge para o infinito!

Beran (1994, p.20) cita alguns exemplos de séries temporais LRD:

- nível mínimo anual do rio Nilo (esta medição é registrada há centenas de anos);
- tráfego agregado em redes;
- tráfego gerado por uma fonte VBR (*Variable Bit Rate* – taxa de transmissão variável);
- temperatura global para o hemisfério norte (medida mensalmente) entre os anos 1854–1989.

Por último, cabe ressaltar que os processos com *correlações somáveis* são conhecidos como processos com *memória curta* ou com *dependência de curta duração* (*short-range dependence* – SRD).

3.1.2 Auto-similaridade

O termo *fractal* (do latim *fractus*, que tem o significado de fraturado, quebrado) foi proposto por Mandelbrot em seu ensaio fundamental (Mandelbrot, 1982) sobre a matemática dos conjuntos irregulares ou não suaves. Uma forma geométrica é *fractal* ou *auto-similar* (num sentido determinístico) se as mesmas estruturas geométricas são observadas independentemente da distância com que se olha um objeto (vide Fig. 3-2); o objeto possui a mesma aparência ou formato quando observado em diferentes escalas de uma dimensão. A dimensão pode ser o espaço ou o tempo (nesta dissertação, processos estocásticos que exibem auto-similaridade temporal são utilizados na modelagem estatística de tráfego agregado IP). A Fig. 3-2 ilustra a construção recursiva do conjunto de Cantor, de acordo com as seguintes regras:

1. Considere-se um segmento no intervalo $[0,1]$.
2. Remova o terço do meio desse segmento.
3. A cada iteração, remova o terço do meio dos segmentos resultantes do passo anterior.

Matematicamente, seja E_0 o conjunto dos números reais contidos no intervalo $[0,1]$. Removendo-se o terço do meio do conjunto E_0 , tem-se E_1 , composto pelos intervalos $[0,1/3]$ e $[2/3,1]$. E_2 é obtido a partir de E_1 , apagando-se o terço do meio dos intervalos $[0,1/3]$ e $[2/3,1]$. Portanto, E_2 possui quatro intervalos: $[0,1/9]$, $[2/9,1/3]$, $[2/3,7/9]$, $[8/9,1]$. Cada conjunto E_k é obtido apagando-se o terço do meio de cada segmento em E_{k-1} . O conjunto de Cantor F consiste dos números que estão em E_k para todo k , ou seja, $F = \bigcap_{k=0}^{\infty} E_k$. Repare-se na Fig. 3-2 que o formato de uma determinada parte do objeto, quando magnificada, se *assemelha* ao formato do todo. Este é o fenômeno da auto-similaridade ou auto-similaridade.

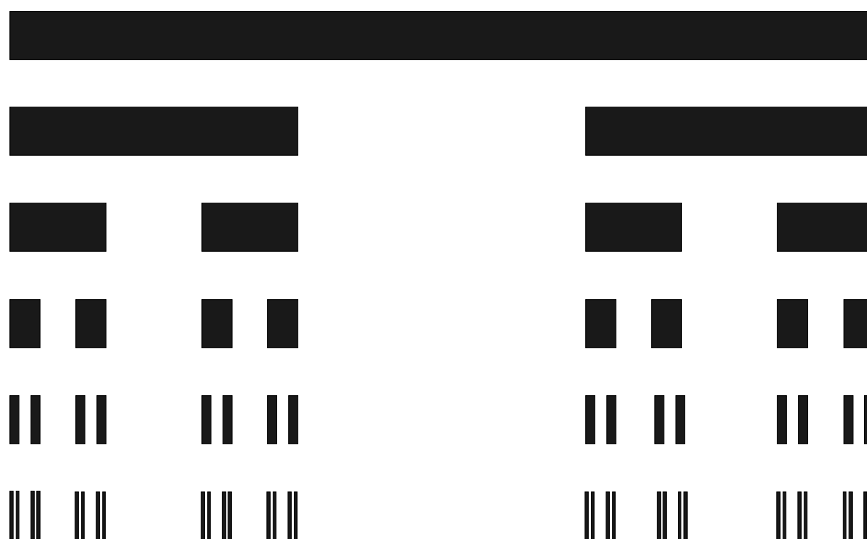


Figura 3-2: Conjunto de Cantor (cinco iterações).

O conjunto de Cantor possui duas propriedades comuns a todos os objetos auto-similares (Stallings, 2001, p.222):

- Possui uma estrutura rica em detalhes em escalas arbitrariamente pequenas e por isto a sua geometria não é facilmente descrita em termos clássicos. Este fenômeno não ocorre em figuras "suaves" da geometria clássica.
- As estruturas se repetem. Uma estrutura auto-similar contém réplicas menores de si mesma em todas as escalas. A cada iteração, a porção da

esquerda (e da direita) do conjunto de Cantor é uma réplica exata do segmento no passo anterior.

Os processos estocásticos auto-similares foram introduzidos num contexto teórico por (Kamolgorov, 1941) apud (Beran, 1994, p.54). (Mandelbrot; Ness, 1968) demonstraram a relevância estatística destes processos. De uma forma geral, pode-se afirmar que *um processo aleatório é auto-similar se as suas propriedades estatísticas não mudam com uma mudança da escala de tempo.*

Na Fig. 3-3, pode-se observar, qualitativamente, as diferenças entre o tráfego Ethernet real e o tráfego sintetizado através do modelo clássico de Poisson (Willinger et al., 1995). Os tráfegos apresentados em quaisquer dos gráficos com unidade de tempo igual a 10 segundos correspondem a magnificações ("zoom in") dos tráfegos representados nos gráficos com unidade de tempo igual a 100 segundos entre os instantes de tempo discreto 150 e 250, aproximadamente. Para o tráfego sintetizado através de um modelo auto-similar (à direita) com $H = 0,9$, o gráfico com unidade de tempo igual a 1 segundo corresponde a uma magnificação do tráfego representado no gráfico com unidade de tempo igual a 10 segundos entre os instantes de tempo discreto 720 e 820, aproximadamente. O mesmo se aplica aos demais gráficos. Intuitivamente, note-se que para o tráfego real (à esquerda) não há uma escala de tempo característica para a ocorrência de período de surtos, ou seja, períodos de surto de tráfego não possuem um tamanho natural. A alternância de períodos de surtos e de suavidade é preservada em várias escalas de tempo. Para o tráfego Poisson (ao centro), note-se que períodos de surto de tráfego ocorrem em escalas de tempo menores (10 milisegundos e 0,1 segundo) e que a agregação do processo resulta num ruído branco gaussiano (vide o gráfico em que a unidade de tempo é igual a 10 segundos), o que é uma clara indicação de que as propriedades estatísticas do processo não são mantidas ao longo de várias escalas de agregação. Para o tráfego sintetizado através de um modelo auto-similar, pode-se observar que também há alternância de períodos de surtos e de suavidade em várias escalas de tempo.

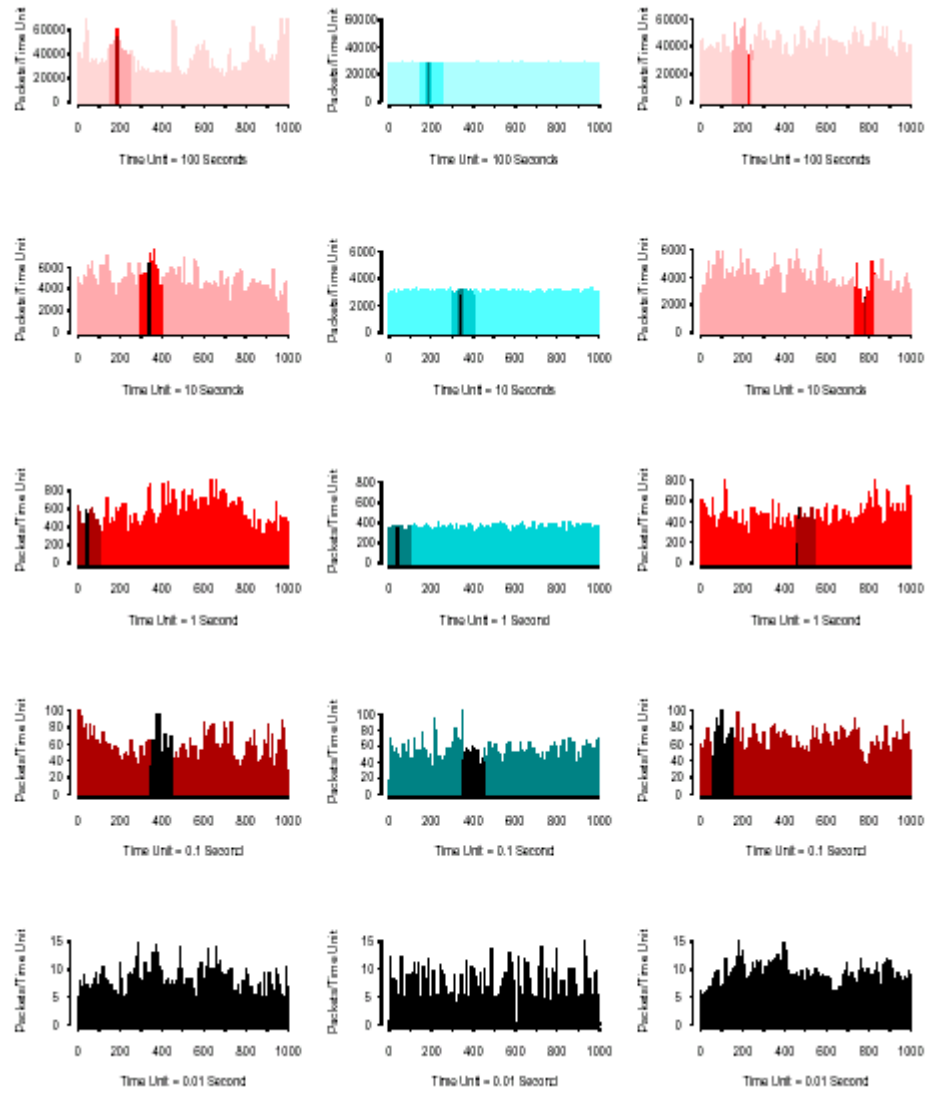


Figura 3-3: Comparação de tráfego Ethernet real e sintetizado (Willinger et al., 1995). À esquerda tem-se o tráfego real, ao centro tráfego sintetizado pelo modelo de Poisson e à direita tráfego sintetizado através de um modelo auto-similar com $H=0,9$.

3.1.2.1 Processos auto-similares de tempo contínuo

Considere-se um processo de acumulação $Y(t)$, $t \in \mathfrak{R}$, que pode ser interpretado como o volume de tráfego acumulado até o instante de tempo t . Segue-se abaixo a definição de auto-similaridade para processos de tempo contínuo, no contexto da distribuição conjunta de probabilidades de ordem n .

Definição 3.2 (H -ss) Seja um processo estocástico de tempo contínuo $\mathbf{Y}(t)$, $0 \leq t \leq \infty$. $\mathbf{Y}(t)$ é *auto-similar* com parâmetro de auto-similaridade H ($0 < H < 1$), ou seja, é H -ss (*self-similar with parameter H*), se para qualquer constante positiva c , o processo com escala de tempo ct , $c^{-H} \mathbf{Y}(ct)$, tem a mesma distribuição que o processo original $\mathbf{Y}(t)$, i. e.

$$\mathbf{Y}(t) \stackrel{d}{=} c^{-H} \mathbf{Y}(ct) \quad , \quad (15)$$

onde a notação $\stackrel{d}{=}$ indica igualdade de distribuições.

Isto quer dizer que, para qualquer seqüência de instantes de tempo t_1, \dots, t_n , e para qualquer $c > 0$, $c^{-H} \{ \mathbf{Y}(ct_1), \dots, \mathbf{Y}(ct_n) \}$ possui a mesma distribuição que $\{ \mathbf{Y}(t_1), \dots, \mathbf{Y}(t_n) \}$. Note-se que, segundo a definição 3.2, $\mathbf{Y}(t)$ não pode ser estacionário devido ao fator c^{-H} (excetuando-se o caso em que $\mathbf{Y}(t)$ é *degenerado*, i. e., $\mathbf{Y}(t) = 0$ para todo $t \geq 0$). O movimento Browniano (*Brownian Motion Process*) (vide item 3.1.3) satisfaz a definição 3.2, sendo auto-similar com parâmetro $H = 1/2$.

O parâmetro de Hurst H mede o grau de *persistência* de um fenômeno estatístico (Stallings, 2001, p.225), sendo uma medida do tamanho da dependência de longa duração de um processo estocástico. Também é conhecido como *parâmetro de auto-similaridade*. O parâmetro H pode ser escrito em termos do parâmetro α da Eq.(8) como $H = (1 - \alpha/2)$. Ocorre dependência de longa duração se $1/2 < H < 1$. Quanto mais próximo H estiver de 1, maior será o grau de persistência ou do comportamento LRD.

Se o processo de incrementos $\mathbf{X}(t)$ de $\mathbf{Y}(t)$ ($\mathbf{X}(t) = \mathbf{Y}(t) - \mathbf{Y}(t-1)$) é estacionário, então $\mathbf{Y}(t)$ é denominado H -sssi (H *self-similar with stationary increments* – auto-similar com incrementos estacionários). Assumindo-se que $E[\mathbf{Y}(t)] = 0$, pode-se deduzir que a variância do processo de incrementos $\mathbf{X}(t)$ seja dada por $\sigma_x^2 = E[(Y_t - Y_{t-1})^2] = E[Y_1^2]$ como se segue. Dados os instantes de tempo t e s , $t > s$, tem-se que

$$Y_t = X_1 + X_2 + \dots + X_s + X_{s+1} + \dots + X_t$$

$$Y_s = X_1 + X_2 + \dots + X_s .$$

Logo,

$$Y_t - Y_s = X_{s+1} + \dots + X_t \quad (t - s \text{ membros})$$

$$Y_t - Y_s = \overset{d}{=} X_1 + X_2 + \dots + X_{t-s} , \text{ porque } \mathbf{X}(t) \text{ é estacionário. Portanto,}$$

$$Y_t - Y_s = Y_{t-s} \quad \text{e}$$

$E[(Y_t - Y_s)^2] = E[Y_{t-s}^2] = E[\{(t-s)^H Y_1\}^2] = (t-s)^{2H} E[Y_1^2]$. Substituindo-se s por $(t-1)$, tem-se que $\sigma_X^2 = E[(Y_t - Y_{t-1})^2] = E[Y_1^2]$ (c. q. d.).

Por outro lado, demonstra-se que a autocovariância de $\mathbf{Y}(t)$ é dada por:

$$C_Y(t, s) = \frac{1}{2} \sigma^2 [t^{2H} - |t-s|^{2H} + s^{2H}] . \quad (16)$$

3.1.2.2 Processos auto-similares de tempo discreto

Seja o processo estacionário de incrementos $\mathbf{X}(t)$, $t \in \mathbb{Z}$. Assumindo-se que a média e a variância de $\mathbf{X}(t)$ existam e sejam finitas e adotando-se $\bar{X} = E[X(t)] = 0$, para todo $t \in \mathbb{Z}$, a fim de que a notação seja simplificada, pode-se definir a *auto-similaridade exata de segunda ordem*:

Definição 3.3 Auto-similaridade de segunda ordem - $\mathbf{X}(t)$ é *exatamente auto-similar de segunda ordem* com parâmetro de Hurst H ($1/2 < H < 1$) se

$$C_X(k) = \frac{\sigma^2}{2} [(k+1)^{2H} - 2k^{2H} + (k-1)^{2H}] \quad (17)$$

para todo $k \geq 1$. $\mathbf{X}(t)$ é *assintoticamente auto-similar de segunda ordem* se

$$\lim_{m \rightarrow \infty} C_X^{(m)}(k) = \frac{\sigma^2}{2} [(k+1)^{2H} - 2k^{2H} + (k-1)^{2H}] \quad (18)$$

onde $C_X^{(m)}(k)$ é a autocovariância de $\mathbf{X}^{(m)}(i)$, que é o *processo agregado* de \mathbf{X} ao nível de agregação m ,

$$X^{(m)}(i) = \frac{1}{m} \sum_{t=m(i-1)+1}^{mi} X(t) \quad (19)$$

Pode-se verificar que a eq.(17) implica $C_X(k) = C_X^{(m)}(k)$ para qualquer $m \geq 1$. As eq.(17) e (18) afirmam que a estrutura da autocovariância é preservada exata ou assintoticamente, respectivamente, em diferentes escalas de agregação.

3.1.2.3 Auto-similaridade e dependência de longa duração

A rigor, auto-similaridade e dependência de longa duração são conceitos *distintos*. Existem processos auto-similares que não são LRD e vice-versa. Por exemplo, o movimento Browniano é "1/2-sssi" (o processo de incrementos associado é o ruído gaussiano branco), mas não é LRD. Entretanto, para o caso dos processos auto-similares de segunda ordem, a auto-similaridade implica o comportamento LRD, pois $1/2 < H < 1$, por definição.

3.1.3 Movimento Browniano, movimento Browniano fracionário e ruído Gaussiano fracionário

Considere-se um processo \mathbf{Y}_t H -sssi, com autocovariância dada pela eq.(16). Seja $\mathbf{X}_i = (\mathbf{Y}_i - \mathbf{Y}_{i-1})$ um processo Gaussiano de média nula e autocovariância dada pela eq.(17). Como \mathbf{X}_i é Gaussiano, então a sua distribuição é totalmente caracterizada pelas suas média e autocovariância. Para cada valor de $H \in (0,1)$, existe exatamente um processo Gaussiano \mathbf{X}_i , denominado *ruído Gaussiano fracionário* (*fractional Gaussian noise* – fGn), associado ao processo \mathbf{Y}_t , denominado *movimento Browniano fracionário* (*fractional Brownian motion* – fBm). Adota-se a notação $\mathbf{B}_H(t)$ para designar o fBm. O movimento Browniano fracionário tem uma

denominação especial se $H = 1/2$: *movimento Browniano* (designado por $\mathbf{B}_{1/2}(t)$ ou $\mathbf{B}(t)$). Neste caso, $\mathbf{X}_1, \mathbf{X}_2, \dots$ são variáveis aleatórias Gaussianas independentes. Segue-se a definição do movimento Browniano, bem como uma breve descrição do seu significado físico.

O Movimento Browniano, também conhecido como processo de Wiener, é usado para descrever o movimento aleatório de uma partícula num líquido ou gás, sujeita a colisões e outras forças (Papoulis, 1991, p.348); (Stallings, 2001, p.74).

Seja $\mathbf{B}(t)$, $0 \leq t \leq \infty$, a função que representa o deslocamento, numa dimensão, experimentado por uma partícula em movimento Browniano no instante t . Considere-se o intervalo de tempo (s, t) , muito maior do que o tempo entre colisões sucessivas com as moléculas do meio, e a quantidade $\{\mathbf{B}(t) - \mathbf{B}(s)\}$, que representa o deslocamento "líquido" no intervalo. De acordo com o teorema do limite central, $\{\mathbf{B}(t) - \mathbf{B}(s)\}$ tem distribuição normal, uma vez que corresponde à somatória de um número muito grande de pequenos deslocamentos. Assume-se que a distribuição de probabilidades de $\{\mathbf{B}(t) - \mathbf{B}(s)\}$ e de $\{\mathbf{B}(t+h) - \mathbf{B}(s+h)\}$ sejam iguais para qualquer $h > 0$, pois é razoável supor-se que o deslocamento num dado intervalo depende somente do tamanho do intervalo e não do instante de tempo em que o intervalo se inicia. $\mathbf{B}(t)$ possui incrementos independentes, porque as partículas são deslocadas mediante colisões aleatórias (deslocamentos "líquidos" em intervalos de tempo distintos são independentes).

O movimento Browniano é auto-similar com $H = 1/2$, o que pode ser constatado a partir da seguinte definição (Beran, 1994, p.55) :

Definição 3.4 Seja $\mathbf{B}(t)$ um processo estocástico de tempo contínuo tal que

- i. $\mathbf{B}(t)$ é gaussiano;
- ii. $\mathbf{B}(0) = 0$;
- iii. $\mathbf{B}(t)$ possui incrementos independentes;
- iv. $E[\mathbf{B}(t) - \mathbf{B}(s)] = 0$;
- v. $\text{Var}[\mathbf{B}(t) - \mathbf{B}(s)] = \sigma^2 |t - s|$ ($\text{Var}[\mathbf{B}(t)] = \sigma^2 t$).

Então $\mathbf{B}(t)$ é o movimento Browniano.

A função de densidade de probabilidade de $\mathbf{B}(t)$ tem a seguinte expressão

$$f_B(b, t) = \frac{1}{\sigma\sqrt{2\pi t}} e^{-\frac{b^2}{2\sigma^2 t}}. \quad (20)$$

A auto-similaridade com $H = 1/2$ é consequência direta da definição 3.4 porque $E[\mathbf{B}(ct)] = E[\mathbf{B}(ct) - \mathbf{B}(0)] = 0 = c^{1/2} E[\mathbf{B}(t)]$.

