

A PRECIFICAÇÃO DINÂMICA EM TEMPO REAL
NO CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO

OK

Rosana Carmen de Meiroz Grillo Gonçalves



Tese apresentada ao Instituto de Física de São Carlos, da Universidade de São Paulo, para obtenção do título de Doutora em Física Aplicada, sub-área Física Computacional.

Orientador: Prof. Dr. Alvaro Garcia Neto

São Carlos
1998

IFSC — SERVIÇO DE BIBLIOTECA E
INFORMAÇÃO

Gonçalves, Rosana Carmen de Meiroz Grillo
A Precificação Dinâmica em Tempo Real no Controle de
Congestionamento/Rosana C. de M. Grillo Gonçalves -- São
Carlos, 1998.

161 p.

Tese (Doutorado) -- Instituto de Física de São Carlos, 1998

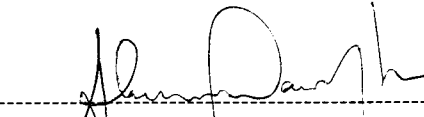
Orientador: Prof. Dr. Alvaro Garcia Neto

1. Gerenciamento de Redes de Computadores. 2. Controle
de Congestionamento. 3. Precificação.

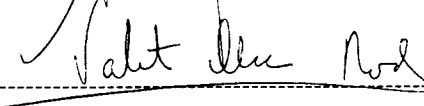
I. Título.

MEMBROS DA COMISSÃO JULGADORA DA TESE DE DOUTORADO DE ROSANA CARMEN DE MEIROZ GRILLO GONÇALVES APRESENTADA AO INSTITUTO DE FÍSICA DE SÃO CARLOS, DA UNIVERSIDADE DE SÃO PAULO, EM 12 DE MARÇO DE 1998.

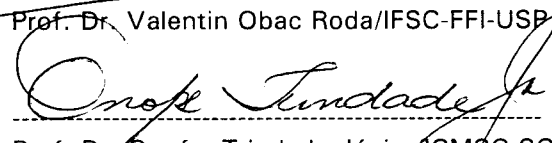
COMISSÃO JULGADORA:



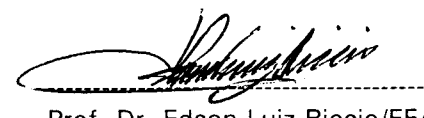
Prof. Dr. Alvaro Garcia Neto/IFSC-FFI-USP



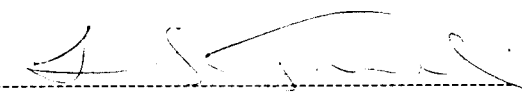
Prof. Dr. Valentin Obac Roda/IFSC-FFI-USP



Prof. Dr. Onofre Trindade Júnior/ICMSc-SCE-USP



Prof. Dr. Edson Luiz Riccio/FEA-USP



Prof. Dr. Luis Carlos Trevelin/UFSCar-DC

*"Antes te lembrarás do Senhor teu Deus,
porque é Ele o que te dá força" (Dt 8:18).*

*Ao meu pai Heleno,
à minha mãe Nair que me ensinou a gostar de livros,
ao meu esposo Duarte,
e aos meus filhos Daniel e Cristiana.*

AGRADECIMENTOS

Agradeço ao Prof. Dr. Alvaro Garcia Neto pela dedicação na orientação deste trabalho e pela confiança em mim depositada.

Agradeço ao Prof. Dr. Ivo Torres pelas estimulantes aulas de economia. Ao Prof. Dr. Francisco Anuatti Neto pelas discussões sobre os modelos de precificação.

Aos colegas do Grupo de Redes e Hipermídia (GRH), e especialmente ao Sérgio Henrique Oliveira Pereira, pela ajuda no ambiente de implementação.

A Prof^ª Adriana Backx Noronha pelas discussões sobre a análise dos resultados.

Aos colegas da FEA/USP que me incentivaram, à Prof^ª Dra. Maria Christina Siqueira de Souza Campos, à Prof^ª Adriana Maria Procópio e ao Prof. Mauro Santo Bernardo.

A todos que me auxiliaram, encorajando-me durante a realização desse trabalho, especialmente à Rosiris Lima Nery dos Santos, à Ana Maria Amaro e à Cleide Maria da Silva.

A todos meus familiares, com quem o convívio foi fundamental para a realização deste trabalho.

Sumário

<i>Sumário</i>	<i>i</i>
<i>Lista de Figuras</i>	<i>iv</i>
<i>Lista de Tabelas</i>	<i>v</i>
<i>Lista de Abreviaturas e Siglas</i>	<i>vi</i>
<i>RESUMO</i>	<i>vii</i>
<i>ABSTRACT</i>	<i>viii</i>
1 Introdução	1
2 Fundamentos da Tecnologia de Redes	6
2.1 O Conjunto de Protocolos da Internet.....	6
2.1.1 Introdução.....	6
2.1.2 Protocolos TCP/IP.....	7
2.1.2.1 O Protocolo IP.....	8
2.1.2.2 O Protocolo TCP.....	9
2.2 A Função de Contabilização nas Arquiteturas de Gerenciamento de Redes.....	16
2.2.1 A Função de Contabilização na Arquitetura OSI de Gerenciamento.....	16
2.2.2 A Contabilização do Uso de Recursos e de Tráfego segundo o IETF.....	18
2.2.2.1 Especificação dos Medidores.....	19
2.2.2.2 Especificação dos Coletores.....	20
2.3 Classes de Serviços	20
2.3.1 Ênfase das Pesquisas em Classes de Serviços.....	21
2.3.2 Definição de Qualidade de Serviço (QoS).....	22
2.3.3 Mecanismos Necessários às Classes de Serviços Baseadas em Reservas.....	23
2.3.3.1 Controle de Admissão.....	23
2.3.3.2 Escalonamento e Classificação de Pacotes.....	24
2.3.3.3 Reservas.....	25
2.3.4 O Protocolo RSVP.....	26
3 Controle de Congestionamento	28
3.1 Introdução.....	28
3.1.1 Conceitos Introdutórios.....	29

3.2 Revisão Breve dos Algoritmos de Controle de Congestionamento Existentes.....	32
3.3 O Controle de Congestionamento na Internet em TCP.....	35
3.3.1 Janelas de Transmissão.....	35
3.3.2 Algoritmos de Controle de Congestionamento.....	38
3.3.2.1 Obtenção do Sinal de Congestionamento.....	39
3.3.2.2 Reação ao Sinal de Congestionamento.....	41
4 Modelos de Precificação para Redes de Computadores e a Precificação Dinâmica em Tempo Real.....	45
4.1 Introdução.....	45
4.2 Considerações sobre Economias de Rede.....	46
4.2.1 Estrutura de Custos.....	47
4.2.2 Externalidade de Demanda Positiva.....	48
4.2.3 Problemas dos Comuns e Custos de Congestionamento.....	48
4.2.4 Conceitos de Eficiência.....	49
4.3 Ambientes de Precificação Voltados para a Eficiência.....	50
4.4 Precificação como Incentivo.....	50
4.5 Objetos Sujeitos à Precificação.....	53
4.5.1 Conexão à Rede.....	53
4.5.2 Consumo dos Serviços da Rede.....	55
4.6 Revisão Bibliográfica dos Modelos de Precificação Propostos para as Redes.....	56
4.6.1 Precificação por um Mecanismo de Mercado Inteligente.....	56
4.6.2 Precificação por Prioridades.....	58
4.6.3 Precificação nas Fronteiras (<i>edge pricing</i>).....	60
4.7 A Precificação Dinâmica em Tempo Real.....	61
4.7.1 Feedback para o Usuário.....	62
4.7.2 Precificação baseada no Uso e Relacionada à Camada de Transporte.....	64
4.7.3 A Reversão das Tarifas de Pico em Investimentos para Ampliação da Capacidade.....	65
4.7.4 Ênfase em Eficiência e o Escopo da Aplicação do PDTR.....	68
5 A Precificação Dinâmica em Tempo Real (PDTR) no Controle de Congestionamento.....	70
5.1 Introdução.....	70
5.1.1 Aplicação em Domínio Administrativo Único com Vários Domínios de Contabilização.....	71
5.2 O Modelo de Controle de Congestionamento do PDTR.....	72
5.2.1 Idéia Geral.....	72
5.2.2 Período de Latência.....	74
5.2.3 Obtenção e Passagem de Sinais de Congestionamento.....	74
5.2.4 Estabelecimento de Novas Tarifas de Transmissão.....	76
5.2.4.1 Grupos de Tarificação.....	76
5.2.4.2 O Impacto do Congestionamento dos Elementos de Rede nos Grupos de Tarificação.....	77
5.2.4.3 Formulação de Tarifas.....	78

Lista de Figuras

Figura 2.1 - Conjunto de Protocolos TCP/IP.....	7
Figura 2.2 - Formato do Pacote TCP.....	10
Figura 2.3 - Estabelecimento de Conexões TCP.....	13
Figura 2.4 - Diagrama de Transição de Estados do TCP.....	14
Figura 2.5 - Encerramento de Conexão.....	15
Figura 3.1 - Janela Deslizando para a Direita.....	36
Figura 5.1 - Diferentes Fluxos e o Instante da Notificação do Congestionamento.....	73
Figura 5.2 - Exemplo de Topologia de Rede com Diferentes Fronteiras...	75
Figura 5.3 - Exemplo de Formulação de Tarifas.....	79
Figura 5.4 - Degraus Tarifários Aplicados a Conexões Longas.....	81
Figura 5.5 - Monitores Instalados nas Sub-redes Ligadas ao <i>Gateway</i>	84
Figura 5.6 - Esquema de Interface com o Agente Comprador do Usuário Final.....	86
Figura 5.7 (a) - Pedido de Conexão TCP.....	88
Figura 5.7 (b) Pedido de Conexão TCP com PDTR.....	89
Figura 5.8 - Tráfego Multimídia numa Conexão Cliente-Servidor.....	92
Figura 6.1 - Fases da Validação e Softwares Utilizados.....	98
Figura 6.2 - Regra Utilizada para Configuração da Contabilização de Pacotes IP.....	101
Figura 6.3 - Exemplo de Descrição de Tráfego no Padrão NeTraMet.....	103
Figura 6.4 - Entradas e Saída do Simulador SimPDTR.....	106
Figura 6.5 - Processo de Formatação dos Resultados.....	109
Figura 6.6 - parte (a): Amostra de Tráfego Realizada em 9 de setembro.....	111
parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto.....	111
Figura 6.7 - parte (a): Amostra de Tráfego Realizada em 21 de novembro.....	113
parte (b): Aplicação do PDTR após Trigésimo Minuto.....	113
Figura 6.8 - parte (a): Amostra de Tráfego Realizada em 2 de setembro.....	114
parte (b): Aplicação do PDTR após Trigésimo Minuto.....	114
Figura 6.9 - Redução do Tráfego ao longo do Tempo e Determinação do Instante do Final da Latência para Percentual de Rejeição de 25%.....	117
Figura 6.10 - Redução do Tráfego ao longo do Tempo e Determinação do Instante do Final da Latência para Percentual de Rejeição de 50%.....	118
Figura 6.11 - Redução do Tráfego ao longo do Tempo e Determinação do Instante do Final da Latência para Percentual de Rejeição de 75%.....	119
Figura 6.12 - Redução do Tráfego ao longo do Tempo e Determinação do Instante do Final da Latência para Percentual de Rejeição de 95%.....	120

Lista de Tabelas

Tabela 5.1 - Vantagens e Desvantagens do Modelo de Serviço PDTR...	93
Tabela 6.1 - Números de Portas TCP Padronizados.....	102
Tabela 6.2 - Porcentagem de Rejeição ao Preço de Corte e Média Total de Redução de Tráfego.....	115

Lista de Abreviaturas e Siglas

API	<i>Application Program Interface</i>
ARP	<i>Address Resolution Protocol</i>
ATM	<i>Asynchronous Transfer Mode</i>
FTP	<i>File Transfer Protocol</i>
GT _(En)	Grupo de Tarifação com Fronteira estabelecida por _{En}
HTTP	<i>Hipertext Transfer Protocol</i>
ICMP	<i>Internet Control Message Protocol</i>
IETF	<i>Internet Engineering Task Force</i>
IP	<i>Internet Protocol</i>
OSI/ISO	<i>Open Systems Interconnection/ International Standard Organization</i>
PDTR	Precificação Dinâmica em Tempo Real
RFC	<i>Request for Comments</i>
RTO	<i>Retransmission TimeOut</i>
SNMP	<i>Simple Network Management Protocol</i>
TCP	<i>Transmission Control Protocol</i>
TE _i	Tarifa base relativa ao elemento de rede E _i
UDP	<i>User Datagram Protocol</i>

RESUMO

Este trabalho apresenta o desenvolvimento de um modelo de precificação dinâmica em tempo real a ser usado no controle preventivo de estados de congestionamento.

Este modelo estabelece que, na detecção de congestionamento, sejam instituídas barreiras tarifárias aos usuários. O acesso à rede passa a ser restrito àqueles que pagarem as taxas seletivas que garantem o fim do congestionamento. A decisão de transmitir é totalmente explícita ao usuário. Também é proposto um sistema de incentivo que favorece as conexões com duração abreviada.

Algumas das decisões de projeto exigiram a discussão de questões que abrangem aspectos técnicos e econômicos das redes de computadores.

Após a definição de todos os mecanismos que compõem o modelo de precificação dinâmica em tempo real, iniciou-se a fase de validação.

Foram utilizados dados reais de tráfego TCP-IP como entrada do simulador do modelo. A simulação considerou diferentes cenários de respostas dos usuários aos preços que restringem a admissão na rede.

Os resultados obtidos demonstraram que este modelo pode ser utilizado no oferecimento de uma classe de serviço superior à de máximo empenho (*best-effort*) com algumas vantagens.

Seus mecanismos são de implementação simples e não provocam mudanças na arquitetura da rede utilizada.

ABSTRACT

This work presents the development of a real-time dynamic pricing model to be used in congestion control and avoidance.

This model states that during congestion periods, pricing barriers should be imposed to the users. In these congestion periods, the access to the network is restricted to the users who pay the discriminatory fees, forcing the end of the congestion. The transmission decision is entirely explicit to the users. A system of incentives for short connections is also proposed.

Some project decisions demanded the discussion of matters involving technical and economical aspects of the networks.

The validation phase of the real time dynamic pricing model was started after defining all the mechanisms included.

The simulator's inputs came from samples of the TCP/IP traffic observed in an academic sub-network. The simulation process took into account different kinds of users behaviors towards the discriminatory fees.

The results of the simulation proved that this model can be used for the offering of a class of service superior to the one given by the best-effort paradigm, with some extra advantages.

The model's mechanisms are easily implemented and do not cause changes in the network architecture.

1 Introdução

A tecnologia da Internet tem sido rapidamente assimilada nas redes internas às empresas (*intranets*). Esse fato adicionado ao crescimento relevante de seu uso comercial intensifica a preocupação com custos, investimentos e preços.

As primeiras pesquisas sobre economias de rede de computadores têm esse antecedente [Mackie-Mason 94], juntamente com o antecedente criado pela pesquisa por diferentes classes de serviços [Cocchi 93].

Diferentes classes de serviços têm sido pesquisadas ([Shenker 97a], [Wroc 97b], [Lefelhocz 96], etc.) desde que foram evidenciadas a ineficiência e a inadequação do modelo de serviço de máximo empenho (*best-effort*), que serve indistintamente todos os usuários, sem qualquer priorização de tráfego.

O modelo de serviço *best-effort* é insuficiente por não atender às necessidades de desempenho (impostas através de limites a atrasos, perdas de pacotes, etc.) de muitas aplicações, particularmente das que envolvem tráfego multimídia. Ele é inadequado por não fazer distinção entre os valores dos serviços para cada um de seus usuários.

Na existência de diferentes classes de serviço, a opção por determinada classe, primeiramente deve considerar se as necessidades da aplicação serão

atendidas, e depois considerar um incentivo ("*preço baixo*") para a opção por desempenhos inferiores. Caso contrário, como garantir que as opções não se concentrem no serviço de maior desempenho ?

O estudo da precificação tem sido também direcionado ao controle de congestionamento. Pressupondo-se que sob restrições econômicas, o dimensionamento de uma rede deverá atender às demandas médias e não demandas de pico, e que o tráfego das redes é propenso a rajadas, parece inevitável a existência de períodos de congestionamento.

Neste trabalho é estudada a precificação para controle de congestionamento, extrapolando-se de uma visão interna, sob a perspectiva dos elementos internos da rede, para uma visão de decisões do usuário final.

No contexto de decisões do usuário final, uma análise que enfatiza a racionalidade nas escolhas é a teoria econômica da decisão. O usuário tomará a decisão que lhe der maior retorno, maior valor, e maior utilidade. A utilidade desta decisão (segundo os modelos econômicos) pode ser estimada através do "preço" pago para sua implementação, ou seja, para a obtenção do serviço de comunicação proposto pela rede. Esse "preço" não é intrinsecamente expresso em unidades monetárias. Em substituição ao uso de valores monetários podem ser implementados sistemas de premiação, ou outros tipos de incentivos.

Não obstante, nos casos em que os mecanismos de precificação implicarem na arrecadação de recursos monetários, o modelo de precificação dinâmica em tempo real (PDTR) será bastante útil para o controle e expansão do ambiente de *intranets*.

A conectividade, como estratégia competitiva, tem levado muitas empresas a associarem-se aos fornecedores e clientes, para o compartilhamento de uma única rede de comunicação de dados [Fagundes 95] [Moreira 97]. Além disso, as tradicionais redes corporativas de domínio de negócio único, fundamentalmente introduzidas pelos bancos e baseadas em arquiteturas fechadas, têm gradativamente dado lugar às *intranets*. Para que tais redes sejam bem-sucedidas é fundamental um esquema de precificação voltada para a otimização da utilidade total, que apoie as decisões de investimentos para a ampliação da capacidade instalada. Esse papel é cumprido pelo modelo PDTR que, por outro lado, não atende às considerações mercadológicas e voltadas ao lucro dos provedores comerciais.

Ao captar diferentes opções do usuário, fornecendo-lhe um sistema de incentivos, o PDRT propõe um controle de congestionamento com eficiência econômica.

O controle de congestionamento proposto baseia-se fundamentalmente no controle da admissão de novos tráfegos, traduzidos em solicitações a conexões a rede. Essa forma de se controlar o congestionamento é totalmente explícita ao usuário. Seu uso pressupõe um controle mais rigoroso da ocupação dos recursos, e portanto, melhor atendimento às necessidades de tempo de resposta do usuário.

As exigências das aplicações dos usuários têm sido expressadas em termos de tempo de resposta, ou traduzidas em parâmetros como tempo máximo/médio de atraso de pacotes, percentagem de pacotes perdidos, etc. A necessidade de atender a tais exigências têm multiplicado o esforço em pesquisas relacionadas a diferentes classes de serviços e à qualidade de serviço.

A abordagem do modelo PDTR é menos ambiciosa, não se preocupando com parâmetros de desempenho rigorosamente verificáveis.

O objetivo do modelo PDTR é o oferecimento de melhores serviços com a captação de sua utilidade ao usuário final através da introdução de mecanismos simples, que garantem o controle da admissão de novas conexões, nos momentos de congestionamento. Nos instantes de congestionamento ou de saturação de recursos, as tarifas para transmissão de dados são aumentadas, de forma a desencorajar a entrada de novas aplicações, objetivando-se que após um período de latência, seja dirimido o congestionamento ou o tráfego excessivo na rede. Impondo-se valores mais elevados à transmissão nos períodos de congestionamento, pretende-se eximir a rede de todo tráfego protelável.

Os resultados obtidos foram bastante encorajadores. A aplicação do modelo, em cenários de pior caso, implicou em taxas interessantes de redução de tráfego em instantes de congestionamento, conforme simulações em dados de tráfego colhidos em determinado segmento de rede deste Instituto.

A fase de obtenção de resultados que validassem o modelo foi feita considerando-se as redes baseadas em protocolos TCP/IP. Nos momentos de congestionamento, as tentativas de estabelecimentos de novas conexões TCP foram interceptadas e aplicado o modelo. Apesar de os testes terem sido restritos a essa plataforma, não foram encontradas restrições à aplicação do modelo em outras redes cujos serviços sejam orientados a conexões (redes com tecnologia ATM, por exemplo). O perfil de tráfego e o tratamento do congestionamento em redes de alta velocidade ainda é pouco conhecido. Nas redes ATM, a infra-estrutura das camadas

físicas e de enlace tem sido aproveitada pelas camadas de rede e de transporte, de forma gradativa e num ritmo mais lento do que havia sido previsto [Boyer 95].

Neste estágio inicial da pesquisa do controle de congestionamento através do controle de admissão explícito ao usuário, esta pesquisa contribuiu trazendo respostas e indagações a esse assunto.

Além desta introdução, o trabalho encontra-se dividido em seis capítulos. Antes da descrição do modelo de Precificação Dinâmica em Tempo Real (PDTR) que é o cerne deste trabalho, foi necessária a apresentação de vários tópicos, que definiram suas exigências de projeto. Essa parte conceitual abrange os capítulos dois, três e parte do capítulo quatro. A descrição do modelo PDTR inicia-se com a discussão de suas características econômicas no capítulo quatro.

O capítulo 2 apresenta alguns fundamentos da tecnologia de redes relacionados a essa pesquisa. No capítulo 3 é discutido o congestionamento nas redes de comutação de pacotes, e alguns mecanismos para o seu controle. A natureza econômica das redes de computadores é discutida no capítulo 4, com ênfase nos modelos de precificação voltados para o controle do congestionamento, em particular, na Precificação Dinâmica em Tempo Real (PDTR). No capítulo 5, o modelo é apresentado de forma detalhada. Sua validação é apresentada no capítulo 6 com a descrição do ambiente de simulação e com a apresentação dos resultados obtidos. Na conclusão (capítulo 7) é feita uma discussão dos resultados obtidos, e são apresentados as indagações provenientes desse trabalho, que merecem ser tratadas em trabalhos futuros.

2 Fundamentos da Tecnologia de Redes

Este capítulo tem o objetivo de apresentar fundamentos introdutórios de tópicos da tecnologia de redes relacionados à linha central de pesquisa. O item 2.1 discorre sobre o conjunto de protocolos da Internet, com ênfase no protocolo TCP, que será a base para os testes de implementação do modelo de PDTR (Precificação Dinâmica em Tempo Real). O item 2.2 descreve a função de contabilização nas diferentes arquiteturas de gerenciamento de rede. A relevância desse tópico diz respeito à necessidade de mensuração do tráfego dos modelos de precificação baseados no uso. O item 2.3 descreve novas classes de serviços, e o protocolo RVSP.

2.1 O Conjunto de Protocolos da Internet

2.1.1 Introdução

O termo Internet é definido em [FNC 95] como um sistema de informações global interligado com endereçamento baseado no protocolo IP, e capaz de suportar os protocolos TCP/IP.

Sua crescente evolução [Wizards 97], e uso comercial têm fomentado considerações sobre a precificação das redes de computadores. Suas características iniciais de rede pública e destinada a pesquisa, pouco a pouco vêm se alterando. Em 1995, alguns dos subsídios à Internet foram revisados. A NSF restringiu o tráfego em seu *backbone* (*NSFNET*) às instituições de pesquisa [NSF 95]. O tráfego

principal dos *backbones* americanos passou a ser roteado através de empresas provedoras conectadas à rede. Adicionalmente, o registro de nomes de domínio deixou de ser gratuito.

2.1.2 Protocolos TCP/IP

O conjunto de protocolos da Internet ficou conhecido pelos seus dois componentes mais famosos: IP e TCP. No entanto, vários outros protocolos pertencem à mesma família [Commer 95a]. A figura 2.1 mostra alguns deles

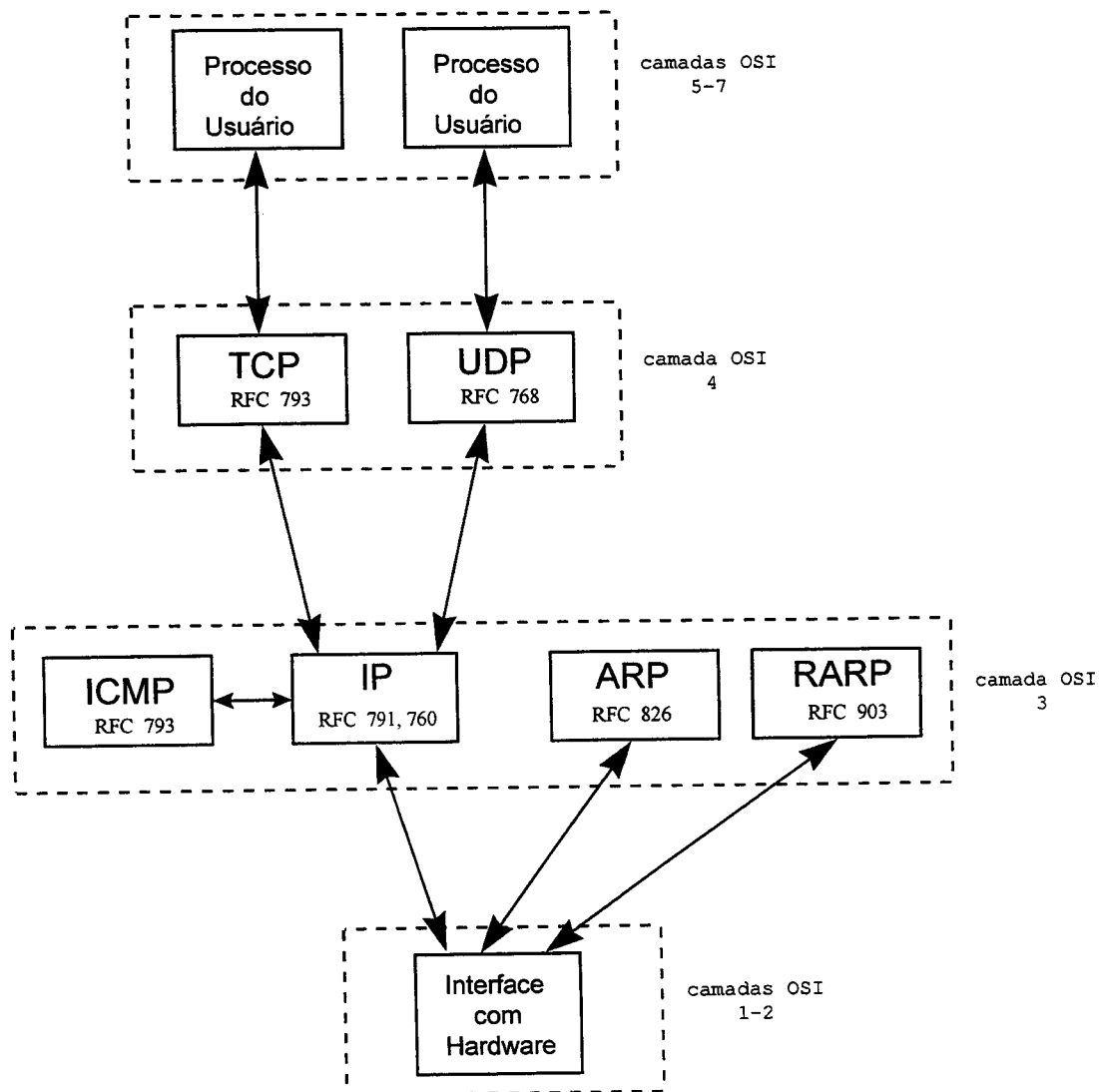


Figura 2.1 - Conjunto de Protocolos TCP/IP

relacionados às camadas do modelo ISO/OSI [Zimmerman 80] [Tanenbaum 89].

Para uma descrição completa dos protocolos da família TCP/IP podem ser consultados [Commer 95a] [Commer 95b], e os RFCs relacionados aos protocolos mostrados na figura 2.1.

2.1.2.1 O Protocolo IP

Seu objetivo é prover um sistema de entrega de datagramas não dirigido a conexões e não confiável, que considera cada datagrama como uma unidade independente. A confiabilidade e as associações entre os datagramas devem ser providas pelas camadas superiores. Cada datagrama possui os endereços de fonte e destino.

A camada IP calcula e compara o código de verificação (*checksum*). Se for constatado um erro, o datagrama é descartado, assumindo-se que as camadas mais altas de protocolo serão responsáveis pela retransmissão do pacote. O processamento dos pacotes IP inclui seu roteamento e fragmentação.

No cabeçalho do IP há informações sobre seu tempo de vida (*TTL - Time To Live*), que especifica qual o tempo máximo que pode levar seu percurso desde a origem até o destino. Na maioria das implementações, esse campo fornece o número máximo de roteadores pelo qual o pacote deve passar. Cada roteador, antes de retransmitir o datagrama, decrementa o campo de 1. Se o campo chegar a zero o datagrama é descartado. O controle do TTL é extremamente útil para evitar que roteadores mal configurados acabem inundando a rede com datagramas que ficam circulando eternamente.

Ao receber dados da camada de transporte, o IP os encapsula em um datagrama IP. Quando envia o datagrama IP é verificada a máxima unidade de transferência da interface associada para ver se há necessidade de fragmentação. Se houver, informações a esse respeito são colocadas no cabeçalho.

Na recepção, o IP utiliza as informações do cabeçalho para verificar a validade do datagrama, identificar a transmissão e verificar se é um fragmento ou não. Se a transmissão foi fragmentada, o IP reagrupa os fragmentos no datagrama original e o passa para a camada superior. O protocolo IP, atualmente, possui implementadas as versões IPv4¹ e IPv6. Uma das principais razões para o desenvolvimento da versão 6, foi a limitação de endereçamento imposta pelos 32 *bits* de endereçamento da versão 4. No IPv6 há opções de cabeçalhos que fornecem reserva de largura de banda para vídeo e áudio, usadas pelo RSVP (*Resource ReSerVation Protocol*) (descrito no item 2.3.4). Posteriormente, foram feitos ajustes para o uso do RSVP com o IPv4.

2.1.2.2 O Protocolo TCP

Resumidamente, o protocolo TCP (*Transfer Control Protocol*) especifica:

(a) o formato dos dados e os sinais de confirmação (*ACKs*) que os dois nós comunicantes trocam para obterem transferências confiáveis, bem como os procedimentos por eles utilizados para garantir a integridade dos dados; (b) como dois nós iniciam uma conexão TCP e como concordam em encerrá-la; (c) o uso das *portas* para a distinção entre diferentes destinos na mesma máquina; (d) como os nós

comunicantes se recuperam de erros ocasionados por pacotes perdidos ou duplicados.

Nessa seção serão somente discutidos alguns aspectos básicos desses itens; aqueles relacionados ao controle de congestionamento serão detalhados no item 3.3.

(i) Formato do Segmento

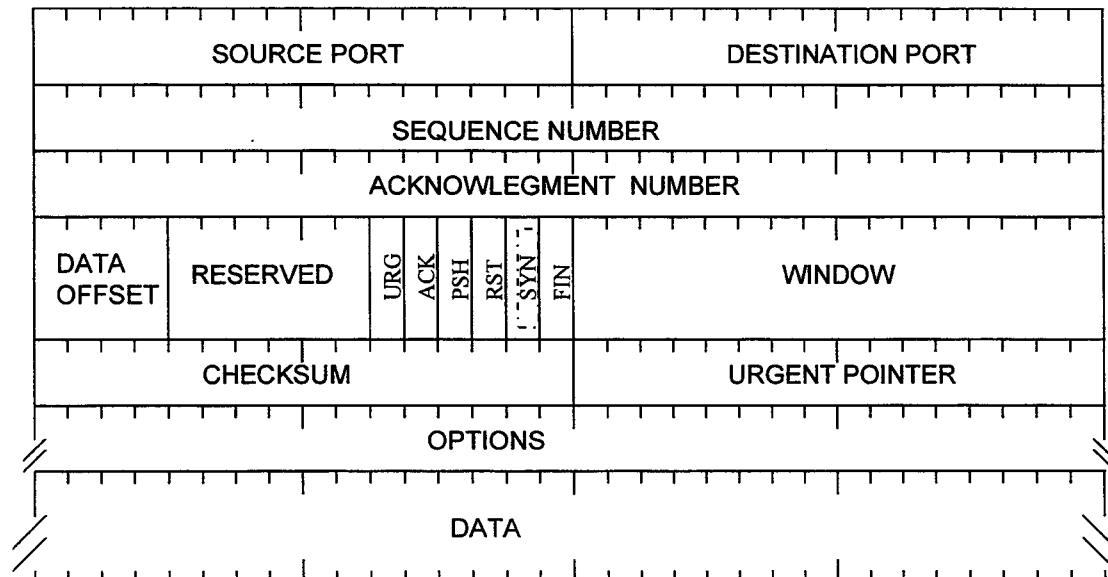


Figura 2.2 - Formato do Pacote TCP

O segmento TCP é usado para o estabelecimento de conexões, para a transferência de dados, para o envio de sinais de confirmação (*ACKs*), e para o encerramento das conexões, possuindo o formato apresentado na figura 2.2.

¹ A versão 4 permanece com pequenas alterações desde o fim dos anos 70, a versão 5 foi atribuída ao protocolo ST, e a versão 6 está sendo lentamente assimilada pelos fabricantes de roteadores.

Os números das portas (*SOURCE PORT*, *DESTINATION PORT*) identificam os programas aplicativos em cada um dos nós comunicantes. O campo *SEQUENCE NUMBER* destina-se à identificação da posição dos *bytes* de dados no segmento, para que os dados sejam passados como um fluxo contínuo para os protocolos de mais alto nível. O campo *ACKNOWLEDGEMENT NUMBER* indica o número do próximo octeto que o nó origem espera receber (somente se o bit *ACK* estiver ligado). O tamanho do segmento é apresentado em múltiplos de 32 *bits* no campo *DATA OFFSET*, sendo necessário informá-lo porque o campo *OPTIONS* varia em tamanho. O campo *RESERVED* ainda não foi destinado a nenhuma extensão. Os 6 *bits* seguintes quando ligados representam o propósito e o conteúdo do segmento: *URG* (significa que o campo *URGENT POINTER* é válido), *SYN* (indica que se trata de um pedido de conexão), *ACK* (indica que o *ACKNOWLEDGEMENT NUMBER* é relevante), *RST* (indica que a conexão deve ser terminada), *PSH* (solicita que os dados do segmento sejam imediatamente entregues ao protocolo de mais alto nível), *FIN* (usado para o término da conexão com o nó emissor, indicando que não mais serão transmitidos dados). O campo *WINDOW* destina-se a informar o número de octetos de dados, que podem ser recebidos (em função do espaço de armazenamento disponível, devido às diferentes taxas com que os protocolos de mais alto nível leem os *buffers*). O valor do *URGENT POINTER* especifica a posição no segmento onde terminam os dados urgentes. No campo *OPTIONS* é definido durante o estabelecimento da conexão o tamanho máximo do segmento.

(ii) Portas

O TCP usa números de porta de protocolo para identificar o destino final de um pacote em determinada máquina. Há o conceito de abstração de conexão, segundo o qual os objetos a serem identificados são conexões de circuitos virtuais, e não portas individuais. Portanto, as conexões são identificadas por um par de identificadores finais da conexão. Cada identificador é composto pelo endereço IP do *host* e pelo número da porta TCP naquele *host*.

(iii) O Estabelecimento de Conexões

O TCP coordena as atividades de transmissão, recepção e retransmissão para cada uma das conexões através de uma estrutura de dados compartilhada por todos os processos, chamada de bloco de controle de transmissão, ou TCB (*Transmission Control Block*). É mantido um TCB para cada conexão ativa. Ele contém informações sobre o par de endereços IP e números de portas que identificam a conexão, o tempo de ida-e-volta (*round-trip time*) estimado, os dados que foram recebidos ou enviados, quais confirmações ou retransmissões são necessárias, etc.

Para o estabelecimento de uma conexão, o TCP usa um esquema de confirmação triplo. Nos casos mais simples, a troca de mensagens ocorre como mostra a figura 2.3.

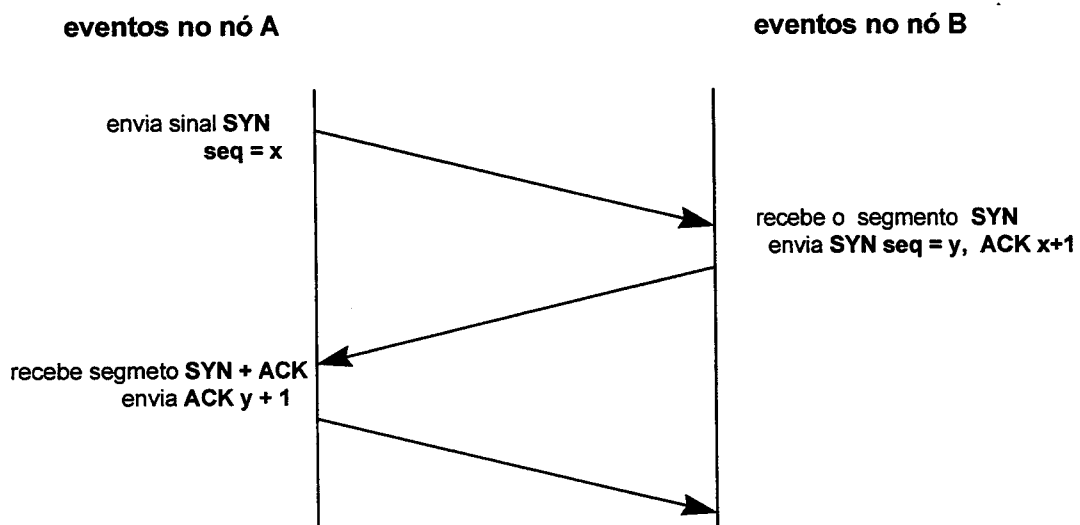


Figura 2.3 - Estabelecimento de Conexões TCP

O pedido de conexão inicia-se com o envio do segmento com o bit de *SYN* ligado, a segunda mensagem tem ambos os *bits SYN* e *ACK* ligados, indicando a confirmação do primeiro segmento de *SYN* e continuando a troca de sinais. A última mensagem é usada como confirmação.