A autocovariância é dada por

$$C_B(t, s) = \sigma^2 \min(t, s). \quad (21)$$

O *movimento Browniano fracionário*, com $H \in (0, 1)$, é definido pela eq.(16). Alternativamente, também pode ser enunciado em termos de uma média móvel de $d\mathbf{B}(t)$ ($\mathbf{B}(t)$ sendo o movimento Browniano), em que os incrementos passados de $\mathbf{B}(t)$ são ponderados pela função peso w_H definida por

$$\begin{aligned} w_H(t, s) &= 0 & \text{para } s \geq t, \\ w_H(t, s) &= (t-s)^{H-1/2} & \text{para } 0 \leq s < t, \\ w_H(t, s) &= (t-s)^{H-1/2} - (-s)^{H-1/2} & \text{para } s < 0. \end{aligned}$$

Definição 3.5 Seja H tal que $0 < H < 1$, e $b_0 \in \mathfrak{R}$. Para $t > 0$, o movimento Browniano fracionário $\mathbf{B}_H(t)$ é definido por (Mandelbrot; Ness, 1968)

$$\begin{aligned} B_H(0) &= b_0, \\ B_H(t) - B_H(0) &= \frac{1}{\Gamma(H + 1/2)} \left\{ \int_{-\infty}^0 [(t-s)^{H-1/2} - (-s)^{H-1/2}] dB(s) + \int_0^t (t-s)^{H-1/2} dB(s) \right\} \end{aligned} \quad (22)$$

3.1.4 Modelo Wavelet Multifractal

(Riedi; Véhel, 1997) foram os primeiros a constatar empiricamente que o tráfego presente nas modernas redes de comunicações possui natureza *multifractal*. Outros estudos (Feldmann; Gilbert; Willinger, 1998); (Gilbert; Willinger; Feldmann, 1999) confirmaram a descoberta de Riedi e Véhel.

Dito de maneira simples, pode-se afirmar que os *processos aleatórios multifractais possuem um expoente de escala generalizado $h(t)$ variável no tempo* (o expoente de escala mede o "grau de suavidade local" de um processo). A fim de se quantificar as variações locais do tráfego num determinado instante de tempo t_0 , seja $\mathbf{Y} = (\mathbf{Y}(t): 0 \leq t \leq 1)$ um processo de acumulação que representa o número de pacotes ou *bytes* transmitidos através de um enlace durante o tempo t . Para algum $n > 0$, considere-se o processo de incrementos $\mathbf{X}(k) = \{\mathbf{Y}((k+1)2^{-n}) - \mathbf{Y}(k2^{-n})\}$, $k = 0, 1, \dots, 2^n - 1$. O tráfego possui um *expoente de escala local* $h(t_0)$ no instante de tempo t_0 , se $\{\mathbf{Y}((k+1)2^{-n}) - \mathbf{Y}(k2^{-n})\} \approx (2^{-n})^{h(t_0)}$ para $k2^{-n} \rightarrow t_0$ ($n \rightarrow \infty$). Observe-se que $h(t_0) < 1$ corresponde a instantes de tempo em que o tráfego apresenta surtos de alta carga (irregularidades locais), ao passo que $h(t_0) > 1$ ocorre nas regiões em que o tráfego é "suave" (apresenta pouca variação local). Informalmente, diz-se que o tráfego é *monofractal* se o expoente de escala não varia com o tempo e, neste caso, $h(t_0) = H$. Se o expoente de escala varia no tempo, o tráfego é denominado *multifractal*. A discussão do formalismo multifractal não faz parte do escopo desta dissertação.

(Riedi et al., 1999) propuseram um *modelo multiplicativo* no domínio *wavelet* baseado em cascatas binomiais denominado *Multifractal Wavelet Model* (MWM). O MWM reproduz as propriedades multifractais do tráfego nas escalas "rápidas" de tempo (até centenas de milissegundos) e o comportamento assintoticamente auto-similar de segunda ordem do tráfego em escalas de tempo de maior agregação (segundos, minutos e etc.). Isto é possível porque o modelo torna-se aproximadamente *aditivo* nas escalas mais lentas. Além disso, o MWM tem a vantagem de assegurar que o processo $\mathbf{X}(k)$ seja *positivo*, o que não acontece quando se utiliza modelos gaussianos, tais como o fGn, na síntese de tráfego.

As funções *wavelets* são utilizadas na descrição tempo–frequência (ou tempo–escala) de sinais determinísticos ou aleatórios (analogamente à transformada janelada de Fourier). A transformada *wavelet* é uma solução natural para a análise de séries temporais LRD ou auto–similares, porque o domínio da transformada é o plano tempo–escala. As *wavelets* servem como uma aproximação da expansão de Karhunen–Loève (Ash; Gardner, 1975, p. 37) para os ruídos $1/f$ (Wornell, 1990), porque os coeficientes da transformada *wavelet* são variáveis aleatórias "praticamente" não–correlacionadas. Por esta razão, as *wavelets* têm sido amplamente empregadas nas análise e síntese de sinais fractais. (Abry; Veitch, 1998)

De acordo com Daubechies (1992, p.7), existem os seguintes tipos de transformada *wavelet*:

- Transformada *wavelet* contínua;
- Transformada *wavelet* discreta
 - ✓ Sistemas discretos redundantes (*frames*);
 - ✓ Bases de *wavelets* ortonormais (análise de multiresolução).

O MWM está embasado na teoria matemática da *análise de multiresolução* (*Multiresolution Analysis* – MRA). Na MRA, as escalas de tempo são *diádicas* (potências de dois). Bons resumos sobre essa teoria podem ser encontrados nas referências (Veitch et al., 2000); (Park; Willinger, 2000). Para maiores detalhes acerca da multiresolução, recomenda–se a leitura da referência (Daubechies, 1992).

A multiresolução consiste na seqüência \mathbf{V}_j dos subespaços fechados de aproximação do espaço⁵ $L^2(\mathfrak{R})$ que satisfaz as seguintes propriedades:

1. $\dots V_{-2} \subset V_{-1} \subset V_0 \subset V_1 \subset V_2 \subset \dots \subset V_n \subset V_{n+1} \dots$
2. $\bigcap_{j \in \mathbb{Z}} V_j = \{0\}$.
3. $\bigcup_{j \in \mathbb{Z}} V_j = L^2(\mathfrak{R})$.

⁵ $L^2(\mathfrak{R})$ é um exemplo de espaço de Hilbert, onde o produto interno é definido por $\langle f, g \rangle =$

$\int_{-\infty}^{\infty} f(x)g^*(x)dx$.

4. $X(t) \in V_0 \Leftrightarrow X(2^j t) \in V_j$
5. Existe uma função $\phi_n(t)$ em V_n , denominada *função de escala*, tal que o conjunto $\{\phi_n(t - k), k \in Z\}$ é uma base ortonormal de V_n .

Se a projeção sobre V_j de um processo estocástico $\mathbf{X}(t)$ é representada por $approx_j(t)$, então a prop. (3) garante que $\lim_{j \rightarrow \infty} approx_j(t) = x(t)$, para qualquer função $X \in L^2(\mathfrak{R})$. A multiresolução é consequência da prop. (4), pois implica que o subespaço V_0 é uma versão em escala do subespaço V_j . Conjuntamente, as prop. (3) e (4) implicam que o conjunto de funções passa-baixas $\phi_{j,k}(t) = 2^{j/2} \phi(2^j t - k)$ ($j, k \in Z$) é uma base ortonormal do subespaço V_j .

A análise de multiresolução de $\mathbf{X}(t)$ envolve as suas projeções (aproximações) sucessivas em cada um dos subespaços de aproximação V_j : $approx_j(t) = (proj_{V_j} x)(t) = \sum_k U_{j,k} \phi_{j,k}(t)$. A Fig. 3-4 mostra a projeção de $x(t)$ sobre os subespaços V_j e V_{j-1} . De acordo com a prop. (1), a $approx_{j+1}$ é mais precisa (possui maior resolução) do que $approx_j$, pois $V_j \subset V_{j+1}$. A idéia central da multiresolução é o estudo de $x(t)$ através do exame das suas aproximações sucessivas, partindo-se das projeções de maior resolução, por meio da remoção dos detalhes do sinal (componentes de alta frequência). Dá-se o nome de *detalhe* à informação que é removida quando se vai de uma aproximação $approx_{j+1}$ para $approx_j$:

$$d_j(t) = approx_{j+1}(t) - approx_j(t) \quad . \quad (23)$$

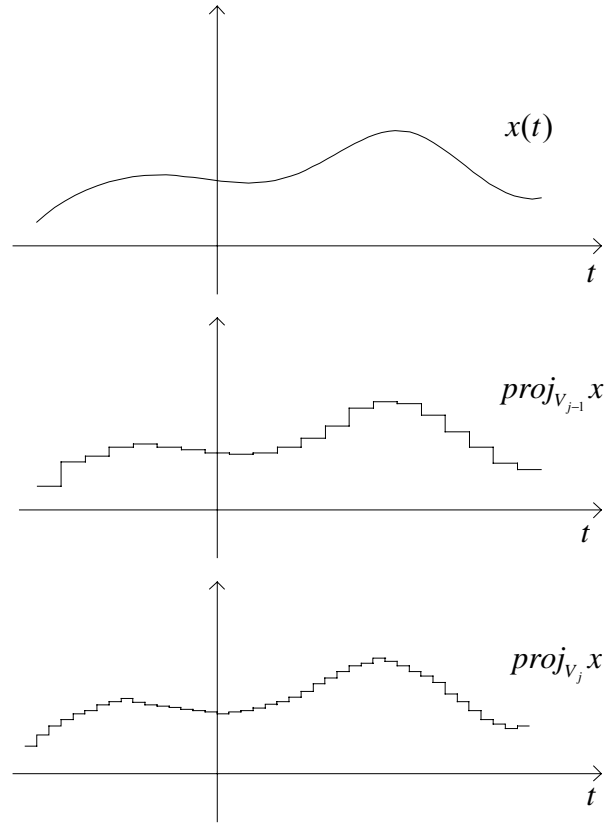


Figura 3-4: Projeções de $x(t)$ sobre V_j e V_{j-1} .

A MRA demonstra que o sinal de detalhe $d_j(t)$ pertence ao subespaço complementar $W_j = V_j \oplus V_{j+1}$, denominado *subespaço Wavelet*, para o qual o conjunto de funções passa-faixa $\psi_{j,k}(t) = 2^{j/2} \psi(2^j t - k)$, $k \in \mathbb{Z}$, é uma base ortonormal.

$$d_j(t) = (proj_{W_j} x)(t) = \sum_k W_{j,k} \psi_{j,k}(t) \quad (24)$$

Na prática, a multiresolução é realizada sobre um conjunto limitado de índices j , $j = 0, 1, 2, \dots, n$. As funções de escala $\phi_{j,k}(t)$ e *Wavelet* $\psi_{j,k}(t)$ de Haar, representadas na Fig. 3-5, são os exemplos mais simples de funções geradoras dos subespaços V_j e W_j .

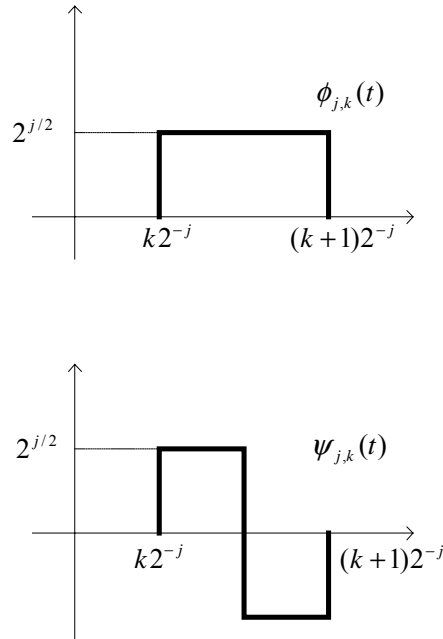


Figura 3-5: Funções de Haar $\phi_{j,k}(t)$ e $\psi_{j,k}(t)$.

De acordo com as eq.(23) e (24), uma dada aproximação $approx_j(t)$ de $\mathbf{X}(t)$ pode ser decomposta em termos do sinal de detalhe $d_{j-1}(t)$ e de uma aproximação mais grosseira, a saber, $approx_{j-1}(t)$.

$$approx_j(t) = approx_{j-1}(t) + d_{j-1}(t). \quad (25)$$

Sendo assim, conclui-se que pode ser feita uma decomposição recursiva da aproximação inicial $approx_n(t)$ (projeção no subespaço \mathbf{V}_n de maior resolução – escalas "rápidas" de tempo) em termos de uma aproximação no subespaço \mathbf{V}_0 (é o de menor resolução – escala "lenta" de tempo) e de um conjunto de sinais de detalhe de resolução decrescente:

$$\begin{aligned}
\mathbf{X}(t) &\approx \text{approx}_n(t) = \text{approx}_0(t) + \sum_{j=0}^{n-1} d_j(t) \\
&= U_{0,0}\phi_0(t) + \sum_{j=0}^{n-1} \sum_k W_{j,k} \psi_{j,k}(t).
\end{aligned} \tag{26}$$

Para uma "Wavelet mãe" $\psi_0(t)$ centrada no tempo zero e frequência f_0 , o coeficiente Wavelet $W_{j,k}$ mede o conteúdo do sinal aleatório em torno do instante de tempo $2^{-j}k$ e frequência $2^j f_0$. O coeficiente de escala $U_{j,k}$ mede a *média local* em torno do instante de tempo $2^{-j}k$. Na eq.(26), o índice j representa a *escala* de análise; a resolução cresce com o aumento de j . A Fig. 3-6 representa a árvore binária dos coeficientes de escala. A linha (escala) j dessa árvore contém uma aproximação de $\mathbf{X}(t)$ com resolução 2^{-j} . A linha j da árvore complementar dos coeficientes Wavelet (que não está representada na Fig. 3-6) contém os detalhes da escala $j + 1$ da árvore dos coeficientes de escala que estão suprimidos na escala j .

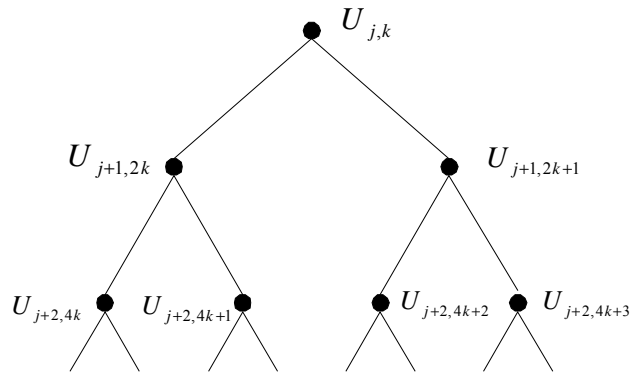


Figura 3-6: Árvore binária dos coeficientes de escala.

Os coeficientes de escala e Wavelet podem ser calculados recursivamente da seguinte forma (equações de análise):

$$U_{j,k} = 2^{-1/2} (U_{j+1,2k} + U_{j+1,2k+1}) \tag{27}$$

$$W_{j,k} = 2^{-1/2} (U_{j+1,2k} - U_{j+1,2k+1}). \tag{28}$$

Rearranjando-se as eq.(27) e (28), pode-se chegar às seguintes equações de síntese:

$$U_{j+1,2k} = 2^{-1/2}(U_{j,k} + W_{j,k}) \quad (29)$$

$$U_{j+1,2k+1} = 2^{-1/2}(U_{j,k} - W_{j,k}). \quad (30)$$

Na síntese, garante-se que uma realização $x(k)$ seja positiva através da imposição da seguinte condição:

$$|W_{j,k}| \leq U_{j,k}. \quad (31)$$

Um modelo estatístico apropriado para os coeficientes $W_{j,k}$ pode incorporar a condição acima enunciada. (Riedi et al., 1999) propuseram um modelo *multiplicativo* de sinal. Seja $A_{j,k}$ uma variável aleatória com suporte no intervalo $[-1, 1]$ e definam-se os coeficientes $W_{j,k}$ da seguinte forma:

$$W_{j,k} = A_{j,k}U_{j,k}. \quad (32)$$

então, a condição (31) é satisfeita. Um multiplicador $A_{j,k}$ pode ser modelado através de uma *distribuição beta simétrica* com parâmetro⁶ p (Johnson; Kotz; Balakrishnan, 1994), que possui a seguinte pdf (*probability density function* – função densidade de probabilidades):

$$f_A(a) = \frac{(1+a)^{p-1}(1-a)^{p-1}}{\beta(p,p)2^{2p-1}} \quad p > 0 \quad (33)$$

onde $\beta(p,p)$ é a *função beta* definida por

$$\beta(x, y) = \int_0^1 u^{x-1} (1-u)^{y-1} du \quad x > 0, y > 0 \quad (34)$$

A distribuição beta da eq.(33) é simétrica em torno de zero. As eqs.(29) e (30) podem ser expressas em função dos multiplicadores $A_{j,k}$ e dos coeficientes $U_{j,k}$ através das seguintes expressões:

$$U_{j+1,2k} = \left(\frac{1 + A_{j,k}}{\sqrt{2}} \right) U_{j,k} \quad (35)$$

$$U_{j+1,2k+1} = \left(\frac{1 - A_{j,k}}{\sqrt{2}} \right) U_{j,k} \quad (36)$$

O MWM assume que os multiplicadores $A_{j,k}$, $k = 0, \dots, 2^{j-1}$ são *identicamente distribuídos dentro de uma mesma escala de tempo* (variáveis aleatórias do tipo A_j simétricas). No que diz respeito às propriedades estatísticas do tráfego gerado, o MWM é superior ao modelo fGn, pois consegue reproduzir as estatísticas de maior ordem do tráfego real devido à sua estrutura multiplicativa. Assim como o fGn, o MWM pode modelar com bastante precisão a DEP (densidade espectral de potência) e, portanto, o comportamento LRD do tráfego real, se as variâncias dos multiplicadores $A_{j,k}$ são escolhidas de modo apropriado (para controle do decaimento da energia dos coeficientes *wavelet* ao longo das escalas de tempo). Pode-se demonstrar que $\mathbf{X}(k)$ (processo sintetizado através do MWM com $0 \leq j \leq n$) é estacionário de primeira ordem e identicamente distribuído. O aumento do número de escalas na transformada *wavelet* ($n \rightarrow \infty$) faz com que $\mathbf{X}(k)$ convirja para uma variável aleatória *lognormal* (Jain, 1991, p.492).

Em suma, o MWM é um modelo *paramétrico* para tráfego não Gaussiano que apresenta surtos de alta carga. Os seus parâmetros são (1) um parâmetro global que

⁶ Os autores do artigo (Riedi et al, 1999) referem-se ao parâmetro p como sendo o "parâmetro beta". Este jargão não é adotado pela literatura especializada (Johnson; Kotz; Balakrishnan, 1994)

representa a taxa média no intervalo de tempo considerado e (2) os parâmetros multiplicadores beta (um para cada escala).

3.2 Caracterização de redes

A eficiência do controle de QoS está intimamente relacionada à capacidade de se obter estimativas confiáveis de tempo real dos seguintes parâmetros de um caminho fim-a-fim: BBW, ABW, PDT, PDV e PLR. Neste trabalho, as definições das métricas PDT e PDV foram adaptadas a partir de definições correlatas dos parâmetros CTD (*Cell Transfer Delay*) e CDV (*Cell Delay Variation*) do ATM. As estimativas de BBW, ABW, PDT, PDV e PLR são obtidas através da *sondagem contínua* das redes, mediante o envio de pacotes de *probe*, e através de medições *passivas* de tráfego agregado.

O presente item oferece uma visão geral das técnicas de caracterização de redes empregadas neste trabalho. A caracterização das redes de acesso e de distribuição é consequência da estratégia de CAC proposta, que é baseada nos seguintes tipos de medições:

1. Medição *passiva* do tráfego agregado presente nas *filas de saída dos roteadores de acesso*.
2. Medição *passiva* do tráfego agregado presente na rede de acesso; adota-se o pressuposto de que a banda passante da rede de acesso é compartilhada entre os usuários. A partir dessa medição, o roteador de acesso tem condições de calcular a banda passante disponível, pois a velocidade da rede de acesso é conhecida.
3. Medições *indiretas* (inferências) realizadas através de pacotes *probe*, dos seguintes parâmetros da RD: BBW, PDT, PDV e PLR.
4. Medições *indiretas*, do tráfego agregado presente no *nó gargalo* (vide definição de nó gargalo no item 3.2.1); dado o parâmetro BBW, calcula-se ABW, que é a banda passante disponível no caminho entre os roteadores que dão acesso à RD.
5. Medições *indiretas* dos seguintes parâmetros das redes de acesso: PDT, PDV e PLR.

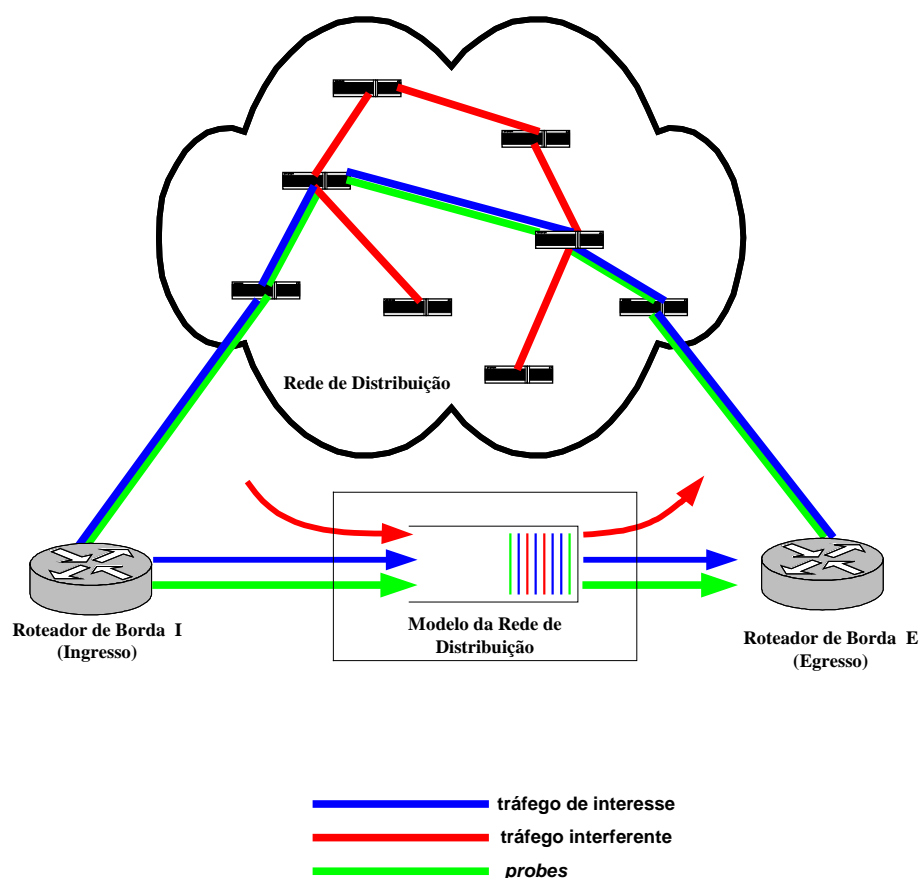


Figura 3-7: Caracterização do caminho entre os roteadores "I" e "E".