O diagrama de transição de estados mostrado na figura 2.4 explica melhor o funcionamento do TCP.

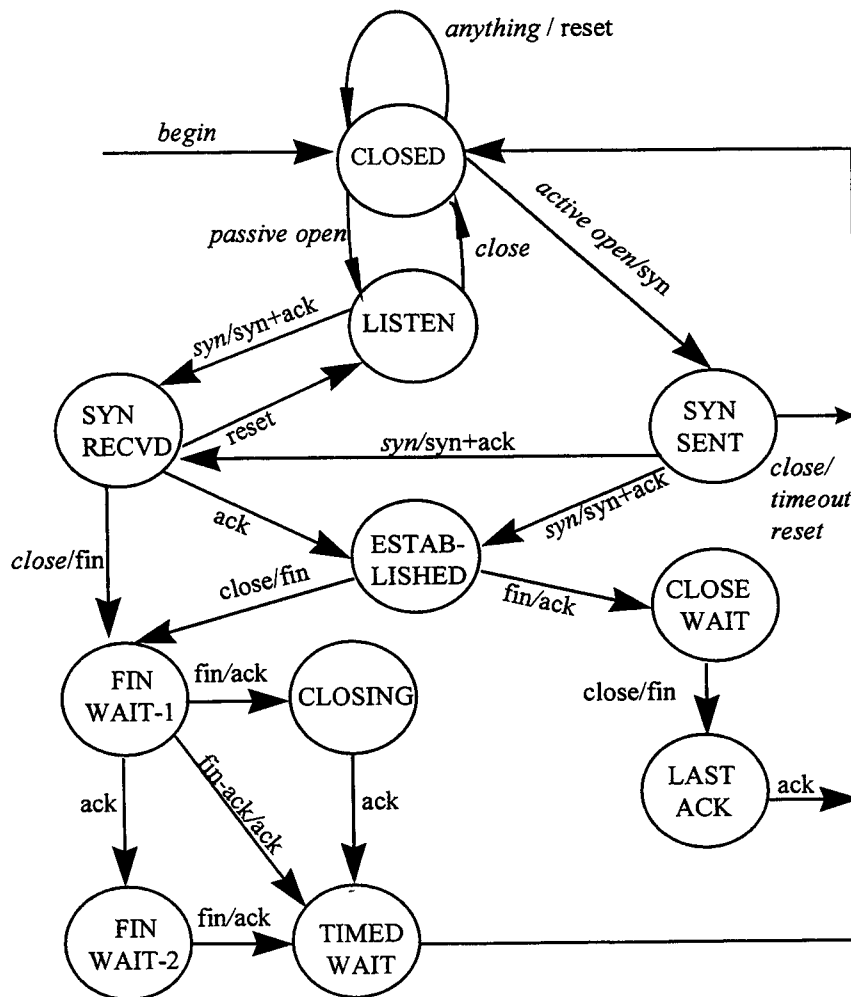


Figura 2.4 - Diagrama de Transição de Estados do TCP

(iv) O Encerramento de Conexões

Para o encerramento de conexões é usado um esquema de confirmação triplo, mostrado na figura 2.5.

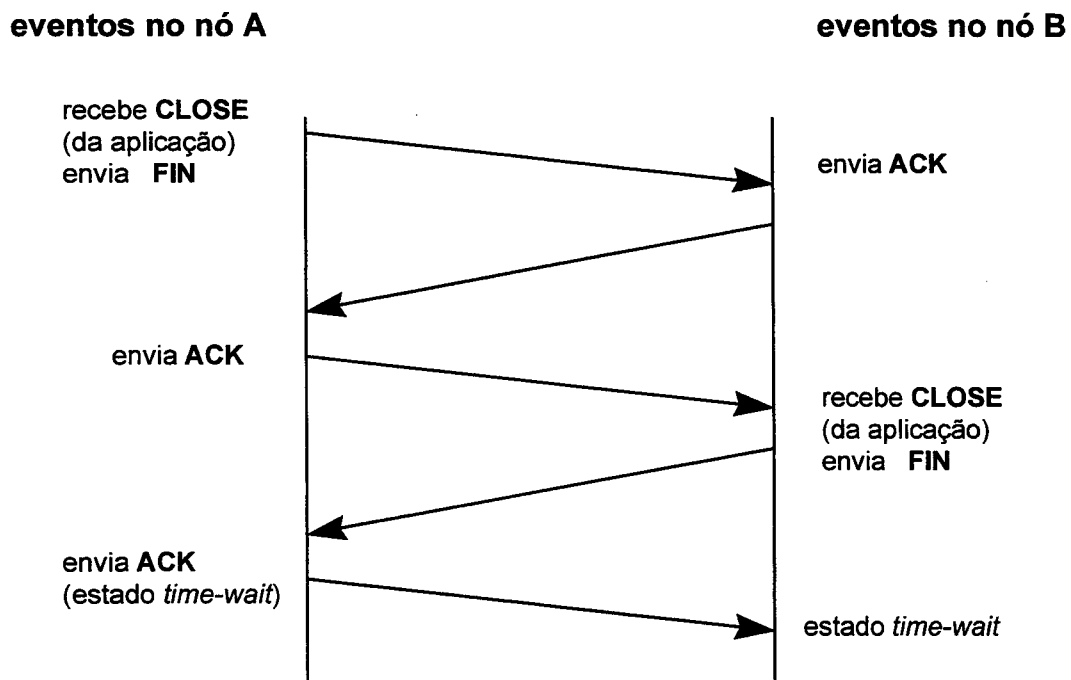


Figura 2.5 - Encerramento de Conexão

Deve ser observado que o estado *TIMED WAIT* (figura 2.4), existe para que o TCB não seja eliminado imediatamente após o encerramento de uma conexão. É necessário adiar a eliminação do TCB pois devido ao *modo operandis* do TCP, podem existir pacotes duplicados (atrasados ou fora de ordem), que podem atrapalhar novas conexões.

Quando ocorrem condições anormais que exigem o fechamento de conexões (por exemplo, estouro de tempo da conexão inativa), o *software* de rede ou as aplicações podem forçar a interrupção de uma conexão mediante o envio de um segmento com o *bit RST* ligado. Ao receber o sinal de *reset*, o nó do outro lado da conexão imediatamente a aborta. O TCP também informa a aplicação em que ocorreu

o *reset*, e os recursos outrora alocados à conexão (TCB, *buffers*, etc.) são imediatamente liberados.

Os aspectos de controle de congestionamento do TCP/IP serão discutidos na seção 3.4.

2.2 A Função de Contabilização nas Arquiteturas de Gerenciamento de Redes

Esta seção discute outro conceito fundamental para a PDTR, a função de contabilização do uso dos recursos da rede.

O modelo PDTR é um modelo de precificação baseada no uso efetivo de recursos. Portanto, deve ser implementado em ambientes que possuam a função de contabilização.

Esta seção pretende mostrar duas abordagens para a contabilização do uso de recursos, a do modelo de gerenciamento OSI, e a preconizada pelo IETF.

2.2.1 A Função de Contabilização na Arquitetura OSI de Gerenciamento

Na arquitetura de gerenciamento OSI [ISO 7498-4], mais especificamente no modelo funcional, está definido o gerenciamento de contabilização.

O gerenciamento de contabilização é a área funcional responsável pela manutenção e monitoração de quais recursos, e de quanto desses recursos, estão sendo utilizados. Estas informações podem ser utilizadas para estatísticas ou por aplicações de cobrança.

A funcionalidade da medida de contabilização é definida através de dois objetos: objeto de controle de medida de contabilização e objeto de dados de medida de contabilização.

O objeto de controle é dedicado ao controle do gerenciamento de contabilização que permite:

- coletar dados sobre a utilização de um recurso, habilitar e desabilitar esta coleta de dados por meio de operações sobre o objeto gerenciado;
- selecionar, dentro das restrições impostas por uma classe particular de objetos gerenciados, quais dados referentes à utilização de um recurso devem ser coletados, e sob quais circunstâncias devem ser reportados.

Cada instância de um objeto de controle de medida de contabilização pode exercer controle sobre uma ou várias instâncias de objetos de dados de medida de contabilização.

O objeto de dados possui os seguintes atributos:

- identificador do solicitante: identifica o usuário do serviço prestado;
- identificador do respondedor: identifica o usuário respondedor do serviço prestado;
- identificador do assinante: identifica o assinante que, em nome do usuário solicitador, possui um contrato com o prestador do recurso sujeito à contabilização;
- informação de medida: que inclui unidade de medida, uso (número de unidades consumidas), e tarifa;
- serviço solicitado: indica as variantes do serviço, o tipo de utilização e a qualidade de serviço requerida pelo usuário ou pelo assinante do recurso cuja utilização está sendo contabilizada;

- serviço prestado: indica as variantes do serviço, o tipo de utilização e a qualidade de serviço prestado ao usuário ou assinante do recurso, cuja utilização está sendo contabilizada;
- instante de início de utilização: indica o instante de tempo no qual foi iniciada a contabilização;
- instante de medida de utilização: indica o instante de tempo corrente em que existe uma contabilização em curso, ou o instante de tempo em que a contabilização da utilização do recurso correspondente foi suspensa;
- estado de objeto de dados: pode ser suspenso ou sendo executado;
- referência do objeto de controle: indica qual instância do objeto de controle da medida de contabilização está controlando a instância do objeto de dado de medida de contabilização;
- nome do recurso: identifica o recurso cuja utilização está sendo contabilizada.

2.2.2 A Contabilização do Uso de Recursos e de Tráfego segundo o IETF

O IETF, através do RFC 1272 [Mills 91], definiu uma arquitetura de contabilização voltada para a questão de reportar quanto dos recursos foram efetivamente utilizados.

Nesse modelo de contabilização são definidas três entidades básicas:

- o Medidor que faz medidas e agrega os resultados destas medidas;
- o Coletor que é responsável pela integridade e segurança do dado do Medidor quando de seu armazenamento temporário e tráfego, e

- a Aplicação que processa/formata/armazena os dados do Medidor. As Aplicações implicitamente gerenciam os Medidores.

2.2.2.1 Especificação dos Medidores

Um medidor é um processo que examina um fluxo de pacotes num elemento de comunicação, ou entre dois elementos. O medidor registra o número de pacotes transmitidos entre duas entidades comunicantes (*hosts*, processos ou sub-redes que caracterizem um domínio). A classificação de pacotes em determinados fluxos pode ser feita obedecendo-se regras pré-determinadas. A localização de um medidor é uma decisão crítica, que deve considerar a minimização dos recursos consumidos pelas mensagens reportando o uso, e também a minimização dos custos com sua implementação.

São descritos quatro possíveis medidores:

- medidores de rede: que medem o tráfego interno a uma rede;
- monitores de linha: que contam pacotes que trafegam por determinada linha, e que podem localizar-se nas linhas que unem roteadores, ou mensurar o tráfego nas portas dos roteadores;
- medidores de roteadores: esses medidores seriam implementados em software e localizados nos roteadores, com o objetivo de contar todos os pacotes que atravessam os roteadores;
- medidores ao redor de roteadores: esses medidores são constituídos de um conjunto de medidores de linha que atuam em todas as entradas e saídas dos roteadores, medindo o tráfego em todas as suas portas.

Mais detalhes sobre os medidores serão apresentados no capítulo 6, onde é utilizado um medidor (o NeTraMet) na captura de tráfego para a simulação que valida o modelo PDTR.

2.2.2.2 Especificação dos Coletores

A troca de informações entre os medidores e coletores deve ser feita dentro do modelo de gerenciamento da Internet com o uso do protocolo SNMP (*Simple Network Management Protocol*) [Rose 91][Case 90]. Os coletores devem ler periodicamente os medidores. É preferível isso a ter os medidores inundando os coletores com dados. Por outro lado, os medidores, ao esgotarem sua capacidade de armazenamento, podem sinalizar esse fato através do envio de um sinal de *trap* para os coletores.

Outras questões fundamentais relacionadas aos coletores são a garantia de que os dados permaneçam íntegros, seguros e confidenciais.

No capítulo 6 é descrita a utilização de um coletor (NeMaC) na validação do modelo PDTR.

2.3 Classes de Serviço

A discussão de classe de serviço e as frentes de pesquisa a ela relacionadas tiveram muita influência na proposição do modelo PDTR.

O controle de congestionamento proposto não tem como objetivo livrar a rede de estados de colapso. Esse objetivo já foi alcançado com os algoritmos de controle de congestionamento aplicados à Internet (ver item 3.3), por exemplo.

Os objetivos do controle de congestionamento do modelo PDTR estão voltados ao oferecimento de uma classe de serviço diferente do paradigma de máximo empenho da maioria das redes atuais.

No modelo de serviço de máximo empenho (*best-effort*), o atendimento e o descarte de pacotes, em geral, é por ordem de chegada. Não há garantia de quando os pacotes serão entregues, nem mesmo se o serão.

2.3.1 Ênfases das Pesquisas em Classes de Serviços

Existem duas direções distintas nas pesquisas relacionadas às classes de serviço. Numa a definição das classes de serviços é fortemente ligada às necessidades das aplicações, na outra, apenas são disponibilizados parâmetros aos quais as aplicações devem adequar-se.

(a) Definição de Classes de Serviços Conforme Necessidades das Aplicações

Nesse paradigma, as aplicações são segregadas em diferentes grupos, segundo suas exigências de tráfego. São definidas classes de serviços para cada um dos grupos de aplicação.

Faz parte dessa vertente de pesquisa a classificação das aplicações e classes de serviço realizada pelo *ATM Forum*². Nela são considerados os seguintes grupos: aplicações com taxa constante de *bits* (CBR), com taxa variável de *bits* e exigências

² Órgão que congrega várias entidades com o objetivo da proposição de padrões ATM.

de tempo real (rtVBR), com taxa variável de *bits* e sem exigências de tempo real (nrtVBR), com taxas de *bits* não especificada (UBR) e finalmente as que se acomodam às taxas de *bits* que estiverem disponíveis (ABR). As aplicações ABR correspondem àquelas que podem ser servidas por um modelo de máximo empenho, como o da Internet.

Os grupos CBR e rtVBR incluem aplicações de tempo real. O primeiro, caracterizado por uma taxa de transmissão constante (*Constant Bit Rate*), é adequado à transmissão de áudio. O segundo, também conhecido por VBR (*Variable Bit Rate*), é usado na transmissão de sinais de vídeo.

(b) Estabelecimento de Classes de Serviço através da Definição de Parâmetros

A segunda direção da pesquisa em classes de serviço inclui os trabalhos em que a definição das classes de serviços é menos influenciada pelas necessidades das aplicações. São definidos alguns parâmetros básicos em cada uma das classes de serviço e é esperado que as aplicações se acomodem às classes de serviços disponibilizadas.

2.3.2 Definição de Qualidade de Serviço (QoS)

O RFC 2216 [Shenker 97b] define que qualidade de serviço refere-se a natureza do serviço de entrega de pacotes disponibilizado, que é descrita por parâmetros referentes à largura de banda, aos atrasos dos pacotes e às taxas de perda de pacotes.

O conceito amplo de qualidade de serviço, nesse contexto, é sinônimo de conformidade. A qualidade do serviço (*QoS - Quality of Service*) é alcançada desde que os serviços oferecidos cumpram requisitos previamente negociados, ou seja, tenham sido oferecidos em conformidade com especificações técnicas.

Para que seja possível garantir limites para os parâmetros contratados, a maioria das pesquisas relacionadas às classes de serviço pressupõem o uso de mecanismos de reserva, conforme será discutido no próximo item.

2.3.3 Mecanismos Necessários às Classes de Serviço Baseadas em Reservas

Neste item serão discutidos três mecanismos: o controle de admissão, o escalonamento e a classificação de pacotes, e os procedimentos de reservas.

2.3.3.1 Controle de Admissão

O controle de admissão pode ser feito através da negociação de um contrato entre um agente do usuário e um agente da rede [Jordan 95]. O agente do usuário deve caracterizar o tráfego a ser transmitido e os parâmetros de desempenho que definam a QoS desejada pelo usuário. O agente da rede deve determinar os recursos da rede e sua capacidade de acomodar os vários conjuntos de diferentes tipos de serviço. Daí, então, iniciar-se-á a negociação entre os agentes dos usuários e os agentes da rede. Neste estágio, as partes concordam com o estabelecimento das conexões para a transmissão dos fluxos de informação da maneira garantida pela QoS acordada, e pelos preços negociados.

O papel do agente da rede ao determinar se existem ou não recursos pode ser desempenhado de diferentes maneiras. Tipicamente, as fontes são descritas por suas taxas de transmissões de pico e média³ [Ferrari 90]. Estas descrições fornecem limites superiores ao tráfego que será gerado pela fonte. Abordagens tradicionais para o controle de admissão, fazem uma caracterização do tráfego entrante. É calculada a soma do tráfego relativo ao fluxo entrante, e do tráfego total máximo gerado pelos fluxos que já haviam sido admitidos. Se os recursos da rede não forem suficientes para servir o novo tráfego dentro dos parâmetros de QoS pré-estabelecidos, a entrada do novo fluxo é rejeitada.

Resumindo, os recursos devem ser explicitamente requisitados, de maneira que uma requisição possa ser rejeitada, quando não existirem recursos disponíveis. A decisão acerca da disponibilidade de recursos é parte fundamental do controle de admissão.

2.3.3.2 Escalonamento e Classificação de Pacotes

Ao encaminhar um pacote, há um conjunto de ações a serem tomadas pelo roteador muito limitadas. Tratando de um pacote específico, o roteador pode selecionar uma rota para ele; pode despachá-lo ou descartá-lo, pode mudar sua posição na fila de pacotes a serem enviados. O roteador pode também retê-lo, mesmo se o *link* estiver disponível.

A função básica do escalonador de pacotes é reordenar a fila de saída. Há algoritmos que fazem isso baseando-se na ordenação dos pacotes segundo sua

³ A necessidade de caracterização do tráfego é discutida em 5.3

prioridade. Outros algoritmos atribuem para diferentes classes de pacotes, diferentes porções no *link*, como por exemplo o algoritmo de distribuição ponderada WFQ (*Weighted Fair Queueing*) [Demers 90]. Através dele, o tráfego através de um *link* é alocado em diferentes porções para diferentes protocolos, (por exemplo, TCP e SNA), sendo assegurada uma parte do *link* para o tráfego de controle da rede. Em [Clark 92] é descrito o uso do WFQ como um mecanismo para isolar o tráfego de parâmetros assegurados (com QoS) dos outros tipos de tráfego. É dada maior prioridade aos tráfegos com QoS, somente quando eles necessitam ter acesso para que seus parâmetros possam ser atendidos. Há dois usos diferentes do WFQ nesse esquema: para segregar as classes com QoS, e para segregar porções no *link*.

Há outro componente que pode ser considerado parte do escalonador de pacotes, o estimador. Este algoritmo é usado para medir propriedades do tráfego de saída, para desenvolver estatísticas que dão suporte ao escalonamento dos pacotes e ao controle da admissão.

O classificador é responsável por mapear cada pacote que chega em alguma das classes. A decisão de qual é a classe do pacote pode ser baseado no conteúdo do cabeçalho do pacote e/ou em algum número de classificação adicional incluído em cada pacote.

2.3.3.3 Reservas

A partir da descrição do fluxo que deseja ser admitido na rede, e dos parâmetros que definem o serviço a ser contratado, os elementos de serviço (roteadores, sub-redes, etc.) calculam vários parâmetros que descrevem os recursos

que eles disponibilizarão para a manipulação desse fluxo de dado. Por exemplo, o espaço em seu *buffer* que será destinado a esse fluxo. Esses recursos são reservados ao longo de toda a rota, através do uso de um protocolo de reserva, como o RSVP, descrito no próximo item.

2.3.4. O Protocolo RSVP

O protocolo RSVP (Resource ReSerVation Protocol) é descrito pela RFC 2205 [Braden 97]. Ele opera acima dos protocolos IP (v4 ou v6), na camada dos protocolos de transporte. No entanto, o RSVP não transporta dados da aplicação, e sim sinais de controle para a reserva de recursos, sendo portanto um protocolo de controle como o ICMP, o IGMP, ou outros protocolos de roteamento.

Durante o estabelecimento de uma reserva, os parâmetros de QoS que configuram a reserva são passados a dois módulos locais de decisão, o controle de admissão e o controle de permissão. O controle de admissão determina se o elemento de rede tem recursos suficientes para proporcionar a reserva dos parâmetros contratados. O controle de permissão determina se o usuário está autorizado para fazer tal reserva. O RSVP transfere e manipula os parâmetros de QoS como dados opacos, transmitindo-os para os módulos de controle de tráfego e de admissão para sua interpretação. A estrutura e conteúdo dos parâmetros de QoS estão documentados no RFC 2210 [Wro 97a].

Em geral, uma solicitação de reserva RSVP deve especificar a quantia de recursos a ser reservada para todos pacotes (ou para um sub-conjunto deles) numa determinada sessão. A quantidade de recursos demandada deve vir como

especificação do fluxo (*flowspec*), enquanto o sub-conjunto de pacotes a receber tais recursos é distinguido através da especificação de um filtro (*filter spec*). Após ser aceito pelo controle de admissão, a especificação do fluxo será usada para parametrizar uma classe de recursos no escalonador de pacotes. A especificação do fluxo será usada como parâmetro para o classificador de pacotes, que incluirá na classe especificada o subconjunto de pacotes desejados.

Essa discussão sobre a reserva de recursos encerra este capítulo. Nesse trabalho, a discussão das classes de serviços baseadas em reservas serve para revelar a complexidade dos mecanismos que estão envolvidos. Essa discussão mostra que a implementação de diferentes classes de serviços baseadas em reservas envolve várias mudanças na estrutura dos roteadores, no controle de admissão, etc.

Com o uso do modelo PDTR, de implementação comparativamente simples, poderão ser testados vários mecanismos de controle de admissão que poderão, posteriormente, ser aproveitados nas classes de serviço baseadas em reservas.

3 Controle de Congestionamento

3.1 Introdução

Existem diferentes abordagens para o controle de congestionamento. Nas discussões sobre classes de serviços e reservas de recursos (item 2.3), foi implicitamente descrito um paradigma de controle de congestionamento através de reservas de recursos e controle de admissão. Outros paradigmas, que serão discutidos nesse capítulo, pressupõem a adoção de mecanismos de respostas homogêneas que não impliquem em controle de admissão.

No paradigma de controle de congestionamento através da reserva de recursos, são feitas tentativas para a captação dos diferentes perfis de tráfego que estão tendo acesso à rede, de forma a associar-lhes recursos (mediante reservas) e assim evitar-se estados de congestionamento, com a restrição de novas entradas quando os recursos estiverem saturados. Basicamente é feita a reserva de recursos e o controle de novas admissões, para que os fluxos admitidos não causem congestionamento na rede.

A pré-determinação dos diferentes perfis de tráfego não é tarefa fácil. Partindo dessa premissa, o modelo PDTR compartilha com essa vertente de pesquisa

somente a idéia de que o controle de admissão é fundamental para o controle de congestionamento.

Uma vez que já foi apresentado o controle de congestionamento através de reservas, e que o uso do controle de admissão para o controle de congestionamento será discutido na apresentação do modelo PDTR no capítulo 5, esse capítulo tratará de outros paradigmas de controle de congestionamento.

Seu foco está na discussão de aspectos gerais do controle de congestionamento, e na descrição de alguns algoritmos utilizados na Internet, que também serão utilizados pelo modelo PDTR.

Espera-se que, com a discussão desses tópicos, um duplo objetivo seja alcançado: seja fornecida uma visão geral da pesquisa voltada ao controle de congestionamento, e elucidada a questão de que os controles atuais de congestionamento da Internet poderão ser harmoniosamente utilizados com o modelo PDTR.

3.1.1 Conceitos Introdutórios

Segundo [Yang 95], congestionamento é o estado no qual o desempenho da rede se degrada devido à saturação de seus recursos tais como linhas de comunicação, *buffers* para o armazenamento temporário de pacotes, ciclos de processamento, etc. Segundo [Davies 72] uma rede está congestionada quando obrigatoriamente tem de rejeitar tráfego.

O gráfico 3.1 estabelece a região tracejada como de congestionamento. Neste estado, a vazão atinge seus valores máximos, não aumentando mais

proporcionalmente ao aumento do número de mensagens que entram no sistema (intervalo tracejado no gráfico).

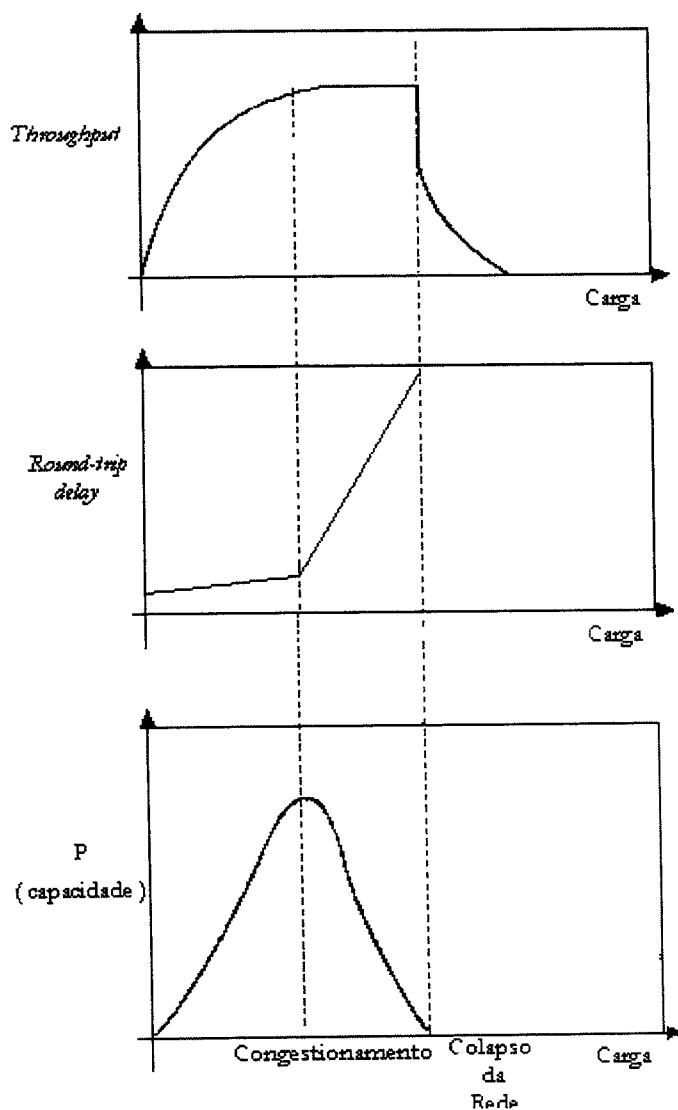


Gráfico 3.1: Definição de congestionamento a partir de carga, throughput, round-trip-delay

Quando a vazão é constante e o número de mensagens que entram no sistema (a carga) continua a crescer, as filas nos roteadores irão crescer (aumentando os

round-trip delays), até estourarem a capacidade dos *buffers*, com a perda de pacotes. Se, no estado de congestionamento, a carga continuar aumentando, é atingido o estado de colapso da rede.

Muito esforço tem sido gasto para evitarem-se congestionamentos. Controlando-se a taxa de transmissão ao longo de caminhos congestionados, a probabilidade de perda de pacotes diminui, diminuindo também a *bandwidth* desperdiçada com retransmissões. Como resultado disso, a vazão entre dois pontos é aumentada.

Apesar do sucesso inicial dos algoritmos implementados na Internet para o controle de congestionamento [Jacobson 88], a pesquisa deve avançar frente a novas demandas de tráfego das novas aplicações. A pesquisa relacionada ao controle e prevenção de congestionamento esteve focada na natureza dos sinais de congestionamento e nas respostas a estes sinais [Lefelhocz 96]. O paradigma que admitia respostas homogêneas aos sinais de congestionamento tem sido alterado, principalmente por três razões:

- (i) Nada garante que a homogeneidade das respostas aos sinais de congestionamento continue a ser mantida. Na Internet, esta hegemonia se deve aos algoritmos de *slow-start* [Jacobson 88] que desde fins da década de oitenta foram maciçamente adotados, principalmente devido a sua difusão com implementações de TCP-IP de domínio público.
- (ii) A exigência de um comportamento homogêneo passa a não fazer sentido considerando-se a proliferação de aplicações de diversos perfis de tráfego (pacotes de

voz e de vídeo, transferência eletrônica, correio eletrônico, terminal remoto, etc.), e finalmente,

(iii) a rede aumenta em utilidade para o usuário à medida em que consegue captar explicitamente a importância que ele atribui ao seu tráfego, o que não pode ser realizado com respostas homogêneas.

O estudo do controle de congestionamento deve considerar que a heterogeneidade nas respostas surgirá, não somente porque os usuários tenderão a reagir diferentemente ao mesmo sinal de congestionamento, mas também porque diferentes aplicações têm diferentes sensibilidades a atrasos e perdas.

Por conseguinte, a interface do usuário final com a rede, na presença dos sinais de congestionamento, deve ser estudada.

3.2 Revisão Breve dos Algoritmos de Controle de Congestionamento Existentes

A maioria dos algoritmos de controle de congestionamento já propostos podem ser divididos em dois grandes grupos: de controle em circuito aberto (*open loop*), e de controle em circuito fechado (*closed loop*).

(a) Controle Aberto (*Open-loop control*)

No controle aberto as decisões dos algoritmos não dependem de qualquer informação de *feedback* que provenha dos pontos congestionados da rede, e o estado da rede não é monitorado dinamicamente. O controle é feito baseando-se em premissas axiomáticas sobre a rede como um todo, e baseando-se somente no conhecimento do nó local.

Um exemplo de controle aberto é obtido quando um número finito de “carregadores de pacotes”, chamados de permissão, são atribuídos aos nós da rede; e portanto, o tráfego total em toda a rede é limitado. Uma permissão deverá ser capturada sempre que for desejado o envio de dados; se isto não for possível, os dados serão descartados.

(b) Controle Fechado (*Closed-loop control*)

É nesta classe de algoritmos de controle de congestionamento que se enquadram os algoritmos clássicos. As decisões de controle são baseadas em alguma forma de informação de *feedback* que é passada aos nós originadores de tráfego. Existem três decisões importantes nesta abordagem:

(1) a detecção do congestionamento: da conceituação de congestionamento (item 3.1.1) deriva-se a dificuldade de sua detecção. Em geral, os sinais de congestionamento são obtidos através de diferenças entre o estado atual do sistema e alguns limites pré-definidos, como por exemplo limites no tamanho das filas de mensagens a ser servidas nos roteadores.

(2) passagem destes sinais para o usuário: a passagem de um sinal de volta ao usuário (*feedback*) indicando o congestionamento pode ser feita de forma explícita ou implícita. No *feedback* explícito é usado um indicador explícito para sinalizar o *status* da rede (exemplo: *Decbit Protocol* [Ramakrishman 88]).

No esquema de *feedback* implícito é necessário que o usuário monitore a *performance* de sua própria transmissão de dados para a obtenção de pistas do *status* atual da rede (exemplo: algoritmo de *slow-start* [Jacobson 88]).

(3) a reação do usuário frente a estes sinais: o usuário pode ter um comportamento padronizado através da adoção homogênea de um algoritmo de evitação de congestionamento, pode reagir segundo critérios próprios (causando heterogeneidade nas respostas).

(b1) exemplos de algoritmos de controle fechado

(i) início vagaroso (*slow start*)

Esse é um dos algoritmos utilizados no controle de congestionamento da Internet. Sua descrição encontra-se no item 3.4.

(ii) DECbit

A detecção do congestionamento ocorre quando o tamanho médio da fila de pacotes nos roteadores ultrapassa um limite pré-estabelecido [Ramakrishnan 88]. Quando isso ocorre é usado um mecanismo de *feedback* explícito que consiste na passagem de um sinal binário indicando congestionamento.

Os roteadores medem o tamanho médio da fila, e sinalizam o *bit* de indicação de congestionamento nos pacotes que, ao chegarem, se deparam com fila cujo tamanho médio ultrapassa o limite.

O receptor envia o *bit* de indicação de congestionamento de volta ao transmissor juntamente com o sinal de confirmação de recebimento (*ACK*). O transmissor examina o *bit* de indicação de congestionamento dos últimos w pacotes recebidos. Se pelo menos 50% dos pacotes tiverem este *bit* ligado, reduz o tamanho da janela de controle de transmissão; caso contrário, o tamanho da janela é aumentado.

(b2) fragilidades dos algoritmos de controle

Nos dois esquemas propostos (*slow start*, e DECbit), as respostas dos usuários frente ao congestionamento são padronizadas pelo uso dos mesmos algoritmos implementados nos protocolos de transporte. Sabe-se, no entanto, que no caso do protocolo TCP, não existe nenhuma dificuldade em modificar-se estes algoritmos delegando maior poder de transmissão a certos nós isolados.

Além disso, estes esquemas não permitem que seja levada em consideração a natureza da aplicação que está sendo executada na resposta aos sinais de congestionamento. Isso indica um controle de congestionamento não aderente a diferentes classes de serviços.

3.3 O Controle de Congestionamento na Internet em TCP

O controle de congestionamento na Internet em TCP é feito do controle das janelas de transmissão e através de um conjunto de algoritmos conhecidos por “*slow-start*” (que é um dos algoritmos utilizados).

3.3.1 Janelas de Transmissão

O número de pacotes que podem ser enviados em determinado instante, que constituem a janela de transmissão, é limitado pelo tamanho da janela, um número que varia ao longo do tempo, e que indica quantos pacotes podem ser transmitidos. A janela de transmissão vai deslizando mediante o recebimento de confirmações (ver

figura 3.1). Seu tamanho varia dinamicamente, sendo adequado às condições da rede, e à capacidade de processamento de mensagens do receptor.

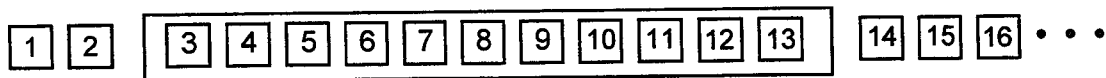


Figura 3.1 - Janela Deslizando para a direita

À esquerda da janela, estão os pacotes transmitidos e com recebimento confirmado. Os que foram transmitidos mas ainda não confirmados pertencem à janela, na qual o pacote de menor número corresponde ao primeiro pacote na seqüência, que ainda não foi confirmado.

O tamanho da janela de transmissão será o menor valor entre a janela local passível de transmissão (que varia para adequar-se aos gargalos da rede¹), e o tamanho do *buffer* de recepção, informado pelo receptor em suas mensagens de confirmação de recebimento.

Após o recebimento de uma mensagem, juntamente com o *ACK*, o receptor envia um anúncio do tamanho de sua janela, informando quanto espaço há disponível em seu *buffer* de recepção. Se esse anúncio for feito toda vez que um pequeno espaço de tamanho n for liberado, pequenos segmentos serão enviados para ocuparem esses pequenos espaços, ocasionando um tráfego de segmentos pequenos indesejável, fenômeno chamado de "*Silly Window Syndrome*". Esse tráfego implica numa sobrecarga do consumo de largura de banda, pois será necessário a transmissão de um cabeçalho de aproximadamente 512 *bytes*, para o envio de 1, 2, ou no máximo n

¹ Os aumentos e decréscimos dessa janela serão discutidos no item 3.3.2.2.

bytes. A sobrecarga no consumo de recursos computacionais pode ser entendida pelo esforço despendido na formação do cabeçalho, cálculo do *CHECKSUM*, etc.

A fim de evitar o tráfego de segmentos pequenos, a especificação do TCP inclui dois procedimentos heurísticos que evitam a síndrome no receptor e no emissor.

No receptor, é atrasado o envio do anúncio do aumento de janela até que o aumento de espaço disponível se torne significativo (metade do tamanho total do *buffer*, ou o tamanho do máximo comprimento de segmento). Há duas maneiras de implementar-se esse procedimento heurístico. A primeira é o TCP confirmar (*ACK*) todo o segmento que chega, sem contudo, anunciar o aumento em sua janela de recepção até que o mesmo se torne expressivo. A segunda abordagem, recomendada pelo padrão, é retardar as confirmações (sinais de *ACK*) até que haja espaço significativo no *buffer* de recepção².

Para que a síndrome seja evitada no emissor, quando uma aplicação gera mais dados, a serem enviados através de uma conexão pela qual já foram enviados dados e aguarda-se por sinais de confirmação, esses novos dados são armazenados no *buffer* de transmissão, mas nenhum segmento é enviado até que haja dados suficientes para preencher o tamanho máximo do segmento. Se ao chegar um chegar um sinal de confirmação de recebimento (*ACK*), ainda existir dados esperando para serem enviados (ou seja, o tamanho máximo do segmento ainda não tiver sido atingido), os dados do *buffer* são enviados.

² Para evitar problemas, o padrão limita o atraso dos sinais de *ACK* em até 500 milisegundos.

Esta técnica dá bons resultados com aplicações de diferentes perfis. Se uma aplicação gera um octeto por vez (caso extremo de uma aplicação de *login* remoto, por exemplo), o primeiro octeto é enviado imediatamente. Contudo, antes que chegue a confirmação de seu recebimento, os demais octetos são armazenados no *buffer* de transmissão. Dessa forma, se a aplicação é mais rápida comparada à rede (por exemplo, uma aplicação de transferência de arquivo) sucessivos segmentos conterão muitos octetos. Se a aplicação for lenta comparada à rede, segmentos com menos octetos serão enviados sem muito atraso.

Com o uso dessa técnica, evita-se o tráfego de segmentos com número baixo de octetos de dados, sem comprometer-se negativamente o desempenho das aplicações. Isso ocorre pois uma vez que a aplicação possa prosseguir (chega uma confirmação, em geral, com dados), os segmentos são enviados sem importar o seu tamanho.

O ajuste da janela de transmissão aos estados de sobrecarga e congestionamento da rede serão discutidos em 3.3.2.2.

3.3.2 Algoritmos de Controle de Congestionamento

O controle de congestionamento na Internet é feito através de uma série de algoritmos responsáveis principalmente por:

- calcular o tempo de retransmissão, contando com bons estimadores do tempo de ida e volta de mensagens (*round trip time (rtt)*);
- modificar dinamicamente o tamanho da janela de transmissão nos períodos de congestionamento.

- estabelecer inícios e reinícios vagarosos (*slow-start*)

Todos esses itens são de implementação simples e extremamente importantes para o controle de congestionamento.

É necessário que para cada conexão sejam mantidos o valor do tamanho da janela anunciado pelo outro nó comunicante e um outro limite. Esse segundo limite é conhecido por janela de congestionamento. O TCP funciona considerando um tamanho de janela válido que é o mínimo entre a janela anunciada e a janela de congestionamento. Em geral, na ausência de congestionamentos, a janela válida terá o tamanho da janela anunciada.

3.3.2.1 Obtenção do Sinal de Congestionamento

As situações de congestionamento são sinalizadas para o TCP através do *timeout* do tempo de espera pela confirmação de um segmento enviado, conhecido por *timeout* de retransmissão (*Retransmission Time Out* - RTO). Não chegar um sinal de *ACK*, é interpretado pelo TCP como a perda do pacote enviado devido ao congestionamento (um *feedback* implícito).

Isso dá resultado, uma vez que, dentre os pacotes descartados, a maioria (mais de 99% segundo [Jacobson 88]) refere-se àqueles que não encontraram espaço nas filas dos elementos de rede, sendo mínima a porcentagem de pacotes desprezados devido a erros. Semelhantemente, a não chegada da confirmação de recebimento no tempo previsto indica, na maioria das vezes, o descarte do pacote.

A previsão do tempo limite para a chegada da confirmação é de vital importância para que o sinal de congestionamento escolhido capte realmente a existência de congestionamento na rede.

(a) Cálculo dos Delimitadores de Espera por Confirmação

As implementações de TCP tentam estimar o tempo máximo de espera por confirmação, ou o *timeout* de retransmissão (RTO), relativo ao segmento prestes a ser enviado, em função dos atrasos de ida-e-volta (*round trip time - rtt*) experimentados. O instante em que o segmento é enviado é registrado, e subtraindo-se do instante da confirmação de seu recebimento tem-se mais uma amostra de *rtt*, denominada s_i . É feita uma média suavizada dessas amostras para a estimativa do *rtt* futuro, usando-se um estimador suave (SRTT *smoothed round trip*):

$$\text{SRTT}_{i+1} = (\alpha * \text{SRTT}_i) + (1 - \alpha) * s_i \quad (\text{i})$$

onde SRTT_i é a estimativa corrente do *rtt*, SRTT_{i+1} é o novo valor da estimativa do *rtt*, e α é uma constante entre 0 e 1 que controla o quão rapidamente o SRTT se adapta a mudanças.

O cálculo dos delimitadores de espera por confirmação, ou seja, do RTO (*Retransmission Timeout*) é computado a partir de SRTT_i , sua fórmula é:

$$\text{RTO}_i = \beta * \text{SRTT}_i \quad (\text{ii})$$

onde β é uma constante, maior do que 1, escolhida de forma que a probabilidade de que o *rtt* referente ao próximo segmento ultrapasse o RTO_i seja mínima. A especificação do TCP recomenda um valor para β igual a 2. Em [Jacobson 89] é

sugerido que o parâmetro β varie de acordo com a variância observada nas medidas de rtt das amostras s_i .

Quando ocorrem estouros de tempo, e são necessárias retransmissões, os valores de RTO_i são alterados conforme descrição no próximo item.

3.3.2.2 Reação ao Sinal de Congestionamento

Após a detecção do sinal de congestionamento são tomadas duas medidas: a reprogramação dos RTOs (*retransmission timeouts*) para os segmentos que serão retransmitidos e a diminuição da janela de transmissão. Essas medidas serão discutidas nos itens apresentados a seguir.

(a) Reprogramação dos RTOs (*retransmission timeouts*)

Na existência de retransmissões, abandonam-se as fórmulas (i) e (ii) para o cálculo dos RTOs. O algoritmo utilizado, conhecido como algoritmo de Karn, afirma que o TCP deve ignorar as medidas de rtt para todos os segmentos retransmitidos [Karn 87].

Há complicações na mensuração do rtt devido a um segmento quando esse necessita ser retransmitido. A chegada de seu *ACK*, corresponderá ao primeiro ou ao segundo envio para o cálculo do rtt ? Como não há como solucionar essa questão (a confirmação é ambígua), o algoritmo de Karn estabelece que não são levados em consideração, para o cálculo do SRTT, os segmentos retransmitidos.

Após iniciadas as retransmissões, o cálculo dos RTOs é separado das estimativas prévias do SRTT, e o valor dos RTOs passa a ser duplicado cada vez que se faz necessária uma retransmissão. Quando for obtido um rtt relativo a um

pacote que não necessitou de retransmissão, esse valor de *rrt* é adicionado à estimativa SRTT, que passa a ser novamente considerada com os RTOs sendo novamente calculados segundo as fórmulas (i) e (ii).

(b) Diminuição da Janela de Congestionamento e Reinício Vagaroso.

A evitação de congestionamento é feita com a redução pela metade da janela de congestionamento (até o mínimo de um único segmento). Os segmentos que permanecem na janela cuja transmissão está permitida, têm seus RTOs duplicados a cada estouro de tempo (o que pode implicar num crescimento exponencial).

O TCP reduz a janela de congestionamento para metade do seu valor a cada perda, o que diminui a janela exponencialmente se as perdas continuarem. Na permanência do estado de congestionamento, o TCP reduz o volume de tráfego exponencialmente, e reduz também exponencialmente as taxas de retransmissão. Se as perdas continuarem, o TCP então limita a transmissão a um único datagrama e continua a duplicar os valores de RTOs. A idéia é prover uma redução de tráfego rápida e significativa para permitir que os roteadores tenham tempo suficiente para encaminhar os pacotes de suas filas.

O fato é que, se nesses períodos de congestionamento, novos fluxos continuarem a ser introduzidos na rede, os roteadores continuarão a estar sobrecarregados, e embora a rede não atinja um estado de colapso, somente poderão utilizá-la aplicações e usuários extremamente tolerantes a atrasos. Essa discussão aponta para as vantagens da aplicação do PDTR em conjunto com esses algoritmos da Internet.

Para que a janela de transmissão se adapte ao fim do congestionamento, ela é aumentada com o uso do mecanismo de início vagaroso (*slow-start*), que também é utilizado para o aumento do tráfego em uma conexão que se inicia.

Com o uso do início vagaroso, a janela de congestionamento é iniciada em 1, e um segmento é enviado. Ao chegar o sinal de confirmação relativo a este segmento, a janela de congestionamento é aumentada para 2, e os segmentos são enviados. Chegando as duas confirmações, a janela passa para 4 segmentos. As confirmações aumentarão a janela de transmissão para 8. Em resumo, após o tempo relativo a quatro *rtts*, o TCP poderá enviar 16 segmentos, levando-se um tempo igual a $(\log_2 N * rtt)$ para que N segmentos possam ser enviados. O envio de 16 ou mais segmentos muito provavelmente fará com a janela de transmissão autorizada passe a ser função da janela anunciada pelo outro nó comunicante, e não mais da janela de congestionamento.

Para evitar que a janela cresça muito rapidamente e aumente o congestionamento, o TCP adiciona mais uma restrição. Uma vez que a janela de congestionamento chegue à metade de seu tamanho original (o tamanho anterior ao congestionamento), o TCP entra numa fase de evitação de congestionamento (*congestion avoidance*). Nesta fase, a janela é incrementada de 1, e isso ocorre somente após terem sido recebidas as confirmações de recebimento de todos os segmentos enviados.

O conjunto de todos os algoritmos de controle de congestionamento da Internet incluindo o início vagaroso, a diminuição multiplicativa da janela de congestionamento, a evitação de congestionamento, e as duplicações dos valores dos

RTOs, foram essenciais para que a Internet não atingisse estados de colapso de congestionamento e se tornasse operante em todas as horas do dia. Não obstante, a expansão de seus usuários e a demanda de novas aplicações têm diminuído a sua utilidade para um número cada vez maior de usuários. Essas pessoas não aceitam os tempos de respostas abusivos de determinadas horas do dia, tampouco, a impossibilidade de obtenção de sinais de áudio e de vídeo com melhor qualidade.

Esse cenário, acrescentado da necessidade do controle de recursos para gerenciamento da rede e da necessidade de serviços que captem alguma priorização ao tráfego, motivou o desenvolvimento do PDTR para o controle de congestionamento. O esquema PDTR, conforme apresentado no capítulo 5, não substitui os mecanismos apresentados para o controle de congestionamento nas redes TCP/IP aqui apresentados, pelo contrário, deve ser usado em conjunto com esses mecanismos.

4 Modelos de Precificação para Redes de Computadores e a Precificação Dinâmica em Tempo Real

4.1 Introdução

Um dos papéis fundamentais da Economia é estudar a alocação eficiente de recursos escassos. É necessário, portanto, ser evidenciado que neste estudo pressupõe-se que os recursos disponibilizados pela tecnologia de redes sejam recursos escassos.

Existem opiniões que advogam que brevemente os recursos de comunicação serão essencialmente gratuitos. As fibras ópticas cada vez mais difundidas, e a diminuição exponencial dos custos de processadores e de memória, levam alguns a conjecturar que haverá recursos de comunicação disponíveis para todos. Outras opiniões divergentes argumentam apontando o crescimento exponencial das demandas dos usuários, e a avidez dos desenvolvedores de aplicações por larguras de banda cada vez maiores. Embora essa discussão esteja além do escopo desse trabalho, cumpre notar que foi adotado um horizonte de mais curto prazo, no qual são patentes os congestionamentos das redes nos instantes de seu maior uso.

A premissa de escassez de recursos inviabiliza uma das abordagens para a evitação de congestionamento, onde é feito o provisionamento de recursos em excesso, prevendo-se o atendimento das demandas de pico.

Além dos aspectos de eficiência na alocação de recursos escassos já mencionados, há outra questão importante relacionada à utilidade da precificação. Essa questão diz respeito aos incentivos à opção por diferentes escolhas, e é discutida no item 4.4. O item 4.2 faz considerações amplas sobre os aspectos econômicos das redes. O ambiente da precificação voltado para eficiência é discutido no item 4.3. Os esquemas de tarifação por tarifa única e baseado no uso são descritos em 4.5. Alguns modelos de precificação voltados às redes são apresentados no item 4.6. No final do capítulo é discutida a precificação dinâmica em tempo real, com foco em seus aspectos econômicos (item 4.7).

4.2 Considerações sobre Economias de Rede

As redes de computadores são parte do universo das telecomunicações e possuem muitas macro características econômicas comuns às economias de rede. A produção é de capital intensivo, e praticamente não há como armazenar saídas em estoque a fim de que com o armazenamento temporário seja possível equilibrar diferenças entre os ciclos de produção e de demanda.

Característica a ser destacada é a função de produção ser conjunta: as mesmas entradas são utilizadas para a geração de diferentes serviços. Existem alternativas de substituição entre as entradas da produção. Exemplo disso, é a possibilidade de

provimento do mesmo serviço através de diferentes rotas alternativas que se utilizam de diferentes nós intermediários.

4.2.1 Estrutura de Custos

Nas redes de telecomunicações, os meios de produção, em geral, têm capacidade bem definida, e os custos de operação são praticamente independentes da demanda por serviços. Devido ao uso intensivo de componentes eletrônicos, os custos relacionados ao gasto de energia, e à manutenção são quase totalmente independentes dos níveis de utilização dos serviços. Conseqüentemente, os custos variáveis (que variam em função da quantidade de bens/serviços produzidos) são quase nulos.

Em [Mackie-Mason 94] foram feitos estudos sobre os custos envolvidos no *backbone NSFNET*¹. Nessa pesquisa é apontado que o nível de serviço produzido, medido em termos de pacotes entregues, cresceu 128 vezes no período de 1988 a 1991. Nesse período os custos com pessoal cresceu de um fator 0,5, e estima-se que o custo total cresceu de um fator de 4.2. Embora antigos, esses dados ilustram a irrelevância dos custos variáveis por pacote servido pela rede.

Os pagamentos pelo aluguel das linhas e dos roteadores representava cerca de 80% dos custos da *NSFNET* em 1992, e os custos do Centro de Operações da Rede (*NOC - Network Operations Center*) representavam cerca de 7% do custo total. A relação entre o custo dos roteadores e das linhas por *megabits* transmitidos alterou-se da década de 70 para a década de 90. Nos anos 70, o custo dos roteadores por

¹ *Backbone* da rede Internet nos Estados Unidos, financiado pelo NSF para uso geral até 1995.

megabits era maior do que o custo das linhas. Na década de 90, têm-se vários roteadores baratos gerenciando um número limitado de linhas caras.

4.2.2 Externalidade de Demanda Positiva

O fato de os serviços serem estabelecidos aos pares (origem, destino) faz com que ocorra a *externalidade de demanda positiva*: o valor da rede para determinado usuário aumenta com o número de outros usuários que têm acesso a ela. Quando um novo nó é adicionado, a externalidade é refletida no número de mensagens trocados entre os nós existentes e o novo nó.

Nos casos em que for fortemente evidenciada a externalidade de demanda positiva é eficiente prover um subsídio para incentivar que novos usuários conectem-se à rede [Brock 94].

4.2.3 Problemas dos Comuns e Custos de Congestionamento

Uma vez que a transmissão de pacotes é essencialmente gratuita (o custo variável é aproximadamente zero), o custo do uso marginal é quase exclusivamente um custo de congestionamento. Os custos de congestionamento são as penalidades no desempenho que o tráfego referente a um usuário impõe ao tráfego de outros [Shenker 96].

Quando os usuários têm acesso a recursos limitados como roteadores e *links*, importam-se com seus próprios custos e benefícios desse uso, ignorando o congestionamento, atraso, ou custos de exclusão que eles impõem a outros usuários. Esse fenômeno é conhecido como "problemas dos comuns". O clássico problema

dos comuns descreve uma situação em que a propriedade que é possuída em comum tende a ser explorada em excesso [Hardin 68].

Se o custo de congestionamento imposto por determinado usuário, for exatamente o que ele está disposto a pagar pelo seu uso da rede, tem-se a otimização da utilidade da rede, conforme é apregoadado pelo modelo de Mackie-Varian [Mackie-Mason 95a].

4.2.4 Conceitos de Eficiência

Dois conceitos de eficiência aplicam-se às redes de computadores. O primeiro diz respeito à eficiência na utilização dos recursos da rede, tais como largura de banda e espaço nos *buffers*. Os serviços com qualidade garantida que reservam recursos baseados na demanda de pico não alcançam grande eficiência na utilização dos recursos da rede devido à ociosidade dos recursos alocados durante os períodos de carga média.

O segundo, mencionado em [Mackie-Mason 95a], como eficiência econômica refere-se ao valor que os usuários atribuem ao serviço de rede por eles recebido. Considerando-se recursos escassos, e que dentro do grupo de usuários que requerem serviços de rede alguns estejam sendo atendidos e outros não, somente há eficiência econômica se os usuários que estão se utilizando da rede forem aqueles que atribuem maior valor ao serviço. Por exemplo, se um usuário deseja pagar x por segundo por uma acesso a um *link* de 1Mbps, e um outro usuário intencione pagar $x/2$ pelo mesmo serviço, para que exista eficiência econômica na situação em que somente um usuário puder ser atendido, esse usuário deverá ser o primeiro (não

importando se paguem ou não, a precificação aqui novamente é utilizada para a captação do valor atribuído ao serviço).

4.3 Ambiente da Precificação voltado para Eficiência

A precificação voltada para a otimização da utilidade da rede, para o aumento de sua eficiência ótima (*optimal efficiency - maximal welfare*) entende que a satisfação de um usuário depende da natureza da aplicação sendo usada e da qualidade do serviço recebido da rede (em termos de *bandwidth*, atraso, pacotes descartados, etc.); os recursos da rede são usados mais eficientemente se eles maximizarem a satisfação total da comunidade de usuários. Para garantir a otimização da eficiência, as tarifas baseadas no uso devem ser iguais ao custo marginal do uso. Uma vez que a transmissão física de pacotes é essencialmente gratuita, o custo marginal é quase que exclusivamente um custo de congestionamento.

Esse paradigma aplica-se totalmente em ambientes nos quais os objetivos dos provedores não incluem a maximização do lucro, ou seja, em redes públicas para pesquisa e desenvolvimento, ou para redes corporativas internas, que são o cerne das discussões desse trabalho (ver item 4.7.4).

4.4 Precificação como Incentivo

A necessidade de incentivos advém de várias considerações básicas sobre os serviços da rede, que serão discutidas nos itens de (a) a (e).

(a) diferentes classes de serviço

A rede deve oferecer um modelo de serviço que inclua mais do que uma única classe de serviços *best-effort*. Este modelo de serviço pode simplesmente implicar em dois níveis de prioridade, ou ser complicado a ponto de atingir as classes de múltiplos serviços com atraso limitado [Clark 92]. As diferentes classes de serviço são necessárias para a consecução de um sub-objetivo: possibilitar que diferentes perfis de tráfego utilizem-se simultaneamente da mesma rede. Esse sub-objetivo insere-se no objetivo maior de aumentar o nível de utilidade da rede para o usuário.

(b) forma de escolha da classe de serviços

Existe uma questão fundamental quanto à variação dos serviços oferecidos: a escolha de determinado serviço será feita de forma explícita pela aplicação ou a rede classificará os pacotes recebidos, deliberando quais serviços para quais pacotes de forma implícita ?

Se o tráfego for alocado aos serviços oferecidos pela rede de forma implícita, admite-se que existirão algumas classes de serviços pré-definidas para aplicações de tráfego semelhante (*bulk* assíncrono, ou interativo, ou tempo real, etc.), às quais os pacotes serão alocados mediante a identificação do serviço que lhes é devido.

A abordagem implícita tem a vantagem de não requerer qualquer mudança na interface dos serviços: as aplicações continuam a mandar seus pacotes sem nenhuma negociação prévia. Por outro lado, as desvantagens (i) e (ii) são bastante significativas:

(i) o fato de a rede precisar reconhecer o tipo de serviço necessário para cada aplicação, exige modificações na rede a cada nova classe de aplicações que surgir.

(ii) O encapsulamento de informações das aplicações nas informações da camada de rede viola os princípios essenciais da divisão da arquitetura de rede em camadas .

(c) a escolha explícita e a necessidade de incentivos

É mais viável, portanto, que as aplicações explicitem os serviços requeridos. Se os serviços de menor prioridade são os que recebem o pior atendimento, como garantir que os usuários optarão por menor prioridade? Infelizmente um conjunto de regras sociais é insuficiente para garantir tal comportamento. Portanto, a rede deve prover algum outro sistema de incentivos para encorajar os usuários a requererem as classes adequadas de serviços para suas aplicações.

(d) a precificação como incentivo

A precificação é o sistema de incentivo que melhor racionaliza as escolhas. Para alguns a escolha e obtenção de um serviço menos prioritário será compensada pelo menor desembolso para adquiri-lo, para outros o aumento no preço será compensado por um aumento na qualidade do serviço [Cocchi 93].

Deve ficar claro que o uso de precificação como um incentivo a uma melhor distribuição das escolhas (captando o real valor que cada usuário atribui a cada uma delas), não traz consigo nenhuma indicação de que o preço deva ser expresso monetariamente (medido em reais ou dólares); pelo contrário, espera-se que diferentes mecanismos tais como bônus de utilização, ou mecanismos de premiação², possam estar sendo utilizados. O fundamental é mensurar diferentes valores atribuídos aos diferentes serviços em diferentes instantes de tempo.

4.5 Objetos sujeitos à Precificação

Há duas formas de precificar-se que dizem respeito aos objetos da precificação. Um objeto de precificação é a capacidade instalada: paga-se por ter direito à capacidade de recebimento de um bem ou serviço, e não pelos serviços individualizados. Essa forma de precificação é utilizada, por exemplo, pelos clubes recreativos, onde é paga uma taxa mensal independente do uso do clube.

A outra maneira é a precificação pelo bem ou serviço efetivamente consumido.

Na Internet, a precificação baseada na capacidade instalada é freqüentemente utilizada pelos provedores. Os usuários pagam uma taxa fixa para conectar-se à rede, que é função da capacidade do canal de conexão.

Em outras redes de pacotes, a RENPAC, por exemplo, a precificação era em função do tráfego gerado.

4.5.1 Conexão à Rede

A precificação, que tem como objeto as características da conexão à rede, simplifica consideravelmente os procedimentos de cobrança, não se fazendo necessária nenhuma mensuração do consumo. As tarifas, que não variam segundo o consumo, são conhecidas por *flat rates* ou *flat fees*, e beneficiam claramente os grandes usuários.

² Pode ser medido o grau de sociabilidade apresentado pelos usuários, e serem premiados os usuários que impuserem menores custos de congestionamento ao sistema.

As tarifas variam somente de acordo com a capacidade de transmissão disponibilizada. Conectar-se à rede através de um *link* T1 (1,5 Mbps), por exemplo, é mais barato do que optar-se por uma conexão que se utiliza de um *link* T3 (45 Mbps). Tal precificação ao limitar o poder de transmissão das conexões, também limita o tráfego gerado pelo usuário, podendo também ser considerada um mecanismo de restrição ao uso (*usage constraining*). Em [Shenker 96], discute-se que a longo prazo, esse mecanismo de precificação também é sensível ao uso.

Trazendo alguma forma de restrição ao uso, esse mecanismo de precificação também poderia ser usado dentro de uma política de precificação que focaliza a distribuição de recursos escassos. Deve, no entanto, ser observado que a eficiência da rede percebida pelos seus usuários, na maioria das vezes, depende de perfis de utilização de curtíssimo prazo, o que certamente aponta para o uso de mecanismos de alocação eficiente (tanto quanto a utilização da rede, quanto a otimização da utilidade prestada ao usuário) baseados no uso efetivo, medido através do tráfego gerado. É fato que a precificação com tarifa fixa não fornece ao usuário um *feedback* relativo ao seu consumo.

A maior restrição à precificação por tarifa fixa (*flat fee*) é que em sua forma original, pagar-se pela conexão, não há como delinear-se um sistema de incentivos para a escolha de diferentes serviços que compartilham da mesma estrutura de rede. A tarifação fixa pode ser estendida para diferentes classes de serviço. No entanto, o pagamento de uma taxa fixa por determinada classe de serviço, pode incrementar seu tráfego de tal forma que a coexistência das demais classes de serviços seja inviabilizada.

Principalmente, pelas razões apontadas, infere-se que a pesquisa por serviços com diferentes padrões de QoS, revigorou a pesquisa por mecanismos de precificação baseados no uso efetivo.

4.5.2 Consumo dos Serviços da Rede

A precificação que tem como objeto o consumo dos serviços da rede traz inerentemente o problema da mensuração e contabilização do uso dos recursos utilizados (ver item 2.2).

A granularidade dos objetos mensurados e contabilizados, e os procedimentos de transferência dos dados entre medidores para as aplicações de cobrança devem ser cuidadosamente projetados. Deve ser considerado o risco de que o custo da monitoração e da cobrança supere o custo do serviço propriamente dito.

O fato é que com as novas necessidades de roteamento (baseados em prioridades, *Fair Weighted*, etc.) exige-se que sejam processadas e mantidas informações sobre os fluxos (identificação da fonte e destino) a serem usadas nas decisões locais sobre a alocação de recursos. Conseqüentemente, a contagem e geração de estatísticas sobre os pacotes implicará em extensões mínimas. Em [Edell 94] é discutido o projeto de um *gateway* com funções de contabilização.

Tratando-se de redes de alta velocidade, particularmente da tecnologia ATM, é patente a necessidade do uso de amostragens estatísticas para a contabilização. No entanto, como será mostrado no capítulo 5, a contabilização de pacotes em redes

Ethernet ou FDDI com o uso do pacote Netramet, e a comunicação com o software gerenciador (NeMaC) implica num consumo relativamente modesto de recursos.

4.6 Revisão Bibliográfica dos Modelos de Precificação Propostos para Redes

Nesta seção são apresentados dois esquemas de precificação que iniciaram a pesquisa nessa área (itens 4.6.1 e 4.6.2). O terceiro esquema de precificação discutido, a precificação por fronteiras, somente faz restrições quanto à aplicação local dos modelos. A precificação por fronteiras (item 4.6.3) pode ser utilizada com diferentes modelos de precificação, o modelo PDTR é um deles.

Outros modelos de precificação, particularmente voltados para a tecnologia ATM, são discutidos em [Jordan 95], em [Murphy 94] e em [Mackay 92].

4.6.1 Precificação por um Mecanismo de Mercado Inteligente

Mackie-Mason e Varian introduziram um esquema de precificação num mercado inteligente, para cada pacote transmitido na Internet, com o objetivo de controlar congestionamento e aumentar a eficiência da rede [Mackie-Mason 94]. Trata-se de um artigo seminal que se tornou referência para toda a pesquisa de precificação em redes.

A idéia é que cada usuário submeta uma proposta (um limite de preço) para cada pacote a ser transmitido, discriminada no cabeçalho do pacote. A rede transmitirá todos os pacotes cujas propostas estejam acima do preço de corte. O preço de corte é estabelecido periodicamente pela rede sendo igual ao custo marginal de congestionamento introduzido pelo novo pacote. O fato de os pacotes pagarem o

preço de corte é semelhante ao fato de eles pagarem para livrarem-se do congestionamento que lhes seria imposto pelos pacotes de mais baixa prioridade, ou seja, pagarem o custo de congestionamento relativo a esses pacotes.

Os preços assim flutuam dinamicamente com o nível de utilização presente da rede, e com as novas demandas de diferentes usuários. Cada pacote servido será tarifado pelo preço de corte e não pela proposta que consta no pacote.

Na Precificação por um Mecanismo de Mercado Inteligente [Mackie-Mason 95a], os usuários são incentivados a revelarem os valores verdadeiros de seus pacotes, uma vez que ninguém pode manipular o preço para sua própria vantagem, mentindo para a rede acerca do verdadeiro valor atribuído ao serviço.

A vantagem principal dessa abordagem é a captação do valor atribuído pelos usuários ao serviço. Os usuários indicam verdadeiramente o valor do pacote, mas isso não determina diretamente o quanto pagarão pelo serviço e sim se serão servidos ou não. Os usuários somente serão servidos se o preço do serviço for igual ou menor do que o preço que estão dispostos a pagar.

Em [Shenker 96] são apontadas desvantagens do modelo. Primeiramente, como o problema mais fundamental, é apresentado o fato de que a submissão de um pacote perdedor implicará em algum tipo de atraso desconhecido (ou o pacote ficará aguardando em filas, ou será descartado com posterior retransmissão), e não implicando na rejeição efetiva do serviço. Portanto, a proposta deve refletir o impacto desse atraso, e não o valor da transmissão do pacote propriamente dito. Assim sendo, propostas precisas não podem ser submetidas sem conhecer-se o atraso

associado a cada proposta, e essa informação não está disponível nem para a rede, tampouco para o usuário.

Outra desvantagem é que dificilmente o usuário será capaz de medir o valor de um único pacote (uma vez que o seu valor depende de outros pacotes no mesmo fluxo de informações, e de seu impacto na aplicação).

Existem outras considerações críticas sobre a implementação desse modelo. Por exemplo, durante os períodos de congestionamento somente serão encaminhados pacotes com as propostas mais altas; pressupõem-se que os pacotes de menor prioridade sejam armazenados. No limite da capacidade de armazenamento, os pacotes de menor prioridade começariam a ser descartados. Se o protocolo responsável pela retransmissão no usuário final não for avisado do preço de corte, a rede poderá ser inundada com a retransmissão de pacotes perdedores.

4.6.2 Precificação por Prioridades

Em [Cocchi 93] foi proposta uma política de precificação por prioridades, que adota o conceito de equilíbrio de Nash³. Foi feita uma aplicação da idéia considerando-se quatro tipos de solicitações do usuário: *e-mail*, FTP, *telnet*, e voz.

As funções de utilidade desses serviços são calculadas usando-se os seguintes parâmetros: atraso total, percentagem de pacotes perdidos (probabilidade de perda), vazão média, e *round-trip-time*. As prioridades são escolhidas por cada aplicação baseadas nos preços de transmissão de pacotes com baixa e alta prioridade. O

objetivo de cada usuário é aumentar a utilidade de seu consumo. O objetivo da rede é maximizar a utilidade total para os usuários, através do estabelecimento de preços corretos, de forma a garantir que na escolha de prioridades de seus pacotes, os usuários comportem-se de maneira a otimizar seu benefício, e o benefício da comunidade de usuários. O problema de como escolher os preços corretos para a rede e as prioridades corretas para os usuários é tratado como um problema da teoria dos jogos, ao qual deve ser aplicado o equilíbrio de Nash. Através de simular várias possibilidades com várias configurações de rede, foi encontrado um intervalo de preços para cada nível de prioridade que resulta no equilíbrio de Nash.

A importância desse artigo, também considerado como seminal, foi mostrar que a precificação por prioridade pode levar a um uso eficiente das redes de computadores. Contudo, antes de ser possível implementar-se um esquema como esse, é necessária muita pesquisa, para determinar-se como as políticas de precificação ótimas podem ser obtidas de forma mais genérica. No artigo, a obtenção das políticas ótimas foi conseguida através de simulações (que consomem tempo) atreladas a cenários específicos.

A ênfase dessa abordagem é tentar alocar os recursos da rede entre os usuários baseando-se em quanto os usuários valorizam determinado serviço; não há preocupação com o congestionamento (precificação para a alocação de recursos escassos) mas a precificação como um incentivo à escolha. Deve ser observado

³ Importado da economia e teoria dos jogos, o equilíbrio de Nash [Gibbons 92] é um ponto de equilíbrio num jogo, onde a estratégia escolhida por qualquer jogador é a melhor estratégia, dadas as escolhas de todos os outros jogadores.

também que o atendimento de diferentes aplicações pode implicar na necessidade de um número grande de prioridades distintas.

4.6.3 Precificação nas Fronteiras (*edge pricing*)

Essa idéia proposta em [Shenker 96] não define um modelo de precificação propriamente dito, mas propõe restrições a diferentes modelos de precificação ao sustentar que o estabelecimento de preços deve ser feito dentro de uma determinada fronteira.

A idéia desse esquema de precificação é que os preços podem ser determinados localmente, com a cobrança também realizada localmente no ponto de acesso (isto é, na fronteira da rede, que quando é ultrapassada, os pacotes passam a trafegar pelos *backbones*). Nesse esquema as tarifas não devem ser calculadas de forma distribuída ao longo da rota. Esse esquema local de precificação pretende que todas as questões sejam definidas localmente, dentro da fronteira (*edge pricing*). Não obstante, informações possam ser obtidas de outras partes da rede, todo o cálculo de tarifas deve ser feito localmente no ponto de acesso.

Essa abordagem contribui com a apresentação de um modelo de precificação, que permite que diferentes provedores de diferentes conexões ao longo do *backbone*, tenham diferentes mecanismos de precificação, uma vez que o esquema de precificação em si é totalmente excluído da arquitetura da rede, situando-se nos pontos de acesso ao *backbone*.

4.7 A Precificação Dinâmica em Tempo Real

O modelo PDTR é apresentado no capítulo 5 como um modelo para controle de congestionamento. Aqui a ênfase será nos aspectos econômicos que lhe servem de base. Embora possa parecer redundante o título de dinâmico em tempo real, neste contexto, dinâmico quer dizer que se altera conforme parâmetros de utilização da rede; e em tempo real, enfatiza que as alterações baseiam-se na obtenção de tais parâmetros em tempo real.

A PDTR é voltada para a eficiência, devendo ser aplicada em redes públicas ou internas a empresas (ver item 4.7.4).

Em geral, para o atendimento das demandas de pico de uma rede, é necessária uma capacidade de produção adicional que permanecerá ociosa a maior parte do tempo, e que nem sempre é economicamente viável. Na maioria dos casos, é necessário pesquisarem-se melhores maneiras de se conviver com recursos racionados.

Nos momentos de racionamento de recursos, ou seja, quando a rede está congestionada, o usuário ao experimentar situações em que seus pacotes são descartados, e por conseguinte, situações de atraso, poderá desistir ou insistir na operação. Repetir insistentemente, aumenta a probabilidade de se conseguir a operação, mas exige que o usuário gaste mais tempo. Portanto, os pacotes subsequentes são mais caros para o consumidor e seu valor é proporcional a quão valioso for o seu tempo desperdiçado. Este valor representa sua propensão a pagar mais por um serviço onde não exista racionamento.

Serão discutidas três abordagens para o racionamento de recursos: o racionamento randômico, o racionamento por prioridades e a precificação em tempo real.

O racionamento randômico é o que ocorre atualmente com o atendimento de serviços pelo esquema de máximo empenho (*best effort*) presente na Internet. Nos períodos de congestionamento, o descarte de pacotes é aleatório ou mesmo arbitrário⁴. Podem ser descartados pacotes relativos à transmissão de imagens médicas de grande utilidade, e serem processados pacotes com imagens de nenhum valor social.

O racionamento por prioridades foi apresentado no item 4.6.2 e a precificação em tempo real é usada no modelo PDTR.

4.7.1 *Feedback* para o Usuário

A precificação dinâmica em tempo real tem como ênfase de projeto o fornecimento de um forte *feedback* ao usuário.

A falta de um mecanismo de *feedback* que penalize o usuário por um uso indevido (excessivo) pode causar a degradação da rede como um todo. É necessário um *feedback* que motive os usuários a fazerem um uso global eficiente dos recursos existentes. Da perspectiva do sistema, quando este estiver levemente carregado, o *feedback* deve encorajar (ou pelo menos não desencorajar) os usuários a maximizar a vazão do sistema. Quando o sistema estiver pesadamente carregado (isto é, quando a

⁴ Na verdade, há uma regra para o descarte de pacotes: ao terem suas filas esgotadas, os roteadores, em geral, descartam os pacotes que chegam por último. No entanto, como esses pacotes fazem parte de um fluxo que é desconsiderado na decisão do descarte, numa granularidade em que se enxerga a importância dos pacotes, seu descarte é arbitrário.

demanda aproxima-se ou excede a capacidade finita) o *feedback* deve motivar os usuários de aplicações não tão urgentes a adiar a geração de seu tráfego ou forçar os usuários que estão demandando recursos em demasia do sistema a cessarem de fazê-lo. A ênfase é que o *feedback* ideal a ser provido para o usuário deve encorajá-lo a um uso eficiente, e ao mesmo tempo garantir que o sistema não seja sobrecarregado.

Um exemplo de *feedback* que motiva um comportamento eficiente do usuário é aquele que o incentiva a exclusão, nos horários de pico, das aplicações não tão sensíveis ao tempo de espera.

Sem esses esquemas, os usuários menos sensíveis à degradação de desempenho podem até mesmo ter um incentivo para transmitirem mais para compensar as perdas causadas pela congestão. Os usuários ineficientes não são adequadamente penalizados pelo aumento do tempo de espera devido ao aumento da fila de pacotes a serem servidos, ou pela perda de pacotes, que é causada devido às suas ações.

No PDTR, nos momentos de congestionamento, é fornecido ao usuário, antes de que sua conexão seja estabelecida, o valor atual da transmissão (que deve ser suficientemente alto para desencorajar usos não prioritários). Uma vez estabelecida a conexão, o preço inicial que foi dinamicamente estabelecido passa a ser majorado por uma constante em intervalos de tempo fixos.

Relacionando o preço à aceitação de pedidos de conexão pretende-se facilitar a valoração dos serviços, posto ser mais fácil relacionar valor com o estabelecimento da conexão, do que com a transmissão de pacotes unitários (como propõe [Mackie-Mason 94]).

Na PDTR, é estabelecida uma tarifa de transmissão p_i , e se após o tempo de latência do modelo, o nível de congestionamento não tiver sido significativamente diminuído, é estabelecida uma nova tarifa p_{i+1} maior do que a anterior. Esse ciclo de mudanças dinâmicas de tarifa persiste até que a rede saia do estado de congestionamento.

O controle de congestionamento é feito explicitamente pelo controle de admissão e pelos mecanismos de aumento de preço por tempo de conexão. As conexões podem ter tráfego caracterizado por rajadas, desde que sejam breves, pois uma vez que o estado de congestionamento persista, os novos preços para as tentativas de conexão serão proibitivos. Tratando-se de conexões breves, a mesma aplicação fará diferentes conexões tendo sua prioridade periodicamente verificada.