Somente as medições dos itens 3, 4 e 5 fazem parte do escopo da caracterização de redes, porque envolvem o envio de pacotes de *probe*. Este tipo de medição é feito no *nível da aplicação* (Agrawala; Sanghi, 1992) e tipicamente utiliza o protocolo UDP (*User Datagram Protocol*) para transporte. O diagrama da Fig. 3-7 ilustra o esquema de caracterização do caminho entre dois roteadores de borda. Assume-se que não há controle sobre os nós de comutação da RD. Na estratégia proposta, os pacotes de *probe* devem ser enfileirados numa fila de saída *distinta* daquela dos pacotes de tráfego. O escalonamento das filas deve ser feito de acordo com o esquema de *prioridade estrita* (*strict priority*) (Armitage, 2000, p.93), em que a fila de menor prioridade (aquela dos pacotes de tráfego) só é servida se a fila de maior prioridade

(a dos pacotes de *probe*) está vazia. Deve-se adotar esta abordagem porque o desempenho do CAC está intimamente ligado à precisão do esquema de caracterização de redes.

3.2.1 Inferência da Banda Gargalo

Segundo (Paxson, 1997b), a *banda gargalo* (BBW) é uma propriedade *fundamental* de um caminho fim-a-fim, porque estabelece um limitante superior para a taxa de transmissão de dados. Dada a rota entre um par transmissor-receptor, o *nó gargalo* (entenda-se "nó" como sinônimo de comutador ou roteador) corresponde àquele de menor taxa de serviço, isto é, de menor velocidade ou capacidade, medida em bits por segundo. Não se deve confundir *banda gargalo* com *banda passante disponível* (ABW), a qual se refere à quantidade média, por unidade de tempo, de tráfego agregado que poderia ter sido inserido num intervalo de tempo T (vide a definição formal de ABW no próximo item). Sob o ponto de vista do CAC, o parâmetro BBW é "estático", porque o controle de admissão trabalha com escalas de tempo de até dezenas de segundos, ao passo que mudanças de rotas ocorrem, usualmente, em escalas de tempo superiores (maiores do que uma hora) (Paxson, 1997b, p.89).

A estimação de BBW é feita através da técnica do "par de pacotes" (*packet pair*) (Keshav, 1991); (Bolot, 1993); (Carter; Crovella, 1996); (Paxson, 1997b); (Dovrolis; Ramanathan; Moore, 2001). Se um pacote carrega um total de P bytes, então o *tempo de serviço* (Kleinrock, 1975, p.8) S_{BBW} do nó gargalo é dado por

$$S_{BBW} = \frac{P}{BBW} . \quad (37)$$

Se um transmissor envia dois pacotes, cada pacote contendo P bytes, com intervalo entre pacotes igual a $T_{NEQ} < S_{bbw}$, então, dado que não exista tráfego agregado dos usuários competindo com os *probes* pelos recursos do nó gargalo, garante-se que os pacotes de *probe* saem "colados" (*back-to-back*) do enlace gargalo, porque foram enfileirados como um par e com espaçamento igual a S_{bbw} . (Jacobson, 1988) foi o primeiro a observar este fenômeno (ainda que (Keshav, 1991) tenha sido o primeiro a

mencionar a idéia do par de pacotes como ferramenta de medição). Como na prática o tráfego de pacotes de *probe* compete pelos recursos do nó gargalo com o tráfego dos usuários, tem-se que os *probes* não saem da fila com espaçamento exatamente igual a S_{bbw} , mas com um espaçamento $\lambda = S_{bbw} + \varepsilon$, onde ε é a variação do tempo de serviço que é causada pelo tráfego dos usuários. Portanto, BBW pode ser estimado a partir da série temporal $\lambda[k]$, $k = 1, 2, \dots, n$, do espaçamento entre pares de pacotes.

3.2.2 Inferência da Banda Passante Disponível

A banda passante disponível é calculada através do algoritmo *Delphi* (Ribeiro et al., 2000a), que faz a inferência em tempo real do volume "instantâneo" de tráfego agregado presente no enlace gargalo de um caminho fim-a-fim (caminho entre os dois roteadores que dão acesso à RD). O *Delphi* se utiliza dos atrasos de enfileiramento experimentados pelos pacotes de *probe* para estimar, sobre uma faixa de escalas de tempo, a carga induzida pelo tráfego agregado. O *Delphi* difere de técnicas anteriores (Carter; Crovella, 1996); (Allman; Paxson, 1999) porque é baseado num modelo de tráfego, que no caso é o MWM (vide item 3.1.4). A inferência é realizada através do envio de um trem de pacotes (*chirp* de pacotes), no qual o espaçamento entre pacotes segue uma lei exponencial. Não há necessidade de caracterização antecipada do tráfego. Segundo os autores do método, o modelo é iniciado com parâmetros beta arbitrários, os quais convergem adaptativamente para os parâmetros reais, através de medições do próprio tráfego que está sendo estimado.

O *Delphi* parte da premissa fundamental de que *a maior parte do atraso de enfileiramento é provocado na fila gargalo*. Segundo os autores do método, quando os atrasos são provocados por duas filas, o *Delphi* superestima o tráfego presente no enlace gargalo, sendo, portanto, *conservador*, sob o ponto de vista do controle de congestionamento, o que é bom para o CAC. Um caminho fim-a-fim é reduzido a um único enlace (roteador) gargalo conectado aos roteadores de ingresso e de egresso por enlaces de capacidade infinita. Assume-se que os atrasos de propagação e de processamento sejam fixos (constante D); uma fila FIFO (*First-In First-Out*) com um único servidor modela a componente variável do atraso. A taxa de serviço do enlace gargalo é representada por BBW.

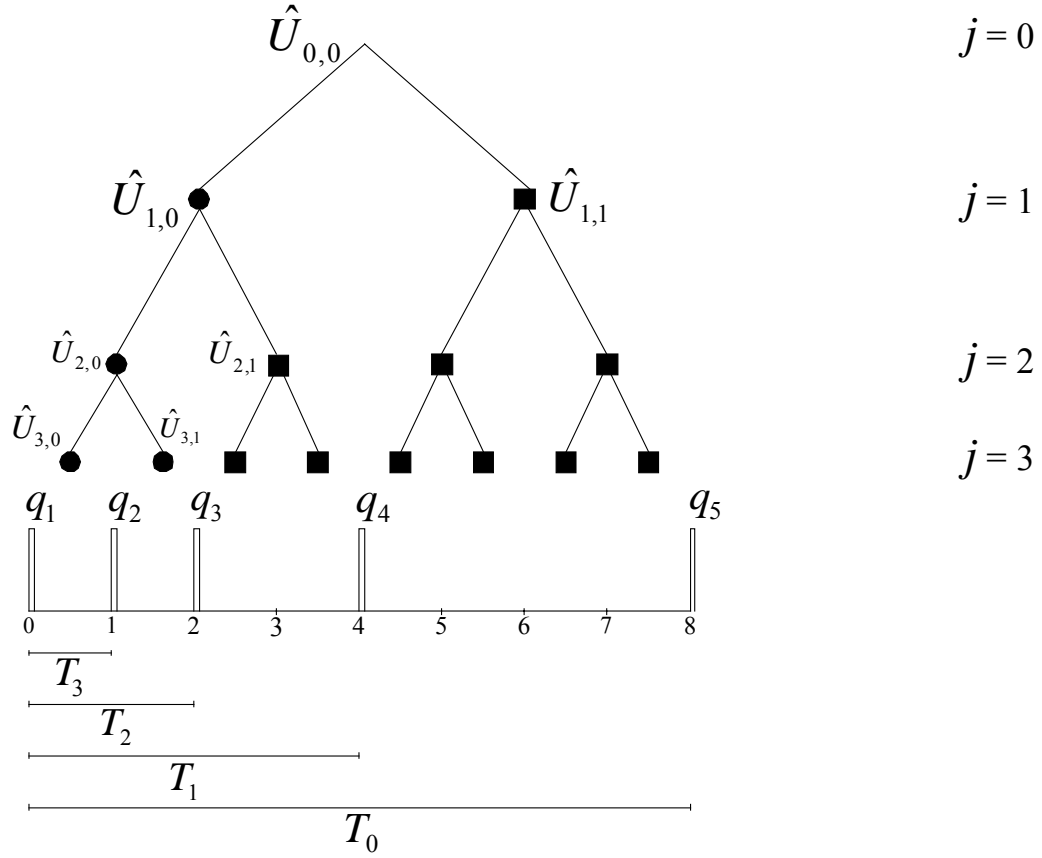


Figura 3-8: Um exemplo de *chirp* com 5 probes (4 escalas de tempo). Os coeficientes $U_{3,0}$ e $U_{2,0}$ são medidos diretamente através do princípio do par de pacotes, ao passo que os coeficientes $U_{1,0}$ e $U_{0,0}$ são obtidos a partir de uma estimativa de máxima verossimilhança.

A intensidade B_T na escala de tempo T denota o número de bytes de tráfego agregado que chegam no intervalo de tempo T . A *banda passante disponível* ABW_T (vide eq.(37) abaixo) na escala de tempo T refere-se à quantidade média, por unidade de tempo, de tráfego agregado que poderia ter sido inserido pelo roteador de ingresso num intervalo de tempo T .

$$ABW_T = \frac{BBW.T - B_T}{T} \quad (37)$$

No exemplo da Fig. 3-8 (*chirp* com cinco pacotes de *probe*), o atraso q_i experimentado pelo i -ésimo *probe* provê uma medida instantânea do tamanho da fila gargalo. T_0 denota o intervalo de tempo entre o primeiro e o quinto (e último) *probe* do *chirp*. Dentro deste intervalo, se a_i denota o instante de chegada do i -ésimo *probe*, tem-se que $B_{T_3} = \text{BBW} \cdot (a_2 - a_1)$ e $B_{T_2} = \text{BBW} \cdot (a_3 - a_2)$, onde T_3 corresponde ao espaçamento entre as transmissões dos primeiro e segundo *probes* e T_2 corresponde ao espaçamento entre os segundo e terceiro *probes* (leva-se em conta o efeito do *probe* anterior no tamanho da fila gargalo). Observe-se na Fig. 3-8, que o espaçamento entre *probes* segue uma lei exponencial e que os três primeiros *probes* têm espaçamento igual a $T_{NEQ} = P/\text{BBW}$. O espaçamento inicial T_{NEQ} assegura que a fila não fica vazia entre as chegadas de *probes* sucessivos (princípio do par de pacotes). O espaçamento entre *probes* subseqüentes cresce segundo um fator de dois; com isso, garante-se que a rede não seja "inundada" com pacotes de *probe* (os *probes* não devem ocupar uma banda significativa do enlace gargalo). Entretanto, há uma desvantagem: a fila pode esvaziar-se durante a chegada de *probes* sucessivos. Com os três primeiros *probes* realiza-se uma sondagem inicial de alta resolução, o que possibilita uma medida direta de $B_{T_{NEQ}}$. Dentro do intervalo T_0 , os coeficientes de escala $U_{j,k}$, $j \geq 0$, $k = 0, 1, \dots, 2^j - 1$, correspondem à soma total dos bytes de tráfego agregado que chega na fila gargalo durante o intervalo $[2^{-j}kT_0, 2^{-j}(k+1)T_0]$. Cada coeficiente "pai" é a soma dos seus dois "filhos"

$$U_{j,k} = U_{j+1,2k} + U_{j+1,2k+1} \quad . \quad (38)$$

Note-se que a normalização da eq.(38) é diferente da adotada na ref. (Riedi et al., 1999) e da usada na eq.(27). No sentido da síntese, adota-se o seguinte modelamento:

$$U_{j+1,2k} = B_{j,k} U_{j,k} \quad , \quad U_{j+1,2k+1} = (1 - B_{j,k}) U_{j,k} \quad (39)$$

onde $B_{j,k}$ ($B_{j,k} = 1 + A_{j,k}$) é uma variável aleatória beta distribuída no suporte $[0, 1]$.

A estimação do tráfego agregado que chegou no intervalo T_0 requer uma estimativa do tráfego que chegou no intervalo T_1 , que por sua vez requer uma estimativa do tráfego que chegou no intervalo T_2 e assim sucessivamente. No exemplo da Fig. 3-8, este procedimento recursivo continua até alcançar T_3 . Os coeficientes⁷ $u_{3,0}$ e $u_{2,0}$ são iguais a B_{T_3} e B_{T_2} , respectivamente. Portanto, $u_{3,0}$ e $u_{2,0}$ são medidos diretamente porque a condição $T_{NEQ} = P/BBW$ é obedecida (fila não fica vazia entre dois *probes* sucessivos). Os coeficientes $u_{1,0}$ e $u_{0,0}$ são inferidos a partir de estimativas de máxima verossimilhança (explicação a seguir) e isto é necessário porque o espaçamento entre *probes* sucessivos não obedece ao princípio do par de pacotes. Quando BBW é conhecido, o tamanho "instantâneo" da fila gargalo (no instante em que um *probe* chega na fila) pode ser medido através do atraso que cada *probe* experimenta:

$$q_i = BBW \cdot [(a_i - d_i) - D] \quad (40)$$

onde a_i corresponde ao instante de recepção, d_i ao instante de transmissão e D (atraso constante) é igual à soma do atraso de propagação e tempo de serviço. O atraso constante D pode ser estimado como sendo o menor de todos os atrasos experimentados por um número consideravelmente grande de *probes* (Jacobson, 1997).

Na escala de tempo T_1 , deve-se maximizar a pdf conjunta $p(u_{2,0}, q_4 / u_{1,0})$:

$$p(u_{2,0}, q_4 / u_{1,0}) = p(q_4 / u_{1,0}, u_{2,0}) p(u_{2,0} / u_{1,0}) \quad (41)$$

Os autores do método aproximaram a pdf $p(q_4 / u_{1,0}, u_{2,0})$ (primeiro termo do lado direito da eq.(41)) através da pdf $p(q_4 / u_{1,0} - u_{2,0})$. Os resultados de simulações apresentados na referência (Ribeiro et al., 2000a) indicam que a aproximação é válida. A função $p(q_4 / u_{1,0} - u_{2,0})$ é calculada a partir da fórmula MSQ (*Multiscale*

⁷ Adota-se a notação " $u_{j,k}$ " quando se quer indicar que os coeficientes de escala são *inferidos* através de pacotes de *probe*. Por outro lado, a notação $U_{j,k}$ denota que um coeficiente de escala é uma variável

Queuing Formula) (Ribeiro et al., 2000b), que provê uma boa aproximação para o enfileiramento de tráfego MWM, $P[Q < b] \approx 1 - \text{MSQ}(b)$, onde Q denota o tamanho da fila gargalo ao final do intervalo T_0 da Fig. 3-8 e b é o número de bytes. A fórmula MSQ é dada pela equação:

$$P[Q > b] \approx \text{MSQ}(b) = 1 - \prod_{i=0}^n P[E_i] \quad . \quad (42)$$

Os eventos E_i são dados por

$$E_i = \{K_{2^{n-i}} < b + c2^{n-i}\} \quad , \quad (43)$$

onde

$$K_r = \sum_{i=-r}^{-1} L_i \quad , \quad (44)$$

denota o tráfego agregado entre os instantes $-r$ e 0 . L_i representa o tráfego (processo aleatório de tempo discreto, $i \in \mathbb{Z}$) que entra numa fila de tamanho infinito que é servida à taxa c . Sendo assim, $p(u_{2,0}, q_4 / u_{1,0})$ pode ser calculada de forma aproximada:

$$p(u_{2,0}, q_4 / u_{1,0}) \approx p(q_4 / u_{1,0} - u_{2,0}) p(u_{2,0} / u_{1,0}) \quad (45)$$

onde o primeiro termo do lado direito, $p(q_4 / u_{1,0} - u_{2,0})$, pode ser calculado através da *derivada* da fórmula MSQ e $p(u_{2,0} / u_{1,0})$ é igual à pdf de $B_{1,0}$ (multiplicador do modelo MWM). Dada a possível faixa de valores $[u_{1,0} \min, u_{1,0} \max]$ para o coeficiente

$u_{1,0}$, existe o valor $\hat{u}_{1,0}$ que maximiza $p(u_{2,0}, q_4 / u_{1,0})$; $\hat{u}_{1,0}$ corresponde à estimativa do coeficiente $u_{1,0}$ no intervalo de tempo T_1 . Para o cálculo da faixa de valores $[u_{1,0 \min}, u_{1,0 \max}]$, deve-se considerar os casos em que a fila pode esvaziar-se ou não durante o intervalo de tempo $T_1 - T_2$. Quando a fila não se esvazia durante $T_1 - T_2$, temos que $u_{1,0} = u_{1,0 \max} = u_{2,0} + u_{2,1 \max} = u_{2,0} + \{(q_4 - q_3) + 2 T_{NEQ} BBW\} = u_{2,0} + \{(q_4 - q_3) + 2 P\}$. Quando a fila se esvazia, temos que $u_{1,0} = u_{1,0 \min} = u_{2,0} + P$, se $q_4 = 0$. Se $q_4 > 0$, então $u_{1,0} = u_{1,0 \min} = u_{2,0} + q_4 + P - \max(q_3 - 2P, 0)$. A estimativa $\hat{u}_{1,0}$ pode ser usada para gerar uma estimativa de $u_{0,0}$ ($\hat{u}_{0,0}$) através da maximização da função aproximada de máxima verossimilhança $p(\hat{u}_{2,0}, q_3 / u_{0,0})$.

Ao se tentar reproduzir os resultados relatados na ref. (Ribeiro et al., 2000a) através de experimentos no simulador ns2 – *Network Simulator version 2* – (Network Simulator, 2001), verificou-se que a descrição do algoritmo (Ribeiro et al., 2000a) continha vários erros. Esclarecimentos foram obtidos através de *e-mails* (informação pessoal) (Lima, 2002a); (Lima, 2002b); (Ribeiro, 2002). Segundo Ribeiro, o MWM é um modelo não-estacionário⁸, o que significa dizer que a distribuição de probabilidades da fila gargalo, dada por $P[Q < b] \approx 1 - MSQ(b)$, varia com o tempo. Os teoremas apresentados no artigo (Ribeiro et al., 2000b) são válidos somente no instante final do modelo (no exemplo da Fig. 3-8, corresponde ao instante final do intervalo T_0). A fórmula MSQ é genérica, sendo aplicável a qualquer modelo de tráfego. Para tal, basta que se conheça a distribuição marginal do tráfego nas escalas de tempo diádicas. O Delphi tem como entradas o vetor que contém as medições dos atrasos q_i , o número de probes de um *chirp* de pacotes e o valor de *BBW*. A saída é uma estimativa do coeficiente u_0 , que representa o tráfego médio durante o intervalo de duração de um *chirp* de *probes*. Segue-se abaixo a versão revisada e corrigida do algoritmo.