4.7.2 Precificação Baseada no Uso e Relacionada à Camada de Transporte

A ênfase no controle de congestionamento de forma a aumentar a utilidade da rede faz com que seja adotada a precificação baseada no uso. No entanto, a granularidade da mensuração do uso dependerá da tecnologia da rede.

Há duas outras questões que merecem ser discutidas.

Primeiramente, a precificação está limitada ao serviço de transporte de pacotes, e não ao conteúdo transmitido. Considerações sobre o conteúdo a ser transmitido versus preço deverão influenciar a camada de aplicações. Por exemplo, se a rede oferece um serviço de transferência de arquivos, a tarifa desse serviço por *megabyte* pode ser calculada através de uma média das transferências já realizadas. Se o usuário pagar por todos os *bytes* transmitidos (informações de controle, pacotes

perdidos e pacotes duplicados), a aplicação do usuário pode definir o número máximo de pacotes que aceita pagar por *megabyte* de informação transmitida, e haver ajustes na aplicação de cobrança quando esses limites forem superados.

A cobrança por transmissão na camada de transporte não deve ser sensível aos casos onde o receptor é quem recebe os benefícios da transmissão. O problema de alocar os benefícios de uma transferência particular de informação deve ser tratado numa camada de mais alto nível. O projeto de protocolos de alto nível que negociem a responsabilidade relativa às tarifas de cada uma das partes é considerada a melhor solução desse problema, tanto nesse trabalho, como em [Mackie-Mason 95b]. Essa solução é ampla o suficiente para acomodar esquemas sofisticados de tarifação, como os da telefonia (0800, 0900, por exemplo).

4.7.3 A Reversão das Tarifas de Pico em Investimentos para Ampliação da Capacidade

Dependendo da tecnologia, os recursos podem ser expandidos para atenderem à demanda de uma forma dinâmica, isto é, o fornecedor da rede pode conectar recursos adicionais para atender à demanda em horários de pico. Estabelecendo-se um preço mais elevado para as horas de pico, esta receita poderá ser usada para cobrir os custos extras da anexação de recursos.

Mesmo nos casos em que a expansão dos recursos não possa ser feita dinamicamente, o uso da receita dos horários de pico para expansão da capacidade de produção é um princípio econômico bastante relevante e aplicável às redes.

Na formulação básica da precificação pela carga de pico, a demanda é uniforme em cada período t dos T períodos de tempo considerados, e a quantidade demandada (Q_t) depende do preço p_1, \dots, p_t cobrado em cada período:

$$Q_t = D_t(p_1, \dots, p_t), \quad t = 1, \dots, T$$

Os T períodos formam um ciclo que se repete indefinidamente. Seja b o custo variável de produção que se mantém constante para qualquer quantidade i : $C(q_{i+1}) = b + C(q_i)$, e β a taxa constante de aluguel por unidade de capacidade de produção.

O custo total de se produzir a saída Q_t em todos os períodos é:

$$C = b \sum_t Q_t + \beta \max_t Q_t$$

Seja K = máxima capacidade produtiva.

Os preços que maximizam a utilidade agregada (*welfare*) são baseados no custeio marginal e, portanto, nos períodos fora do pico, quando a demanda é menor do que a capacidade, o preço é igual ao custo marginal de curto prazo, ou seja:

$$p_t = b \quad \text{para } t \text{ tais que } Q_t < K.$$

No período de pico, a demanda é igual à capacidade de produção e o preço é igual ao custo marginal de longo prazo (custo variável + custo unitário da expansão da capacidade)

$$p_t = b + \beta \quad \text{para } t \text{ tal que } Q_t = K.$$

Devido aos elevados custos para expansão de capacidade em telecomunicações [Mitchell 91], a diferença de preço a ser praticada nos dois casos é demasiada, podendo existir algum ajuste entre as duas tarifas.

O estabelecimento dos valores de tarifa no modelo PDTR deve cumprir um objetivo duplo: ser um mecanismo de restrição à entrada de novas conexões, e também gerar reservas para a expansão dos recursos.

Como discutido em [Gonçalves 95], dentre os maiores custos envolvidos com as redes estão os custos de depreciação, que nessa óptica não devem apenas compensar o desgaste dos equipamentos, mas serem formulados para que meçam a obsolescência tecnológica, sendo considerados na formação da reserva para a expansão de recursos.

As tarifas, conforme será discutido no capítulo 5, têm seus valores aumentados e diminuídos por fatores destinados ao controle de congestionamento da rede. No entanto, os valores absolutos das tarifas deverão ser determinados em função da recuperação dos custos, e principalmente dos custos de reposição (que captam os efeitos da depreciação, principalmente daquela relacionada à obsolescência tecnológica) e dos custos de expansão de capacidade. Não é objetivo desse trabalho a definição de metodologias para a apuração desses custos, que são fortemente influenciados pela tecnologia usada na rede. Portanto, no próximo capítulo são discutido somente as variações das tarifas em função da recuperação dos estados de congestionamento.

4.7.4 Ênfase em Eficiência e o Escopo de Aplicação do PDTR

Esquemas de precificação voltados para a eficiência aplicam-se a ambientes em que os objetivos a serem perseguidos não incluem a maximização do lucro, ou seja, em redes públicas para pesquisa e desenvolvimento, ou em redes corporativas internas, semelhantes às *intranets*.

O uso da PDTR, portanto, é indicado em ambientes formados por inter-redes pertencentes ao mesmo grupo econômico e por redes que integram verticalmente empresas parceiras.

É necessário o entendimento de: (a) como o recurso está sendo utilizado por diferentes setores, e de (b) como o recurso pode estar sendo disponibilizado: (b1) com eficiência econômica: distribuição da demanda agregada ao longo do tempo e (b2) com evitação de congestionamento e com a formação de reservas para novos investimentos.

Na empresa, a inter-rede é considerada uma unidade de negócio, que oferece serviços aos clientes internos, cobrando-lhes o preço de transferência interno, e possibilitando aos gestores o controle destes recursos e a contínua análise da opção de terceirização dos serviços de rede.

A utilização do preço de transferência interno [Mauro 91] torna explícito aos diferentes usuários (*marketing*, logística e distribuição, produção, etc.) o custo dos recursos da rede por eles utilizados.

A unidade de negócios inter-rede fará expansões e eliminação de gargalos, baseando-se na receita extra arrecadada nos períodos de congestionamento.

Essa discussão pode ser ampliada para outros tipos de redes. Tratando-se de redes onde os serviços de transmissão são considerados bens públicos que devam ser subsidiados, o acesso democrático à rede pode ser garantido através da distribuição de bônus de utilização.

5 A Precificação Dinâmica em Tempo Real (PDTR) no Controle de Congestionamento

5.1 Introdução

Na proposição do modelo de Precificação Dinâmica em Tempo Real (PDTR), a ênfase está no controle de congestionamento baseado em um controle de admissão. Propiciar eficiência econômica e garantir um *feedback* explícito ao usuário foram duas preocupações de seu projeto.

Este modelo prevê que, na detecção de congestionamento, sejam instituídas barreiras tarifárias aos usuários, restringindo o acesso à rede somente àqueles que pagarem as taxas seletivas que garantem o fim do congestionamento. A decisão de transmitir é totalmente explícita ao usuário.

O modelo também propõe um incentivo para que as conexões estabelecidas antes do controle de admissão tenham sua duração abreviada.

A apresentação do PDTR neste capítulo inicia caracterizando-o como um modelo aplicado a domínios administrativos únicos. Uma descrição completa do modelo é feita no item 5.2. O item 5.3 apresenta discussões sobre a classe de serviço

do PDTR. Finalmente, o item 5.4 discute aspectos relacionados à abreviação das conexões.

5.1.1 Aplicação em Domínio Administrativo Único com Vários Domínios de Contabilização

O modelo proposto prevê um domínio administrativo único com vários domínios de contabilização, particionados numa hierarquização da topologia da rede, com a determinação dos *links* a ser bilhetados, e dos *gateways* nos quais será medido o sinal de congestionamento.

Tratando-se de um domínio administrativo único, as características de mudança dinâmica de preços do modelo podem ser mais facilmente administradas. Pressupõe-se que existam acordos para a cobrança das tarifas dinâmicas, sendo o modelo, neste aspecto, bastante dirigido às inter-redes empresariais (ver item 4.7.4).

O conceito de domínio administrativo foi introduzido pela pesquisa em gerenciamento de redes, sendo utilizado como um meio de agrupar-se objetos com propósitos de gerenciamento. Discussões sobre domínios são encontradas em [Sloman 93], [Bötsch 91] e [Carrilho 94].

Os domínios provem meios pragmáticos e flexíveis de especificar-se limites de responsabilidade e autoridade de gerência. Um **domínio** é um objeto que representa uma coleção de objetos **membros** que foram agrupados explicitamente para a aplicação de uma política comum de gerenciamento.

Em relação à contabilização, os domínios são usados como um meio de descrever-se grupos de objetos que estão sujeitos a uma política única de contabilização.

5.2 O Modelo de Controle de Congestionamento do PDTR

5.2.1 Idéia Geral

No modelo PDTR, a admissão é controlada por taxas de transmissão que variam segundo a ocupação da rede. Além disso, há um incentivo para que as conexões reduzam seu tempo de duração.

O simples bloqueio da entrada de novos fluxos nos instantes de congestionamento pode ser insuficiente, uma vez que os fluxos existentes, que foram responsáveis pelo congestionamento, continuam ativos. Embora, em geral, os perfis de uso da rede sejam bastante dinâmicos, ocasionando o fim e o estabelecimento de novas conexões ao longo do tempo, o PDTR estabelece um incentivo para que as conexões sejam breves¹.

A eficiência do PDTR é função da resposta dos usuários ao incentivo ao uso de conexões breves e de sua resposta aos novos preços de transmissão impostos aos

¹ o termo *breve* significa que não devem prolongar-se a ponto de inviabilizarem a concorrência em tempo real pelos recursos da rede. No entanto, segundo [Boyer 95], as conexões devem durar ps dez vezes o tempo exigido para o seu estabelecimento.

novos tráfegos entrantes. A figura 5.1 apresenta um conjunto de fluxos que deve responder ao PDTR abreviando a duração de suas conexões (os fluxos designados por $f_1, f_3, f_4, f_6, f_9, f_{11}, f_{12}, f_{14}, f_{15}$ e f_{16}) e um conjunto de fluxos que responderá aos novos preços de transmissão ($f_2, f_5, f_7, f_8, f_{10}$ e f_{13}).

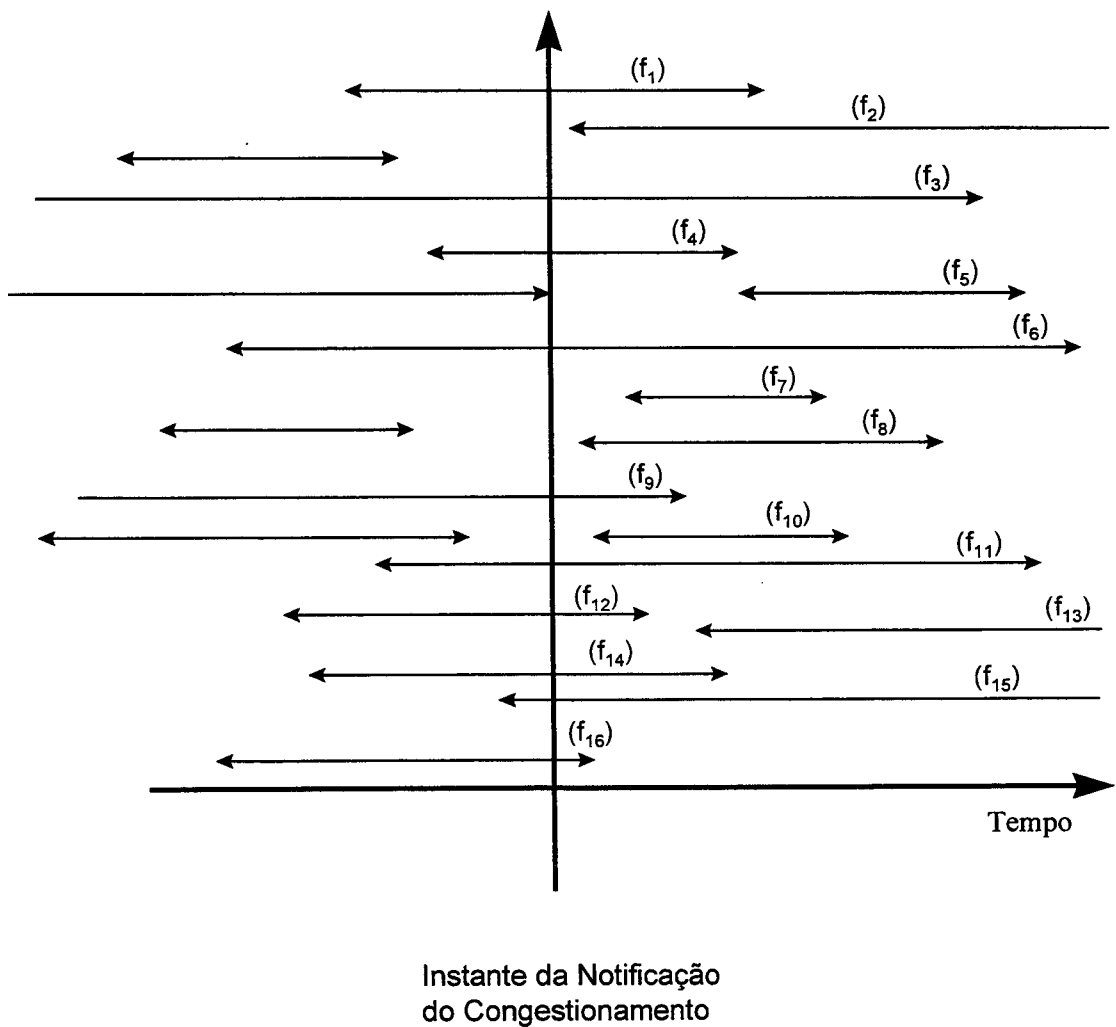


Figura 5.1 - Diferentes Fluxos e o Instante da Notificação do Congestionamento

5.2.2 Período de Latência

O efeito da aplicação do PDTR em termos de redução de tráfego, somente será notado após um período de vigência do novo preço das transmissões, o preço de corte. Após esse período, denominado de período de latência, muitas conexões iniciadas antes da aplicação do PDTR terão terminado, e muitas novas conexões desistirão de transmitir, o que implicará numa redução do tráfego.

5.2.3 Obtenção e Passagem dos Sinais de Congestionamento

A tarifação proposta pelo PDTR pressupõe que todos *gateways*/roteadores externos e roteadores intermediários sejam monitorados pelos processos detectores de sinais de congestionamento, que neles são replicados.

O modelo PDTR usa o conceito de fronteira definido em [Skenker 96]. A figura 5.2 mostra um exemplo de topologia de rede, onde é destacado o núcleo² da rede, onde se encontram os roteadores intermediários (que interligam roteadores) E4, E5, E6 e E7, juntamente com os *gateways* ou roteadores externos E1, E2 e E3 que determinam as fronteiras de suas respectivas sub-redes, interligando as redes locais ao núcleo.

Os itens (i) e (ii) mostram como o modelo PDTR atende às duas fases típicas de um processo de controle de congestionamento: sua detecção, e a passagem dos sinais para os usuários finais. O terceiro item relacionado ao processo de controle de congestionamento, o mecanismo de resposta do usuário final, é discutido na seção 5.2.6.

² Na maioria das vezes este núcleo constitui-se na espinha dorsal da inter-rede (*backbone*).

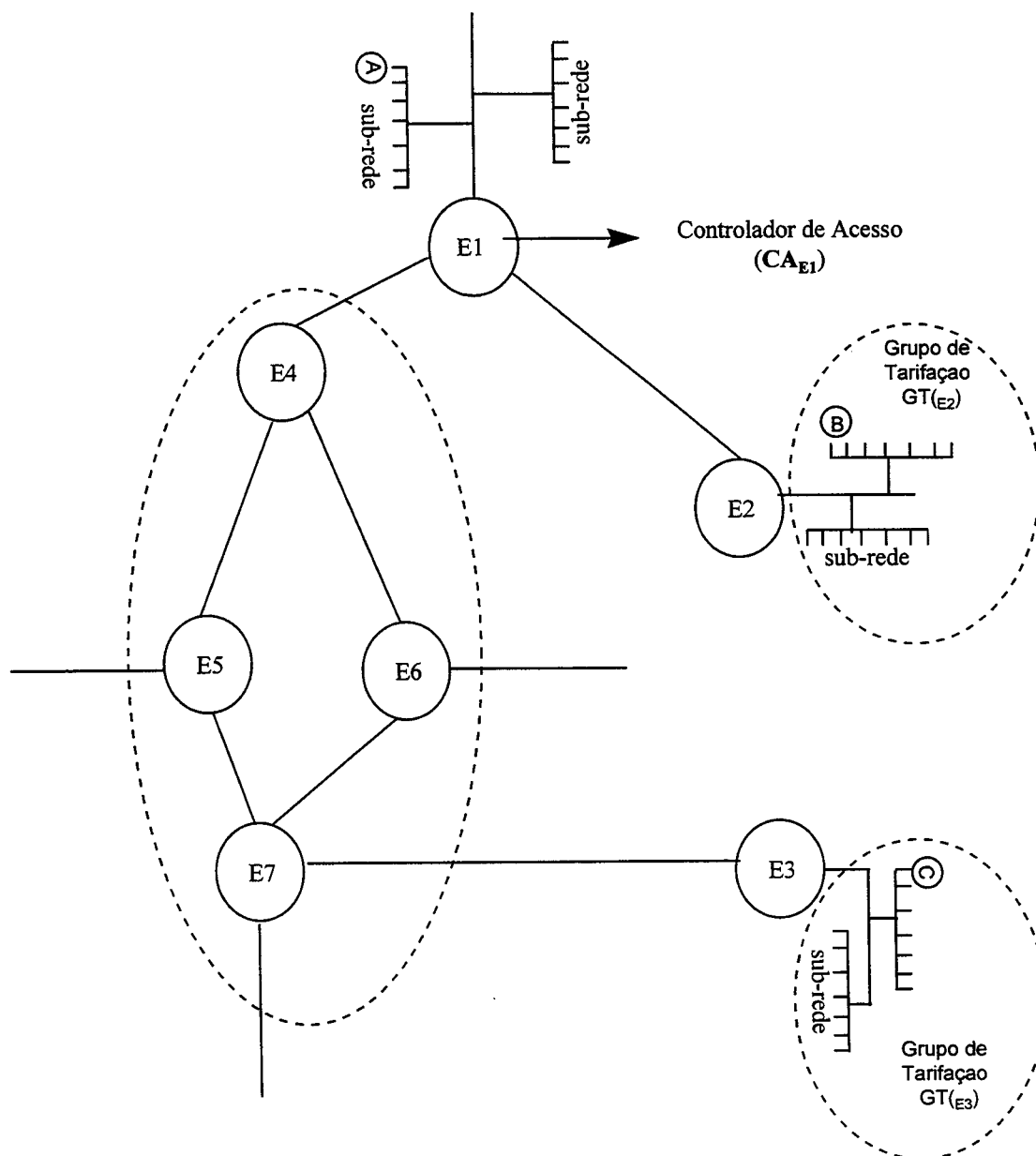


Figura 5.2 - Exemplo de Topologia de Rede com Diferentes Fronteiras

(i) a detecção do congestionamento é feita por um processo detector de sinal de congestionamento, replicado em cada um dos *gateways* externos (*gateways* da fronteira) e nos roteadores intermediários.

Podem ser usados dois tipos de sinais de congestionamento. No primeiro caso, o processo detector do sinal de congestionamento considera as perdas de pacotes como indicadores de congestionamento. Este processo, então, vigiará a perda de pacotes no elemento de seu controle.

A segunda classe de sinal de congestionamento considera a superação de limites de ocupação dos *buffers* como sinal de congestionamento. Esta abordagem está mais direcionada à evitação do congestionamento, sendo indicada para redes cujo tráfego caracterize períodos de latência elevados.

(ii) a passagem dos sinais de congestionamento ao longo da rede é feita através da comunicação entre os diversos processos detectores de congestionamento. Os *gateways* externos são responsáveis pela passagem dos sinais para os processos controladores de acesso. Os processos controladores de acesso são responsáveis pelo estabelecimento do preço de transmissão, e pela negociação com os usuários finais pertencentes à sua fronteira.

5.2.4 Estabelecimento de Novas Tarifas de Transmissão

5.2.4.1 Grupos de Tarifação

Para cada grupo de tarifação é estabelecida uma tarifa de transmissão distinta. Os grupos de tarifação devem ser definidos em função da topologia da rede, levando-se em conta a posição da fronteira da sub-rede dos receptores na malha de elementos de rede (roteadores, *gateways*, etc.).

Cada receptor conecta-se à rede através de um elemento de rede responsável por essa fronteira (*edge*). A posição relativa do elemento de fronteira do receptor em

relação ao elemento de fronteira do controlador de acesso (onde estão sendo estabelecidas novas tarifas de conexão), pode ser usada na definição do grupo a que pertence aquele receptor.

No caso da definição dos grupos de tarifação baseados na topologia da rede com o isolamento de fronteiras, para cada fronteira, F , são estabelecidos no máximo n grupos de tarifação, onde n é o número de fronteiras a que F se interconecta. (Tratando-se de redes com um número muito grande de fronteiras há necessidade do estabelecimento de níveis hierárquicos de grupos de tarifação, esses casos não serão considerados neste trabalho).

Como exemplo, será considerada a determinação dos grupos de tarifação relativos a fronteira $E1$, que possui o controlador de acesso CA_{E1} (figura 5.2). Considerando-se a fronteira $E1$, a figura 5.2 exhibe dois grupos de tarifação, um relativo à fronteira $E2$, denominado $GT_{(E2)}$; e outro relativo à fronteira $E3$, o $GT_{(E3)}$.

5.2.4.2 O Impacto do Congestionamento dos Elementos de Redes nos Grupos de Tarifação

É necessário definir-se para cada grupo de tarifação quais são os elementos de rede a ele relacionados, e o impacto de seu congestionamento na nova tarifa para aquele grupo de tarifação. Por exemplo, considerando-se a figura 5.2, relacionados ao $GT_{(E2)}$ tem-se os elementos de rede $E1$ e $E2$ com o mesmo impacto na definição de tarifas desse grupo. Ao grupo de tarifação $GT_{(E3)}$ relacionam-se os elementos $E1$, $E4$, $E5$, $E6$, $E7$ e $E3$. Sendo que o impacto de $E5$ e $E6$ na definição de tarifas é menor do

que o impacto dos outros roteadores/*gateways*, uma vez que esses dois elementos pertencem a rotas que se substituem.

5.2.4.3 Formulação de Tarifas

As tarifas são definidas mediante fórmulas que atribuem valores à transmissão relativa a cada elemento de rede, ponderados por seu impacto nos grupos de tarifação (m_i), e sujeitos a variação mediante a chegada de sinais de congestionamento. Na chegada de um sinal de congestionamento relativo ao roteador/*gateway* e_i são atribuídos diferentes valores ao fator fc_{ei} (segundo mostra o item 5.2.4.4).

Um modo simples de formular-se as tarifas é considerar uma parcela aditiva para cada elemento de rede. Nela, a tarifa base relativa ao elemento de rede E_i (TE_i), é multiplicada por uma constante moderadora m_i , e pelo fator fc_{ei} alterado segundo o recebimento de sinais de congestionamento. Como $(m_i * TE_i)$ é constante, a variação da tarifa será em função da variação de fc_{ei} , que é chamado de *preço de corte* no item 5.2.4.4.

A figura 5.3 mostra um exemplo de formulação para os grupos de tarifação $GT(E_2)$ e $GT(E_3)$, definidos para a rede mostrada na figura 5.2.

A tarifa base (TE_i) relativa a cada elemento de rede deverá ser definida em função do retorno sobre o investimento e dos custos de expansão de capacidade (ver

item 4.7.3). Em sua definição também deve ser considerada a importância do elemento de rede no conjunto de rotas que servem esse grupo de tarifação.³

$$\begin{aligned} \text{Tarifas de GT}(e2) &= f_{c_{e1}} \cdot m_1 \cdot TE1 + f_{c_{e2}} \cdot m_1 \cdot TE2 \\ \text{Tarifas de GT}(e3) &= f_{c_{e1}} \cdot m_2 \cdot TE1 + \\ & f_{c_{e4}} \cdot m_2 \cdot TE4 + \\ & f_{c_{e5}} \cdot m_3 \cdot TE5 + f_{c_{e6}} \cdot m_3 \cdot TE6 + \\ & f_{c_{e7}} \cdot m_2 \cdot TE7 + \\ & f_{c_{e3}} \cdot m_2 \cdot TE3 \end{aligned}$$

Figura 5.3 - Exemplo de Formulação de Tarifas

Na tarifação formulada para o grupo GT(E3) (figura 5.3) foram usadas as constantes m_2 e m_3 . A constante m_2 pondera o impacto que os elementos E1, E4, E7, e E3 têm nesse grupo de tarifação, e m_3 pondera o impacto relativo a E5 e E6. Como o uso de E5 e de E6 depende da rota escolhida (figura 5.2), o valor de m_3 deverá ser menor que o de m_2 .

³ Quanto maior for o uso do elemento de rede (Ei) em diferentes rotas, seu custo será compartilhado e recuperado por diferentes serviços. Portanto, o valor de TEi será maior quando Ei for utilizado por uma rota que serve a uma única fronteira.

5.2.4.4 Aumento e Diminuição do Preço de Corte

Os preços de corte aumentam para cada grupo de tarifação, mediante a chegada de determinado sinal de congestionamento s_{ei} , que significa congestionamento no elemento e_i , e que o valor fc_{ei} será alterado.

De forma semelhante aos algoritmos de *slow-start* (item 3.4.2.2), o modelo PDTR também adota uma postura conservadora, aumentando significativamente o valor de fc_{ei} na presença de sinais de congestionamento (tentando drasticamente barrar novas entradas). Após cessarem os sinais de congestionamento, os valores de fc_{ei} são vagarosamente reduzidos.

Quando o controlador de acesso à rede tiver recebido algum sinal de congestionamento, o novo fc_{ei} passa a ser k vezes o anterior (sendo k , um inteiro, maior ou igual a dois).

$$fc_{ei} = k * fc_{ei-1}$$

Se outros sinais de congestionamento forem recebidos a tarifa cresce exponencialmente.

Após cada intervalo de latência e na ausência de novos sinais de congestionamento, os valores dos preços de corte vão sendo reduzidos. O novo valor do preço de corte (fc_{ei+1}) será o preço anterior diminuído de r ,

$$fc_{ei+1} = fc_{ei} - r$$

onde r corresponde a uma fração do aumento anteriormente proposto,

$$r = (fc_{ei} - fc_{ei-1}) / c ,$$

e c é uma constante que quanto maior, implicará numa redução mais lenta do preço de corte. O acréscimo será reduzido em c intervalos de latência⁴.

5.2.5 Imposição de Restrições às Conexões Longas

Para coibir a existência de conexões longas que comprometem a eficiência do modelo PDTR, propõe-se o estabelecimento de degraus tarifários que aumentam proporcionalmente ao tempo de permanência da conexão nos períodos de congestionamento. A figura 5.4 ilustra este esquema.

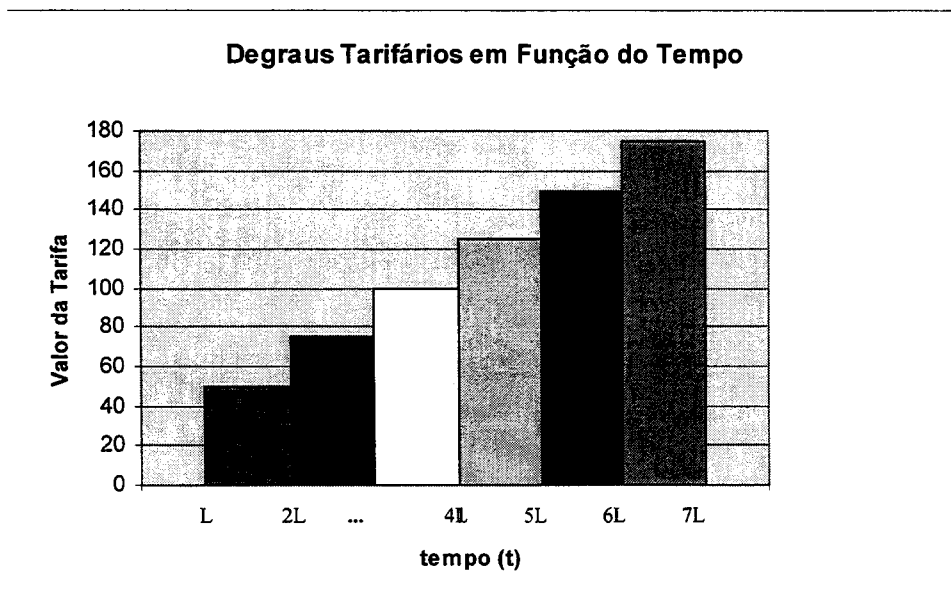


Figura 5.4 Degraus Tarifários Aplicados a Conexões Longas

⁴ Os resultados da aplicação do PDTR num experimento piloto, servirão para uma melhor caracterização da reação dos usuários diante do aumento das tarifas. A partir dessa caracterização, o valor dos parâmetro k e c , será melhor definido. Os valores iniciais desses parâmetros podem ser $k=2$ e $c=4$.

Como o modelo pressupõe que após o tempo de latência, o PDTR atinge seu potencial de redução de tráfego, após esse período, a influência das conexões antigas deve ser mínima. Portanto, todas as conexões são encorajadas a não se prolongarem por períodos superiores ao período de latência desejado.

O incentivo deve-se ao fato de que após intervalos de tempo de tamanho igual a L (tempo de latência), os preços de transmissão são aumentados de um valor constante como ilustra a figura 5.4.

5.2.6 O Uso de Agentes Compradores na Negociação

A interação com o usuário após o estabelecimento de um novo preço pode prolongar-se além de um período de tempo razoável. Para evitar que isso ocorra, foram introduzidos os agentes compradores. Tratam-se de processos que captam *a priori* o máximo possível de informações sobre a disposição de pagar do usuário.

A disposição de pagar do usuário pode ser definida através do estabelecimento de valores de teto para a transmissão de diferentes classes de aplicações. Por exemplo, para aplicações de transferência de arquivos (FTP), o valor de teto imposto pelo usuário pode ser de 0,01 reais para 100 *kbytes* transmitidos.

Nos parâmetros enviados pelos usuários para os agentes compradores deve ser estabelecido seu comportamento, diante das variações das tarifas de transmissão. Deve ser estabelecido o comportamento do agente comprador quando a taxa de transmissão proposta pela rede superar as taxas que o usuário se declarou disposto a pagar. Nessa situação, os agentes compradores poderão decidir pela protelação de seu uso da rede, ou pela interação com o usuário final para a solicitação do estabelecimento de novos limites de aceitação de tarifas.

5.2.7 Interfaces com Aplicações de Cobrança

Muitos trabalhos têm enfatizado modelos para as aplicações de cobrança [Abdou 92] [Ambrose 91] [Aveyard 90] [Bottura 92]. Com base nesses modelos, é discutida neste item, a interface entre os processos controladores de acesso e as aplicações de cobrança.

O controlador de acesso terá registrado por conexão o valor da taxa de transmissão no momento de seu início. As informações sobre o tráfego gerado pela conexão por unidade de tempo serão obtidas através dos programas de contabilização de uso (por exemplo, o NeTraMet). A figura 5.5 mostra um exemplo de coleta de dados de uso através da introdução de medidores nas sub-redes.

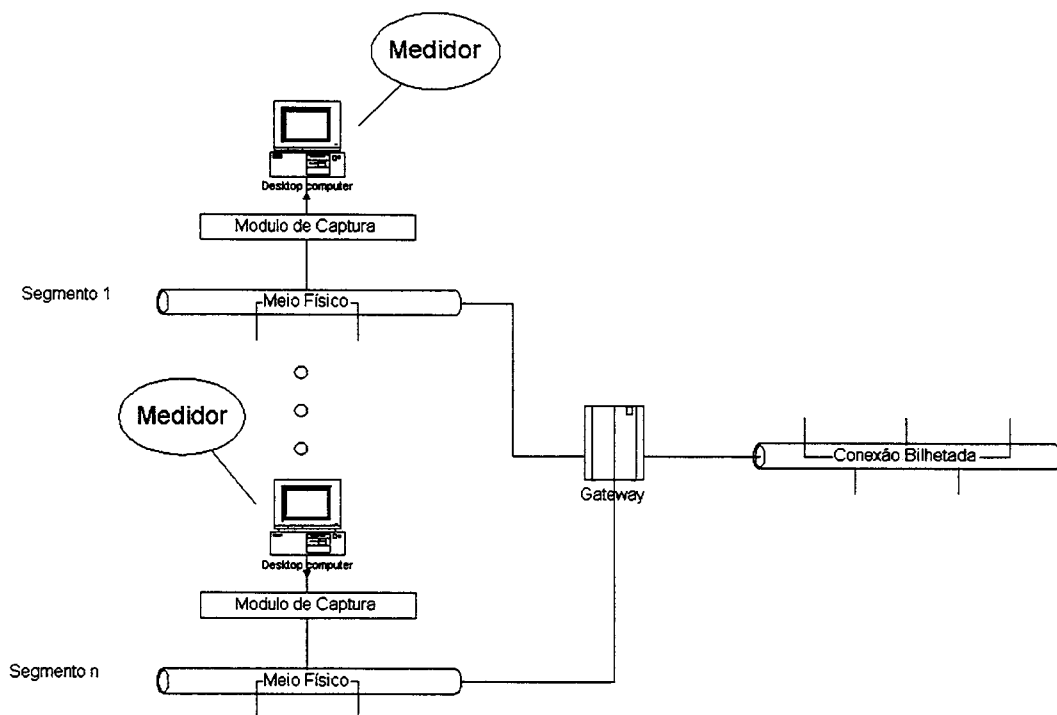


Figura 5.5: Monitores Instalados nas Sub-Redes Ligadas ao Gateway

Os medidores que servem como monitores do tráfego no *gateway* estão instalados ao redor dele, conforme discutido no item 2.2.1.1. Espera-se que os *gateways* encapsulem a função de contabilização de seu uso, a exemplo do roteador mostrado em [Edell 95].

Os dados do controlador de acesso e de mensuração do tráfego na conexão deverão chegar às aplicações de cobrança mediante do uso de um protocolo específico ou mesmo do protocolo SNMP.

5.2.8 A Arquitetura PDTR em Redes TCP/IP

Na definição de uma arquitetura para o modelo PDTR foram adotadas, como plataforma de estudo, as redes com protocolo TCP/IP. Isto se deveu ao desconhecimento do tráfego multimídia em ambientes ATM, e de seus estados de congestionamento.

Em 1990, Jain afirmava que: "controle de tráfego em redes de alta velocidade é um tópico quase religioso - principalmente devido à nossa ignorância quanto ao perfil de tráfego das conexões em tempo real e quanto a aplicação dos requisitos de QoS" [Jain 90]. Esta afirmação foi reiterada cinco anos depois em [Boyer 95]. Embora este cenário esteja sendo alterado, entendeu-se que ele ainda justifica a aplicação do PDTR em redes TCP/IP.

O controle de congestionamento baseado no controle de admissões faz com que a reação do usuário frente a novas tarifas ocorra nos instantes de requisições de novas sessões através do protocolo TCP. Discussões podem ser feitas quanto ao momento de interceptar tais requisições. Interceptá-las quando o sistema operacional inicia o processo de comunicação com o estabelecimento dos *sockets*, traz a vantagem de disponibilizar a informação sobre o usuário que está se utilizando do serviço. No entanto, o modelo PDTR somente se interessa pela interceptação da comunicação externa que fluirá através do elemento de fronteira. Portanto, optou-se pela interceptação dos pedidos de conexão nos *gateways* externos (elementos de fronteira), mesmo que isso acarrete uma sobrecarga devido aos processos de tradução de endereços.

Esquema semelhante de interceptação de novas conexões TCP/IP foi utilizado em [Edell 95].

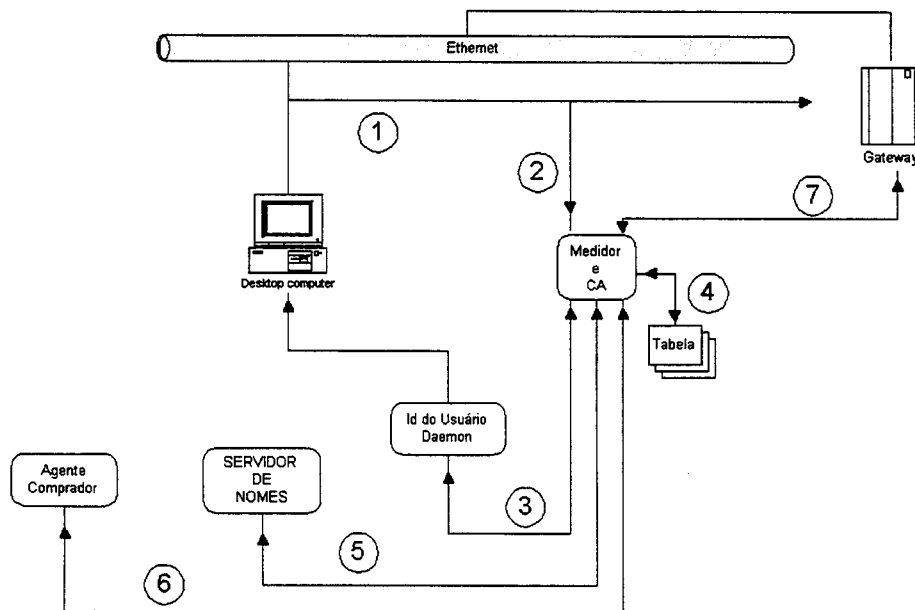


Figura 5.6: Esquema de Interface com o Agente Comprador do Usuário Final

A figura 5.6 descreve detalhadamente a interface com o usuário emissor (*desktop computer*), através de seu agente comprador.

Os fluxos de controle (de 1 a 7), serão sequencialmente considerados:

- (1) O emissor tenta iniciar uma conexão enviando uma mensagem de SYN (TCP)
- (2) O Controlador de Acesso (CA) detecta a tentativa de conexão
- (3) O Controlador de Acesso (CA) pede o *userid* para a identificação do usuário
- (4) O CA consulta as tabelas para saber a tarifa vigente⁵, e o valor de teto das tarifas autorizadas pelo emissor. Se *tarifa vigente* > *valor de teto autorizado*, então:
 - (5) O controlador de acesso consulta o servidor de nomes para localizar o Agente Comprador relativo a este usuário.
 - (6) O agente comprador, se autorizado, cancela a conexão, caso contrário, interage com o usuário para saber se o mesmo pagará a nova tarifa. Se for estabelecido um novo valor de teto, esse será transmitido para o controlador de acesso.
- (7) Se *valor de teto autorizado* >= *nova tarifa vigente*, o pedido de conexão é aceito e devidamente encaminhado. Caso contrário, a conexão não será estabelecida.

⁵ Estão implícitas a extração do IP destino e a identificação de seu grupo de tarifação.

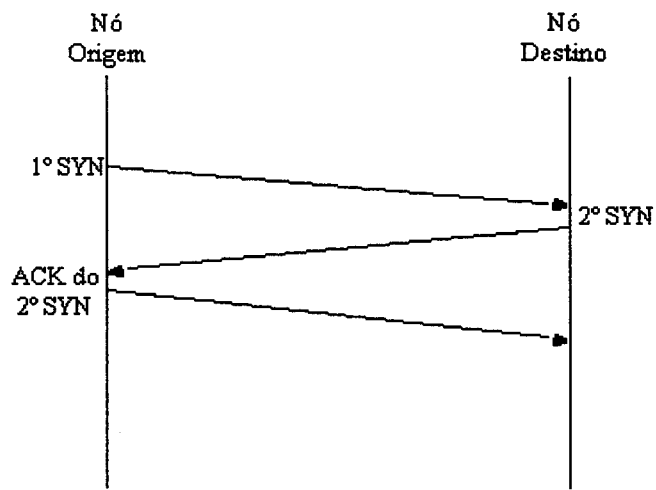


Figura 5.7(a): Pedido de Conexão TCP

A figura 5.7 (a) mostra a comunicação exigida para o estabelecimento de uma conexão TCP e a figura 5.7 (b) mostra o estabelecimento de uma conexão TCP com o uso do esquema PDTR. Esse esquema não exige grande esforço de implementação pois as alterações não impactam o protocolo no nó destino, nem as camadas superiores de protocolo.

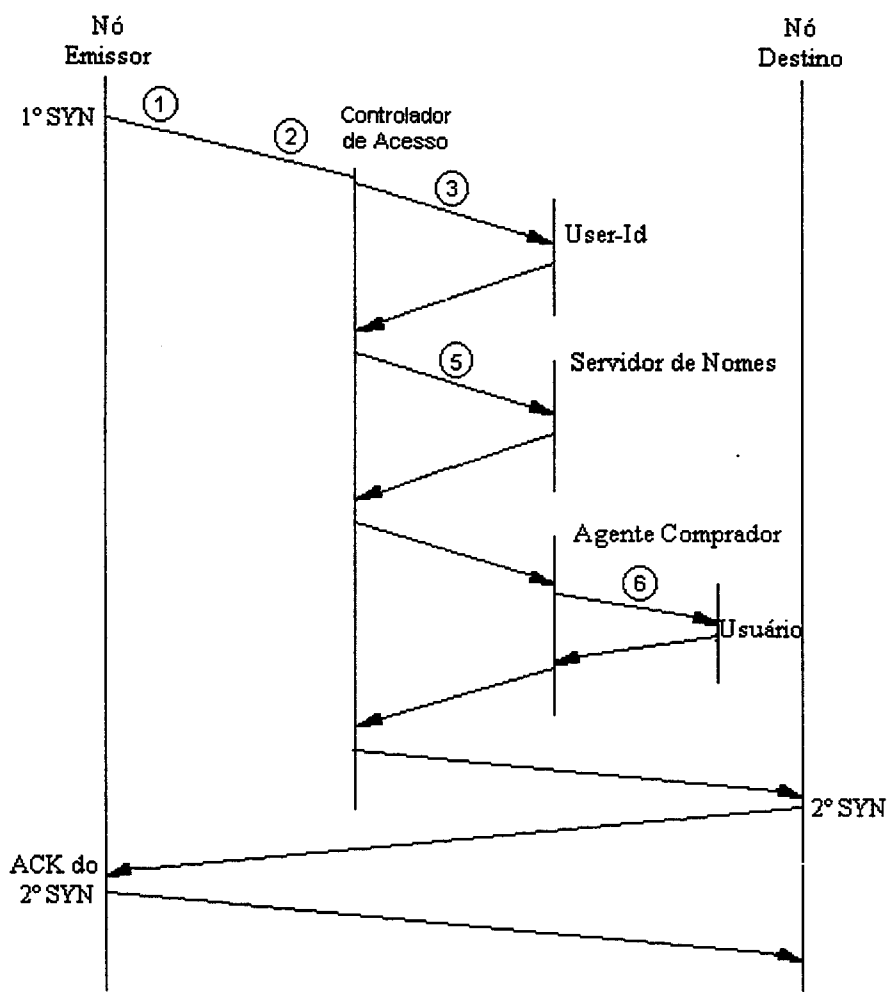


Figura 5.7(b): Pedido de Conexão TCP com PDTR

É previsto que a interação do agente comprador com o usuário somente seja necessária em casos raros. Deve haver um controle de estouro de tempo para o cancelamento dessas interações.

O Controlador de Acesso deverá ser capaz de manter diversos processos filhos de autorização de acesso sendo executados em paralelo.

A apresentação do modelo PDTR, que foi o objeto desse item, servirá de base para as simulações que validam o modelo e são apresentadas no capítulo seguinte. Os dois itens seguintes consideram a classe de serviços oferecida pelo PDTR, e a abreviação das conexões.

5.3 A Classe de Serviços Oferecida pelo PDTR

As melhorias no modelo *best-effort* propiciadas pelo PDTR, se por um lado, ainda não suportam aplicações de tempo real, por outro, fornecem um paradigma de controle de admissão alternativo, onde não é necessária a caracterização do tráfego do solicitante.

O controle e a evitação de congestionamento com o uso do modelo PDTR, não estão direcionados à evitação de colapsos da rede (problema já resolvido pelo conjunto de algoritmos de controle de congestionamento da Internet). Um dos objetivos da PDTR é o oferecimento de uma classe de serviço superior àquela disponibilizada pelo paradigma de *best-effort*.

O modelo PDTR oferece uma classe de serviço em que a existência de períodos de congestionamento tende a ser mínima, e em suas ocorrências, o tempo de congestionamento passa a ser limitado pelo tempo de latência do modelo.

Para a melhor caracterização da classe de serviços do PDTR, ainda são necessárias pesquisas para que as seguintes indagações sejam respondidas:

- que tipo de garantia pode ser dado pelo serviço PDTR ?
- como formular limites para as perdas de pacotes após o período de latência ?

5.3.1 Comparações entre as Características da Classe de Serviço PDTR e as Classes de Serviço Baseadas em Reservas

A classe de serviço do PDTR é de implementação simples, e destina-se a aplicações elásticas (de sensibilidade moderada aos tempos de atraso). É fato que muitas aplicações tem evoluído nesse sentido, com o desenvolvimento de técnicas de compressão e de protocolos próprios. Exemplos disso, são as aplicações que geram tráfego de sinais de audio através da Internet.

As classes de serviço baseadas em reservas (item 2.3) implicam na implementação de mecanismos mais sofisticados. Além disso, a adoção da premissa de que as aplicações devam fornecer uma caracterização prévia de seu tráfego, parece restringir as aplicações que poderão beneficiar-se de seus serviços.

5.3.2 Caracterização Prévia do Tráfego e o Uso Intercalado de Diferentes Aplicações

Existe um tipo de uso da rede que caracteriza conexões duradouras, por exemplo, o seu uso em reuniões e teleconferências. Nesses casos, o perfil do tráfego a ser caracterizado é único.

Existe, no entanto, um perfil de uso da rede que se caracteriza como um entremesclar vigoroso de vários perfis de tráfego (ver figura 5.8). Dificilmente, usuários com este perfil de uso, poderão caracterizar seu tráfego *a priori*, de forma a se beneficiarem dos diferentes modelos de serviços.

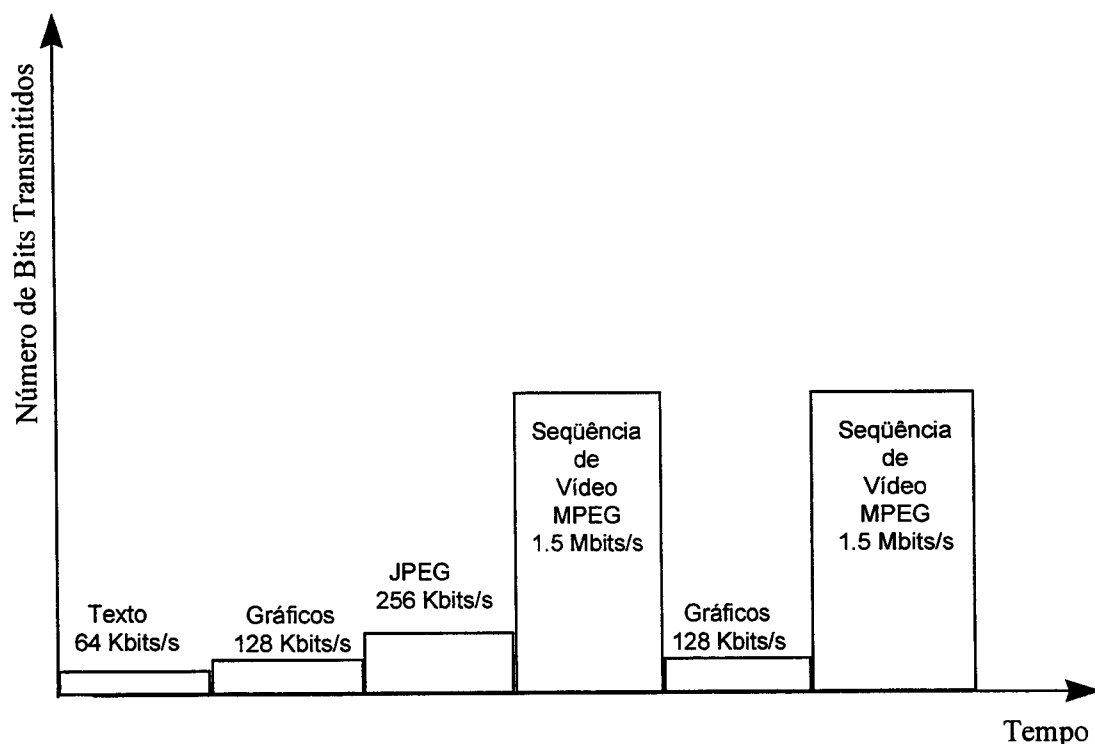


Figura 5.8: Tráfego Multimídia numa Conexão Cliente-Servidor

5.3.3 O Uso de Métodos Estatísticos para a Caracterização do Tráfego

Como já foi mencionado, a pesquisa relacionada ao estabelecimento de diferentes classes de serviços, conforme discutida no item 2.3, baseia-se numa caracterização de tráfego do solicitante. Existem várias restrições quanto a definições rigorosas de perfis de tráfego. Na maioria dos casos, a caracterização *a priori* dos fluxos é feita através de modelamento estatístico, em [Jamin 95] é afirmado que "é bastante difícil, se não for impossível, disponibilizar-se modelos estatísticos bem ajustados e precisos para cada tipo de tráfego".

5.3.4 Vantagens e Desvantagens da Classe de Serviços PDTR

A tabela 5.1 mostra a classe de serviço oferecida pelo PDTR comparada às pesquisas de classes de serviço baseadas em reservas. A última desvantagem apresentada, a necessidade de mecanismos que penalizem conexões longas, subentende uma deficiência maior do modelo PDTR. O modelo PDTR não apresenta bom desempenho, em perfis de uso, cujas conexões da camada de transporte necessitem de prolongar-se além do tempo de latência. O próximo item discute as implicações trazidas pela necessidade da abreviação das conexões.

Serviço	PDTR
Vantagens	desvantagens
- é mais fácil garantir-se que os recursos da rede estão sendo eficientemente usados;	- A garantia da qualidade do serviço não é determinística, mas probabilística, (com alto grau de incerteza) inviabilizando seu uso em aplicações críticas de tempo real.
- evita-se a necessidade de caracterização a priori do tráfego de determinado fluxo.	- aumenta-se o gasto de recursos para o estabelecimento de conexões.
- evita-se a necessidade de controlar se os parâmetros de uso declarados pelos usuários estão sendo cumpridos.	- é necessária a implementação de mecanismos que penalizem as conexões longas.

Tabela 5.1 - Vantagens e Desvantagens do Modelo de Serviços PDTR

5.4 Abreviação das Conexões

Para um bom desempenho do PDTR, é necessário que os tempos médios da duração das conexões sejam limitados.

As conexões não devem ser breves a ponto de gerarem mais tráfego relativo ao seu estabelecimento, do que tráfego de dados. Em [Boyer 95] é proposto que as conexões não durem menos do que dez vezes o tempo exigido para o seu estabelecimento. Por outro lado, conexões muito longas inviabilizam a concorrência em tempo real pelos recursos da rede. Essa preocupação já havia sido mencionada em [Mackay 92]: "dependendo da prática tarifária adotada, os clientes podem deixar conexões permanentemente *ligadas*, resultando numa rede congestionada (rede ATM) por conexões mudas, que de alguma forma consomem recursos".

A idéia é que as aplicações absorvam este conceito, que é de alguma forma incorporado pela tecnologia *WWW* [Mogul 95] [Schu 96]. Por exemplo, se uma página *html* contiver o logotipo da empresa e uma foto de seu presidente, o *browser* fará três requisições *http* (a primeira para ter acesso à página *html*, e as duas subsequentes para a recuperação das imagens), e cada requisição *http* estabelecerá uma conexão TCP/IP.

O estabelecimento de várias conexões pelas aplicações não necessariamente impactará os tempos de respostas solicitados pelos usuários, além de adequar-se a um perfil de uso em que o interrompimento e descarte de solicitações são intensos⁶.

A idéia do PDTR é controlar os níveis de utilização da rede em ciclos curtos de *feedback*. Para que sejam aplicadas medidas corretivas eficazes (que inibam congestionamento), é necessário que o controle de admissão na rede seja freqüente.

⁶ Os mecanismos de busca e localização de textos, imagens, vídeos atuais, fazem com que os usuários freqüentemente façam transmissões que não correspondam aos seus anseios, e eventualmente desejem interrompê-las. No caso de comércio virtual é consenso que assim que um cliente rejeite um produto/serviço, a transmissão do material promocional (imagens, vídeos, etc.) será interrompida.

Se determinada aplicação usar uma única conexão para transmitir todos seus dados, os recursos por ela utilizados não poderão ser controlados.

No entanto, se a mesma aplicação particionar seu tráfego em diferentes conexões, e se for atingido um nível crítico de uso de recursos no momento em que o tráfego utiliza-se da i -ésima conexão, a continuação da geração de tráfego dependerá da prioridade atribuída pelo usuário a este tráfego.

O desempenho da rede nos momentos de uso crítico será função da prioridade que diferentes usuários atribuíram ao seu tráfego, não sendo, portanto, determinístico.

A etapa de validação mostrará que, mesmo sem nenhum incentivo para que as conexões se abreviassem, o desempenho do PDTR foi bastante encorajador. Isso significa que na sub-rede estudada, o tempo médio da duração das conexões foi breve, o suficiente para não comprometer o desempenho do PDTR.

6 Estudo da Viabilidade do Modelo PDTR

Para analisar a viabilidade do modelo PDTR foi feita uma simulação de sua aplicação numa sub-rede do Departamento de Física. Os tráfegos da sub-rede serviram de entrada para o simulador que gerou novos tráfegos reduzidos segundo a aplicação do modelo PDTR. Para a avaliação do desempenho do PDTR, o tráfego original da sub-rede foi comparado ao tráfego reduzido pela aplicação do PDTR.

Esse capítulo discorre sobre os objetivos do estudo de viabilidade no item 6.1. O item 6.2 discute os métodos utilizados para a validação do PDTR. A apresentação e análise dos resultados são encontradas no item 6.3.

6.1 Objetivos do Estudo de Viabilidade do PDTR

Já foi discutido que a eficácia do PDTR é impactada negativamente por conexões longas de tráfego intenso. Para evitar tais conexões longas foram introduzidos degraus tarifários ascendentes proporcionais ao tempo de permanência de uma conexão. Esse mecanismo, no entanto, foi desconsiderado no estudo de viabilidade do PDTR. Pois nele optou-se por um cenário de pior caso, onde nenhuma medida de evitação de conexões longas foi adotada (nem mesmo a reconfiguração

dos softwares para a redução do tempo de cancelamento¹ de conexões TCP/IP inativas).

O estudo de viabilidade do PDTR teve duas preocupações principais: verificar seu desempenho diante de tráfegos reais da rede, e de desenvolver um método para o estabelecimento de alguns de seus parâmetros básicos. Esses parâmetros básicos foram inicialmente discutidos em [Gonçalves 97].

O efeito duplo das conexões iniciadas antes do recebimento do sinal de congestionamento sobre o modelo deveria ser avaliado. Tratando-se de conexões relativamente breves, seu impacto no PDTR será da imposição de um tempo de latência, após o qual a aplicação do PDTR consiga efetivamente baixar o tráfego da rede. Se essas conexões forem longas e de tráfego expressivo, podem comprometer o papel do PDTR de redutor de tráfego para controle de congestionamento.

As principais indagações eram:

- A aplicação do PDTR vai trazer diminuições significativas ao tráfego da rede num intervalo de tempo útil para o controle de congestionamento ?

- Qual o tempo médio para que a diminuição de tráfego devida ao PDTR deixe de sofrer a influência das conexões que estavam abertas, ou seja qual o tempo de latência da aplicação do PDTR ?

- De quanto deve ser a rejeição às novas tarifas de transmissão para que o tráfego efetivamente baixe ? Este é um parâmetro importante para o estabelecimento de preços.

¹ Cancelamento por estouro de tempo (*time-out*)

6.2 Fases da Validação

O esforço empreendido na validação do PDTR pode ser dividido em três fases. A primeira compreendeu a captura do tráfego real da sub-rede e a segregação do tráfego TCP/IP, com a evidenciação dos novos pedidos de conexão (sinais de *SYN*). Conforme ilustrado na figura 6.1, foram utilizados na fase 1 os softwares NeTraMet e NeMaC [Browlee 95] com algumas modificações, e um filtro para que fosse gerada a descrição do tráfego original TCP/IP.

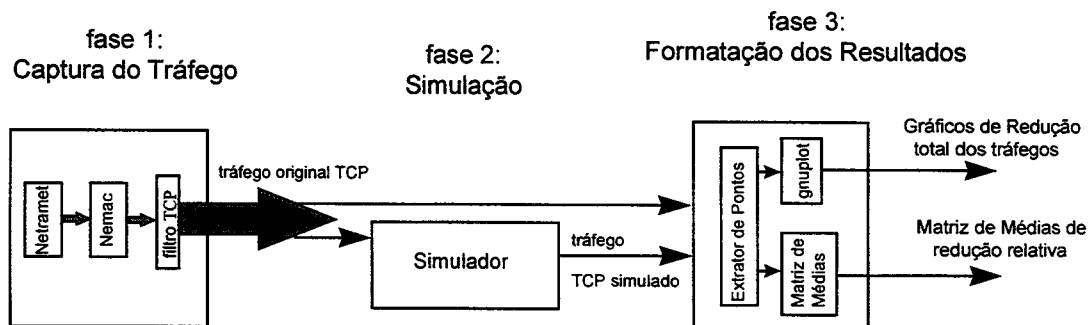


Figura 6.1 - Fases da Validação e Softwares Utilizados

A segunda fase resume-se na definição e programação do simulador. Na terceira fase, a ênfase esteve sobre a formatação dos dados para sua melhor análise.

6.2.1 Fase 1: Obtenção de Dados Reais de Tráfego e Intercepção de Pedidos de Conexão TCP/IP

A escolha dos pacotes NeTraMet e NeMaC para obtenção de dados reais de tráfego TCP/IP baseou-se em duas razões principais. Primeiramente, esses softwares são fruto do esforço do grupo de estudo da Mensuração dos Fluxos de Tráfego em

Tempo Real (RTFM - *Realtime Traffic Flow Measurement*) do IETF, sendo considerados uma implementação do RFC 1272 [Mills 91]. A segunda razão é serem softwares amplamente utilizados, em ambientes de produção inclusive², sendo estáveis e confiáveis.

Após o processo de escolha do NeTraMet e NeMaC para a obtenção de dados reais de tráfego, iniciou-se a fase de entendimento das características do pacote, e de sua configuração através da definição das regras de mensuração (*rules*). Em seguida, foi feito um teste de confiabilidade do pacote, com sua instalação em uma rede de três máquinas, com tráfego totalmente controlado. Comprovada a acurácia de suas mensurações, foi ratificado seu uso; com pequenas alterações para a interceptação dos sinais de conexão.

6.2.1.1 Descrição do NeTraMet e do NeMaC

Os softwares NeTraMet (medidor) e NeMaC (coletor) têm sido desenvolvidos no Centro de Computação da Universidade de Auckland, Nova Zelândia. Os softwares foram primeiramente disponibilizados em outubro de 1993, e desde então vêm sendo lançadas cerca de duas versões atualizadas por ano. Ao pacote Netramet, pertencem o medidor NeTraMet (primeira implementação da

² Desde outubro de 1993, a cobrança pelo uso da Internet na Nova Zelândia conta com sistemas baseados no Netramet em produção para o levantamento das informações sobre o uso. [Browlee 95]

arquitetura RFC 1272), o coletor NeMaC, que é uma combinação de gerente e leitor do medidor, e uma série de programas de análise de dados (aplicações de análise rudimentares).

Na implementação utilizada por este trabalho, o NeTraMeT e o NeMaC foram instalados num portal com microprocessador Pentium de 133 Mhz com 16 Mb de memória RAM, e sistema operacional Linux, sendo usados para a monitoração de um segmento de rede Ethernet.

6.2.1.1.1 Descrição do Medidor NeTraMeT

O medidor é definido como um processo que examina os pacotes que fluem em determinado meio de comunicação. Considerações genéricas sobre o medidor foram apresentadas no item 2.2.1.1. O medidor registra a contagem de pacotes que pertencem a fluxos responsáveis pela comunicação entre duas entidades (*hosts*, processos, ou domínios). Os fluxos podem ser definidos como uma porção de tráfego, delimitada por um tempo de início e de fim, que foi gerada por uma unidade passível de contabilização.

A operação *Alocar o pacote a determinado fluxo* pode ser precedida pela execução de uma série de regras.

A regra utilizada nesse trabalho é apresentada na figura 6.2 e restringe o medidor à contabilização do tráfego IP.

```

# maio de 1997
# Arquivo de Especificacao de Regra para tráfego IP
# R. Gonçalves - GRH - IFSC- USP
#
SET 7
#
RULES
  SourcePeerType & 255 = IP:      PushtoAct, IP_pkt;
  Null & 0 = 0:                  Ignore, 0;
#
IP_pkt:
  SourcePeerAddress & 255.255.255.255 = 0: PushPktToAct, Next;
  DestPeerAddress  & 255.255.255.255 = 0: PushPktToAct, Next;
  SourceTransAddress & 255.255    = 0: PushPktToAct, Next;
  DestTransAddress  & 255.255    = 0: PushPktToAct, Next;
  SourceTransType   & 255        = 0: PushPktToAct, Next;
  DestTransType     & 255        = 0: CountPkt, 0;
#
STATISTICS
#
FORMAT FlowRuleSet FlowIndex FirstTime LastTime " "
SourcePeerType SourcePeerAddress DestPeerAddress " "
SourceTransType SourceTransAddress DestTransAddress " "
ToPDUs FromPDUs " " ToOctets FromOctets;
#
# end of file

```

Figura 6.2 - Regra Utilizada para Configuração da Contabilização de Pacotes IP

(a) Os Fluxos e seus Atributos

Cada medidor de tráfego mantém uma tabela de registros de fluxos, com os seguintes atributos genéricos: o **índice do fluxo**, que é seu identificador na tabela de fluxos; e o **número da regra**, que identifica a regra utilizada quando o tráfego foi observado. Os atributos genéricos relacionados a tempo são: o primeiro instante (**FirstTime**), que indica o instante em que o fluxo foi observado pela primeira vez pelo medidor (em centésimos de segundos); e o último instante (**LastTime**) que indica o instante em que o fluxo foi observado pela última vez pelo medidor.

Além desses atributos genéricos, alguns atributos específicos farão parte da descrição do fluxo dependendo da regra de mensuração aplicada, alguns deles são atributos adjacentes, atributos IP, atributos DECnet, atributos IPX, etc. [Brownlee 95]. Em geral, a apresentação desses atributos específicos é seguida da contagem de pacotes transmitidos (nos dois sentidos), e da contagem de octetos transmitidos (nos dois sentidos).

A identificação de um fluxo de tráfego é determinada pelos atributos de endereço dos dois nós comunicantes, atributos que podem ser de três tipos:

adjacente (camada de enlace);

ponto-a-ponto (camada de rede);

e de transporte (camada de transporte).

Os endereços adjacentes, na sub-rede analisada, são endereços Ethernet. Os endereços ponto-a-ponto podem ser endereços IP, endereços *Decnet phase IV* ou um número de rede Novell.

O endereço de transporte contém especificações sobre os detalhes do protocolo da camada de rede. Quando o conjunto de protocolos TCP/IP estiver sendo utilizado, o endereço de transporte poderá ser um dos números de porta. Os números de porta seguem o RFC 1060, e alguns valores comuns estão listados na tabela 6.1.

20	FTP-DATA	70	GOPHER
21	FTP	80	WWW
23	TELNET	119	NNTP
25	SMTP	123	NTP
53	DOMAIN	161	SNMP

Tabela 6.1 - Números de Portas TCP Padronizados

A figura 6.3 mostra algumas linhas da descrição do tráfego referente a amostra de 9 de setembro. O arquivo que descreve uma hora desse fluxo tem 1.088 Kbytes.

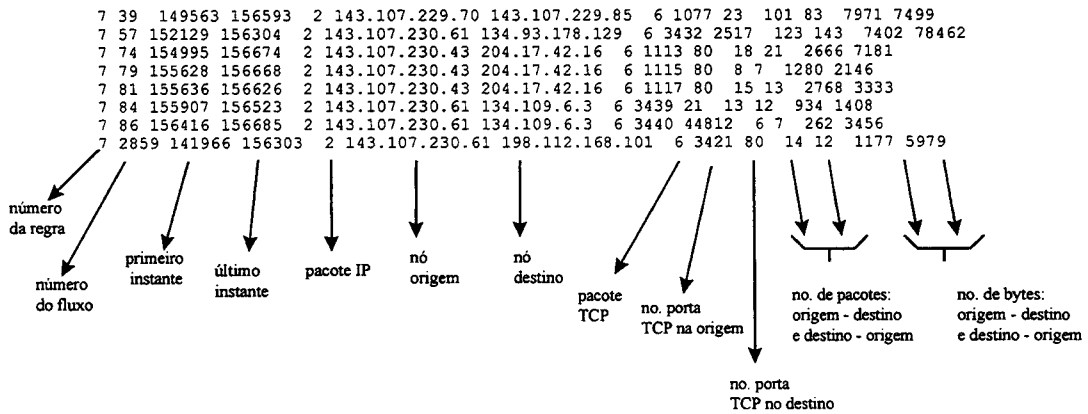


Figura 6.3 - Exemplo de Descrição de Tráfego no Padrão NeTraMet

(b) A Captura de Pacotes pelo NeTraMet

A captura de pacote pelo NeTraMet ocorre através da utilização da biblioteca *libpcap*³ que é uma API (*Application Program Interface*) de implementação do *BSD Packet Filter - BPF* [McCanne 93], sendo rápida, eficiente, e de simples utilização.

O modo de operação normal do dispositivo de rede não permite o acesso a pacotes que não sejam destinados à máquina onde o sistema está sendo executado. No entanto, existe um modo de operação, chamado de modo promíscuo, que permite que todos os pacotes sejam acessíveis. A execução do controle da interface de rede em modo promíscuo é reservada a processos executados com prioridade de *root*

³ a biblioteca *libpcap* encontra-se disponível em <ftp://ftp.ee.lbl.gov/libpcap.tar.z>

(UID zero). Executadas com a prioridade apropriada, as funções da biblioteca disponibilizam tanto pacotes de entrada como de saída.

6.2.1.1.2 Alterações no NeTraMet para a Intercepção dos Pedidos de Conexão TCP

O pedido de conexão TCP é feito através do envio do sinal de sincronização *SYN*. Caso o destino concorde em estabelecer a conexão envia também um sinal de sincronização *SYN* (ver figura 2.3).

Para interceptar os pacotes com pedidos de conexão foi testada a existência do sinal de *SYN* no cabeçalho do pacote TCP (ver figura 2.2) fornecido pela biblioteca *libpcap*.

Como o NeTraMet não tratava as informações sobre o início de conexão (mas disponibilizava o acesso ao cabeçalho do pacote TCP) foram feitas pequenas alterações no código do NeTraMet. Sua recompilação e *link-edição* exigiram a presença das bibliotecas *lppcap*, e *snmp*.

A captura do tráfego TCP/IP exigiu a confecção de um filtro para as saídas do NeTraMet (ver figura 6.1), que originalmente somente segregava o tráfego IP.

6.2.1.1.3 Descrição do NeMaC e de Sua Comunicação com o NeTraMet

O NeMaC exerce as funções de gerente e coletor do medidor NeTraMet. Ele pode gerenciar vários medidores simultaneamente. Dentre seus parâmetros de entrada, o intervalo de coleta é de particular importância.

(a) Intervalo de Coleta de Dados

O intervalo de coleta de dados define a periodicidade aproximada da leitura dos dados do medidor. Algumas imprecisões podem ocorrer devido ao número de medidores que estão sendo gerenciados e devido a um grande número de fluxos ativos por medidor.

A escolha de um intervalo muito pequeno pode implicar num tráfego excessivo na rede devido à comunicação entre o medidor e o coletor. Por outro lado, um intervalo muito grande implica num aumento da necessidade de memória no medidor para a manutenção das informações relativas a diversos fluxos, entre os períodos de coleta.

Como a simulação da PDTR exigia uma descrição bastante acurada do tráfego, o intervalo de coleta estabelecido foi de 3 segundos. Para evitar-se a sobrecarga de tráfego, devido à comunicação entre o NeTraMet e o NeMaC, optou-se pela execução dos dois programas na mesma máquina.

(b) A Comunicação entre NeMaC e NeTraMet

É de vital importância que a comunicação entre o coletor e o medidor seja rápida e não gere um tráfego excessivo. O protocolo de gerenciamento SNMP [Rose 91] [Case 90] é usado para a transferência de objetos opacos.

Em geral, o uso do SNMP implica na recuperação de valores acompanhados por identificadores do objeto. Para a recuperação de um valor do tipo longo (quatro *bytes*), podem ser necessários 12 ou mais *bytes* com a identificação do objeto.

Na comunicação entre o NeMaC e o NeTraMet esse problema é resolvido devido ao NeTraMet utilizar-se de objetos opacos para passar muitos valores ao NeMaC como se fossem uma unidade.

Sua MIB [Brownlee 97] define um objeto tridimensional para esse propósito.

6.2.2 Fase2: Simulação

A simulação foi feita através de um programa denominado SimPDTR⁴, desenvolvido na linguagem C (com o uso do compilador *gnu C* em ambiente Linux).

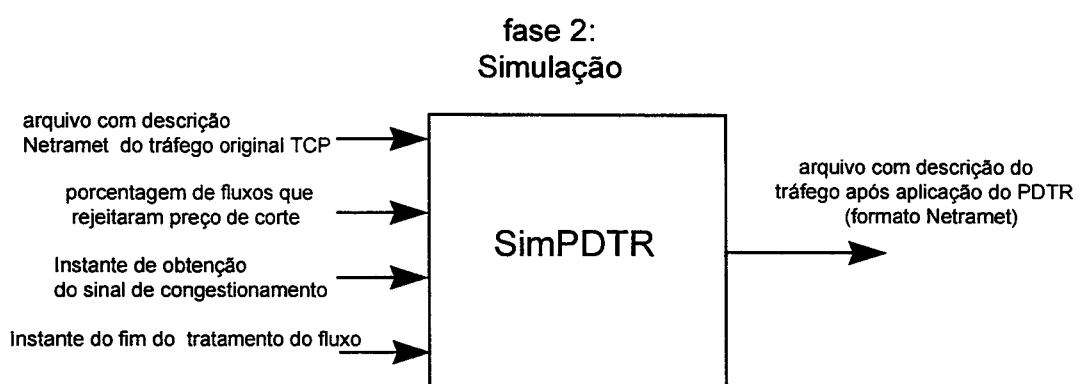


Figura 6.4 - Entradas e Saída do Simulador SimPDTR

O SimPDTR (figura 6.3) teve como entrada o tráfego original TCP, descrito segundo o padrão de descrição de fluxos do NeTraMet. Outros parâmetros de entrada são a porcentagem de novas conexões que desistiram da tentativa de conexão

⁴ O código fonte desse programa encontra-se no *site* referente a esta pesquisa, no endereço <http://grh.ifsc.sc.usp.br/pdtr>

mediante o preço de corte, o instante de obtenção do sinal de notificação de congestionamento, e o instante do fim do tratamento do tráfego.

O intervalo de mensuração do Netramet, que é de, no máximo, 4 centésimos de segundos, define a granularidade da simulação. Após a obtenção do sinal de notificação de congestionamento, a cada 4 centésimos de segundos, as novas tentativas de conexão são interceptadas, e de acordo com o cenário de simulação (nível de rejeição ao preço de corte de 25%, 50%, 75% ou 95%) são gerados números randômicos que definem por sorteio a situação do fluxo. Os fluxos excluídos são armazenados em listas ligadas. Numa segunda etapa, os fluxos excluídos são eliminados dos arquivos com a descrição dos fluxos. No arquivo de saída somente constarão os fluxos que aceitaram o preço de corte.

O programa simPDRT foi escrito na linguagem C, prevendo-se a simplificação de uma possível integração sua ao pacote Netramet (também escrito em C).

6.2.2.1 Características dos Fluxos Estudados

A escolha das entradas para o simulador, ou seja, dos fluxos a serem analisados foi feita sem a pretensão da caracterização do tráfego. Portanto, não foram utilizadas técnicas complexas de amostragem. Todas as amostras colhidas que correspondiam ao tráfego entre 14 e 18 horas (que intuitivamente correspondia ao período de maior tráfego) e de duração superior a uma hora, um total de 20 amostras, foram apresentadas. Para que a descrição do tráfego fosse mais minuciosa, todas as vinte amostras analisadas foram realizadas com um intervalo de coleta (parâmetro do

NeMaC) de três segundos (ou de um vigésimo de minuto). A determinação da periodicidade da coleta de dados foi precedida por inúmeros testes. Por fim, a escolha de um intervalo de coleta de três segundos determinou a granularidade das totalizações.

Muitas amostras colhidas não fazem parte deste estudo, algumas por terem sido feitas com diferentes intervalos de coleta, outras por trazerem uma descrição de tráfego inferior a uma hora (realizadas particularmente no final de setembro e no mês de outubro/97).

6.2.3 Fase3: Formatação dos Resultados

A maior dificuldade da fase de formatação de resultados foi encontrar o formato dos gráficos que melhor expressasse o potencial de redução de tráfego do PDTR, e o período de latência do modelo. Diferentes formas de apresentação dos gráficos foram testadas e mostraram-se ineficazes.⁵

Após ter-se concluído que apresentação gráfica da redução dos tráfegos seria demonstrada em minutos, com a apresentação dos valores de tráfego agregados por cada vigésimo de minuto, bastou usar os softwares *fd_filter* e *fd_extract* para a extração dos valores de tráfego em *kilobytes* por vigésimo de minuto (ver figura 6.5).

Os softwares *fd_filter* e *fd_extract* acompanham o pacote NeTraMet, sendo

⁵ Dentre as formas de apresentação dos dados descartadas inclui-se a utilização da abcissa logaritmica nos gráficos de tráfego.

responsáveis por traduzirem a descrição dos fluxos em pares com unidade de medida de tempo, e em unidades de *bytes*.