Algoritmo 3.1: Delphi

Variáveis:

⁸ Se o tráfego MWM for sintetizado com um único coeficiente de escala $U_{0,0}$ (uma árvore *wavelet*), o tráfego será estacionário de primeira ordem. Este é o procedimento usualmente adotado na síntese de ruído $1/f$. Entretanto, se o MWM for gerado com várias árvores *Wavelet*, o tráfego não será estacionário. Quando se aplica o MWM à fórmula MSQ a perspectiva é diferente:

j : é o índice de escala de tempo

n : é a maior escala de tempo

/ $0 \leq j \leq n$ */*

P : tamanho em bytes dos *probes*

/ $P = T_{NEQ} BBW$ */*

N : é o número de *probes* de um *chirp* de pacotes

\vec{u} : é o vetor $[\hat{u}_0 \ \hat{u}_1 \ \dots \ \hat{u}_{n-1} \ \hat{u}_{n1} \ \hat{u}_{n+1}]$ dos coeficientes de escala a ser estimado

/ De fato, o coeficiente u_{n+1} não existe, pois $j = n$ é a maior escala de tempo; */*

/ logo, u_{n+1} serve apenas para que o algoritmo seja inicializado */*

\vec{q} : é o vetor $[q_1 \ q_2 \ \dots \ q_N]$ de medições da fila gargalo

k : é o índice de tempo discreto da escala n de maior resolução ($0 \leq k \leq 2^n$)

procedure main {

/ Inicialização */*

$j = n$;

$\vec{u} = \vec{0}$;

$N = n + 2$;

$k = 1$;

$fator = 2$;

/ Cálculo dos coeficientes de escala a partir de u_n */*

for ($i = 2$; $i < 4$; $++i$) {

$\hat{u}_j = \hat{u}_{j+1} + q_i - q_{i-1} + P$;

$j = j - 1$;

$k = fator * k$;

}

/ No loop anterior, foram calculados u_n e u_{n-1} */*

/ O próximo loop calcula os coeficientes restantes: \hat{u}_{n-2} , ... , \hat{u}_0 através de uma */*

/ uma estimativa aproximada de máxima verossimilhança */*

para cada período de medição, tem-se uma árvore *Wavelet*. É por este motivo que se afirmou que o MWM é, em geral, não-estacionário.

```

for (  $i = 4 ; i \leq N ; ++i$  ) {
     $\hat{u}_j = \text{infer} ( \vec{q} , k , P , u_{j+1} , i ) ;$ 
     $j = j - 1 ;$ 
     $k = \text{fator} * k ;$ 
}
return  $\hat{u}_0 ;$ 
}

procedure infer (  $\vec{q} , k , P , \hat{u}_{j+1} , i$  ) {

     $u_{j \max} = \hat{u}_{j+1} + q_i - q_{i-1} + \frac{k}{2} P ;$ 

    if ( $q_i = 0$ )
         $u_{j \min} = \hat{u}_{j+1} + P ;$ 
    else
         $u_{j \min} = \hat{u}_{j+1} + q_i + P - \max(q_{i-1} - \frac{k}{2} P, 0) ;$ 

    return  $\hat{u}_j \in [u_{j \min} ; u_{j \max}]$  que maximiza  $p(\hat{u}_{j+1}, q_i / \hat{u}_j)$ 
}

```

Os parâmetros p_j (vide eq.(33)) dos multiplicadores $B_{j,k}$ podem ser inicializados de modo arbitrário ou com base em medições anteriores de tráfego. A cada K *chirps* de *probes*, calcula-se o momento central de segunda ordem das amostras de K elementos dos $n - 1$ parâmetros beta ($p_0, p_1, p_2, \dots, p_{n-1}$):

$$E_{inst}[B_{(j)}^2]_i = \frac{E[U_{j+1}^2]_i}{E[U_j^2]_i} . \quad (46)$$

Os parâmetros MWM são então atualizados usando-se

$$E[B_{(j)}^2]_{i+1} = \alpha.E_{inst}[B_{(j)}^2]_i + (1-\alpha).E[B_{(j)}^2]_i \quad , \quad (47)$$

onde $E[B_{(j)}^2]_i$ corresponde ao momento atual e $E[B_{(j)}^2]_{i+1}$ é o novo momento.

3.2.3 Inferência do atraso de transferência e da variação do atraso

O ATM Forum definiu (Stallings, 1998, pg. 465) o *atraso de transferência de célula* (*Cell Transfer Delay – CTD*) como o tempo decorrido entre a transmissão do último bit de uma célula na UNI fonte e a recepção do primeiro bit dessa mesma célula na UNI destino. Em geral, espera-se que o formato da pdf de CTD seja parecido com o da Fig. 3-9. Como indicado, existe um atraso mínimo, denominado atraso fixo (D), que inclui os atrasos de propagação através dos enlaces e o de transmissão em cada nó. A porção variável do atraso, mais conhecida como *jitter*, recebe a nomenclatura *Cell Delay Variation* (CDV) e é devida ao enfileiramento e à multiplexação estatística ($CDV = d - D$). A métrica *MaxCTD* corresponde ao atraso máximo requisitado para uma dada conexão (d). Uma fração α de todas as células excede este limiar e são descartadas ou entregues mais tarde. A porção $(1-\alpha)$ está dentro da QoS requisitada.

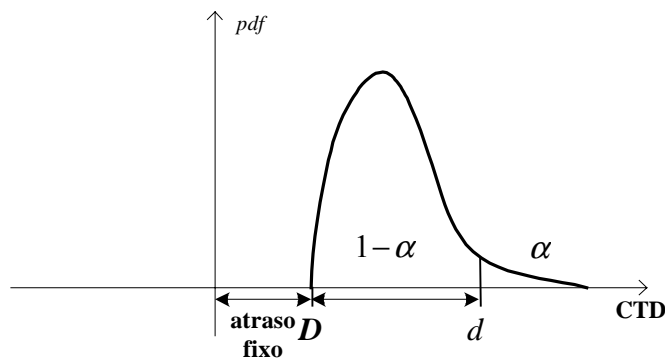


Figura 3-9: pdf genérica do atraso de transferência de célula ATM.

O ATM Forum não adotou a noção de "parâmetros instantâneos" (parâmetros medidos numa única janela de medição) de QoS e sim o conceito de parâmetros extraídos a partir de distribuições de probabilidade obtidas empiricamente, ou seja,

através de medições. O conceito de estacionariedade da série temporal de atrasos também é implícito (segundo (Beran, 1994, p.40)), processos estacionários são ferramentas úteis na ausência de um modelo físico que seja plausível). No contexto da Internet, medições efetuadas por (Corlett; Pullin; Sargood, 2001) sugerem que é válida a hipótese de "estacionariedade local" da série temporal de atraso, pois as séries temporais obtidas mostraram que há "períodos quietos", separados por períodos de extrema volatilidade nas seguintes estatísticas: média, desvio padrão, mínimo e máximo. Os experimentos consideraram janelas (períodos) de medição de 300 segundos. Eles também apresentaram fortes evidências de que a pdf do atraso pode ser aproximada por uma distribuição exponencial deslocada, sugerindo que os atrasos dos pacotes concentram-se em torno do atraso mínimo, que no caso da distribuição exponencial corresponde à *moda*.

De acordo com (Paxson, 1997b), deve-se adotar uma métrica de atraso de transferência unidirecional (*one-way transit time* – OTT) ao invés do RTT (*round-trip time*) – atraso de ida e volta – uma vez que o roteamento na Internet é *frequentemente assimétrico*. Esta dissertação segue a recomendação de Paxson. Neste trabalho, o parâmetro PDT é calculado a cada período de medição de T segundos através do envio de pacotes de *probe* e é definido na seguinte faixa:

$$d_{\min} \leq PDT \leq (1 + \frac{p}{100})d_{\min} \quad (48)$$

$$\text{com } (1 + \frac{p}{100})d_{\min} \leq d_{\max} ,$$

onde d_{\min} e d_{\max} correspondem aos atrasos mínimo e máximo observados, e p representa uma janela de percentagem sobre o atraso mínimo.

A eq.(48) é adequada para o serviço preditivo. Se a rede a ser caracterizada é multiserviço, tem-se a vantagem de se poder trabalhar com janelas de percentagem específicas para cada classe de serviço. Além disso, pode-se conduzir experimentos de controle de admissão para uma mesma classe de serviço considerando-se cenários distintos, analisando-se a solução de compromisso entre dois aspectos: violação da QoS especificada e utilização da rede. Se, por exemplo, adota-se $PDT = d_{\min}$, tende-

se a admitir mais conexões, ao custo de uma maior probabilidade de violação da QoS especificada pelo usuário. Se, por outro lado, adota-se $PDT = d_{\max}$, o CAC passa a ser bastante rigoroso, tendendo a admitir menos conexões, porém com uma probabilidade quase desprezível de violação da QoS. Nos experimentos de (Corlett; Pullin; Sargood, 2001), para um dos conjuntos de dados, a fração das observações que ficou dentro de uma janela de percentagem de 10% correspondeu a 90% de todas as observações da série temporal do atraso, enquanto que para outro conjunto de dados obteve-se 98% para a mesma janela de percentagem, o que é bastante significativo.

(Chen; Liu, 1995, p.61) corroboram a estratégia adotada nesta dissertação. Eles afirmaram que "a rede (ATM) operará necessariamente em algum ponto de compromisso entre alta e baixa utilizações, dependendo da importância relativa da utilização eficiente versus proteção a QoS. O ponto de operação também dependerá da taxa de incidência de surtos e da previsibilidade do fluxo de tráfego. Tráfego imprevisível e com alta taxa de surtos resultará num maior risco de congestionamento e numa baixa taxa de utilização. Provavelmente, a operação inicial da rede será conservadora. Com as características do tráfego sendo melhor conhecidas através da experiência, é provável que maiores taxa de utilização e eficiência sejam atingidas". Cabe ressaltar que sabe-se hoje o que Chen e Liu desconheciam: o tráfego das redes é LRD, sendo portanto altamente previsível.

Nesta dissertação, define-se *jitter* do mesmo modo que o ATM Forum definiu o parâmetro CDV, ou seja, dada a pdf do atraso de transferência, o *jitter pico-a-pico* é dado por $PDV = d - D$. Entretanto, por motivos práticos, o parâmetro PDV é inferido através da medição do *jitter instantâneo máximo* experimentado por pares sucessivos de pacotes, num mesmo período de medição:

$$PDV = \max_{2 \leq i \leq M} |(tx_i - tx_{i-1}) - (rx_i - rx_{i-1})| \quad (49)$$

onde M é o número de pacotes de *probe* enviados num período de medição, tx_i e rx_i os tempos transmissão e recepção associados ao i -ésimo *probe*.

3.2.4 Inferência da taxa de perda de pacotes

Os modelos fractais de tráfego prevêem que a perda de pacotes é extremamente difícil de ser evitada, devido à existência de surtos de alta carga em várias escalas de tempo. Portanto, a medida de *PLR* é fundamental para o CAC. (Paxson, 1997b) mediu a *PLR* na Internet através de transferências em lote via TCP (*Transmission Control Protocol*) de arquivos de 100 kB. (Bolot, 1993) utilizou medições do atraso de ida e volta (*round trip delay* - RTT) de pequenos pacotes de *probe* UDP para caracterizar os processos de atraso e de perda de pacotes na Internet. As medições de RTT e de *PLR* foram obtidas através da ferramenta *NetDyn* (Sanghi; Gudmundsson; Agrawala, 1993). Esta ferramenta envia pacotes UDP numa determinada taxa a partir de um *host* origem para um *host* destino via um *host* intermediário. Nos seus experimentos, (Bolot, 1993) utilizou pacotes UDP de 32 *bytes* com intervalos entre pacotes sucessivos de 8, 20, 50, 100, 200 e 500 ms. Cada experimento durou 10 minutos. Os resultados obtidos mostraram que as perdas de *probes* são essencialmente aleatórias se o tráfego de *probes* utiliza menos que 10% da banda passante disponível.

A medição do parâmetro *PLR* através de *probes* não é trivial. É complexa, requerendo um estudo detalhado sob os pontos de vista teórico e experimental. Tal estudo não faz parte do escopo desta dissertação, que adotou uma abordagem simplista de medição de *PLR*. Utiliza-se o esquema do *chirp* de *probes* para a medição de *PLR*, dado por:

$$PLR = \frac{L}{M} \quad , \quad (50)$$

onde M é o número de *probes* enviados num período de medição e L é o número de *probes* perdidos.

4 CONTROLE DE ADMISSÃO

Este capítulo introduz um novo esquema de sinalização SIP para o controle de admissão de sessões IP multimídia baseado numa versão *estendida* do protocolo SDP. São apresentados o método das envoltórias de máxima taxa (*maximal rate envelopes*) para medição passiva de tráfego (Qiu; Knightly, 2001) e os algoritmos CAC1 e CAC2, baseados em medições de tráfego agregado e caracterização de redes. Esses algoritmos são adequados para o serviço preditivo e possibilitam uma alta taxa de utilização da rede. O CAC1 realiza o controle de admissão para as conexões de âmbito local (conexões cuja origem e destino envolvem *hosts* localizados numa mesma rede de acesso) e para os fluxos de mídia que saem ou que entram na rede de acesso. O CAC2 é o responsável pelo controle de admissão das conexões que envolvem *hosts* em redes de acesso distintas. O CAC2 atua "pelas bordas" da RD e por isso tem escalabilidade frente aos esquemas tradicionais.

4.1 Sinalização

Segundo (Johnston, 2001, p.1) as principais funções de um protocolo de sinalização fim-a-fim são:

- Localização dos *hosts*;
- Envio de mensagens de requisição de estabelecimento de sessões (*request messages* ou *métodos*);
- Troca de informações sobre as mídias para que uma sessão seja estabelecida;
- Modificação de sessões existentes e
- Finalização de sessões.

Dois padrões de sinalização estão à disposição da comunidade IP: SIP e a família de protocolos H.323 (ITU-T, 1998). O SIP foi desenvolvido pelo grupo MMUSIC (*Multi-Party Multimedia Session Control Working Group*) do IETF. A primeira versão foi proposta como *Internet-Draft* em 1997. A versão 2 do *draft* foi submetida em 1998. O padrão foi estabelecido através da RFC 2543, em 1999. O SIP incorpora elementos dos protocolos HTTP (*Hyper Text Transfer Protocol*) e do SMTP (*Simple Mail Transport Protocol*). Como o HTTP, o SIP também é um protocolo do tipo

cliente-servidor e utiliza URL's (*Uniform Resource Locators*) na identificação dos usuários. O SIP herdou do SMTP o esquema de codificação de texto e estilo de cabeçalho (utiliza cabeçalhos como *To*, *From*, *Date* e *Subject*). O SIP usa outros protocolos do IETF para transporte, transporte de mídias e descrição de mídias. A Fig. 4-1 ilustra de forma sumarizada a pilha de protocolos multimídia Internet.

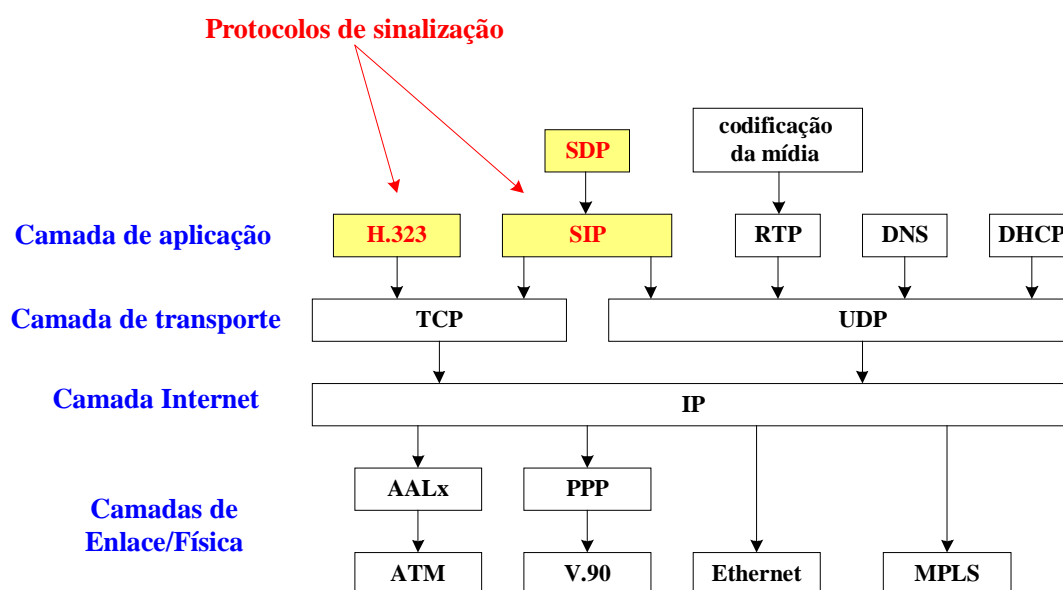


Figura 4-1: Pilha de protocolos multimídia Internet (Johnston, 2001, p.4).

(Dalgic; Fang, 1999) compararam o SIP e o H.323 segundo a perspectiva da aplicação de telefonia Internet. Segundo os referidos autores, *ambos não possuem suporte à reserva de recursos ou configuração de classe-de-serviço (class-of-service, CoS) em suas atuais versões*. Para tal, recomenda-se a utilização do protocolo RSVP. O H.323 versão 3 suportará a sinalização da CoS requisitada. *Este item propõe uma extensão ao SDP que torna possível a utilização do SIP como protocolo de sinalização de QoS*.

Este trabalho optou pelo SIP porque:

- Nos períodos em que PLR é considerável, o tempo para estabelecimento da chamada (*call setup delay*) da sinalização H.323, que utiliza o TCP para transporte, é significativamente maior do que o do SIP (Eyers; Schulzrinne, 2000), que utiliza o UDP com recuperação adicional de erro, quais sejam, temporizadores de retransmissão, números de seqüência (*command sequence numbers* – CSeq) e reconhecimentos positivos (*positive acknowledgments*);
- As mensagens SIP são *baseadas em texto*, o que facilita a implementação e manutenção (*debugging*) do código em linguagens *script* como JAVA, Tcl e Perl;
- No que diz respeito à capacidade de suportar novas funcionalidades e extensões, o SIP é *mais flexível* do que o H.323.

Um terminal de usuário (telefone SIP, microcomputador, etc.) que esteja com o SIP habilitado é denominado SIP *user agent* (UA). Servidores SIP são aplicações que aceitam métodos SIP e que respondem aos mesmos. Um servidor *proxy* SIP, ou simplesmente *proxy*, recebe uma requisição de um UA e age no nome deste, encaminhando ou respondendo à requisição (vide Fig. 4-2).

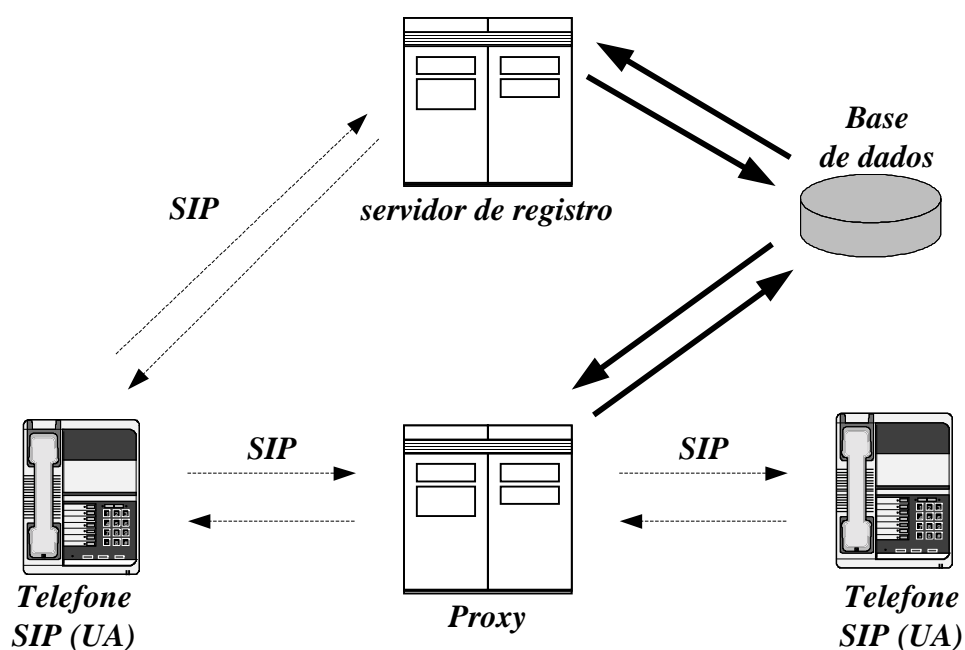


Figura 4-2: Interação dos SIP UA's com o proxy.

Há dois tipos de mensagem SIP: *request* (requisição, também conhecida como *método*) ou *response* (resposta). O padrão especifica seis métodos: INVITE, ACK, REGISTER, CANCEL, BYE e OPTIONS. Para as respostas, há códigos de três dígitos. Elas podem ser classificadas em seis classes, onde o primeiro dígito é o identificador da classe: 1XX – *Informational* (informação), 2XX – *Success* (sucesso), 3XX – *Redirection* (redirecionamento); 4XX – *Client error* (erro do cliente), 5XX – *Server failure* (falha do servidor), 6XX – *Global failure* (falha global). Os parâmetros de sessão de uma chamada são transportados pelo método INVITE para o UAC (*user agent client*) e na mensagem de resposta. Os parâmetros de sessão são descritos pelo SDP no corpo da mensagem SIP.

A negociação da admissão depende do esquema de sinalização utilizado. Durante o estabelecimento da chamada, é necessário que a *aplicação do transmissor caracterize a fonte de tráfego* através de descritores tais como taxa média, taxa de pico, tamanho máximo da rajada, etc.. A *aplicação do receptor deve especificar o nível de QoS desejado*, em termos dos parâmetros PDT, PDV e PLR. Este trabalho propõe que o(s) descritor(es) de tráfego e os parâmetros requisitados de QoS sejam transportados dentro de um campo do SDP.

A figura 4–3 mostra um exemplo de troca de mensagens SIP. Os UAs comunicam-se diretamente, ou seja, sem a intermediação de um *proxy*. O UAC (*user agent client*) sabe de antemão qual é o endereço IP do UAS (*user agent server*) e vice-versa, não havendo necessidade de consulta a servidores de DNS (*Domain Name System*). Segue-se um possível conteúdo para o método INVITE desse exemplo:

```
INVITE sip:rebolled@lcs.poli.usp.br SIP/2.0
Via: SIP/2.0/UDP home.ig.com.br:5060
To: Carlos Rebolledo <sip:rebolled@lcs.poli.usp.br>
From: Jefferson Perez <sip:perez@ig.com.br>
Call-ID: 123456789@home.ig.com.br
CSeq: 1 INVITE
Subject: HCRM
Contact: sip:perez@ig.com.br
```

```
Content-Type: application/sdp
Content-Length: 150
```

```
v=0
o=Perez 2550868695 2550868695 IN IP4 home.ig.com.br
s=Papers
c=IN IP4 145.127.125.124
t=0 0
m=video 50000 RTP/AVP 32
a=rtpmap:32 MPV/90000
```

A primeira linha do método é conhecida como *startline* (linha de início). Ela contém a descrição do método empregado, a URI (*Uniform Resource Indicator*) com o endereço do UAS destinatário (Carlos) e o número da versão do SIP. Nesse exemplo, tem-se os *headers* (cabeçalhos) *Via*, *To*, *Call-ID* e etc. O corpo do método contém detalhes acerca do tipo da sessão (mídias, codificadores e etc).