O cálculo da média (e desvio padrão) da redução relativa por segundo, necessitou que um programa simples fosse feito, o CalcMedrr⁶. Esse programa calcula as médias e desvios padrões da redução relativa em uma unidade de medida de tempo, a unidade de totalização.

Duas de suas entradas são o tráfego original e o tráfego simulado descritos em valores de Kbytes para uma escala crescente de segundos.



Figura 6.5 - Processo de Formatação dos Resultados

6.3 Apresentação e Análise dos Resultados

Os resultados foram obtidos e formatados de forma a responderem as principais indagações relativas ao modelo (item 6.1). Primeiramente, foi pesquisado

⁶ Programa desenvolvido em C, cujo código fonte se encontra no *site* referente a esta pesquisa, no endereço <http://grh.ifsc.sc.usp.br/pdtr>

o potencial máximo de redução do modelo PDTR. Foram feitas simulações com as amostras de uma hora de duração, em que após meia hora, houvesse uma rejeição à nova tarifa de transmissão de 100%. A apresentação gráfica dos resultados obtidos nas vinte amostras está no Apêndice A. No item 6.3.1, serão discutidos apenas os resultados que mais se desviaram do comportamento geral.

No item 6.3.2 a apresentação dos resultados possui outro formato, os dados são apresentados com um maior nível de agregação (médias totais de redução) para os quatro cenários estudados.

O item 6.3.3 traz resultados relacionados ao estudo da determinação do período de latência do modelo.

6.3.1 Análise Gráfica da Resposta ao PDTR por Amostra de Tráfego

Pode ser notado pela apresentação gráfica, que os tráfegos (Apêndice A) não apresentaram explicitamente nenhuma regularidade. Amostras de tráfegos referentes a três dias (2 e 9 de setembro, e 21 de novembro) foram escolhidas para discussão por apresentarem peculiaridades que serão discutidas abaixo.

A amostra referente a 9 de setembro é mostrada na figura 6.6. Somente nessa figura, além de estarem destacados os minutos no eixo x, também estão destacados os vigésimos de segundo, com o objetivo de salientar que os valores de tráfego em *kilobytes* exibidos correspondem ao tráfego observado em um vigésimo de minuto.

O tráfego original corresponde à figura 6.6 (a), e o tráfego onde foi aplicado o PDTR a partir do trigésimo minuto é mostrado na figura 6.6 (b).

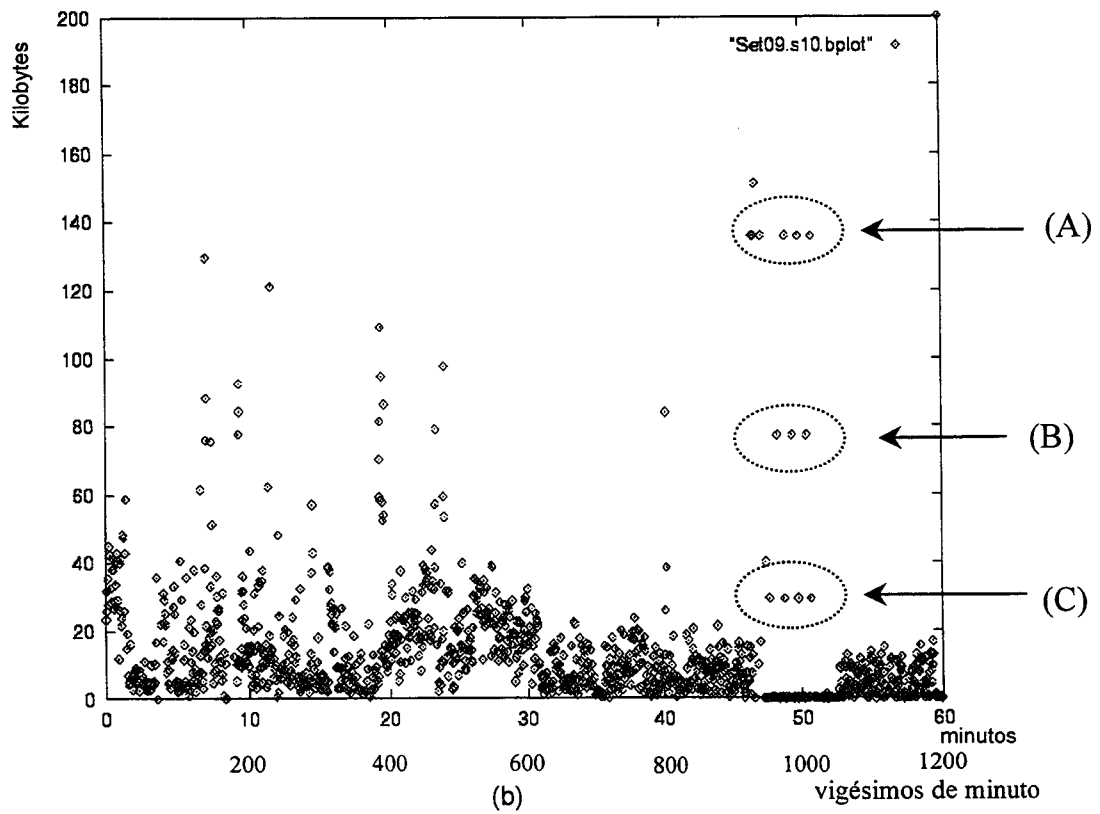
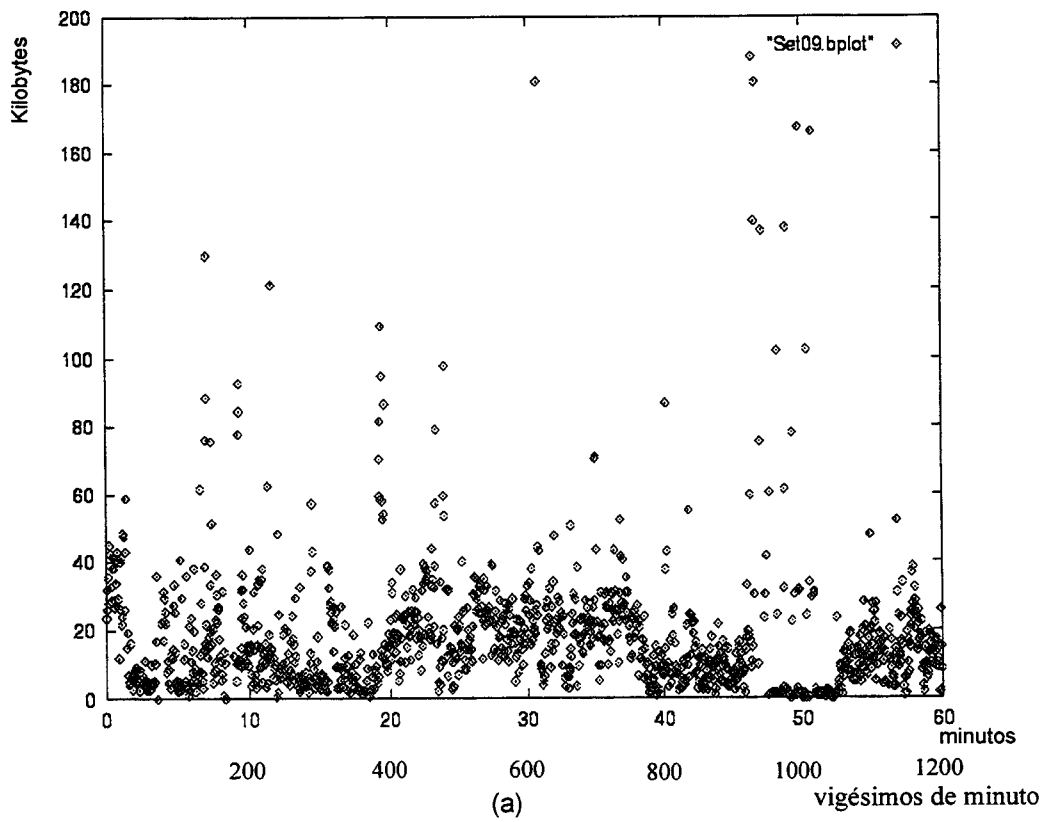


Figura 6.6 - parte (a): Amostra de Tráfego Realizada em 9 de setembro
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto

Foram destacados os conjuntos de pontos (A), (B), e (C) na figura 6.6 (b) que apontam para um padrão de uso com periodicidade regular, e que caracterizam um tráfego insensível ao PDTR.

Analisando-se a descrição dos fluxos no padrão Netramet, foi constatado que uma das conexões responsáveis por esse comportamento, (a conexão de número 86, apresentada na figura 6.3), permaneceu inativa por 22,6 minutos⁷. Conexões como essa tendem a desaparecer com o mecanismo PDTR de aumentar o preço de transmissão por conexão ao longo do tempo.

O tráfego referente ao dia 21 de novembro (figura 6.7), apresenta reduções que conseguem extinguir os picos de transmissão (percebidos após o quadragésimo minuto)⁸. No entanto, sua resposta ao PDTR após quadragesimo quinto minuto é muito ruim. Nesse caso, a análise gráfica é mais expressiva do que a análise baseada em médias do item 6.3.2. As médias de reduções relativas demonstram um baixo desempenho do PDTR nesse fluxo ao longo do tempo. No entanto, a análise gráfica mostra seu resultado extremamente positivo de redução do pico.

A figura 6.8 exibe o tráfego referente ao dia 2 de setembro, que apresentou uma excelente resposta ao PDTR, razão pela qual foi destacado. Nele o período de latência é bastante breve, e há uma redução quase total do tráfego após a aplicação do PDTR.

⁷ Esse valor correspondeu ao intervalo de 14:25:21 hs a 14:50:12 hs, e pode ser verificado no arquivo *Set09* que se encontra no *site* referente a esta pesquisa (<http://grh.ifsc.sc.usp.br/pdtr>).

⁸ O maior pico de tráfego reduzido foi de aproximadamente 462 KBytes por vigésimo de minuto.

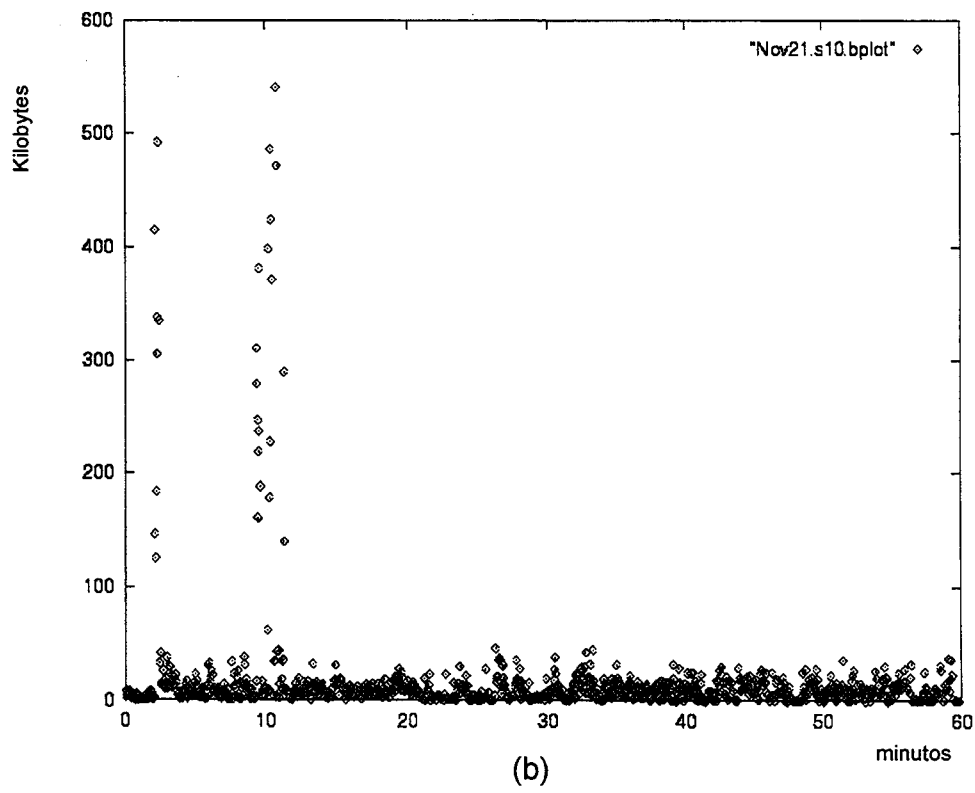
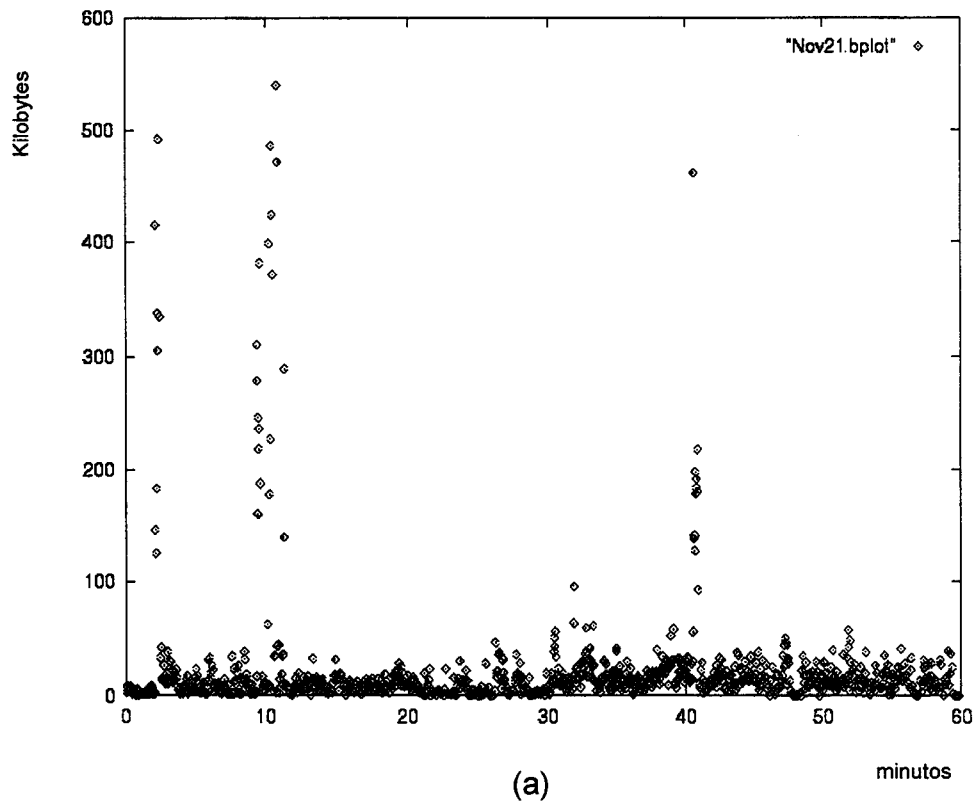


Figura 6.7 - parte (a): Amostra de Tráfego Realizada em 21 de novembro
 parte (b): Aplicação do PDTR após Trigesimo Minuto

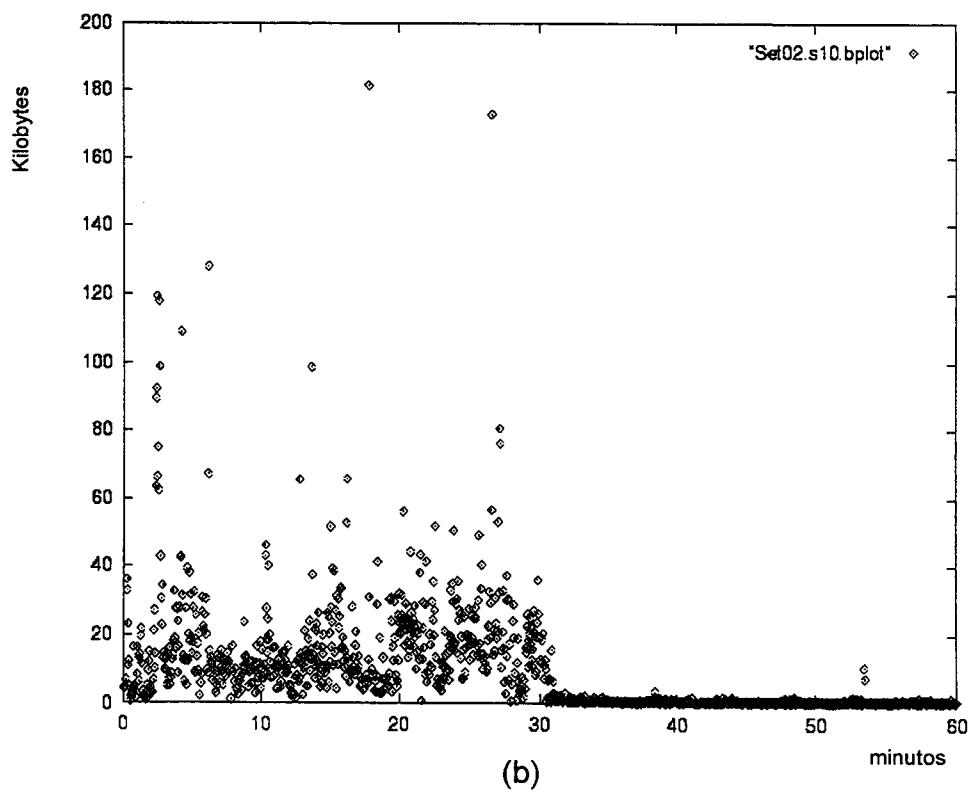
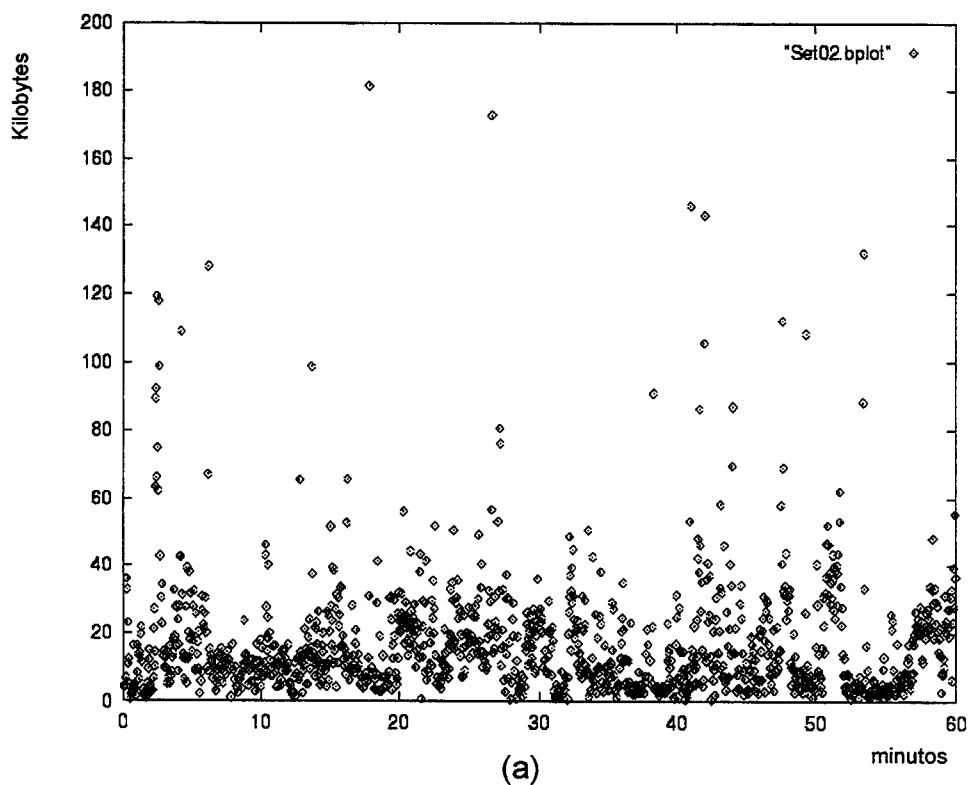


Figura 6.8 - parte (a): Amostra de Tráfego Realizada em 2 de setembro
 parte (b): Aplicação do PDTR após Trigésimo Minuto

6.3.2 Médias Totais de Redução nos Cenários Estudados

Os resultados exibidos nessa seção destinam-se a demonstrar que a redução de tráfego obtida mediante a aplicação do PDTR é relevante.

A importância de diferentes simulações em diferentes cenários trouxe bastante imparcialidade aos resultados obtidos. Deve ser notado que não deve ser buscada uma relação direta entre a percentagem de redução de tráfego obtida, e a percentagem de rejeição ao preço de corte. Isso se deve ao fato de que a redução observada depende de dois fatores. Primeiramente, é função do término das conexões iniciadas antes do congestionamento. Em segundo lugar, é função da redução de tráfego gerada pela não admissão de alguns fluxos. Nessa simulação, em que os dados de tráfego não foram obtidos em tempo real, mas foram utilizadas descrições de tráfego já transcorrido, tem-se a seguinte situação:

- quanto mais conexões anteriores ao PDTR se encerrarem, e
- quanto maior o tráfego referente à conexão que foi barrada,

maior será a redução de tráfego obtida com o PDTR.

Porcentagem de Rejeição ao Preço de Corte	Média Total de Redução de Tráfego
25%	17%
50%	38%
75%	59%
95%	75%

Tabela 6.2 - Porcentagem de Rejeição ao Preço de Corte e Média Total de Redução de Tráfego

Os resultados da redução de tráfego são bastante positivos, principalmente considerando-se uma rejeição ao preço de corte que oscila de 75% a 95% (ver tabela 6.2). As matrizes com as reduções de tráfego por minuto são mostradas no apêndice B.

A análise das médias das reduções relativas por minuto não evidencia o potencial do PDTR na redução de picos de tráfego. Para viabilizar essa análise, em vez de serem usadas somente médias das reduções relativas, poderiam ser utilizadas médias com ponderações entre valores relativos e absolutos de redução.

No entanto, essa ponderação e outros tratamentos estatísticos foram preteridos em função dos resultados gráficos apresentados no item 6.3.1. Sua análise visual dispensa tratamento estatístico sofisticado.

6.3.3 Determinação do Tempo de Latência do PDTR

As figuras 6.9, 6.10, 6.11 e 6.12, mostram o crescimento da redução de tráfego ao longo do tempo, nos quatro cenários de rejeição ao preço de corte, considerando-se uma média com todos os fluxos. O ponto em que a curva do crescimento da redução intercepta o valor médio de redução foi escolhido para a determinação do fim do intervalo de latência (*fim_lat*).

25% de Rejeição ao Preço de Corte

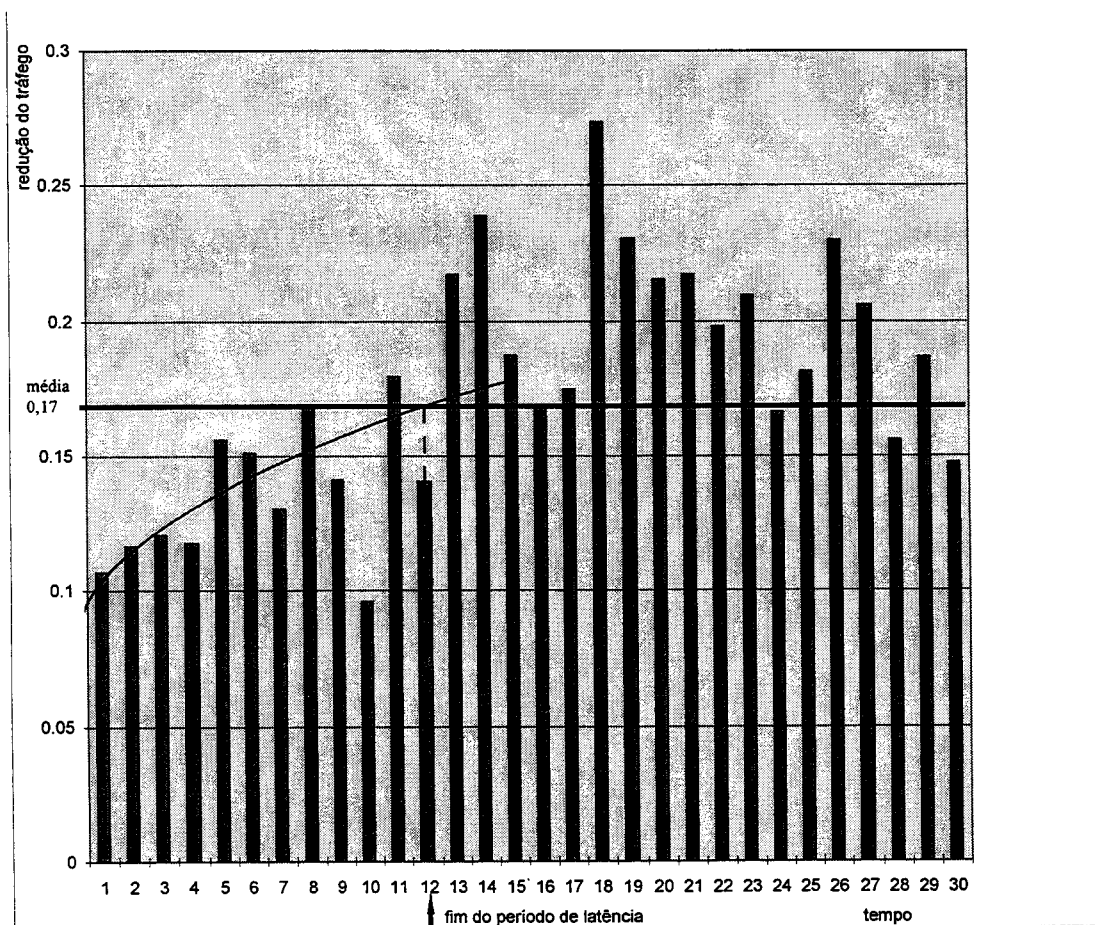


Figura 6.9 - Redução do Tráfego ao longo do Tempo e Determinação do Instante do Final da Latência para Percentual de Rejeição de 25%.

Para o caso em que 25% das tentativas de novas conexões rejeitam o preço de corte, o fim do intervalo de latência ocorreu após aproximadamente 12 minutos da aplicação do PDTR (figura 6.9). Quando a rejeição foi de 50%, o *fim_lat* foi aproximadamente aos 11 minutos (figura 6.10).

50% de Rejeição ao Preço de Corte

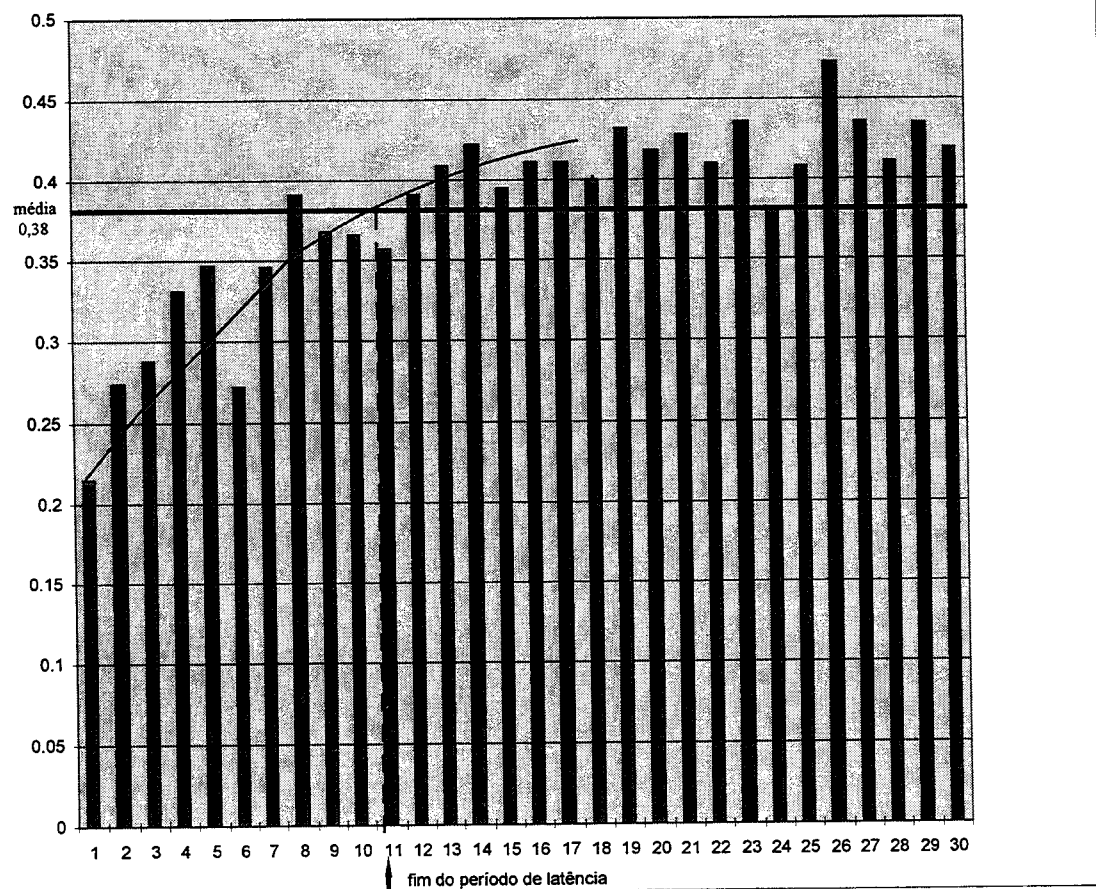


Figura 6.10 - Redução do Tráfego ao longo do Tempo e Determinação do Instante do Final da Latência para Percentual de Rejeição de 50%.

Para o percentual de rejeição de 75%, o valor de *fim_lat* foi aproximadamente igual a 9 minutos (figura 6.11). O valor *fim_lat* para o cenário de rejeição de 95% foi de aproximadamente 10 minutos (figura 6.12).

75% de Rejeição ao Preço de Corte

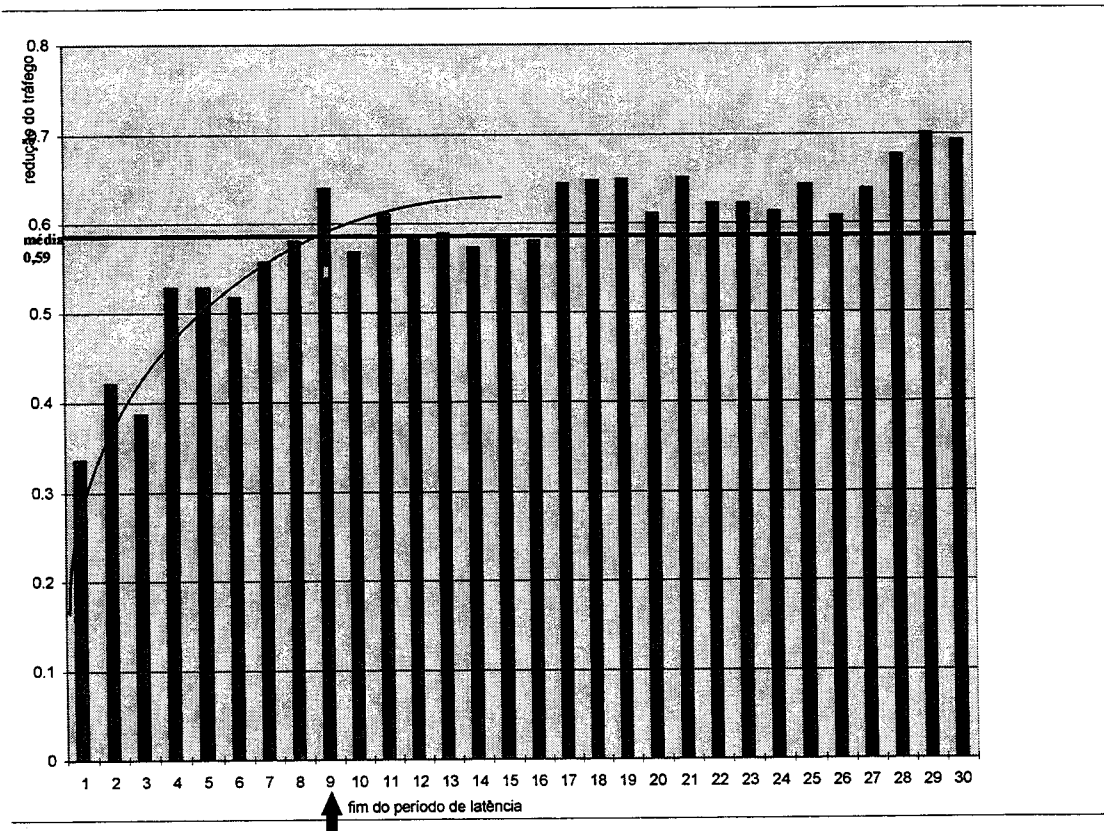


Figura 6.11 - Redução do Tráfego ao longo do Tempo e Determinação do Instante do Final da Latência para Percentual de Rejeição de 75%.

Houve uma convergência dos valores encontrados para *fim-lat*, sendo determinado um limite de 12 minutos. A experiência demonstrou ser factível a determinação do *fim_last*, o que se traduz num resultado positivo para a validação do modelo PDTR.

95% de Rejeição ao Preço de Corte

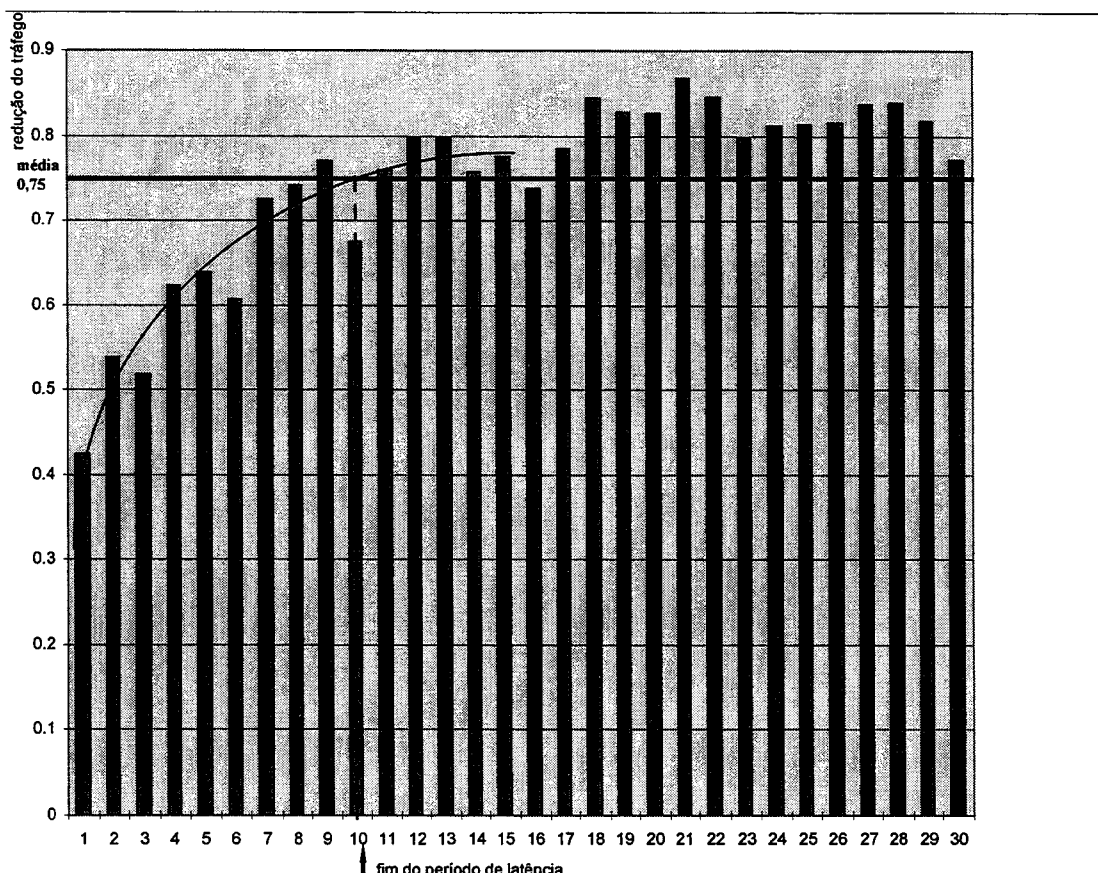


Figura 6.12 - Redução do Tráfego ao longo do Tempo e Determinação do Instante do Final da Latência para Percentual de Rejeição de 95%.

A obtenção de um período de latência máximo de 12 minutos indica que controle de congestionamento não possui uma granularidade que o permita controlar sozinho o congestionamento das redes. O modelo PDTR deve funcionar juntamente com mecanismos de granularidade mais fina. É previsto o seu uso juntamente com os algoritmos de *slow-start* (item 3.3).

Por outro lado, o período de latência é relativo ao atingimento do potencial médio de redução da PDTR. Os dados mostraram que existe redução de tráfego mesmo nos primeiros segundos. Quando os sinais de congestionamento forem determinados através da ultrapassagem dos limites pré-estabelecidos de ocupação dos

buffers, não existirá degradação de desempenho significativa mesmo durante o período de latência.

Os limites para o tempo de latência, bem como, a análise gráfica e as médias totais de redução foram os principais indicadores pesquisados para a validação do modelo. Os resultados obtidos mostram que a utilidade do PDTR em muitos ambientes.