O cabeçalho *Via* é *mandatório* e serve para armazenar a rota tomada pela requisição SIP, forçando que a resposta associada à essa requisição seja encaminhada através da mesma rota, só que no sentido reverso. O UA originador de um método deve registrar no cabeçalho *Via* o seu próprio endereço. A ordem dos cabeçalhos *Via* é importante porque é utilizada no roteamento das respostas. Cada um dos *proxies* que encaminha um método deve acrescentar um *Via* ao topo da lista dos cabeçalhos *Via*. Um *proxy* ou UA que gera uma resposta a uma requisição copia todos os cabeçalhos *Via* da requisição *preservando a mesma ordenação* na resposta, enviando a resposta para o endereço especificado no cabeçalho *Via* que estiver no topo. Ao receber uma mensagem de resposta, um *proxy* deve conferir se o *Via* do topo contém o seu próprio endereço; caso contrário, deve descartar a mensagem. Em seguida, o cabeçalho *Via* do topo é removido, e a resposta é encaminhada para o endereço especificado no próximo *Via*. O *Via* contém o nome do protocolo, o número da versão e o transporte (SIP/2.0/UDP, SIP/2.0/TCP, etc.). Também pode conter o número da porta TCP ou UDP.

No exemplo da Fig. 4–3, os cabeçalhos mandatórios *To* ("To: Carlos Rebolledo <sip:rebolled@lcs.poli.usp.br>") e *From* ("From: Jefferson Perez

<sip:perez@ig.com.br>") indicam o destinatário e o originador, respectivamente, do método INVITE. Esses cabeçalhos são mantidos na resposta. Quando Carlos envia um INVITE para Jefferson os cabeçalhos *To* e *From* são da forma "To: Jefferson Perez <sip:perez@ig.com.br>" e "From: Carlos Rebolledo <sip:rebolledo@lcs.poli.usp.br>", respectivamente.

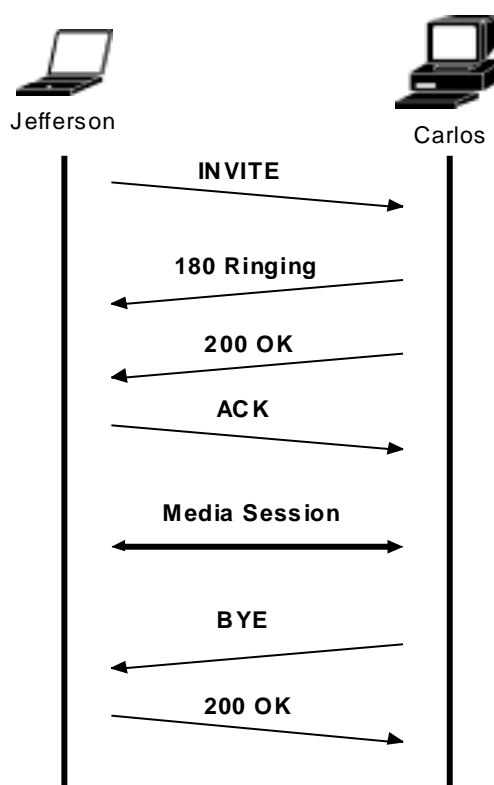


Figura 4-3: Jefferson conhece o endereço IP de Carlos e vice-versa.

O cabeçalho *Call-ID* é *mandatório* em todas as requisições e respostas do SIP. É parte integrante do *call leg* utilizado na identificação unívoca de uma chamada entre dois UAs. O *Call-ID* é usualmente composto por um identificador local, que pode ser um número pseudo-aleatório, pelo símbolo @, e pelo *host name* ou endereço IP. O *Call-ID* é um identificador globalmente único. O conjunto dos cabeçalhos *To*, *From* e *Call-ID* identifica o *call-leg*.

O cabeçalho *command sequence* (seqüência de comandos) *Cseq* é *mandatório* para todos os métodos. O *Cseq* contém um número decimal que é incrementado a cada requisição. A contagem do *Cseq* é utilizada pelo UAS na detecção de requisições fora de ordem (*out-of-sequence*).

O cabeçalho *Contact* é *obrigatório* para as mensagens INVITE e respostas 200 OK. Ele contém uma URL que pode ser utilizada para o encaminhamento (de requisições posteriores) direto de mensagens, sem a correspondente passagem pelos *proxies* intermediários (*bypass*). Entretanto, a presença do *record-route* (cabeçalho *hop-by-hop* que pode ser inserido pelos *proxies*) numa requisição anterior ou uma configuração de proxy *default* no UA pode preterir aquele comportamento.

As mídias são descritas pelo SDP no corpo da mensagem. Na Fig. 4-3, o cabeçalho *Content-Type* (tipo do conteúdo) indica que o corpo da mensagem é descrito pelo SDP; *Content-Length* (tamanho do conteúdo) indica o número de *bytes* usados pelos SDP.

O campo SDP "v" indica a versão do SDP (a versão atual é a de número zero). O campo "o" contém informações sobre o originador da sessão e sobre os identificadores de sessão. Este campo contém:

```
o=username session-id version network-type address-type
address
```

onde *username* contém o *login* do originador ou *host*. O parâmetro *session-id* pode ser um selo de tempo (*timestamp*) NTP (*Network Time Protocol*) (Mills, 1992) ou um número gerado aleatoriamente e serve para garantir a imparidade da sessão. *version* é um campo numérico incrementado a cada mudança ocorrida na sessão; recomenda-se que também seja um selo NTP. O *network-type* é sempre IN para a Internet. O parâmetro *address-type* indica endereços do tipo IPv4 ou IPv6 em notação decimal ou como um nome de *host* totalmente qualificado. O campo *s* contém o nome da sessão. O campo *c=* é da forma:

```
c=network-type address-type connection-address ,
```

onde o parâmetro `network-type` é definido como `IN` para a Internet. O tipo do endereço é definido como `IP4` para endereços IPv4. O `connection-address` corresponde ao endereço IP da fonte de tráfego, que pode ser *unicast* ou *multicast*. O campo `t=` contém os tempos de início e de parada de uma sessão:

```
t=start-time stop-time ,
```

sendo que os instantes de tempo são especificados através de selos NTP. O campo `m=` é *opcional* e contém informações acerca de um determinado tipo de mídia que faz parte da sessão. Esse campo contém:

```
m=media port transport format-list .
```

Tem-se as seguintes opções para o parâmetro `media`: `audio`, `video`, `application`, `data` ou `control`. O parâmetro `port` contém o número da porta. O parâmetro `transport` contém o protocolo de transporte, que pode ser RTP/AV (*Real-Time Transport Protocol/Audio video profiles*) (Schulzrinne et al., 1996) ou UDP. O Campo *opcional* `a=` contém os atributos do campo `m=` (mídia) que o precede. *Este campo pode ser utilizado para prover mais informações sobre uma mídia, possibilitando a extensão do SDP.* No exemplo da Fig. 4–3, Jefferson anuncia a mídia

```
m=video 50000 RTP/AVP 32
```

com os seguintes atributos

```
a=rtpmap:32 MPV/90000
```

O padrão SIP *recomenda* o uso de um campo `a=rtpmap:` para cada campo `m=`.

O UAC tem duas opções para o envio de mensagens de requisição:

1. Envio do método para um *proxy* local (situado na mesma rede de acesso que o UAC), independentemente da URL requisitada.

2. Envio do método para o endereço IP associado à URL, na porta UDP previamente combinada.

Neste trabalho assume-se que o UAC *sempre* envia as suas requisições para o roteador de borda que age como *proxy* SIP. Propõe-se que os descritores de tráfego e os parâmetros de QoS associados a cada fluxo que solicita admissão sejam transportados no atributo *format transport* do SDP. Este campo é especificado da seguinte maneira:

```
a=fmtp:<format> <format specific parameters>
```

Durante o estabelecimento de uma sessão multimídia, o método INVITE transporta as funcionalidades do UA originador da chamada, os níveis de QoS requeridos para cada um dos fluxos componentes da sessão⁹ e os descritores de tráfego dos fluxos a serem transmitidos. A resposta do destinatário também contém as suas funcionalidades, parâmetros de QoS desejados e descritores de tráfego (mensagem 200 OK). O controle de admissão é feito pelo roteador de acesso no momento em que a resposta do destinatário é recebida. Quando o CAC rejeita a admissão de um determinado fluxo, o número da porta associado a esse fluxo é zerado.

A porta (UDP) para o SIP estendido é a de número 35.000. A Fig. 4-4 mostra o exemplo de estabelecimento de uma sessão entre dois usuários localizados em redes de acesso distintas. Segue-se um possível conteúdo do método INVITE para esse caso.

```
INVITE sip:amazonas@lcs.poli.usp.br SIP/2.0
Via: SIP/2.0/UDP 148.130.220.124:35000
To: Amazonas <sip:amazonas@lcs.poli.usp.br>
From: Alexandre Lima <sip:alima@qos.com.br>
Call-ID: 123456789@work.qos.com.br
CSeq: 1 INVITE
```

⁹ Especifica-se a QoS desejada pelo receptor. Em geral, uma sessão multimídia é bidirecional; portanto, ambos devem especificar os níveis de QoS desejados para cada um dos fluxos a serem recebidos e os descritores de tráfego dos fluxos a serem transmitidos.

Subject: HCRM
Contact: sip:alima@qos.com.br
Content-Type: application/sdp
Content-Length: XXX

v=0
o=Lima 2880868695 2880868695 IN IP4 work.qos.com.br
s=Meeting
c=IN IP4 148.130.220.124
t=0 0
m=audio 49920 RTP/AVP 0 5 8
a=rtpmap:0 PCMU/8000
a=fmtp:0 PDT=150 PDV=15 PLR=2 PR=64
a=rtpmap:5 DVI4/8000
a=fmtp:5 PDT=150 PDV=10 PLR=1 PR=32
a=rtpmap:8 PCMA/8000
a=fmtp:8 PDT=150 PDV=15 PLR=2 PR=64
m=video 0 RTP/AVP 32
a=rtpmap:32 MPV/90000
a=fmtp:32 PR=8000
a=sendonly
m=video 50000 RTP/AVP 31
a=rtpmap:31 H261/90000
a=fmtp:31 PDT=100 PDV=10 PLR=0,1 PR=384

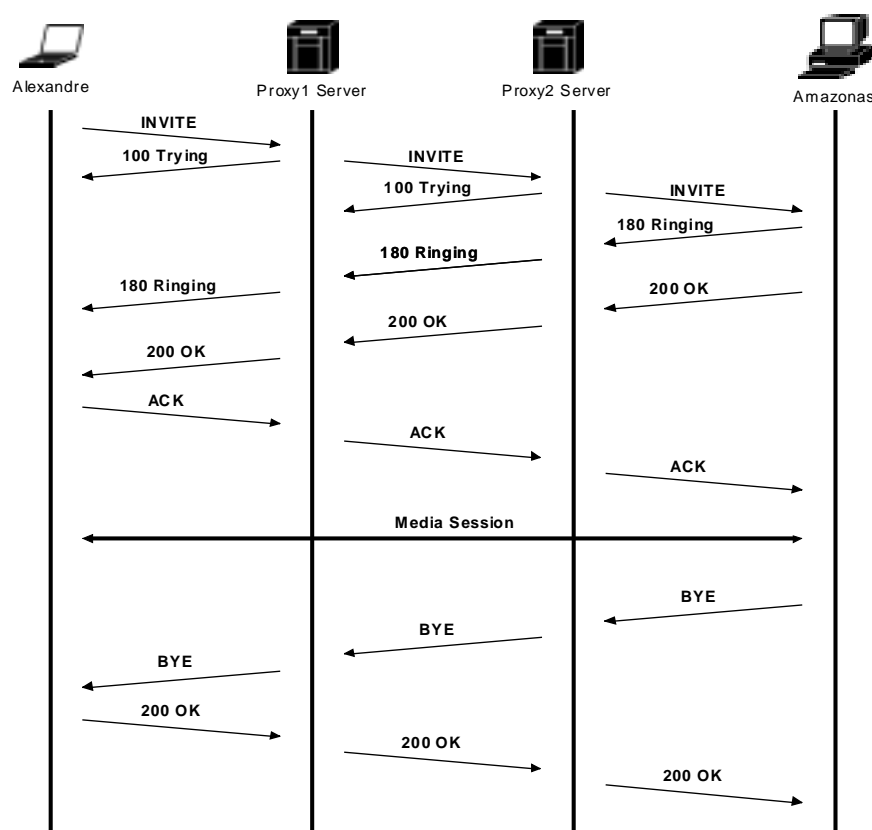


Figura 4-4: Estabelecimento de uma sessão quando os usuários estão em redes de acesso distintas.

No exemplo da Fig. 4-4, o corpo SDP da mensagem INVITE para Amazonas especifica três mídias (fluxos) distintas:

- Uma conexão de áudio *bidirecional* para a qual há três *codecs* (codificador-decodificador) candidatos: PCM (*Pulse Code Modulation*) "lei μ ", DVI-4 e PCM "lei A". Os parâmetros de QoS (PDT em ms, PDV em ms, PLR em %) e o descritor de tráfego (que neste caso é somente a taxa de pico) são informados para cada *codec*.
- Um fluxo de *streaming* de vídeo unidirecional usando o algoritmo MPEG-2¹⁰ (*Motion Pictures Experts Group* versão 2). A taxa de pico é de 8 Mbps. Note-se que os parâmetros de QoS não são especificados porque a conexão é

¹⁰ Os algoritmos MPEG foram desenvolvidos pelo grupo *Motion Picture Experts* da ISO (*International Organization for Standardization*). O MPEG-1 trabalha com taxas de até 1,5 Mbps. O

unidirecional (de Alexandre para Amazonas). O número da porta não possui significado e deve ser igual a zero.

- Uma conexão de vídeo ITU–T H.261 bidirecional. Os parâmetros de QoS e a taxa de pico são informados.

Amazonas poderia responder ao INVITE do seguinte modo:

```
SIP/2.0 200 OK
Via: SIP/2.0/UDP 143.107.162.192:5060
Via: SIP/2.0/UDP 148.130.220.1:5060
Via: SIP/2.0/UDP 148.130.220.124:5060
To: Amazonas <sip:amazonas@lcs.poli.usp.br>
From: Alexandre Lima <sip:ablima@qos.com.br>
Call-ID: 123456789@work.qos.com.br
CSeq: 1 INVITE
Subject: HCRM
Record-Route:<amazonas@lcs.poli.usp.br,maddr=143.107.162.192>,
<sip:amazonas@lcs.poli.usp.br;maddr=148.130.220.1>
Contact: sip: amazonas@labotica.lcs.poli.usp.br
Content-Type: application/sdp
Content-Length: YYY

v=0
o=Amazonas 2880868722 2880868722 IN IP4 143.107.162.210
s=Meeting
c=IN IP4 143.107.162.210
t=0 0
m=audio 48560 RTP/AVP 0 7
a=rtpmap:0 PCMU/8000
```

MPEG-2 transmite a taxas maiores do que 2 Mbps e suporta uma ampla variedade de formatos de

```

a=fmtp:0 PDT=150 PDV=30 PLR=5    PR=64
a=rtpmap:7 LPC/8000
a=fmtp:7 PDT=150 PDV=40 PLR=6    PR=16
m=video 47800 RTP/AVP 32
a=rtpmap:32 MPV/90000
a=fmtp:32 PDT=100 PDV=10 PLR=0.05
a=recvonly
m=video 47900 RTP/AVP 31
a=rtpmap:31 H261/90000
a=fmtp:31 PDT=100 PDV=10 PLR=0.1 PR=300

```

Observe-se que Amazonas aceita todas as mídias e especifica dois *codecs* para a conexão bidirecional de áudio, sendo que o *codec*

```
a=rtpmap:7 LPC/8000
```

não havia sido especificado por Alexandre. Para o fluxo unidirecional de vídeo, Amazonas especifica somente os parâmetros de QoS. Finalmente, Amazonas especifica os parâmetros de QoS e o descritor de tráfego para a conexão bidirecional de vídeo. Quando a resposta 200 OK chega no *proxy* 2, o mesmo compara o que foi especificado por cada um dos participantes da sessão e faz testes de admissão através dos algoritmos CAC1 e CAC2 para todos os fluxos que podem ser estabelecidos (o CAC roda por fluxo). Suponha-se que o CAC no *proxy* 2 rejeite o fluxo unidirecional de vídeo com taxa de pico igual a 8 Mbps e que os demais fluxos sejam admitidos. Então, a resposta 200 OK encaminhada para o *proxy* 1 corresponde a

```

SIP/2.0 200 OK
Via: SIP/2.0/UDP 148.130.220.1:5060

```

Via: SIP/2.0/UDP 148.130.220.124:5060 (... a flow is being declined.)

To: Amazonas <sip:amazonas@lcs.poli.usp.br>

From: Alexandre Lima <sip:ablima@qos.com.br>

Call-ID: 123456789@work.qos.com.br

CSeq: 1 INVITE

Subject: HCRM

Record-Route:<amazonas@lcs.poli.usp.br,maddr=143.107.162.192>,
<sip:amazonas@lcs.poli.usp.br;maddr=148.130.220.1>

Contact: sip: amazonas@labotica.lcs.poli.usp.br

Content-Type: application/sdp

Content-Length: ZZZ

v=0

o=Amazonas 2880868722 2880868722 IN IP4 143.107.162.210

s=Meeting

c=IN IP4 143.107.162.210

t=0 0

m=audio 48560 RTP/AVP 0 7

a=rtpmap:0 PCMU/8000

a=fmtp:0 PDT=150 PDV=30 PLR=5 PR=64

a=rtpmap:7 LPC/8000

a=fmtp:7 PDT=150 PDV=40 PLR=6 PR=16

m=video 0 RTP/AVP 32

a=rtpmap:32 MPV/90000

a=fmtp:32 PDT=100 PDV=10 PLR=0.05

a=recvonly

m=video 47900 RTP/AVP 31

a=rtpmap:31 H261/90000

a=fmtp:31 PDT=100 PDV=10 PLR=0.1 PR=300

Ao receber essa resposta 200 OK , *proxy* 1 faz o controle de admissão através do CAC1. Posteriormente, Alexandre (UAC) envia uma mensagem de ACK após ter recebido a mensagem 200 OK de *proxy* 1. Este ACK também deve incluir um corpo

SDP, similar àquele transportado pelo INVITE, para que o UAS seja notificado sobre os parâmetros finais da sessão.

4.2 Controle de admissão baseado no método das envoltórias

O método das envoltórias de máxima taxa caracteriza de forma adaptativa o comportamento do tráfego agregado em diferentes escalas de tempo (Knightly; Zhang, 1997). Uma *envoltória* nada mais é do que uma medida da *taxa* de tráfego num determinado intervalo de tempo (Qiu; Knightly, 2001). Um conjunto de *envoltórias* é um *vetor* de taxas que são medidas em diferentes intervalos de tempo. Dado o n -ésimo período de medição com duração igual a $T \cdot \tau$ segundos (τ corresponde ao intervalo mínimo de medição no período), o vetor das envoltórias de máxima taxa $R_{\sim k}^n$, para $k = 1, 2, \dots, T$, é definido por

$$R_{\sim k}^n = \frac{1}{k\tau} \max_{t-T+k\tau \leq s \leq t} \sum_{u=s-k+1}^s x_u \quad (51)$$

onde x_t denota o número de *bytes* de tráfego que chega no *slot* de tempo t ($x_t = X[t\tau, (t+1)\tau]$). O vetor das envoltórias de máxima taxa mede os *valores extremos* do fluxo agregado, que são os valores que podem levar a perda de pacotes. Segundo (Qiu; Knightly, 2001), o vetor de medidas dado pela eq.(51) mede a variabilidade do tráfego em escalas de curta duração (*short-time scale burstiness*) e a forma (estrutura) da função de auto-correlação.

Dados M períodos de medição, a variância das envoltórias é calculada por

$$\sigma_k^2 = \frac{1}{M-1} \sum_{m=1}^M (R_k^m - \bar{R}_k)^2 \quad (52)$$

onde \bar{R}_k é a média da amostra de M envoltórias.

Para um intervalo de tamanho $T \cdot \tau$ segundos, denota-se a distribuição da taxa máxima R_k por $F_k(\cdot)$. Se o processo de incrementos é estacionário, o tráfego agregado futuro satisfaz

$$P\{\max_s X[s, s + k\tau] / k\tau \leq \bar{R}_k + \alpha\sigma_k\} = \Phi(\alpha) \quad (53)$$

onde

$$\Phi(\alpha) = \int_{-\infty}^{\bar{R}_k + \alpha\sigma_k} dF_k \quad . \quad (54)$$

A eq.(54) representa a estimativa de máxima verossimilhança da probabilidade de que a taxa de pico seja menor do que $\bar{R}_k + \alpha\sigma_k$.

O controle de admissão pelo método das envoltórias utiliza a taxa de pico como único descritor de tráfego. Os autores do método argumentam que parâmetros especificados pelo usuário são utilizados somente no momento da avaliação inicial do impacto que o novo fluxo terá sobre os demais fluxos. Dois testes de admissão são realizados:

- Teste I: *Schedulability test* (testa se o novo fluxo pode ser *servido* pelo roteador que executa o CAC);
- Teste II: *Loss probability test* (teste da probabilidade de perdas).

Teste I : Considere-se um novo fluxo cujo descritor de tráfego seja P , que requer admissão a uma classe de tráfego servida à taxa C , com requisito de atraso PDT. Caso o novo fluxo seja admitido, nenhuma perda ocorre, ao nível de confiança $\Phi(\alpha)$, se

$$\max_{k=1,2,\dots,T} \{k\tau(\bar{R}_k + P + \alpha\sigma_k - C)\} \leq C.PDT \quad (55)$$

e

$$\bar{R}_T + P + \alpha \sigma_T \leq C \quad . \quad (56)$$

A eq.(55) considera a dinâmica do *buffer* do multiplexador e garante que nenhum pacote seja atrasado além do PDT especificado. A eq.(56) é uma condição de estabilidade, pois garante que a taxa média sobre M intervalos de duração igual a T somada à taxa de pico do novo fluxo seja menor do que a capacidade do enlace, ao nível de confiança $\Phi(\alpha)$. O teste I provê uma condição de serviço sem perdas, que é satisfeita com probabilidade $\Phi(\alpha)$. Entretanto, se a envoltória do tráfego agregado *exceder* $\bar{R}_k + \alpha \sigma_k$, poderão ocorrer violações dos objetivos de atraso e perda especificados. O teste da probabilidade de perdas (teste II) assegura que a taxa de perda de pacotes medida esteja de acordo com o objetivo de PLR especificado pelo usuário ($PLR_{\text{usuário}}$).

Teste II : Seja um fluxo agregado que satisfaz o teste I com média \bar{R}_k e variância σ_k^2 . Para um enlace de capacidade C , tamanho de *buffer* B e nível de confiança $\Phi(\alpha)$, a probabilidade de perdas é aproximadamente igual a

$$\max_{k=1,2,\dots,T} \frac{\sigma_k \psi(\alpha)}{\bar{R}_T} \leq PLR_{\text{usuário}} \quad (57)$$

onde

$$\psi(\alpha) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} e^{-\frac{\alpha^2}{2}} - \alpha[1 - \Phi(\alpha)] \quad . \quad (58)$$

se $F_k(\cdot)$ for aproximada pela distribuição normal.

4.3 Algoritmos de CAC

4.3.1 CAC2

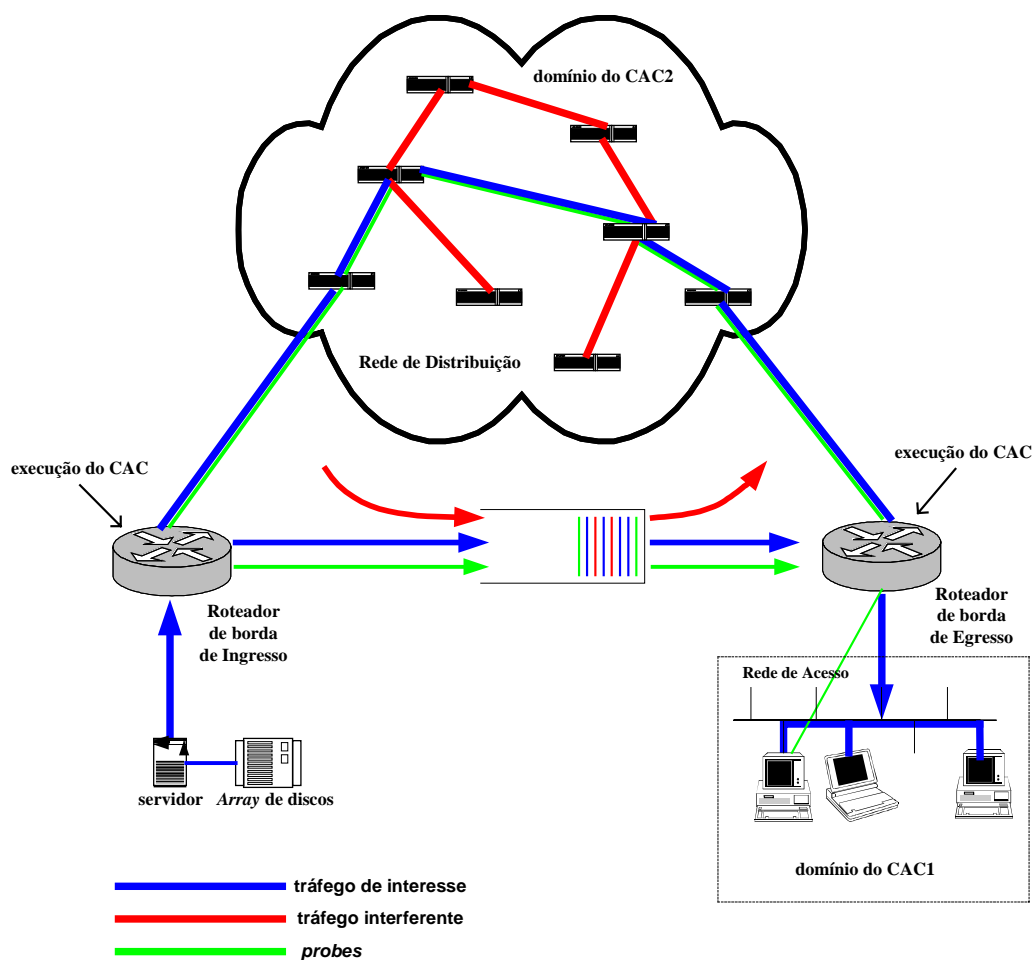


Figura 4-5: Os dois domínios de CAC.

O roteador de borda, que é o responsável pelo teste de admissão, define dois domínios de CAC: CAC1 e CAC2 (vide Fig. 4-5). O CAC2 decide se o roteador de borda e a RD possuem os recursos necessários para suportar um dado fluxo de mídia que se deseja transmitir entre os roteadores de borda de ingresso e de egresso. O

CAC2 também leva em conta os tráfegos interferentes que podem estar presentes no enlace gargalo da RD e na fila de saída do roteador de borda de ingresso.

Considere-se o modelo da Fig. 4-6. O roteador de ingresso A é o responsável pela execução do CAC2. As medições são realizadas num período denominado *período de medição*. Se $ABW(n)$, $PDT(n)$, $PDV(n)$, e $PLR(n)$ são os parâmetros *atuais* da RD, ou seja, são aqueles que foram inferidos no n -ésimo período de medição, então os parâmetros $ABW(n+1)$, $PDT(n+1)$, $PDV(n+1)$, e $PLR(n+1)$ podem ser *estimados* utilizando-se um processo ARIMA (*Autoregressive Integrated Moving Average*) (Box; Jenkins, 1976); (Paxson, 1997b). Tem-se as seguintes equações de predição:

$$\hat{ABW}(n+1) = \alpha_{ABW} ABW(n) + (1 - \alpha_{ABW}) \overline{ABW}(n-1) \quad (59)$$

$$\hat{PDT}(n+1) = \alpha_{PDT} PDT(n) + (1 - \alpha_{PDT}) \overline{PDT}(n-1) \quad (60)$$

$$\hat{PDV}(n+1) = \alpha_{PDV} PDV(n) + (1 - \alpha_{PDV}) \overline{PDV}(n-1) \quad (61)$$

$$\hat{PLR}(n+1) = \alpha_{PLR} PLR(n) + (1 - \alpha_{PLR}) \overline{PLR}(n-1) \quad (62)$$

onde $\overline{ABW}(n-1)$, $\overline{PDT}(n-1)$, $\overline{PDV}(n-1)$, $\overline{PLR}(n-1)$ denotam médias móveis exponenciais (*Exponentially Weighted Moving Average* – EWMA) tomadas sobre M períodos passados de medição e α_{ABW} , α_{PDT} , α_{PDV} , α_{PLR} correspondem aos argumentos das interpolações lineares.

Assume-se na Fig. 4-7 (fluxograma do CAC2) que o descritor de tráfego seja a taxa de pico P e que uma parcela do objetivo de QoS fim-a-fim (Saito, 1994) seja alocada entre o roteador de ingresso e a RD. Deste modo, $PLR^{(RD)}$, $PDT^{(RD)}$ e $PDV^{(DN)}$ são os parâmetros de QoS alocados para a porção RD do objetivo fim-a-fim de QoS. Similarmente, $PLR^{(I)}$, $PDT^{(I)}$ e $PDV^{(I)}$ são os parâmetros de QoS alocados para o roteador de ingresso. Pode-se observar na Fig. 4-7 que o CAC2 primeiramente realiza um procedimento que consiste num conjunto de testes baseados na caracterização da RD.

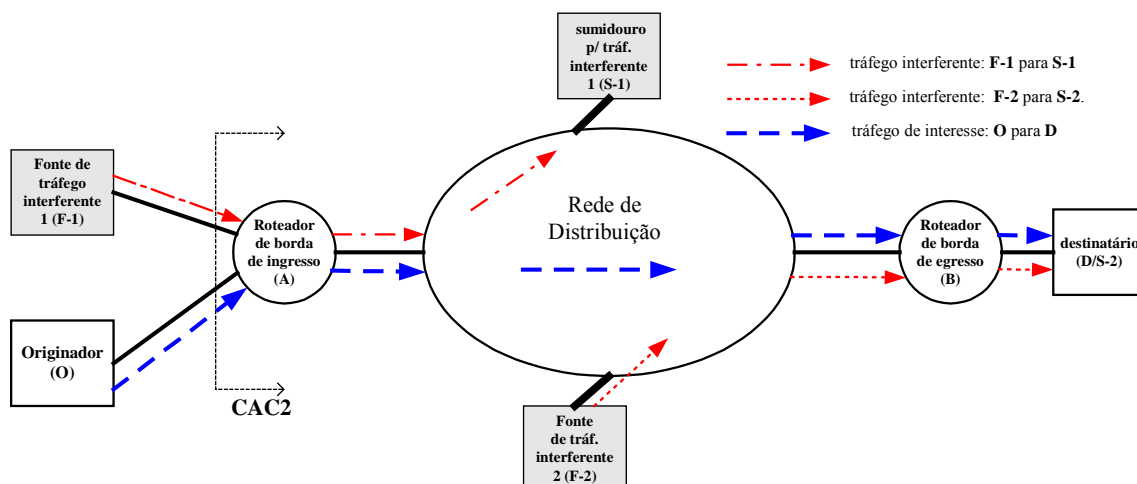


Figura 4-6: Modelo para o CAC2.

Esses testes consideram que o novo fluxo, uma vez admitido na RD, experimentará o desempenho especificado pelos parâmetros $P\hat{D}T$, $P\hat{D}V$ e $P\hat{L}R$. A taxa de pico é comparada ao $A\hat{B}W$ estimado. Se qualquer teste falha, o fluxo é rejeitado, caso contrário o algoritmo continua o seu processamento. Se o CAC2 conclui que a RD possui os recursos necessários, o mesmo executa os dois testes propostos pelos autores do método da envoltória de taxa máxima.

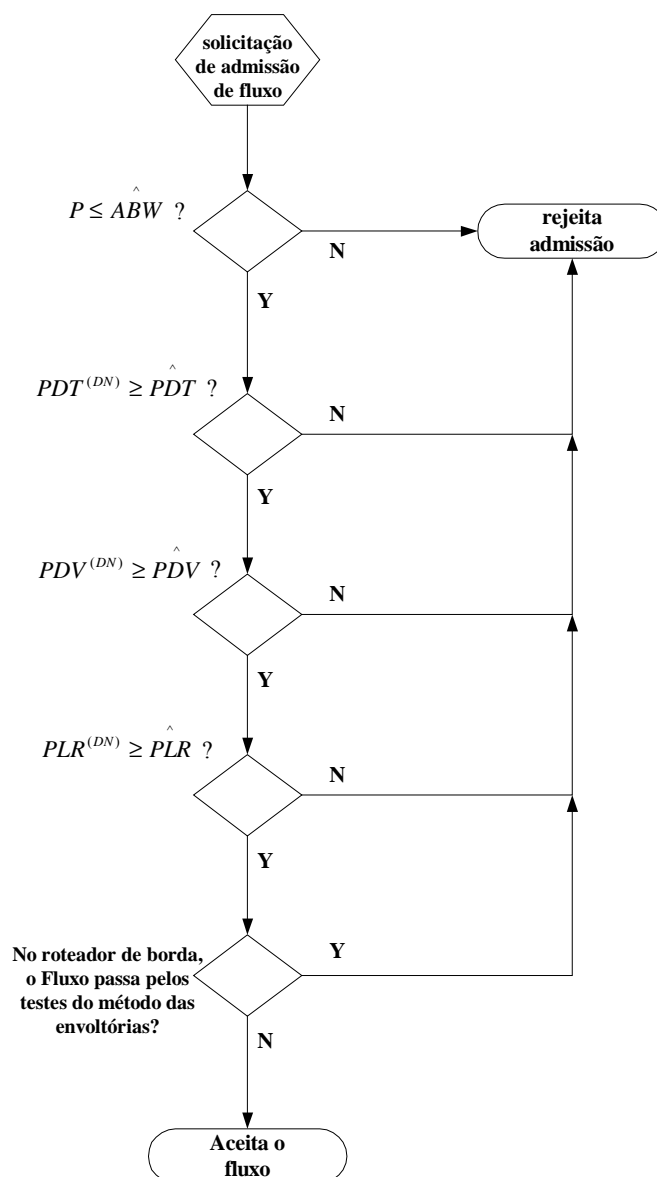


Figura 4-7: Fluxograma do algoritmo CAC2.

4.3.2 CAC1

O CAC1 decide se a rede de acesso e o roteador de borda possuem os recursos necessários para suportar um dado fluxo de mídia. A rede local é modelada como um meio cuja banda é *compartilhada*. Assim como o CAC2, o CAC1 também leva em conta os efeitos do tráfego interferente que pode estar presente na rede local ou na fila de saída do roteador de borda da rede de acesso, porque a medição do tráfego

agregado é feita pelo método das envoltórias de máxima taxa. O algoritmo CAC1 é representado como fluxogramas nas Fig. 4-8 e 4-9. A Fig. 4-8 mostra a rotina executada quando o fluxo que requer admissão é "sainte" (sentido rede de acesso-RD) ou quando o fluxo fica restrito à rede local (a sessão é estabelecida entre dois *hosts* que estão na mesma rede de acesso). Na Fig. 4-9, o CAC1 leva em consideração os fluxos "entrantes" (sentido RD-rede de acesso). Os parâmetros futuros $ABW(n+1)$, $PDT(n+1)$, $PDV(n+1)$ e $PLR(n+1)$ da rede de acesso também podem ser *estimados* através das eq.(59) a (62).

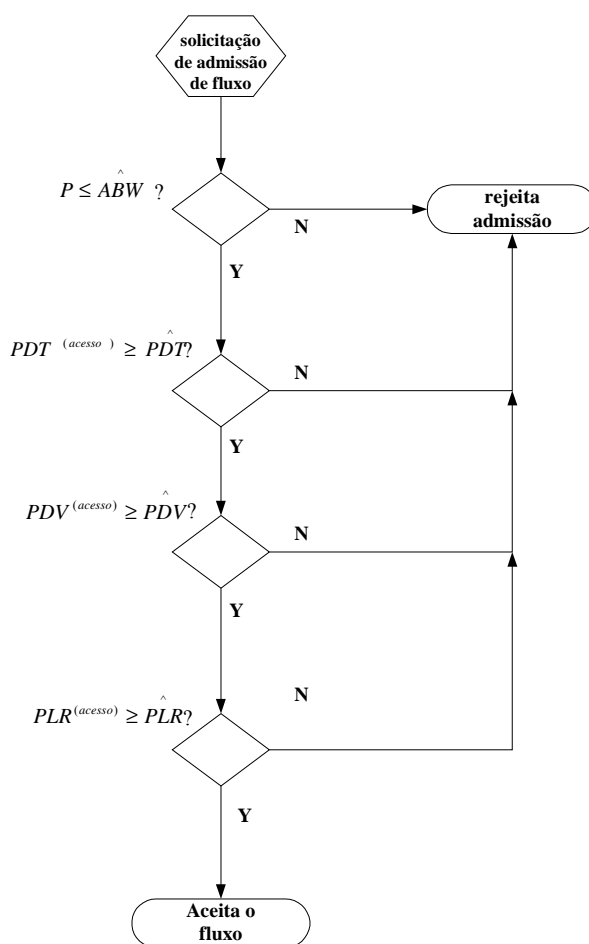


Figura 4-8: Algoritmo CAC1 para os fluxos saintes (sentido rede de acesso-RD) e para os fluxos intra-rede de acesso.

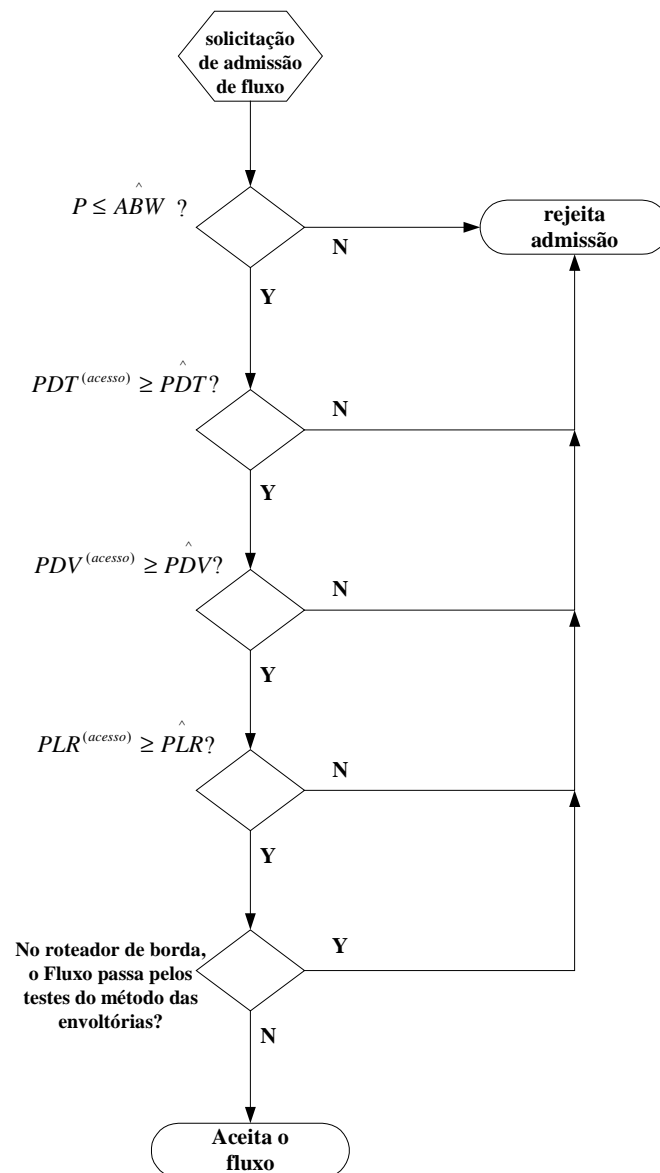


Figura 4-9: Algoritmo CAC1 para fluxos entrantes (vêm da RD)

4.3.3 Algumas observações sobre o esquema de CAC proposto

- As medições são feitas continuamente e *on line*.
- A duração T de um período de medição deve ser escolhida apropriadamente. Existe um valor ótimo T^* para a duração da janela de

medições, o qual maximiza a região de admissão do CAC (Qiu; Knightly, 2001). T^ é determinado experimentalmente, via simulações.*

5 RESULTADOS

Os testes de validação do CAC devem ser realizados no simulador (de redes IP) ns2 e numa rede de testes (*testbed*). Os resultados obtidos só têm sentido prático se alguns aspectos fundamentais são abordados de modo apropriado. Os testes de desempenho requerem um tráfego agregado "realista" e bem definido. Deve-se ter a possibilidade de se variar as propriedades do tráfego utilizado nas simulações. A topologia do *testbed* deve capturar a "essência" (dinâmica básica) das redes de acesso e de distribuição; ao mesmo tempo, deve ser suficientemente simples (topologias mais complexas devem ser simuladas). Deve haver sincronismo entre os roteadores (de borda) de ingresso e de egresso. Finalmente, os pacotes de *probe* devem ser inseridos na rede nos instantes de tempo pré-determinados pelo *chirp* de pacotes de *probe*, e isto deve ser feito de forma precisa, isto é, com o menor *jitter* possível. Em última análise, deve-se avaliar o desempenho da estratégia de CAC proposta numa "rede viva". Este não é objetivo deste capítulo, o qual resume os resultados alcançados com o *testbed*.

5.1 Geração de tráfego agregado

Um *gerador de tráfego* é composto por (Wall, 1999):

- *gerador da série temporal*, onde a série gerada corresponde a uma discretização de uma realização de um processo aleatório e
- *transmissor de pacotes*, que faz a transmissão dos pacotes sobre a rede de acordo com a série temporal gerada.

A série temporal pode ser gerada a partir de um modelo matemático ou através do processamento de um arquivo que contenha um *trace* de tráfego real. Escolheu-se a primeira estratégia por ser mais flexível (pode-se variar as propriedades do tráfego utilizado nas simulações). (Paxson, 1997a) propôs o *método da FFT* (*Fast Fourier Transform*) para síntese rápida e aproximada de realizações fGn. (Riedi et al, 1999) propuseram o modelo MWM para síntese de realizações multifractais (Ribeiro et al, 1999).