7 CONCLUSÃO

O cerne deste trabalho foi a apresentação de um modelo de precificação dinâmica em tempo real direcionado ao controle de congestionamento. No entanto, para que isso fosse possível várias questões de natureza interdisciplinar foram estudadas, dentre as quais, as mais importantes são enumeradas a seguir:

(i) é fundamental a importância da definição dos mecanismos para a captação, propagação e interpretação dos sinais de congestionamento;

(ii) são necessários mecanismos para a definição de tarifas, que capturem o impacto do congestionamento de diferentes elementos da rede;

(iii) a precificação voltada para o controle de congestionamento deve estar voltada para as redes públicas ou internas a empresas;

(iv) o objetivo mais ambicioso do controle de congestionamento deve ser a proposição de serviços com qualidade diferenciada.

O modelo PDTR foi definido de forma a não interferir nas arquiteturas de rede. Em particular, sua aplicação nas redes TCP/IP não implica em nenhuma mudança na camada de rede, somente em pequenas alterações na camada de transporte.

Após a definição de todos os mecanismos envolvidos na PDTR, a simulação de sua aplicação num segmento de rede demonstrou resultados bastante expressivos quanto à sua eficácia.

Variando-se a percentagem de rejeição ao preço de corte de 75% a 95% tem-se uma média total de redução de tráfego que varia entre 59% e 75%.

Dependendo do sinal de congestionamento captado, o PDTR pode ser usado para a evitação dos estados de congestionamento, e não apenas para a evitação do colapso da rede.

Por ser útil na evitação de congestionamento, o modelo de serviço oferecido pela PDTR é superior ao serviço de máximo empenho (*best effort*) da Internet, que implementa medidas mais moderadas para a contenção das perdas de pacotes.

A obtenção de um tempo de latência máximo de 12 minutos para o modelo não inviabiliza seu uso, desde que sejam utilizados em conjunto com os algoritmos atuais de controle de congestionamento da Internet. Esses algoritmos garantirão a ausência de colapsos na rede, durante o período de latência do modelo PDTR. O uso do controle de admissões propiciará que, após o período de latência, as aplicações tenham acesso a um serviço de melhor qualidade, obtido mediante o controle pró-ativo das perdas de pacotes.

7.1 Contribuições

Uma das contribuições dessa pesquisa é proposição e exame da idéia original da utilização da precificação para o controle de congestionamento com a imposição de restrições à admissão de novos fluxos.

O modelo PDTR também traz contribuições a medida em que apresenta uma alternativa comparativamente simples de fornecimento de serviço superior ao modelo de máximo empenho, destinado a aplicações menos exigentes (menos sensíveis a atrasos). A simplicidade do PDTR é claramente evidenciada mediante sua comparação com as classes de serviços mais abrangentes baseadas em mecanismos de reserva.

Outra contribuição desse estudo foi mostrar o impacto do tempo médio de duração das conexões no desempenho de mecanismos de controle de congestionamento baseados em controle de admissão. O uso da mensuração do tempo de latência, como *proxi* do tempo médio de duração de conexões, poderá ser útil em outras análises.

O esforço realizado para a captura de dados reais de tráfego, e para o tratamento do tráfego em diferentes granularidades, que variaram de centésimos de segundos até minutos, poderá ser aproveitado em trabalhos que necessitem de dados de tráfego.

A implementação do modelo PDTR pode servir como plataforma para o estudo do comportamento do usuário ao deparar-se com a escolha de parâmetros

econômicos. O uso dessa plataforma simples poderá auxiliar no avanço das pesquisas referentes aos processos compradores que interagem com a rede durante os ciclos de negociação. Resultados esses que seriam bastante importantes na definição dos mecanismos de controle de admissão em redes com diferentes classes de serviço.

7.2 Extensões a essa Pesquisa e Trabalhos Futuros

Uma extensão imediata dessa pesquisa será o uso do simulador, tendo como entrada tráfegos gerados, em sua maior parte, por aplicações multimídia. Os tempos de latência, como *proxis* para os tempos médios de duração de conexões, serão úteis para a determinação do perfil de uso de tais redes.

Durante a pesquisa optou-se pela validação do modelo, em detrimento da implementação de algumas de suas partes. Portanto, a continuação da implementação dos mecanismos aqui propostos é uma extensão natural desse trabalho.

Paralelamente à implementação deverá ser melhor caracterizada sua classe de serviço, através do desenvolvimento de um modelo que defina as probabilidades de perdas de pacotes em diferentes períodos de aplicação do PDTR.

Em síntese, essa pesquisa deve prosseguir não só aumentando o nível de detalhes na definição dos mecanismos da PDTR, como também refinando seu modelo de classe de serviço baseado em controle de admissão.

Referências Bibliográficas

- [Abdou 92] ABDOU, Elhamy et al. - Evolution of Billing Functions in Network Elements. *Proceedings of Network Operations and Management Symposium (IEE NOMS)*, 1992.
- [Ambrose 91] AMBROSE, B. & Mahony, D. - Design of an Open Network Billing Application. *Proc. of IFIP TCG6/WG 6.6 Symposium on Integrated Network Management*, North-Holland, 1991.
- [Aveyard 90] AVEYARD, Robert L. Robinson, K. Bruce - New Billing Systems Development. *Proceedings of Network Operations and Management Symposium (IEE NOMS)*, Denver, 1990.
- [Ben-Artzi 90] BEN-ARTZI, A.; Chandna, A.; Warriar, U. - Network Management of TCP/IP: Present and Future. *IEEE Network Magazine*, pp. 35-41, July 1990.
- [Ber 93] BERNERS-LEE, T. *Hypertext Transfer Protocol (HTTP)*. Internet Draft Draft-ietf-iiir-http-00.txt, IETF, November 1993.
- [Bolot 94] BOLOT, J. - End-to-End Packet Delay and Loss Behavior in the Internet. *Computer Communication Review*, 23(4), pp. 289-298, 1994.
- [Bötsch 91] BÖTSCH, Ernest N. - A Hierarchical Domain Concept as a Main Part of an OSI Accounting Model. *Proc. IFIP TCG6/WG 6.6 Symposium on Integrated Network Management*, North-Holland, pp 735-746, 1991.
- [Bottura 92] BOTTURA, Giuseppe - Charging and Tariffing Functions and Capabilities for MANs. *Network Operations and Management Symposium (IEE NOMS). Proceedings*, 1992.
- [Boyer 95] BOYER, Pierre E. - Fast Resource Management in ATM Networks. *Proc. 3rd International Conference on Telecommunications Systems Modelling and Analysis*, Los Angeles, CA, March 95.
- [Braden 97] BRADEN, R. et al. - Resource Reservation Protocol (RSVP) - Version 1: Functional Specification, *Request for Comments RFC 2205*, 1997.

- [BRISA 93] BRISA, Sociedade Brasileira para Interconexão de Sistemas Abertos - *Gerenciamento de Redes : Uma Abordagem de Sistemas Abertos*. São Paulo, MAKRON Books do Brasil, 1993.
- [Brock 94] Brock, Gerald W. - *Telecommunication Policy for the Information Age: from Monopoly to Competition*. Harvard University Press, Cambridge, Mass., 1994.
- [Brownlee 94] BROWNLEE, Nevil - New Zealand Experiences with Network Traffic Charging. *ConneXions*, 8(12), 1994. Disponível no URL: <http://www.auckland.ac.nz/net/Accounting/nze.html>.
- [Brownlee 95] BROWNLEE, Nevil - *NeTraMet and NeMaC - version 3.2-Reference Manual*. Computer Centre, The University of Auckland, New Zealand, 1995.
- [Brownlee 96] BROWNLEE, Nevil - *Traffic Flow Measurement: Experiences with NeTraMet*. Internet Draft draft-ietf-rtfm-acct-experiences-01.txt, IETF, Aug 1996.
- [Brownlee 97] BROWNLEE, Nevil - *Traffic Flow Measurement: Meter MIB*. Internet Draft draft-rtfm-meter-mib-00.txt, IETF, March 1997.
- [Carrilho 94] CARRILHO, José A. & MADEIRA, E. R. M. - Um Esquema para o Gerenciamento do Protocolo FTP baseado em Domínios. *Anais do 12º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, Maio 1994.
- [Case 90] CASE, J. - A Simple Network Management Protocol (SNMP), *Request for Comments RFC-1157*, 1990.
- [Claffy 93] CLAFFY, K.C.; Polyzos, G. C. ; Braun, H. - Application of Sampling Methodologies to Network Traffic Characterization. *Computer Communication Review* 23(4), pp. 194-203, 1993.
- [Cocchi 91] COCCHI, R. et al. - A Study of Priority Pricing in Multiclass Networks. *Proc. SIGCOMM'91*, September, 1991.
- [Cocchi 93] COCCHI, R. et al. - Pricing in Computer Networks: Motivation, Formulation, and Example. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 1, no. 6, pp. 614-627, 1993.
- [Clark 92] CLARK, D.; Shenker, S.; Zhang, L. - Supporting Real-Time Applications in an Integrated Services Packet Network: Architecture and Mechanism. *Proc. SIGCOMM '92*, pp. 14-26, 1992.
- [Comer 95a] COMER, D. E. - *Internetworking with TCP/IP*. vol. 1, 3rd ed., New Jersey, Prentice-Hall, 1995.

- [Comer 95b] COMER, D. E. & Stevens, D. L. - *Internetworking with TCP/IP*, vol. 2, Design, Implementation, and Internals, 2nd ed., New Jersey, Prentice-Hall, 1995.
- [Davidson 88] DAVIDSON, John - *An Introduction to TCP/IP*. New York, Springer-Verlag New York, 1988.
- [Davies 72] DAVIES, D. - The Control of Congestion in Packet Switch Networks, *IEEE Transactions. on Communications*, 20(3), June 1972.
- [Demers 90] DEMERS, A.; Keshav, S. ; Shenker, S. - Analysis and Simulation of a Fair Queueing Algorithm. *Journal of Internetworking: Research and Experience*, 1, pp 3-26, 1990.
- [Edell 95] EDELL, Richard J., McKEOWN, Nick, VARAIYA, Pravin P. - Billing Users and Pricing for TCP. *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, 13(7), pp.1162-1175, 1995.
- [Embry 90] EMBRY, J.; Manson, P.; Milham, D. - An Open Network Management Architecture: OSI/NM Forum Architecture and Concepts. *IEEE Network Management*, pp. 14-22, July 1990.
- [Estrin 90] ESTRIN, Deborah & Zhang, Lixia - Design Considerations for Usage Accounting and Feedback in Internetworks. *ACM Computer Communication Review*, vol. 20, no.5, pp 56-66, October 1990.
- [Fagundes 95] FAGUNDES, Jorge Luiz S. S. - *Serviços de Telecomunicações: Progresso Técnico e Reestruturação Competitiva*. Tese de Mestrado, Universidade Federal do Rio de Janeiro, 1995.
- [Ferrari 90] FERRARI, D. & Verma, D. C. - A Scheme for Real-Time Channel Establishment in Wide-Area Networks. *IEEE Journal of Selected Areas in Communication*, 8(3), pp. 368-379, 1990.
- [FNC 95] United States, Federal Network Council - *FNC Resolution: Definition of Internet*. October 1995.
Disponível no URL: http://www.fnc.gov/Internet_res.html.
- [Garret 97] GARRET, Mark W. & Borden, Marty - *Interoperation of Controlled-Load Service and Guaranteed Service with ATM*. IETF Internet-Drafts <draft-ietf-issll-atm-mapping-04.txt>, 1997.
- [Gibbons 92] GIBBONS, Robert - *Game Theory for Applied Economists*. New Jersey, Princeton University Press, 1992.
- [Gonçalves 95] GONÇALVES, R.C.M.G. - Custos em Redes de Computadores. *Anais do IV Congresso Internacional de Custos*, Campinas, Brasil, 1995.

- [Gonçalves 97] GONÇALVES, R.C.M.G.; Garcia Neto, A.; Pereira, S. H. O. - A Precificação em Tempo Real no Controle de Congestionamento. *Anais do XV Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, São Carlos, SP, maio de 1997.
- [Graham 94] GRAHAM, Finnie - Internet Expansion: the Price of Success: as More People and Businesses Get Connected, the Net Faces Capacity - and Pricing - Crunch. *Communications Week*, n 526 (Oct 10, 1994) pp 36-37.
- [Hardin 68] HARDIN, G. - The Tragedy of the Commons. In *Science*, pp. 1243-1247, 1968.
- [ISO 7498-4] ISO/IEC 7498-4 - *Open Systems Interconnection - Basic Reference Model Part 4: Management Framework*, november 89.
- [Jacobson 88] JACOBSON, V. - Congestion Avoidance and Control. *Proc. SIGCOMM '88*, vol. 18, no.4, August 1988.
- [Jain 90] JAIN, R. - Myths about Congestion Management in High Speed Networks. *7th ITC Seminar*, Morristown, NJ, USA, October 1990.
- [Jamin 95] JAMIN, Sugih et al. - A Measured-based Admission Control Algorithm for Integrated Service Packet Networks. *Computer Communication Review*, 25(4), pp. 2-13, October 1995.
- [Jones 92] JONES, Phil - Resource Allocation, Control and Accounting for the Use of Network Resources. *Proceedings Public Access to the Internet*, 1992.
- [Jordan 95] JORDAN, J. & Jiang, H. - Connection Establishment in High-Speed Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 13(7), pp. 1150-1161, 1995.
- [Lefelhocz 96] LEFELHOCZ, C. et al. - Congestion Control for Best-Effort Service: Why We Need a New Paradigm. *IEEE Network*, Jan/Feb. pp. 10-18, 1996.
- [Mackay 92] MACKAY, K. M. - Tariffing and Bandwidth Management in ATM Networks. *Proc. IFIP Conference on Broadband Communications*, North-Holand, 1992
- [Mackie-Mason 94] MACKIE-MASON, J. K. & Varian, H. R. - Pricing the Internet. *Proc. 2nd Int. Conf. Telecommun. Syst. Modelling, Anal.*, Nashville, TN, pp. 378-398, 1994.

[Mackie-Mason 95a] MACKIE-MASON, J. K. & Varian, H. R. - Pricing Congestible Network Resources. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 13(7), pp.1141-1149, 1995.

[Mackie-Mason 95b] MACKIE-MASON, J. K.; Murphy, L.; Murphy, J. - The Role of Responsive Pricing in the Internet. *MIT Workshop on Internet Economics*, March 1995. Disponível no URL: <http://www.press.umich.edu/jep/works/MackieResp.html>.

[Mauro 91] MAURO, Carlos Alberto - *Preço de Transferência baseado no Custo de Oportunidade: um Instrumento para Formação da Eficácia Empresarial*. Tese de Mestrado, Departamento de Contabilidade - FEA-USP, São Paulo, 1991.

[McCanne 93] McCANNE, S. & Jacobson, V. - The BSD Packet Filter: A New Architecture for User-level Packet Capture. *Proceedings of the 1993 Winter USENIX Technical Conference*, San Diego, CA, USA, January 1993.

[McKell 79] McKELL, Lynn J. et al. - Charging for Computing Resources. *Computing Surveys*, Vol 11, no.2, 1979. 1993.

[Mills 91] MILLS, Cyndi, HIRSH, Donald, & RUTH, Gregory - Internet Accounting: Background. *Request for Comments RFC 1272*, 1991.

[Mitchell 91] MITCHELL, Bridger M. & VOGELSANG, Ingo - *Telecommunications Pricing - Theory and Practice* - Cambridge University Press, 1991

[Mogul 95] MOGUL, Jeffrey C. - The Case for Persistent-Connection HTTP. *Computer Communication Review*, 25(4), pp. 299-313, October 1995.

[Moreira 97] MOREIRA, A. - Intranets Conquistam as Empresas - *Gazeta Mercantil*, página C-2, 10 de setembro de 1997.

[Murphy 94] MURPHY, L. et al. - Distributed Pricing for Embedded ATM Networks. *Proc. Int. Teletraffic Congr. ITC-14*, Antibes, France, June 1994.

[NSF 95] United States, National Science Foundation - *The NSFNET Backbone Network Service Acceptable Use Policy*, January, 1995.
Disponível no URL: <http://www.ubns.net/policy.html>.

[Ramakrishnan 88] RAMAKRISHMAN, K. K. & Jain, R. - A Binary Feedback Scheme for Congestion Avoidance in Computer Networks with a Connectionless Network Layer. *Proc. SIGCOMM '88*, 18(4), August 1988.

[Rose 91] ROSE, Marshall T. - *The Simple Book: An Introduction to Management of TCP/IP- based Internets*. New Jersey, Prentice Hall, 1991.

- [Schu 96] SCHULZRINNE, Henning - World Wide Web: Whence , Whither, What Next?. *IEEE Network*, pp. 10-17, March/April 1996.
- [Sharifi 89] SHARIFI, M. H. & Garber, K. - Economics of Private Packet Switching and VSAT Networks. *IEEE Network*, pp 22-31, May 1989.
- [Shenker 90] SHENKER, Scott - Efficient Network Allocations with Selfish Users. *Performance'90* edited by P.J.B. King, I. Mitrani, and R.J. Prooley Eds, North-Holland, 1990.
- [Shenker 95] SHENKER, S. -Fundamental Design Issues for the Future Internet. *IEEE Journal on selected Areas in Communications*, 13(7), pp.1176-1188, 1995.
- [Shenker 96] SHENKER, S. et al. - Pricing in Computer Networks: Reshaping the Reasearch Agenda. *Computer Communication Review*, 26(2), pp. 19-43, April 1996.
- [Shenker 97a] SHENKER, Scott; Partridge, C.; Guerin, R. - Specification of Guaranteed Quality of Service. *Request for Comments RFC 2212*, 1997.
- [Shenker 97b] SHENKER, Scott & Wroclawski, J. - Network Element Service Specification Template. *Request for Comments RFC 2216*, 1997.
- [Sloman 93] SLOMAN, Morris S. et al. - Domain Management and Accounting in an International Cellular Network. *Proc. Integrated Network Management, III*, 1993.
- [Snyder 95] SNYDER, Joel - Paying for the Net (the Shrinking Costs of Bandwidth). *Internet World* v8, no. 1, Jan., 1995.
- [Steiner 88] STEINER , J. ; Neuman, C. ; Schiller, J. - Kerberos: an Authentication Service for Open Network Systems. *Proc. USENIX Winter Conf.*, pp 191-202, 1988.
- [Tirole 88] TIROLE, Jean - *The Theory of Industrial Organization*. MIT Press, 1988.
- [Varian 92], VARIAN, Hal R. - *Microeconomic Analysis*. EUA, W.W.Norton & Company, third edition, 1992.
- [Tanenbaum 89] TANENBAUM, Andrew S. - *Computer Networks*. Amsterdam, Prentice-Hall, second edition, 1989.
- [Wilson 89] WILSON, R. - Efficient and Competitive Rationing. *Econometrica*, 57(1), 1-40, 1989.
- [Wizards 97] NETWORK WIZARDZ - Internet Statistics. 1997.
Disponível no URL: <http://www.nz.com/zone/www/report.html>.

[Wroc 97a] WROCLAWSKI, J. - The Use of RSVP with IETF Integrated Services. *Request for Comments* RFC 2210, 1997.

[Wroc 97b] WROCLAWSKI, J. - Specification of the Controlled-Load Network Element Service. *Request for Comments* RFC 2211, 1997.

[Yang 95] YANG, C. & Reddy, A. V. S. - A Taxonomy for Congestion Control Algorithms in Packet Switching Networks. *IEEE Network*, pp. 34-45, July/August 1995.

[Zimmerman 80] ZIMMERMAN, H. - OSI Reference Model - The ISO Model of Architecture for Open Systems Interconnection. *IEEE Trans. on Communications*, vol. 28, no. 4, pp. 425-432, April 1980.

APÊNDICE A - Resposta ao PDTR por Amostra de Tráfego

Neste apêndice serão apresentados os gráficos referentes ao tráfego original e os gráficos com os resultados da simulação da rejeição ao preço de corte nas 20 amostras de tráfego. A parte (a) das figuras apresenta o tráfego original, e a parte (b) apresenta o tráfego reduzido a partir do trigésimo minuto.

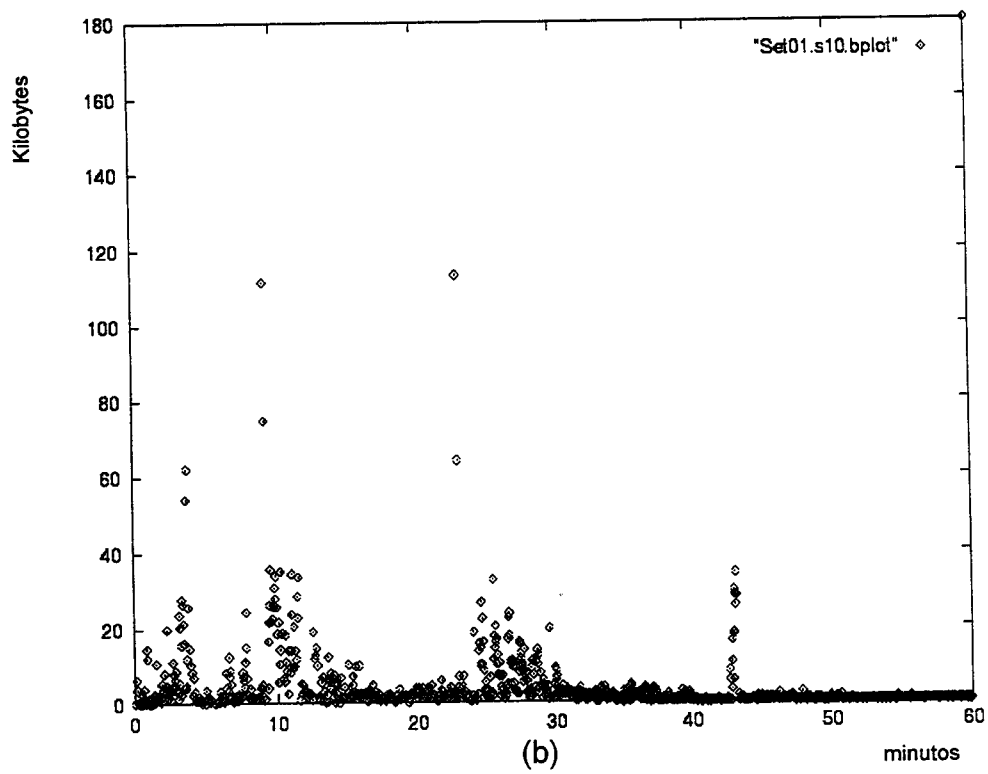
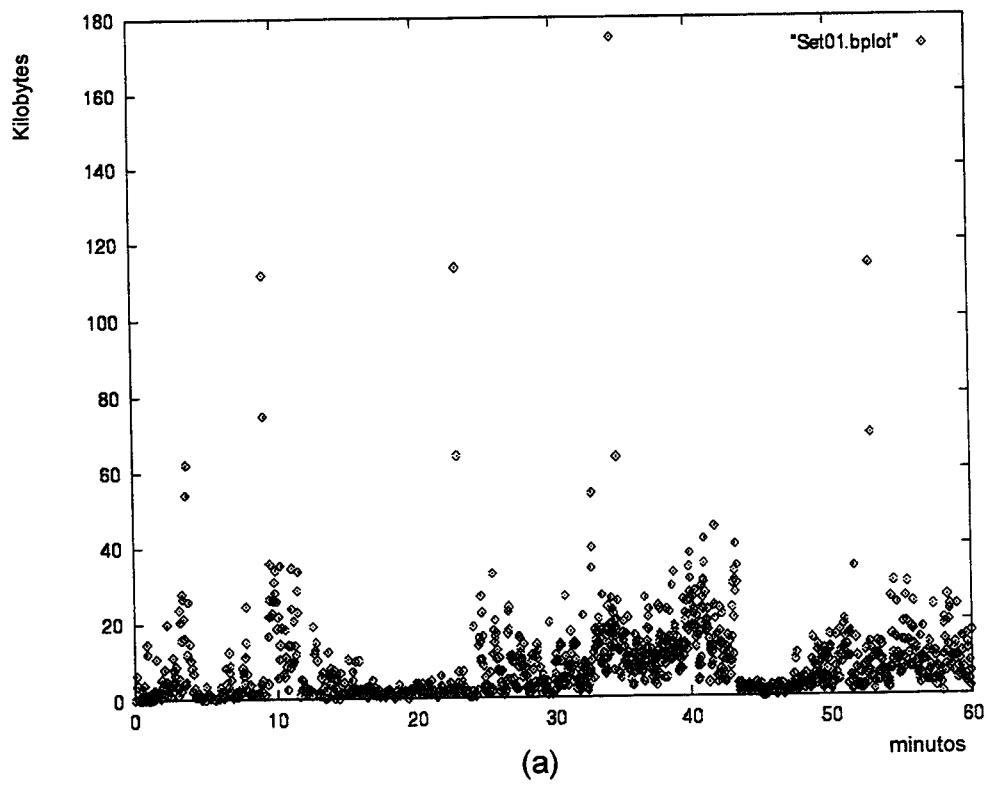
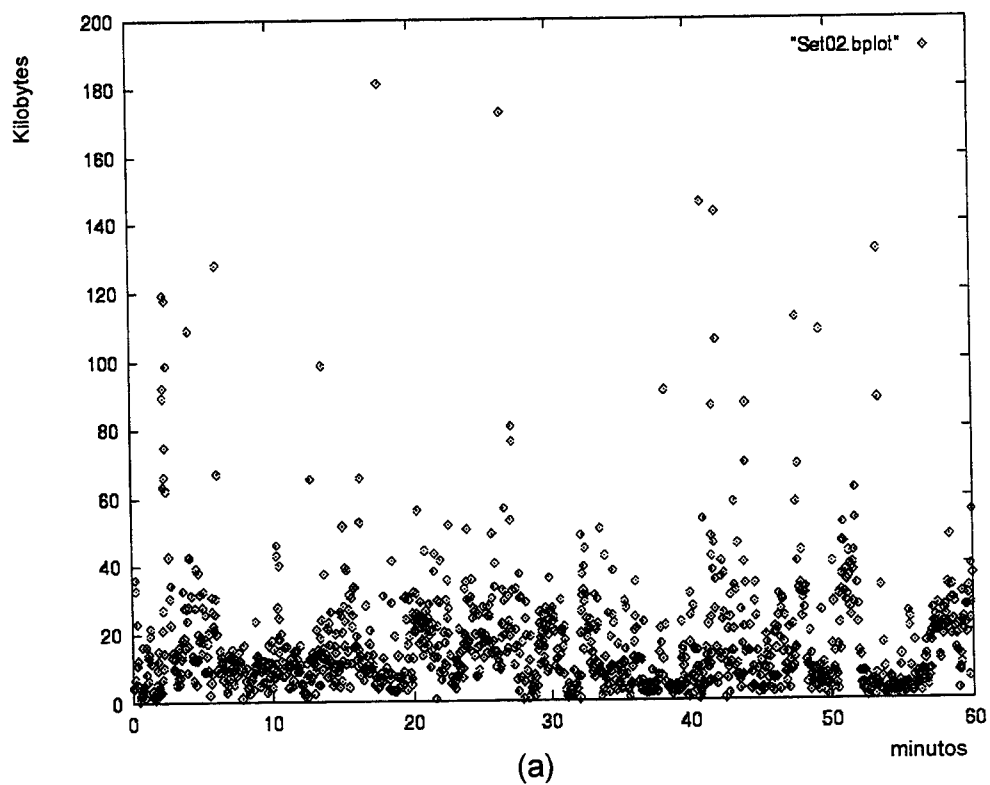
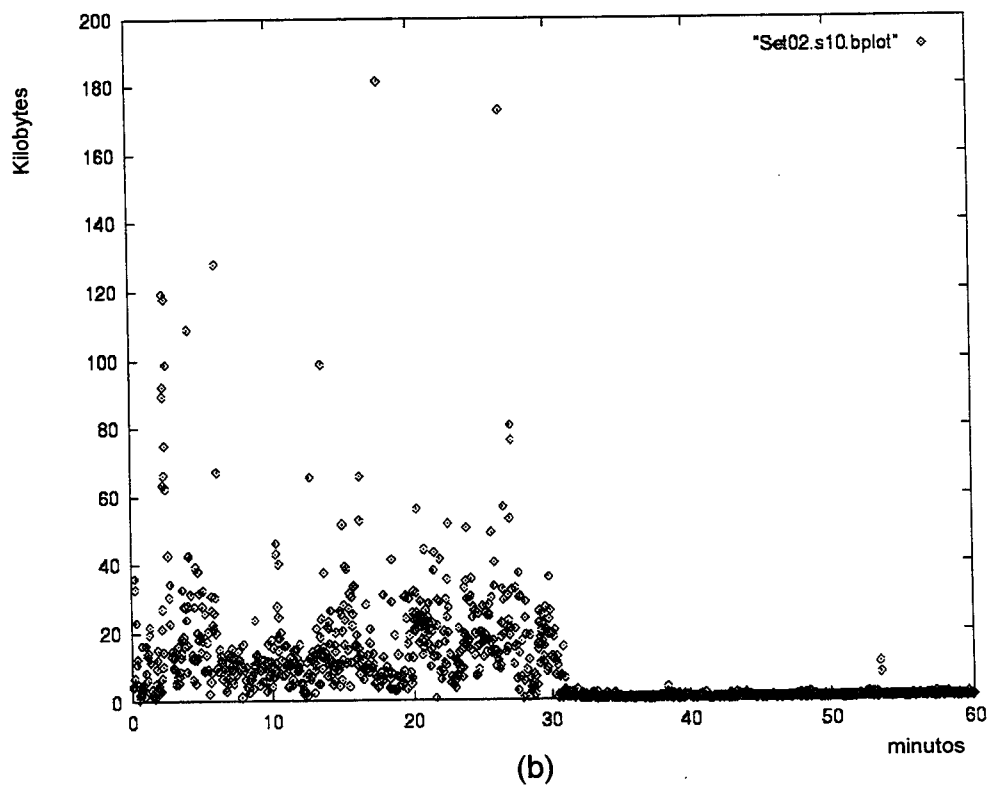


Figura A.1 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 1 de setembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigesimo Minuto



(a)



(b)

Figura A.2 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 2 de setembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigesimo Minuto

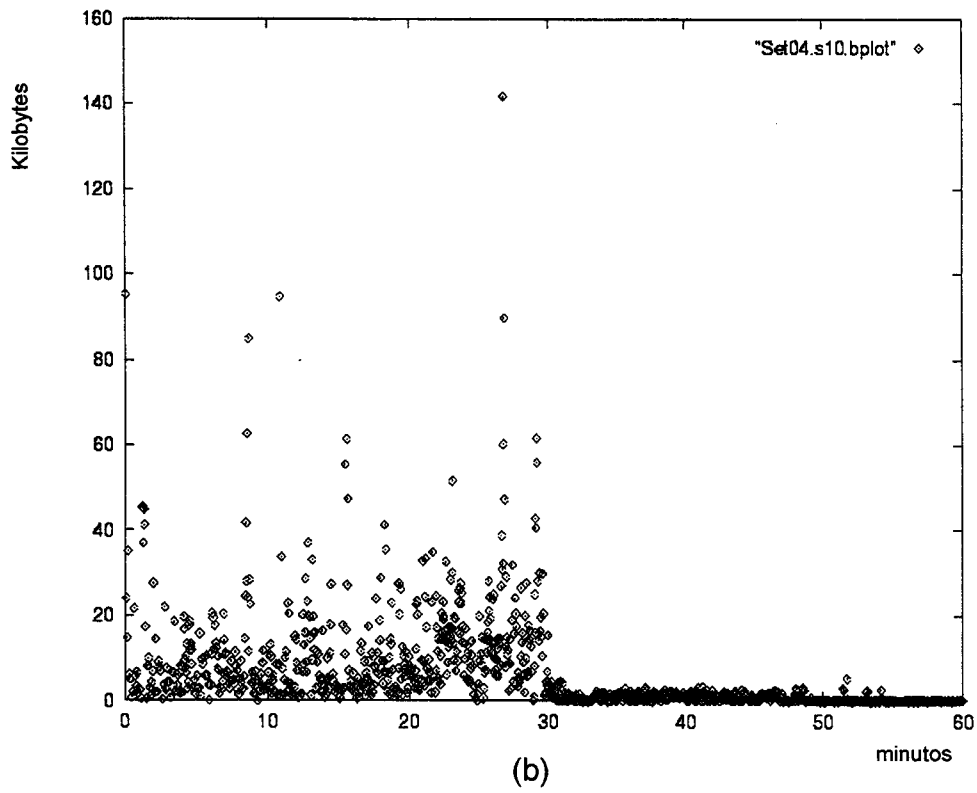
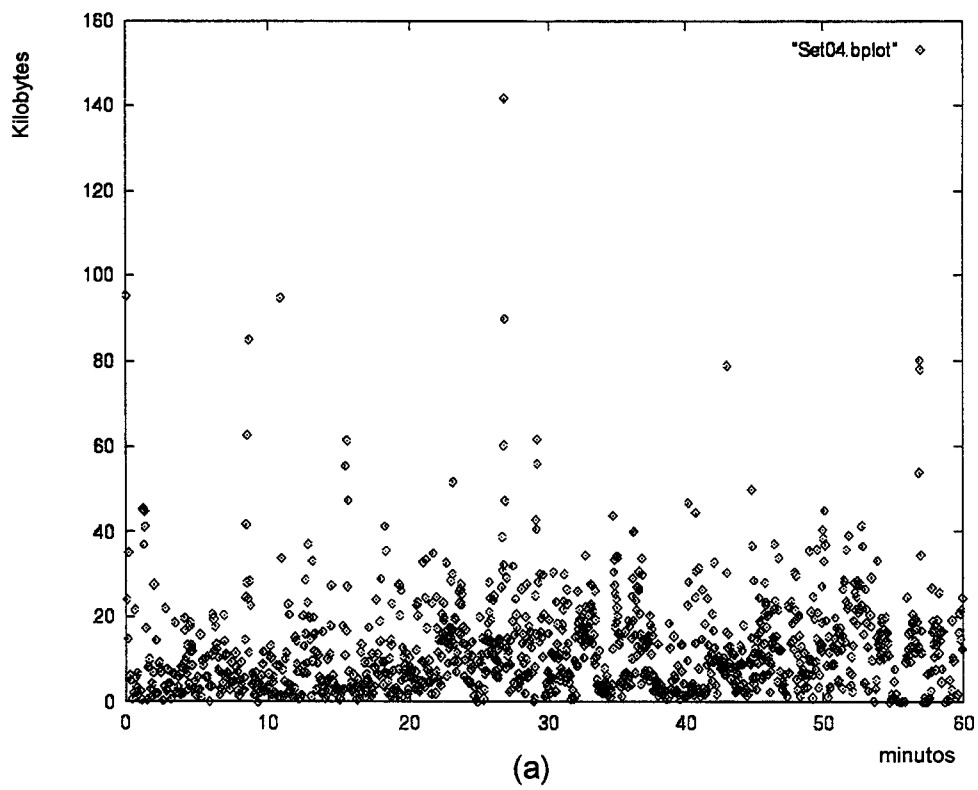


Figura A.3 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 4 de setembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto

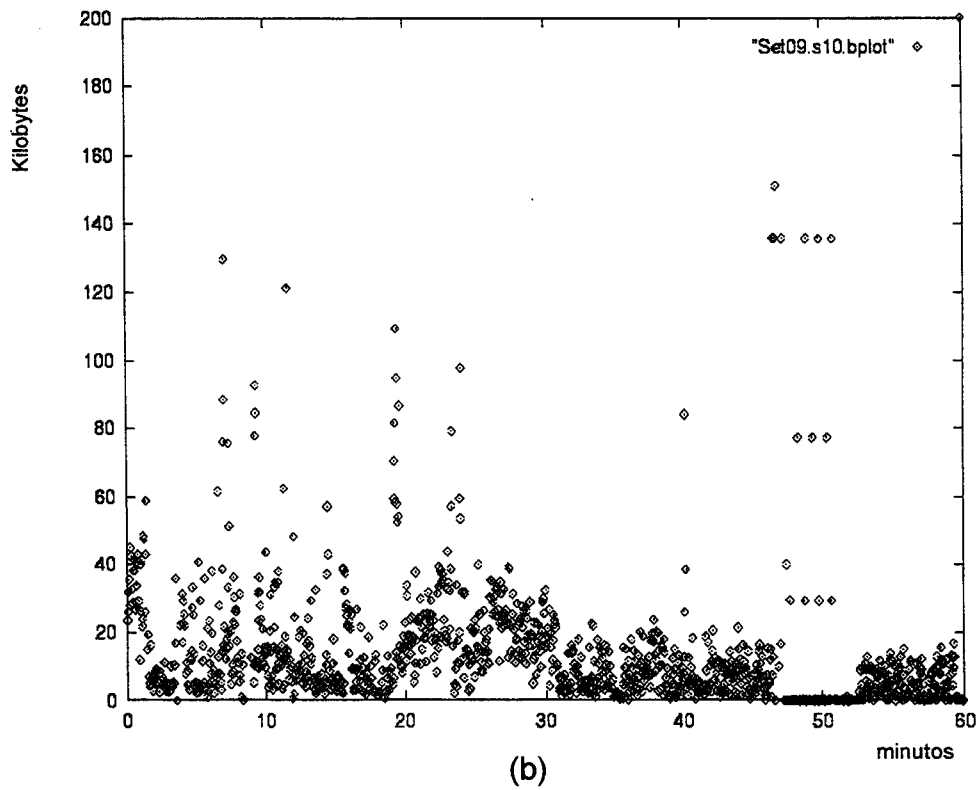
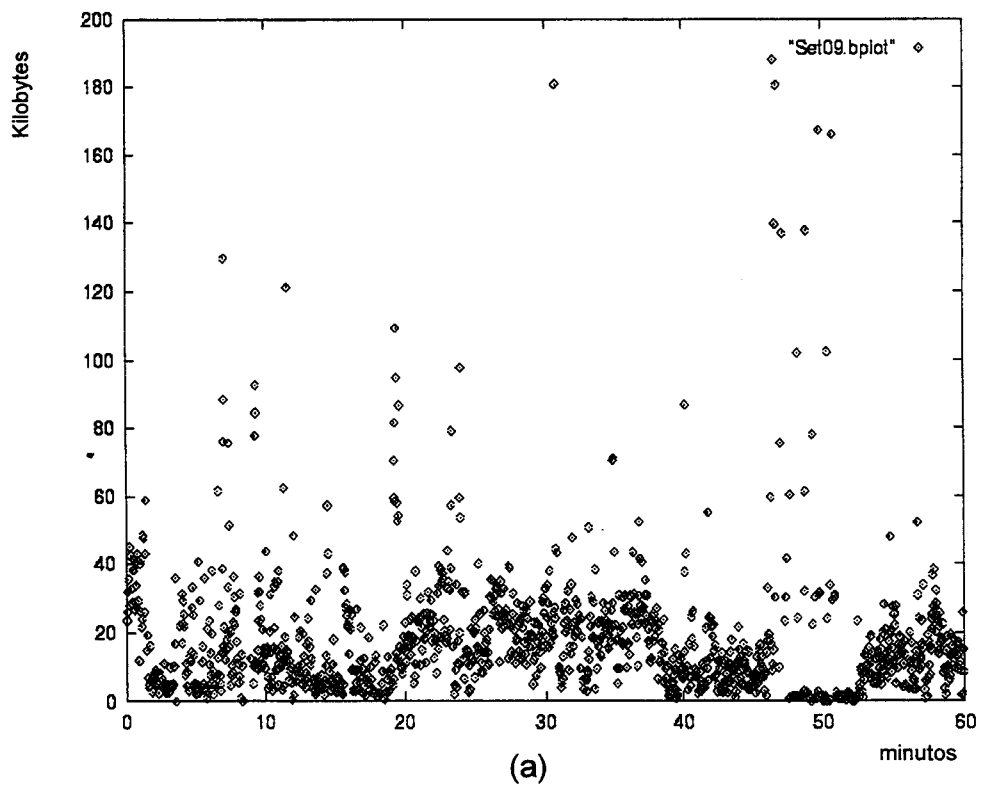