Paxson disponibilizou uma implementação em C do seu gerador de realizações fGn (disponível em: <http://ita.ee.lbl.gov/>). A saída do gerador é uma realização "normalizada" (Gaussiana padrão com média zero e desvio padrão igual a um.) Este trabalho utilizou esse código para a geração de realizações fGn. O Matlab foi utilizado na conversão das séries temporais fGn em processos de contagem de pacotes por unidade de tempo. Para o transmissor de pacotes, utilizou-se o programa *Packet Sender* (Packet Sender, 2001) que é executado no Linux. A precisão do *Packet Sender* é da ordem de centenas de microsegundos, sendo suficiente para o *testbed* de baixa velocidade do laboratório, que possui interfaces de até 10 Mbps. A Fig. 5-1 mostra como é gerada a seqüência de pacotes transmitida pelo *Packet Sender*. Os elementos da série temporal são interpretados como pacotes de tamanho *variável* que devem ser transmitidos durante intervalos de tempo que possuem a mesma duração. Transmite-se um *único* pacote no início de cada intervalo de transmissão. O intervalo de transmissão define a banda do enlace. O tamanho de um pacote está limitado superiormente pelo MTU (*Maximum Transfer Unit*) do enlace. A Fig. 5-2 apresenta o gráfico de uma série temporal fGn com 4096 pontos e $H = 0,8$. A Fig- 5-3 mostra o processo de contagem de *bytes* associado à série temporal da Fig. 5-2.

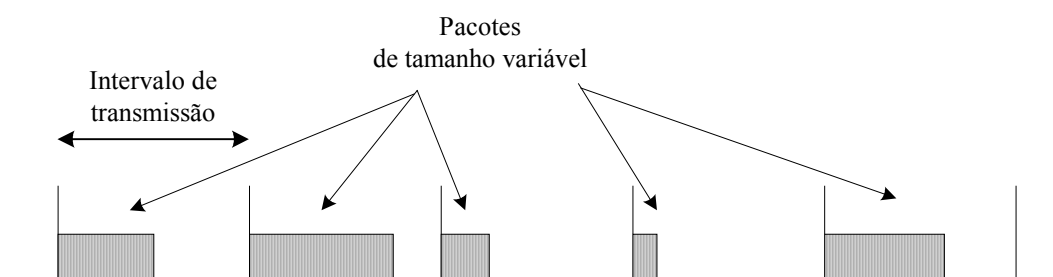


Figura 5-1: Conversão de uma série temporal numa seqüência de pacotes. Transmite-se um único pacote de tamanho variável no início de cada intervalo de transmissão.

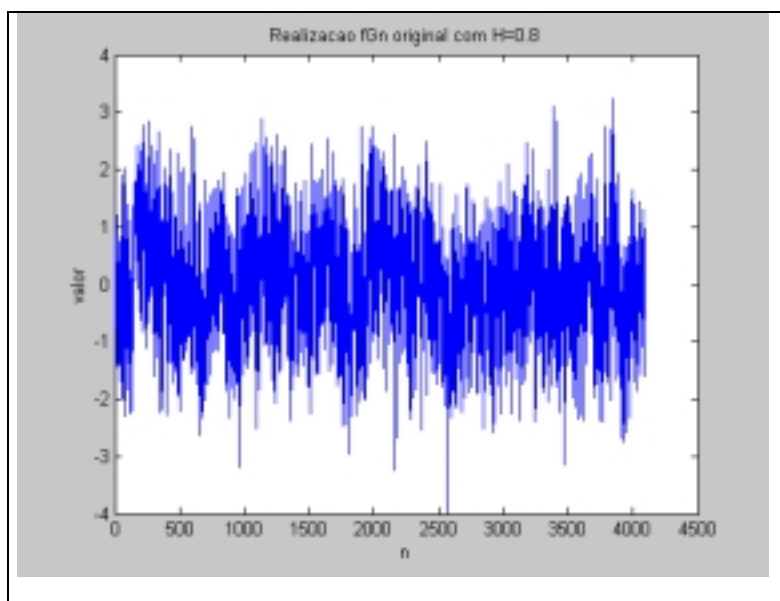


Figura 5-2: Realização fGn com $H=0,8$, gerada pelo método da FFT de Paxson.

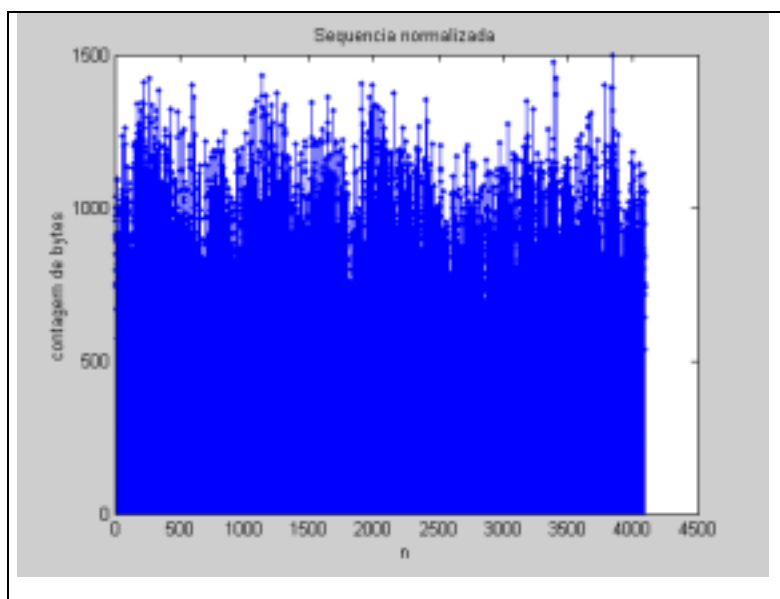


Figura 5-3: Processo de contagem de *bytes* associado à série temporal da Fig. 5-2.

A Fig. 5-4 apresenta o gráfico da função de autocorrelação associado à série temporal da Fig. 5-3. A Fig. 5-5 mostra o gráfico da *variância* (*variance plot*) (Beran, 1994, p.92) aplicado ao processo da Fig. 5-3. O *variance plot* é um método

heurístico de estimação do parâmetro de Hurst. Esse teste está baseado na eq.(11), que também pode ser escrita da forma:

$$\text{var}(\bar{X}_n) \approx cn^{2H-2}, \quad (63)$$

onde $c > 0$ e n é o número de elementos de uma realização. Tem-se os seguintes passos:

1. Seja k um número inteiro. Para diferentes k pertencentes à faixa $2 \leq k \leq n/2$, e para um número m_k suficiente de subséries de tamanho k , calcular as médias de m_k amostras de tamanho k , $\bar{X}_1(k)$, $\bar{X}_2(k)$, ..., $\bar{X}_{m_k}(k)$ e a média global

$$\bar{X}(k) = m_k^{-1} \sum_{j=1}^{m_k} \bar{X}_j(k). \quad (64)$$

2. Para cada k , calcular a variância da amostra de m_k médias de amostras $\bar{X}_j(k)$ ($j = 1, 2, \dots, m_k$):

$$s^2(k) = (m_k - 1)^{-1} \sum_{j=1}^{m_k} (\bar{X}_j(k) - \bar{X}(k))^2. \quad (65)$$

3. Representar num gráfico $\log s^2(k)$ contra $\log k$.

Para o caso de dependência de curta duração ou independência, espera-se que o coeficiente angular $(2H - 2)$ do *plot* seja igual a $2 \cdot (1/2) - 2 = -1$.

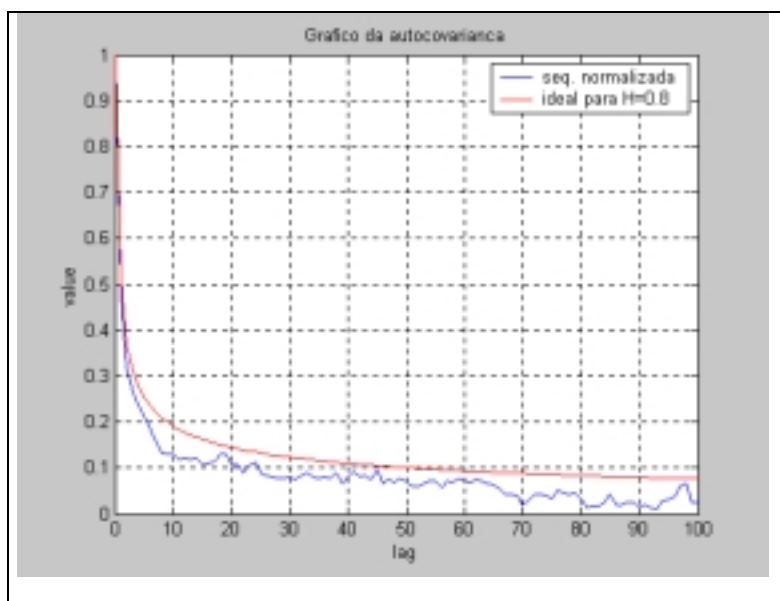


Figura 5-4: Funções de autocorrelação. A linha vermelha indica o gráfico da função de autocorrelação para um processo fGn com $H = 0,8$. A linha azul indica a autocorrelação medida para o processo da Fig. 5-3.

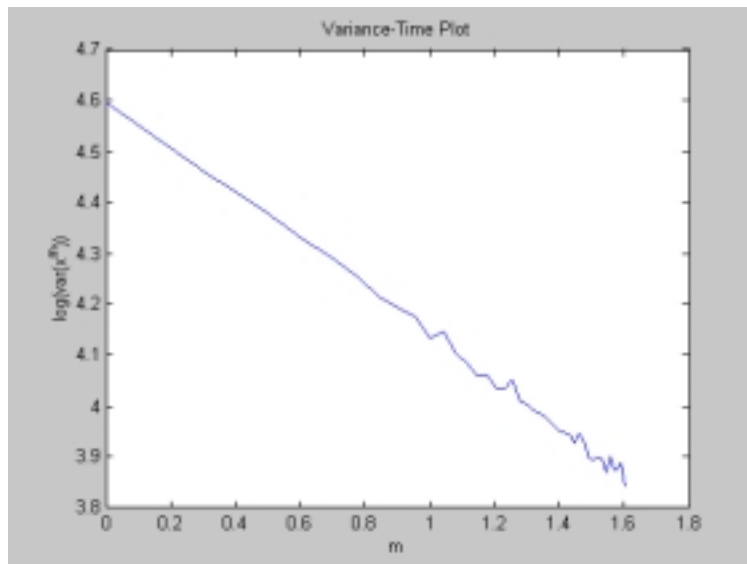


Figura 5-5: Gráfico da Variância para o processo da Fig. 5-3. Este teste estimou um parâmetro H de 0,76.

5.2 Rede de testes

As redes de acesso e de distribuição são *emuladas* numa rede de testes (*testbed*). O *testbed* é um ambiente controlado. A Fig. 5-6 mostra o diagrama da topologia do *testbed*. O *testbed* é composto por roteadores Linux e por dois roteadores Quidway R4001 da Huawei. Estes últimos são utilizados porque permitem a emulação de uma banda gargalo *variável*. Para tal, utilizam-se enlaces seriais no modo síncrono, interface V.35, nas seguintes taxas: 64 kbps, 72 kbps, 128 kbps, 384 kbps e 2 Mbps. Os roteadores Linux operam com interfaces de 10 Mbps.

Antes da aquisição dos roteadores Huawei, os enlaces gargalo eram emulados nos roteadores Linux, através do aplicativo *Traffic Control (tc)* (Hubert et al., 2002). O *tc* controla a disciplina de serviço da fila de saída do roteador. A banda gargalo era então emulada através da configuração do algoritmo do *balde de fichas (token bucket)* na fila de saída do roteador gargalo (Wagner, 2001). O algoritmo do *balde furado (leaky bucket)* não está implementado no *tc*.

Segundo (Wagner, 2001), quando o balde do TBF (*Token Bucket Filter*) está sem fichas, um relógio é inicializado, o qual determina quando poderá ser realizada a próxima transmissão. A resolução desse relógio é determinada pelo temporizador do sistema (*System Timer - ST*), que opera, usualmente, com uma frequência de 100 Hz. Neste caso, a resolução do TBF é igual a 10ms. Opcionalmente, pode-se magnificar a resolução para 1 ms alterando-se o parâmetro ST do Linux para 1000 Hz (através do comando “#define HZ” - arquivo “/usr/src/linux/include/asm-i386/param.h” do fonte do Linux). O kernel do Linux deve ser recompilado após a mudança do parâmetro ST.

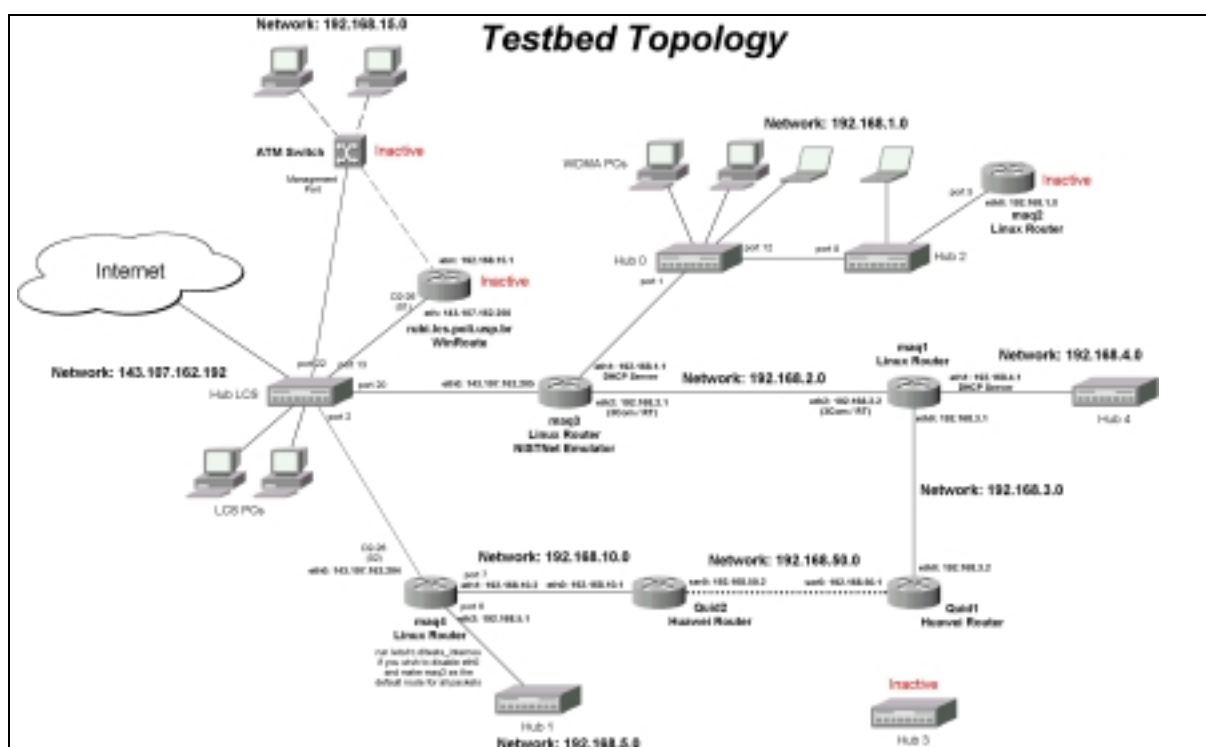


Figura 5-6: Topologia da rede de testes.

Imagine-se, por exemplo, que se deseja emular uma banda gargalo de 400 kbps. Se os pacotes são de 1000 bytes, espera-se que a média do tempo entre pacotes sucessivos (\bar{z}), após terem passado pelo enlace gargalo, seja igual a 20 ms:

$$\bar{z} = \frac{8 \times 1000}{400 \times 10^3} = 20 \text{ ms} .$$

As Fig. 5-7e 5-8 mostram os gráficos da dispersão do tempo entre pacotes quando se utiliza o TBF com parâmetros ST iguais a 100 e 1000 (banda gargalo de 400 kbps), respectivamente.

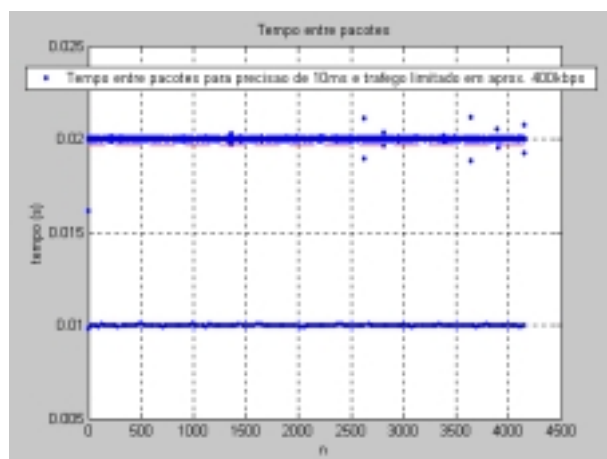


Figura 5-7: Gráfico da dispersão do tempo entre pacotes obtido com roteador "gargalo" Linux, parâmetro ST igual a 100. $\bar{z} \approx 20$ ms. Desvio padrão (σ_z) igual a 1782×10^{-6} seg.

Na Fig. 5.7, a média (linha vermelha) ficou próxima de 20 ms. Entretanto, pode-se constatar visualmente que valores próximos de 10 ms foram obtidos para um número grande de amostras (banda "instantânea" de 800 kbps). Este comportamento é devido ao balde de fichas, que permite a ocorrência de rajadas acima de 400 kbps. O desvio padrão foi de 1782 μ seg.

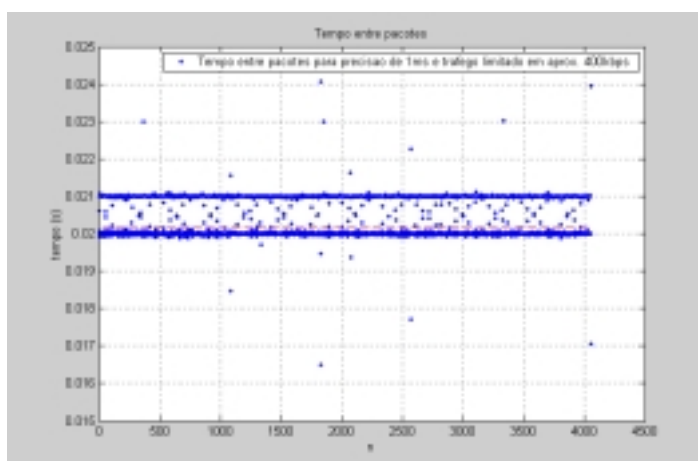


Figura 5-8: Gráfico da dispersão do tempo entre pacotes obtido com roteador "gargalo" Linux, parâmetro ST igual a 1000. $\bar{z} \approx 20$ ms. $\sigma_z = 611 \times 10^{-6}$ seg.

Na Fig. 5-8, constata-se que a dispersão do tempo entre pacotes é menor. O desvio padrão foi de 611 μ seg.. A média (linha vermelha) também ficou próxima de 20 ms. A maioria das amostras variou na faixa entre 20 e 21 ms. A Fig. 5-9 apresenta o resultado para um enlace limitado em 384 kbps, utilizando-se um roteador comercial Huawei. Percebe-se que as amostras concentram-se em torno de 21 ms. O desvio padrão foi de 423 μ seg., sendo menor do que nos casos anteriores. Portanto, o esquema de emulação da banda gargalo com roteador comercial é mais preciso do que aqueles implementados no Linux.

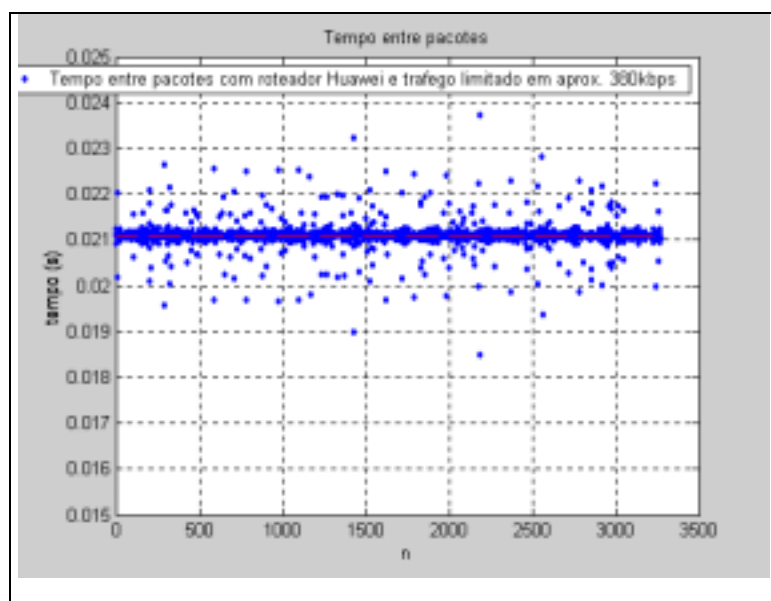


Figura 5-9: Gráfico da dispersão do tempo entre pacotes obtido com roteador "gargalo" comercial (Huawei). $\bar{z} \approx 21$ ms. $\sigma_z = 423 \times 10^{-6}$ seg.

5.3 Validação do algoritmo de inferência de ABW

A medida do parâmetro ABW através do algoritmo Delphi é *fundamental* para o algoritmo CAC2. Até o momento da conclusão deste trabalho, tentou-se reproduzir, sem sucesso, os resultados apresentados no artigo (Ribeiro et al, 2000a). O primeiro

autor da citada referência foi contactado. Espera-se que a divergência seja identificada.

6 CONCLUSÃO

6.1 Sumário e contribuições

De acordo com o item 1.2, o objetivo principal deste trabalho é definir uma estratégia para a introdução do controle de admissão sobre uma infraestrutura de rede IP que presta serviço do tipo "melhor esforço", levando-se em conta as propriedades fractais do tráfego agregado.

Esta dissertação apresenta uma *nova* estratégia de CAC baseada em medições de tráfego agregado e caracterização de redes que atende à especificação acima enunciada. A *escalabilidade* é a principal vantagem do esquema proposto sobre os esquemas tradicionais, uma vez que os algoritmos de CAC são executados *somente* pelo roteadores de borda. A estratégia de controle de admissão envolve *técnicas de processamento de tráfego em múltiplas escalas de tempo*. Os modelos de tráfego utilizados (MWM e fGn) são *realistas* e têm a propriedade de capturar a alta *variabilidade* do tráfego em várias escalas de tempo. Os algoritmos CAC1 e CAC2 são *simples*. Entretanto, deve-se ter em mente que o esquema de medições é *complexo*. As redes são caracterizadas *continuamente* e de maneira *explícita*, através de pacotes de *probe*. Para tal, os pacotes de *probe* devem ser enfileirados numa fila de saída *distinta* daquela dos pacotes de tráfego. O escalonamento das filas deve ser feito de acordo com o esquema de *prioridade estrita* em que a fila de menor prioridade (aquela dos pacotes de tráfego) só é servida se a fila de maior prioridade (a dos pacotes de *probe*) está vazia. A sinalização de QoS é feita através de uma *versão estendida do protocolo SIP*, em que um descritor de tráfego (taxa de pico) e os parâmetros de QoS associados a um novo fluxo são transportados no campo *format transport attribute* do SDP.

6.2 Sugestões para trabalhos futuros

Seguem-se abaixo sugestões para trabalhos futuros:

- Pesquisa de outros algoritmos de inferência de ABW que também sejam baseados em modelos de tráfego fractal.
- Implementação dos algoritmos CAC1 e CAC2 no ns2.

- Implementação dos algoritmos CAC1 e CAC2 na rede de testes.
- Comparação do CAC2 com a proposta de CAC pelo roteador de egresso (Cetinkaya; Kanodia; Knightly, 2001). Note-se que essa proposta é baseada na caracterização *implícita* da RD.
- Investigação aprofundada sobre métodos de medida de PLR.
- Desenvolvimento de uma ferramenta para análise de tráfego fractal ("analisador de tráfego").
- Desenvolvimento de um *software* ou de uma plataforma dedicada (que inclua *hardware* e *software*) para síntese *on line* de tráfego fractal.

LISTA DE REFERÊNCIAS

ABRY, P.; VEITCH, D. *Wavelet analysis of long-range dependent traffic*. **IEEE Trans. Info. Theory**, v. 4, n. 1, p. 2–15, 1998. Disponível em: <http://citeseer.nj.nec.com/abry98Wavelet.html>.

AGRAWALA, A. K.; SANGHI, D. Network dynamics: an experimental study of the Internet. In: GLOBECOM'92, dec. 1992. Disponível em: <http://citeseer.nj.nec.com/agrawala92network.html>

ALLMAN, M.; PAXSON, V. On estimating end-to-end network path properties. In: ACM SIGCOMM, 1999.

ALVES, I. B. H. A. **Marcação de tráfego para justiça em fluxos agregados no serviço assegurado**. 2001. 169 p. Dissertação (Mestrado) – COPPE, Universidade Federal do Rio de Janeiro. Rio de Janeiro.

ARMITAGE, G. **Quality of Service in IP Networks**. Indianapolis: MacMillan Technical Publishing, 2000. 309p.

ASH, R. B.; GARDNER, M. **Topics in Stochastic Processes**. Academic Press, 1975. 321p.

AWDUCHE, D.O. et al. A framework for traffic engineering. **Internet Draft**, mar. 2001. draft-ietf-tewg-framework-03.

BERAN, J. **Statistics for Long-Memory Processes**. U.S.A.: Chapman & Hall, 1994. 314p.

BIANCHI, G.; CAPONE, A.; PETRIOLI, C. Throughput analysis of end-to-end measurement-based admission control in IP. In: IEEE Infocom'00, Tel Aviv, Israel, mar. 2000.

BOLOT, J C. End-to-end packet delay and loss behavior in the Internet. In: SIGCOMM'93, p.289–298, 1993.

BOX, G. E. P.; JENKIS, G. M. **Time Series Analysis Forecasting and Control**. Holden-Day, 1976.

BLAKE, S. et. al. An architecture for differentiated services. **Internet RFC 2475**, dec. 1998.

BRADEN, R.; CLARK, D.; SHENKER, S. Integrated services in the Internet architecture. **Internet RFC 1633**, june. 1994.

BRADEN, R. et al. RSVP: Resource Reservation Protocol. **Internet RFC 2205**, sep. 1997.

BRESLAU, L. et al. Endpoint admission control: architectural issues and performance. In: SIGCOMM Symposium on Communications Architectures and Protocols, Stockholm, Sweden, aug. 2000.

BRESLAU, L.; JAMIN, S. Comments on the performance of measurement-based admission control algorithms. In: IEEE Infocom'00, Tel Aviv, Israel, mar. 2000. Disponível em: <http://citeseer.nj.nec.com/339156.html>.

CALLON, R. et al. A framework for multiprotocol label switching. **Internet Draft**, sep. 1999. draft-ietf-mpls-framework-05.

CARTER, R. L.; CROVELLA, M. E. Measuring bottleneck link speed in packet-switched networks. In: Performance'96, vol. 27&28, p. 297–318, 1996.

CETINKAYA, C.; KANODIA, V.; KNIGHTLY, E. W. Scalable services via egress admission control. **IEEE Trans. on Multimedia**, v. 3, n. 1, mar. 2001.

CHEN, T. M.; LIU, S. S. **ATM Switching Systems**. Norwood: Artech House, 1995. 261p.

CLARK, D. D.; SHENKER, S. J.; ZHANG, L. Supporting real-time applications in an Integrated Services Packet network: architecture and mechanism. In: ACM SIGCOMM, p. 14–26, aug. 1992.

COOPER, C. A.; PARK, K. I. Toward a broadband congestion control strategy. **IEEE Network Magazine**, v. 14, p. 18–23, may 1990.

CORLETT, A.; PULLIN, D.; SARGOOD, S. Statistics of one-way Internet packet delays. 2001. Disponível em: <http://www.cqos.com.br>.

DALGIC, I.; FANG, H. Comparison of H.323 and SIP for IP telephony signaling. In: Photonics East, Boston, Massachussets, sep. 1999. Disponível em: <http://www.cs.columbia.edu/sip/papers/papers.html>.

DAUBECHIES, I. **Ten Lectures in Wavelets**. Montpelier, Vermont: Capital City Press, 1992. 351p.

DOVROLIS, C.; RAMANATHAN, P.; MOORE, D. What do packet dispersion techniques measure? In: IEEE INFOCOM, apr. 2001. Disponível em: <http://www.ieee-infocom.org/2001/program.html>.

DUFFIELD, N. G. Trajectory sampling for direct traffic observation. **IEEE/ACM Trans. Networking**, v. 9, n. 3, p. 280–292, june 2001.

ELEK, V.; KARLSSON, G.; RONNGREN, R. Admission control based on end-to-end measurements. In: IEEE Infocom'00, Tel Aviv, Israel, mar. 2000.

EYERS, T.; SCHULZRINNE, H. Predicting Internet telephony call setup delay. In: IPTel 2000 (First IP Telephony Workshop), Berlin, apr. 2000. Disponível em: <http://www.cs.columbia.edu/sip/papers/papers.html>.

FALCONER, K. **Fractal geometry – Mathematical Foundations and Applications**. England: John Wiley & Sons Ltd., 1990. 288p.

FELDMANN, A.; GILBERT, A. C.; WILLINGER, W. Data networks as cascades: investigating the multifractal nature of Internet WAN traffic. **Comput. Commun. Rev.**, v. 28, n. 4, p. 42–55, 1998.

FLOYD, S. **Comments on measurement-based admissions control for controlled-load services**. Berkeley: Lawrence Berkeley Laboratory, july 1996. (Technical Report). Disponível em <http://www.icir.org/floyd/papers.html>.

GARRET, M.; WILLINGER, W. Analysis, modeling and generation of self-similar VBR video traffic. In: ACM SIGCOMM, p. 269–280, London, sep. 1994. Disponível em: <http://citeseer.nj.nec.com/garrett94analysis.html>.

GIBBENS, R. J.; KELLY, F. Distributed connection acceptance control for a connectionless network. In: ITC'99, Edinburgh, U. K., june 1999.

GILBERT, A. C.; WILLINGER, W.; FELDMANN, A. Scaling analysis of conservative cascades, with applications to network traffic. **IEEE Trans. Inf. Theory, Special Issue on "Multiscale Statistical Signal Analysis and its Applications"**, v. 45, n. 3, p. 971–991, apr. 1999.

GORALSKI, W. J. **Introduction to ATM Networking**. McGraw-Hill, Inc., 1995. 383p.

HANDLEY, M.; JACOBSON, V. SDP: Session Description Protocol. **Internet RFC 2327**, apr.1998.

HANDLEY, M. et al. SIP: Session Initiation Protocol. **Internet RFC 2543**, mar. 1999.

HIRCHOREN, G. A. **Predição e estimação de parâmetros de processos auto-similares para redes de faixa larga**. 1999. Tese (Doutorado) – Universidade Estadual de Campinas. Campinas.

HONG, T.; SUDA, T. Congestion control and prevention in ATM networks. **IEEE Network Magazine**, v. 5, n. 4, p. 10–15, july 1991.

HUBERT, B. et al. **Linux Advanced Routing and Traffic Control HOWTO**. 2002. 122p. Disponível em: <http://www.tldp.org/HOWTO/Adv-Routing-HOWTO/>.

ILYAS, M.; MOUFTAH, H. T. Performance evaluation of congestion avoidance in broadband ISDNs. In: IEEE International Conference on Communications, p. 727–731, 1990.

ITU-T. B-ISDN Access Signaling System DSS2 (Digital Subscriber Signaling System No. 2). **ITU-T Draft Rec. Q.2931**, Geneva, dec. 1993.

ITU-T. Packet-Based Multimedia Communications Systems. **ITU-T Rec. H.323**, Geneva, feb. 1998.

JACOBSON, V. Congestion avoidance and control. In: SIGCOMM'88, Stanford, California, p.314–329, aug. 1988.

JACOBSON, V. Pathchar – a tool to infer characteristics of Internet paths. In: Mathematical Sciences Research Institute (MSRI), apr. 1997. Disponível em (transparências): <ftp://ftp.ee.lbl.gov/pathchar>.

JAIN, R. **The Art of Computer Systems Performance Analysis**. USA: John Wiley & Sons, Inc., 1991. 685p.

JAMIN, S. et al. A measurement-based admission control algorithm for Integrated Services packet network (extended version). In: SIGCOMM'95, 1995. Disponível em: <http://citeseer.nj.nec.com/371110.html>.

JOHNSON, N; KOTZ, S.; BALAKRISHNAN, N. **Continuous Univariate Distributions, vol. 2**. New York: Wiley, 1994.

JOHNSTON, A. B. **Understanding the Session Initiation Protocol**. Massachussets: Artech House, 2001. 201p.

KELLY, F.; KEY, P.; ZACHARY, S. Distributed admission control. **IEEE Journal on Selected Areas in Communication**, dec. 2000. Disponível em: <http://citeseer.nj.nec.com/kelly00distributed.html>.

KESHAV, S. A control-theoretic approach to flow control. In: SIGCOMM'91, p.3–15, 1991.

KLEINROCK, L. **Queueing Systems**. USA: John Wiley & Sons, Inc., 1975. 416p.

KNIGHTLY, E. W.; ZHANG, H. D-BIND: An accurate traffic model for providing QoS guarantees to VBR traffic. **IEEE/ACM Trans. Networking**, v. 5, n. 2, p. 219–231, apr. 1997.

KNIGHTLY, E. W.; SHROFF, N. B. Admission Control for Statistical QoS: Theory and Practice. **IEEE Network**, p. 20–29, mar./apr. 1999.

KOMOLGOROV, A. N. Local structure of turbulence in fluid for very large Reynolds numbers. 1941. **Transl. in Turbulence**. S. K. Friedlander and L. Topper, 1961, Interscience Publishers, New York, p.151–155.

KRUNZ, M.; TRIPATHI, S. K. On the characterization of VBR MPEG streams. In: SIGMETRICS'97, p. 192–202, june 1997. Disponível em: <http://citeseer.nj.nec.com/30024.html>.

LAZAR, A.; PACIFICI, G.; PENDARAKIS, D. Modeling video sources for real time scheduling. **ACM Multimedia Systems Journal**, v. 1, n. 6, p. 253–266, apr. 1994. Disponível em: <http://citeseer.nj.nec.com/lazar94modeling.html>.

LEE, T. K.; ZUKERMAN, M. Admission control schemes for bursty multimedia traffic. In: IEEE INFOCOM'01, Alaska, USA, apr. 2001. Disponível em: <http://www.ieee-infocom.org/2001/paper/231.pdf>.

LELAND, W. E. et al. On the self-similar nature of ethernet traffic (extended version). **IEEE/ACM Trans. Networking**, v. 2, n. 1, p. 1–15, 1994.

LI, S. R. Algorithms for flow control and call set-up in multi-hop broadband ISDN. In: IEEE INFOCOM'90, p.889–895, 1990.

LIMA, A. B. **Fórmula MSQ**. [mensagem pessoal]. Mensagem recebida por: <vinay@ece.rice.edu> em 19 de jun. de 2002(a).

LIMA, A. B. **Fórmula MSQ**. [mensagem pessoal]. Mensagem recebida por: <vinay@ece.rice.edu> em 29 de jul. de 2002(b).

MANDELBROT, B. B.; NESS, J. V. Fractional brownian motions, fractional noises and applications. **SIAM Rev.**, 10, p. 422–437, 1968.

MANDELBROT, B. B. **The Fractal Geometry of Nature**. New York: W. H. Freeman, 1982.

MILLS, D. Network Time (Version 3): Specification, Implementation, and Analysis. **Internet RFC 1305**, 1992.

NETO, P. L. O. C. **Estatística**. Edgard Blücher Ltda., 1977. 264p.

NETO, C. A. V. **Multiplexação e policiamento de tráfego auto–semelhante**. 1999. Dissertação (Mestrado) – Universidade Estadual de Campinas. Campinas.

NETWORK SIMULATOR, version 2 (ns2). 2001. Disponível em: <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.

NICHOLS, K. et al. Definition of the differentiated services field (DS field) in the IPv4 and IPv6 headers. **Internet RFC 2474**, dec. 1998.

PACKET SENDER, version 0.1. Emulab, Australia, 2001. Desenvolvido por Attila Paztor, Traffic Lab, Ericsson, Hungria.

PAPOULIS, A. **Probability Random Variables, and Stochastic Processes**. 3rd ed. Singapore: McGraw–Hill, Inc., 1991. 666p.

PARK, K.; WILLINGER, W. (Ed.) **Self–similar network traffic and performance evaluation**. John Wiley & Sons, Inc., 2000. 557p.

PAXSON, V.; FLOYD, S. Wide–area traffic: the failure of poisson modeling. **IEEE/ACM Trans. Networking**, v. 3, n. 3, p. 226–244, june 1995.

PAXSON, V. Fast, Approximate synthesis of fractional gaussian noise for generating self–similar network traffic. **Computer Communication review**, v. 27, p. 5–18, oct. 1997a. Disponível em: <http://citeseer.nj.nec.com/paxson97fast.html>.

PAXSON, V. **Measurements and Analysis of End–to–End Internet Dynamics**. 1997b. 386 p. Tese (Doutorado) – University of California Berkeley.

PEEBLES, P. Z. **Probability, Random Variables, and Random Signal Principles Processes**. 3rd ed. Singapore: McGraw–Hill, Inc., 1993. 400p.

PEREIRA, F. M. **Análise de desempenho da disciplina de serviço "Generalized Processor Sharing" sob tráfego auto-similar**. 2002. 81p. Dissertação (Mestrado) – Universidade Estadual de Campinas. Campinas.

QIU, J.; KNIGHTLY, E. W. Inter-class resource sharing using statistical service envelopes. In: IEEE INFOCOM'99, New York City, mar. 1999. Disponível em: <http://citeseer.nj.nec.com/340247.html>.

QIU, J.; KNIGHTLY, E. W. Measurement-based admission control with aggregate traffic envelopes. **IEEE/ACM Trans. Networking**, v. 9, n. 2, apr. 2001. Disponível em: <http://citeseer.nj.nec.com/qiu01measurementbased.html>.

RAJAGOPALAN, B.; MA, Q. An overlay model for constrained-based routing. **Internet Draft**, jan. 1999. draft-rajagopalan-CR-overlay-00.

RIBEIRO, V. J. et al. Simulation of nongaussian long-range-dependent traffic using wavelets. In: SigMetrics, p. 1-12, may 1999.

RIBEIRO, V. et al. Multifractal cross-traffic estimation. In: ITC Specialist Seminar on IP Traffic Measurement, Modeling and Management, Monterrey, California, sep. 2000a.

RIBEIRO, V. et al. Multiscale queuing analysis of long-range dependent network traffic. In: IEEE INFOCOM, mar. 2000b.

RIBEIRO, V. J. **Fórmula MSQ**. [mensagem pessoal]. Mensagem recebida por: <ablima@lcs.poli.usp.br> em 23 de jun. de 2002.

RIEDI, R.; VÉHEL, J. L. **Multifractal properties of TCP traffic: a numerical study**. INRIA Rocquencourt, France, feb. 1997. (Technical Report 3129). Disponível em: http://www.dsp.rice.edu/~riedi/cv_publ_theme.html.

RIEDI, R. et al. A multifractal *wavelet* model with application to network traffic. **IEEE Trans. Info. Theory**, v. 45, n. 3, p. 992–1018, apr. 1999.

ROSEN, E. C.; VISWANATHAN, A., CALLON, R. Multiprotocol label switching architecture. **Internet RFC 3031**, jan. 2001.

SAITO, H. Hybrid connection admission control in ATM networks. In: IEEE International Conference on Communications, Chicago, 1992. Disponível em: <http://www.ieee-infocom.org/2001/paper/231.pdf>.

SAITO, H. **Teletraffic technologies in ATM networks**. Artech House, 1994. 174p.

SANGHI, D.; GUDMUNDSSON, O; AGRAWALA, A. K. Study of network dynamics. In: 4th Joint European Networking Conference, p. 241–249, Trondheim, Norway, may 1993.

SCHLEMBACH, J. et al. Design and Implementation of Scalable Admission Control. In: International Workshop on QoS in Multiservice IP Networks, Rome, Italy, Jan. 2001.

SCHULZRINNE, H. et al. RTP: A Transport Protocol for Real-Time Applications. **Internet RFC 1889**, 1996.

SHENKER, S.; PARTRIDGE, C.; GUERIN, R. Specification of Guaranteed Quality of Service. **Internet RFC 2212**, sep. 1997.

STALLINGS, W. **ISDN and Broadband ISDN with Frame Relay and ATM**. 4th ed., Prentice–Hall, 1998. 542p.

STALLINGS, W. **High Speed Networks and Internets – Performance and Quality of Service**. 2nd ed., New Jersey: Prentice–Hall, 2001. 715p.

VEITCH, D. et al. On–line generation of fractal and multifractal traffic. In: PAM2000 Workshop on Passive and Active Networking, Hamilton, New Zealand, apr. 2000.

WAGNER, K. Short evaluation of Linux's token-bucket-filter (TBF) queuing discipline. May 2001. Disponível em: http://www.docum.org/stef.coene/qos/docs/other/tbf02_kw.ps

WALL, J. **Implementing a tool for converting time series into ATM traffic**. 1999. Master's thesis, Software Engineering Research Centre (SERC). Melbourne, Australia.

WANG, Z. **Internet QoS – Architectures and Mechanisms for Quality of Service**. San Francisco: Morgan Kaufmann Publishers, 2001. 239p.

WILLINGER, W. et al. Self-similarity through high-variability: statistical analysis of Ethernet LAN traffic at the source level. In: ACM SIGCOMM'95, p. 100–113, 1995.

WORNELL, G. W. A Karhunen–Loève-like expansion for $1/f$ processes via *Wavelets*. **IEEE Trans. Info. Theory**, v. 36, n. 4, p. 859–861, july 1990. Disponible en: <http://allegro.mit.edu/dspg/publications/Journals/>.

WREGE, D. E. et al. Deterministic delay bounds for VBR video in packet-switching networks: fundamental limits and practical tradeoffs. **IEEE/ACM Trans. Networking**, v. 4, n. 3, p. 352–362, june 1996.

WROCLAWSKI, J. The use of RSVP with IETF Integrated Services. **Internet RFC 2210**, sep. 1997.

WROCLAWSKI, J. Specification of the controlled-load network element service. **Internet RFC 2211**, sep. 1997.

ZHANG, H.; FERRARI, D. Improving utilization for deterministic service in multimedia communication. In: IEEE International Conference on Multimedia Computing and Systems, 1994.

ZHANG, H.; KNIGHTLY, E. W. Providing end-to-end statistical performance guarantee with bounding interval dependent stochastic models. In: ACM SIGMETRICS '94, p. 211–220, may 1994.