Figura A.4 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 9 de setembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigesimo Minuto

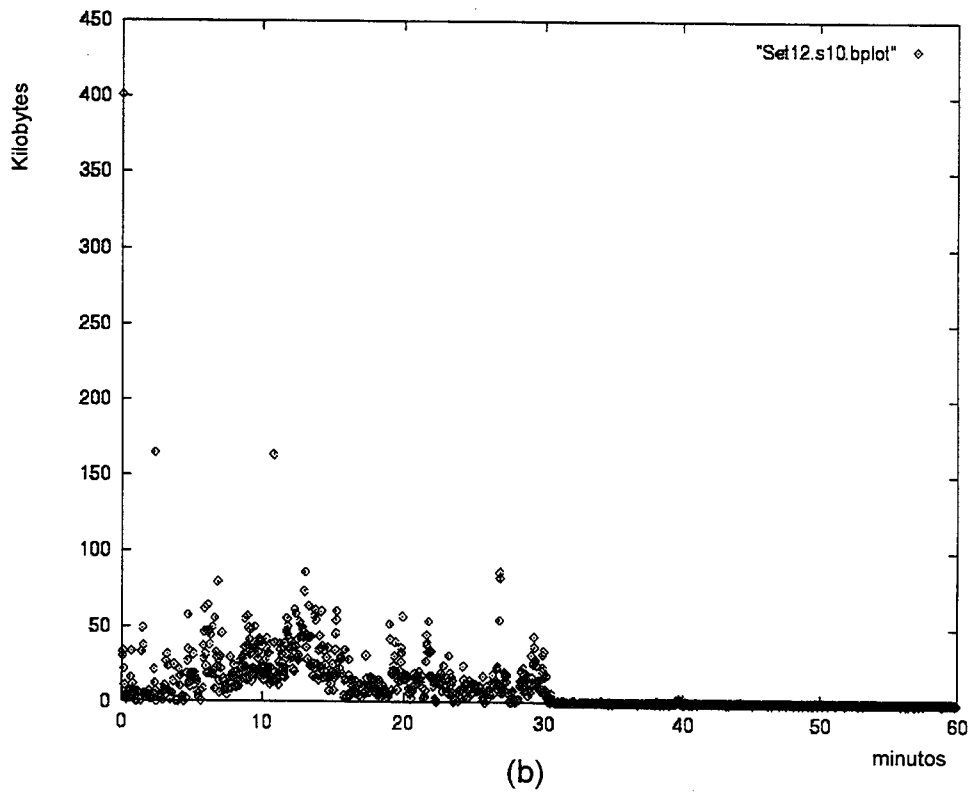
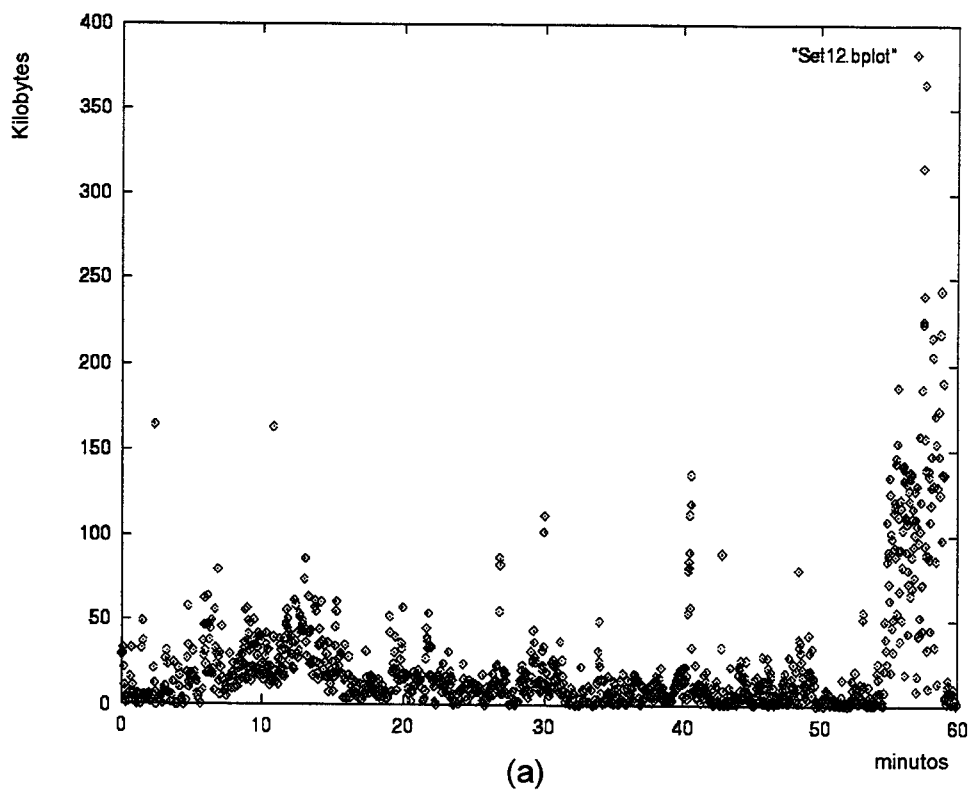


Figura A.5 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 12 de setembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigesimo Minuto

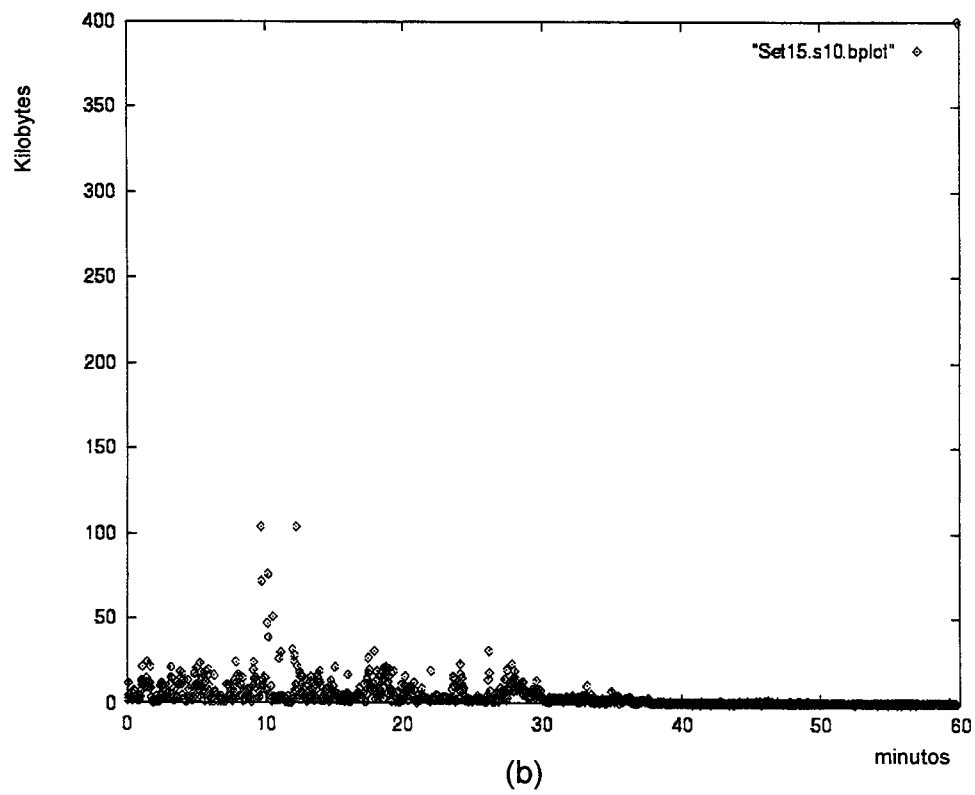
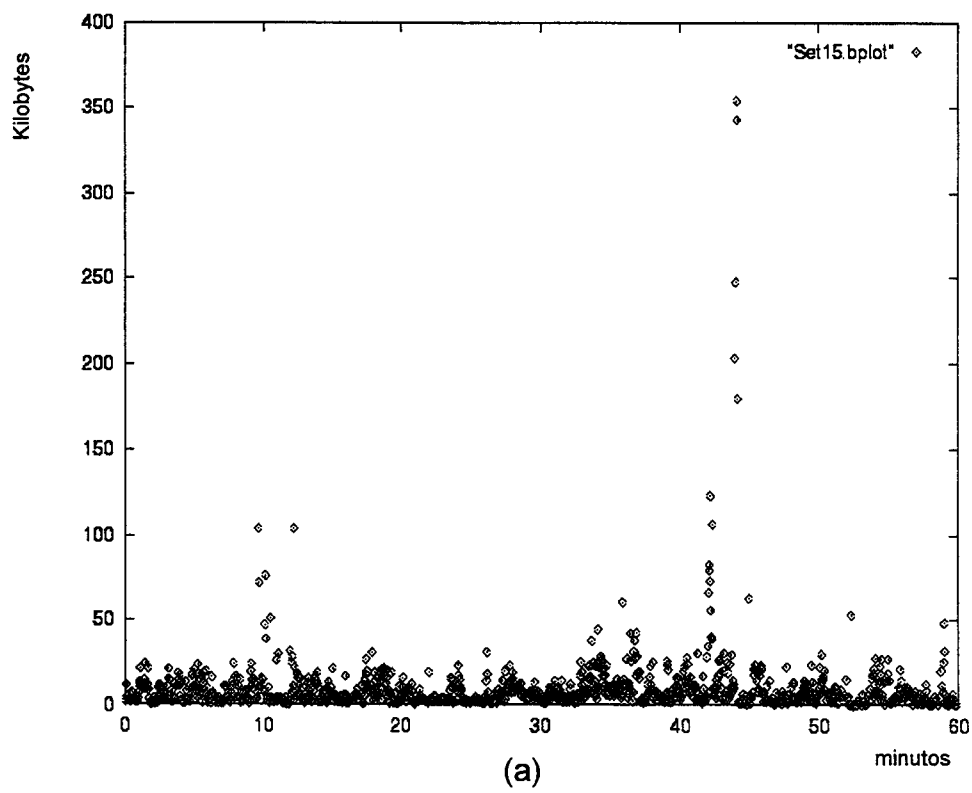
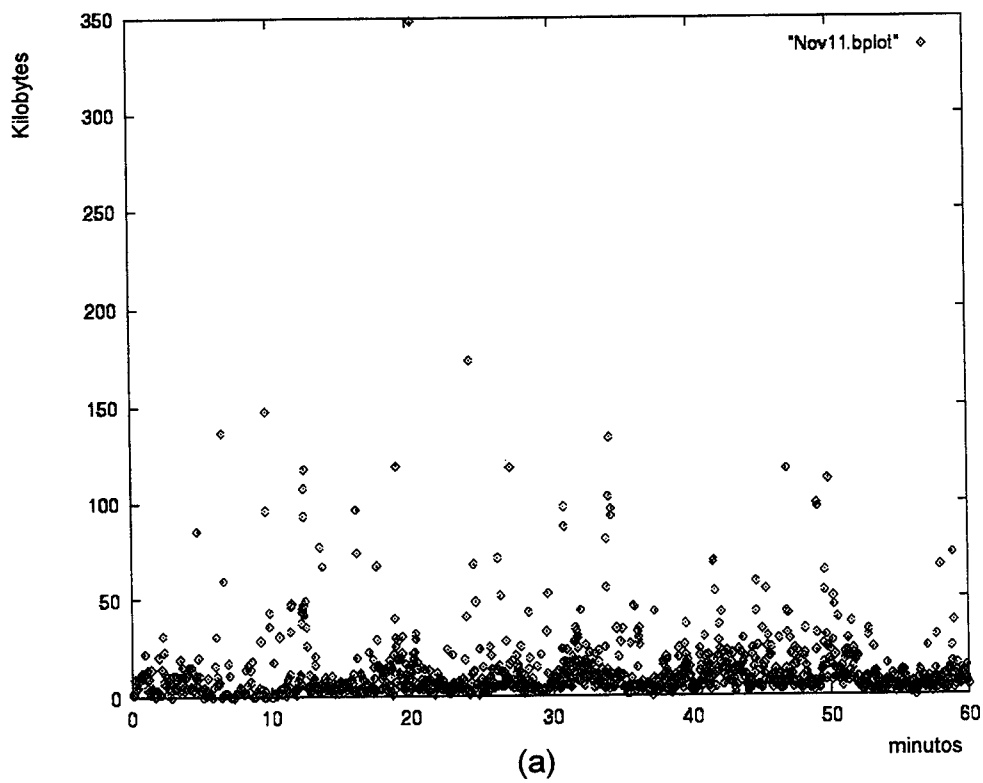
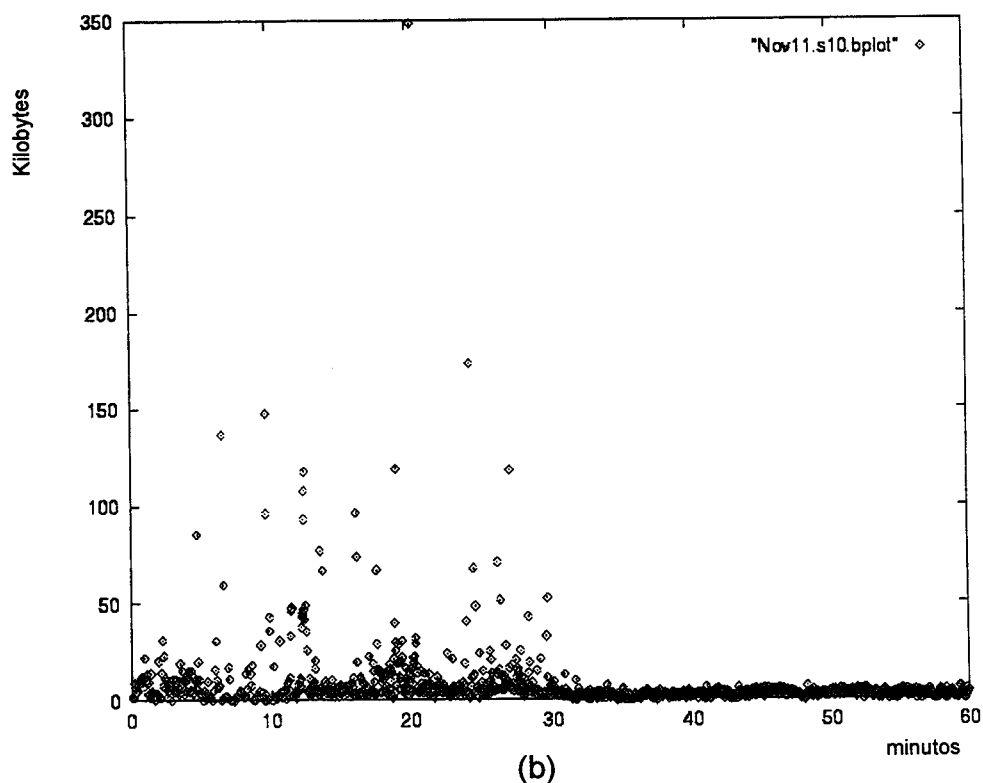


Figura A.6 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 15 de setembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto



(a)



(b)

Figura A.7 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 11 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto

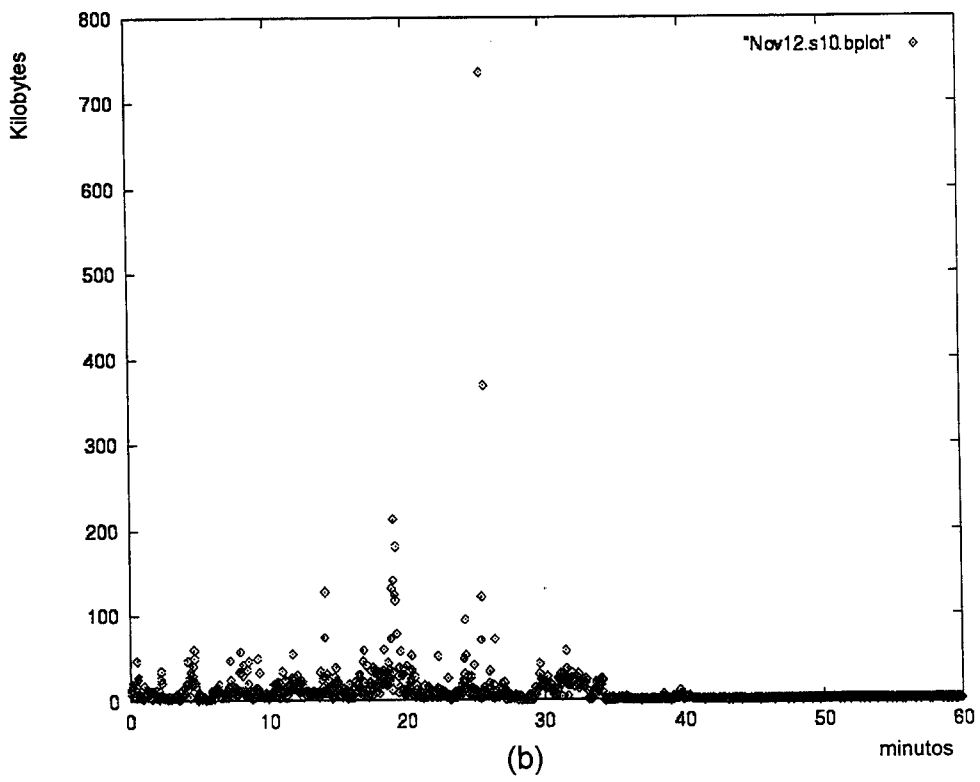
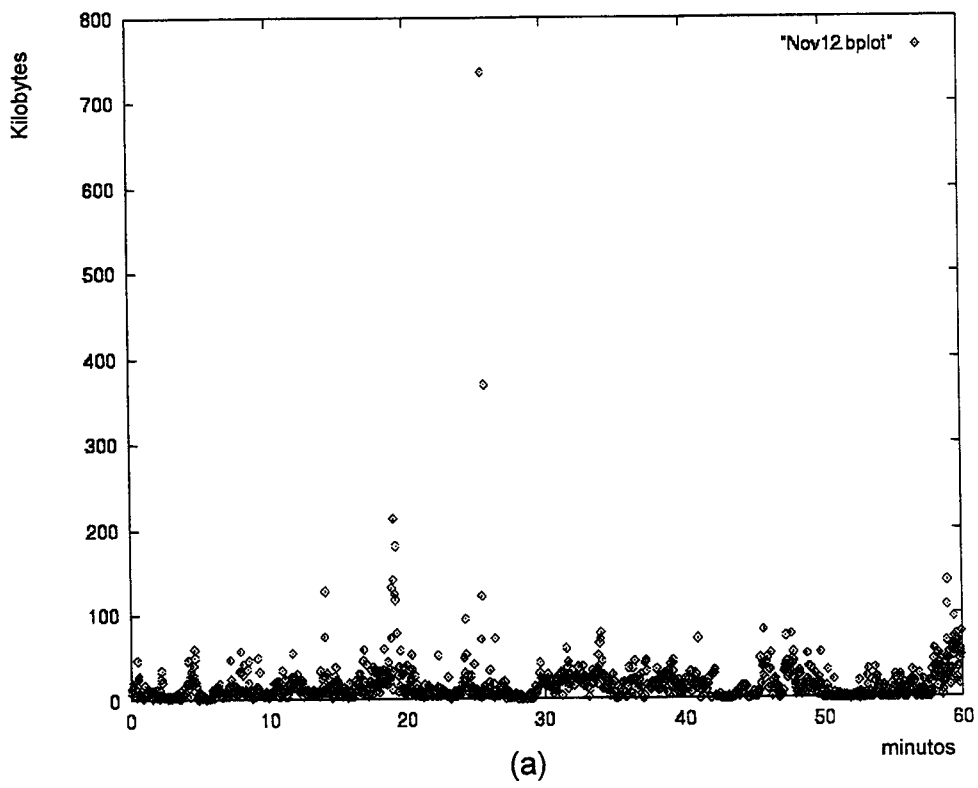
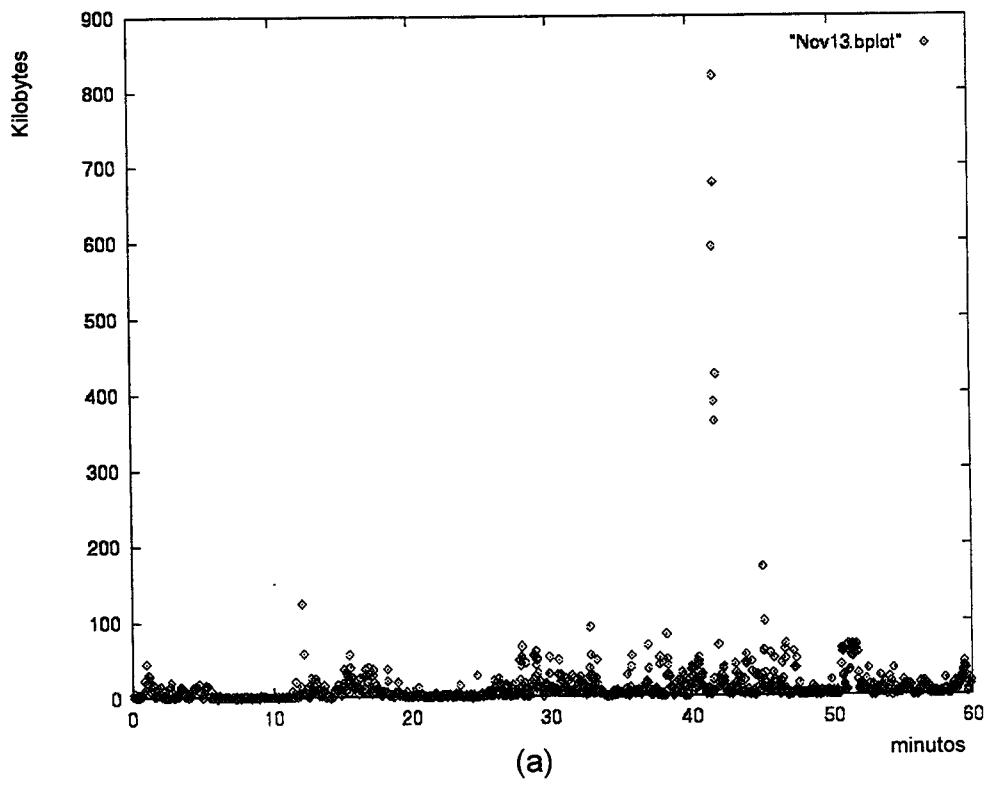
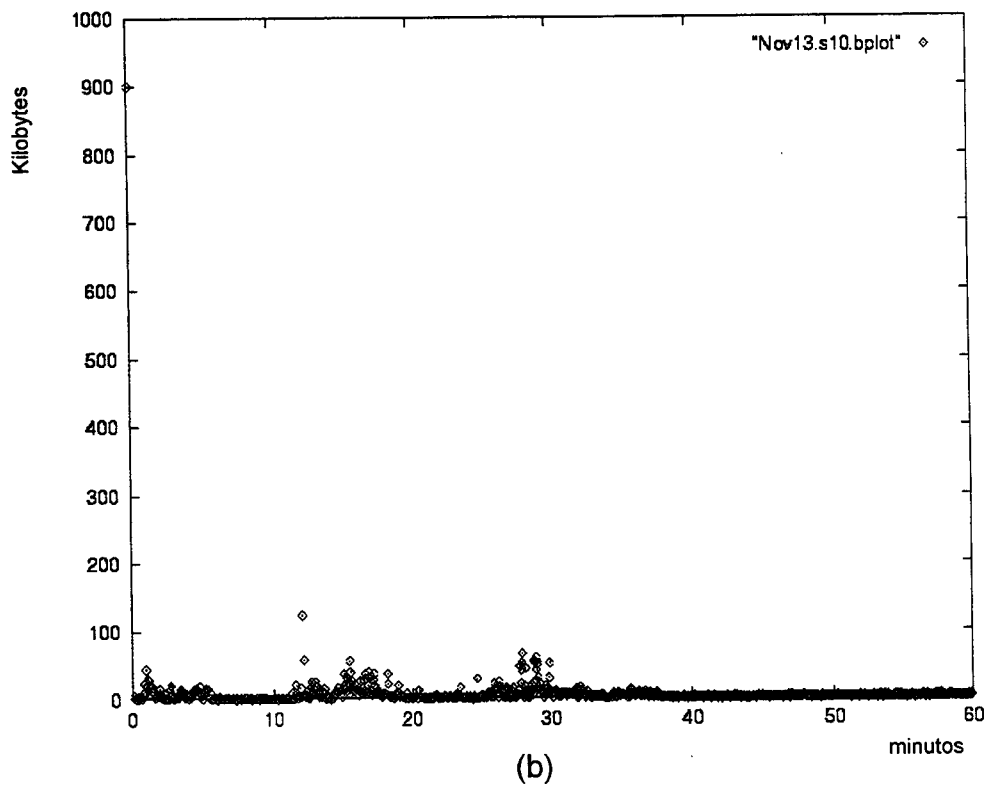


Figura A.8 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 12 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto



(a)



(b)

Figura A.9 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 13 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto

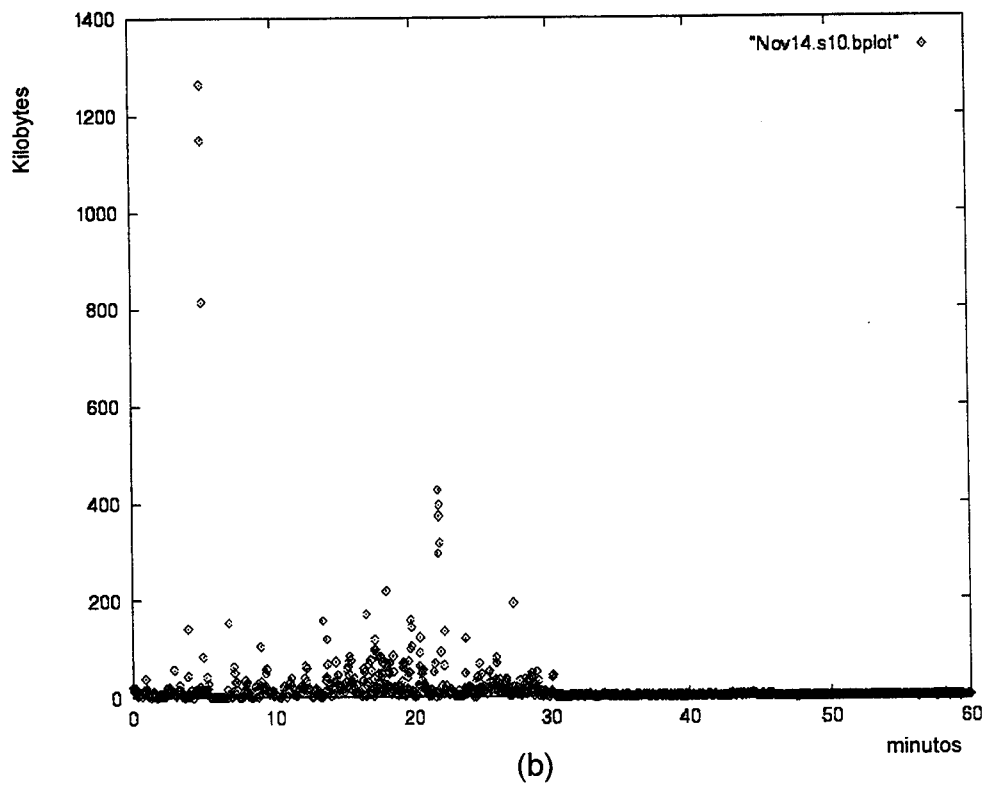
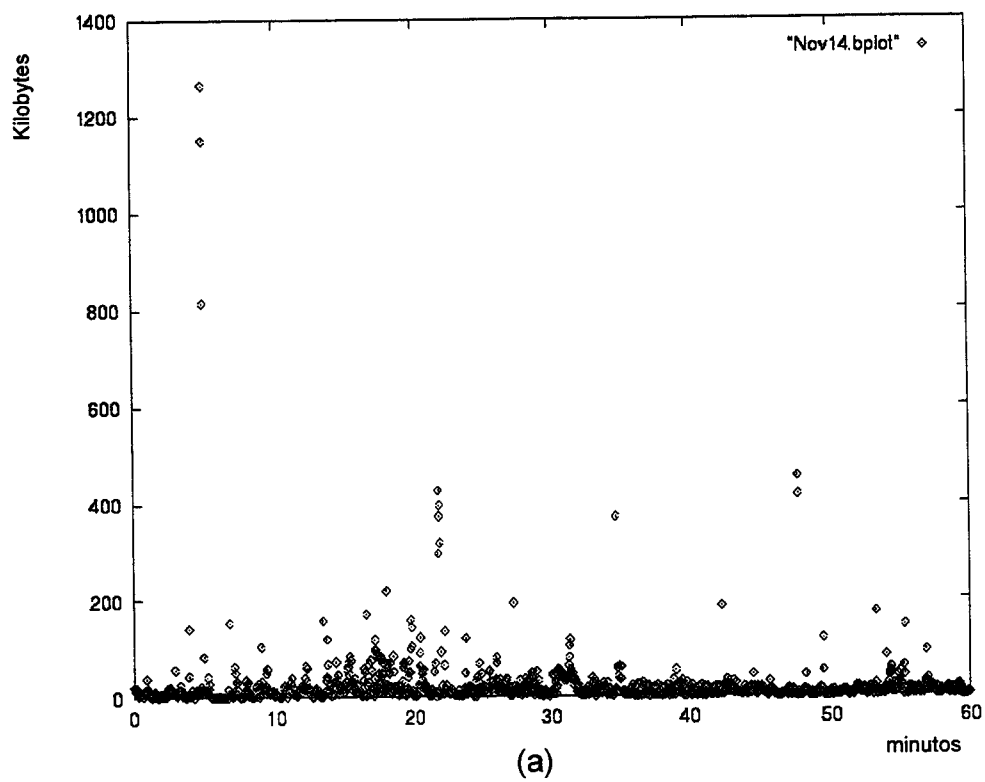
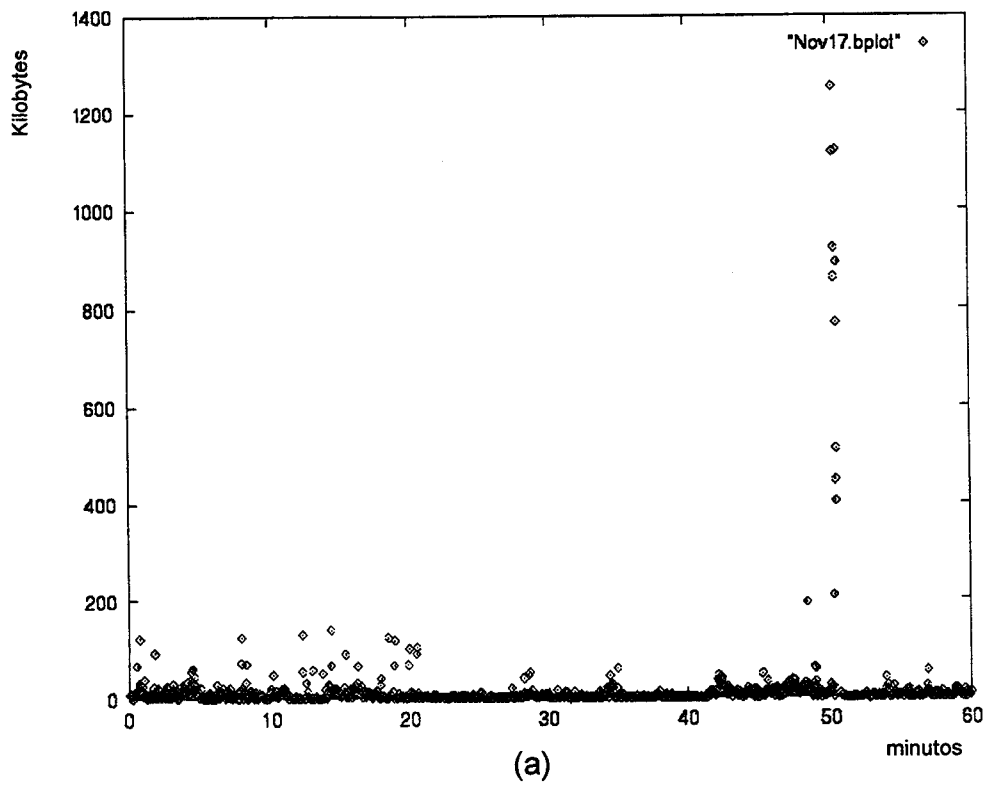
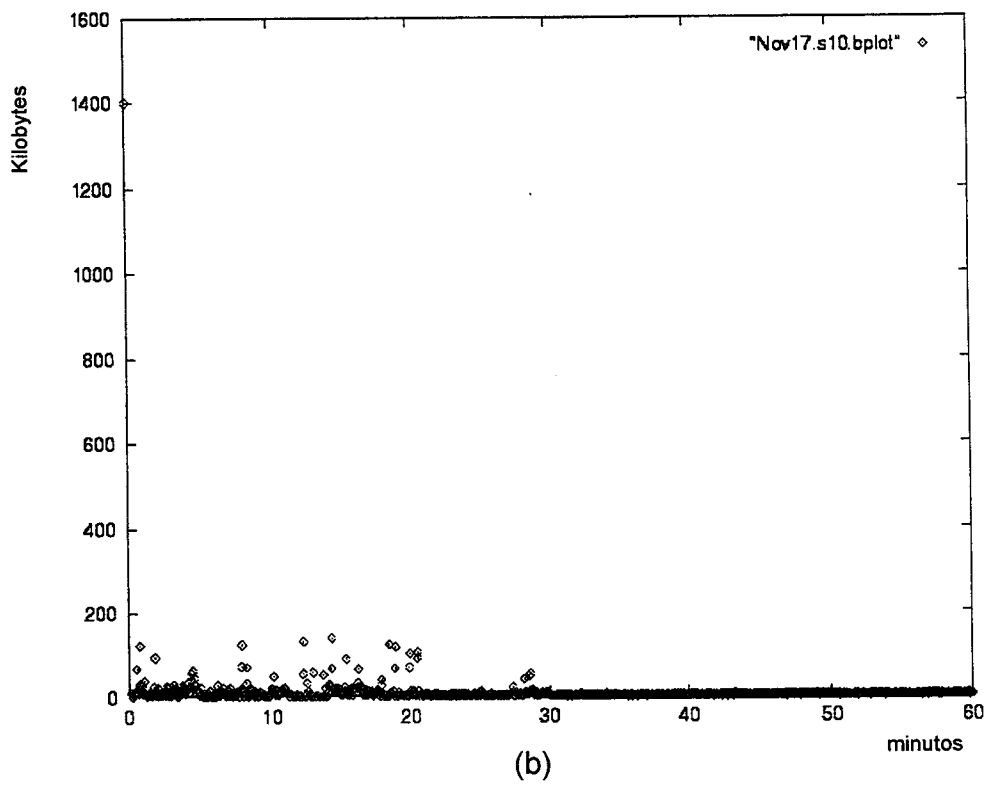


Figura A.10 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 14 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto

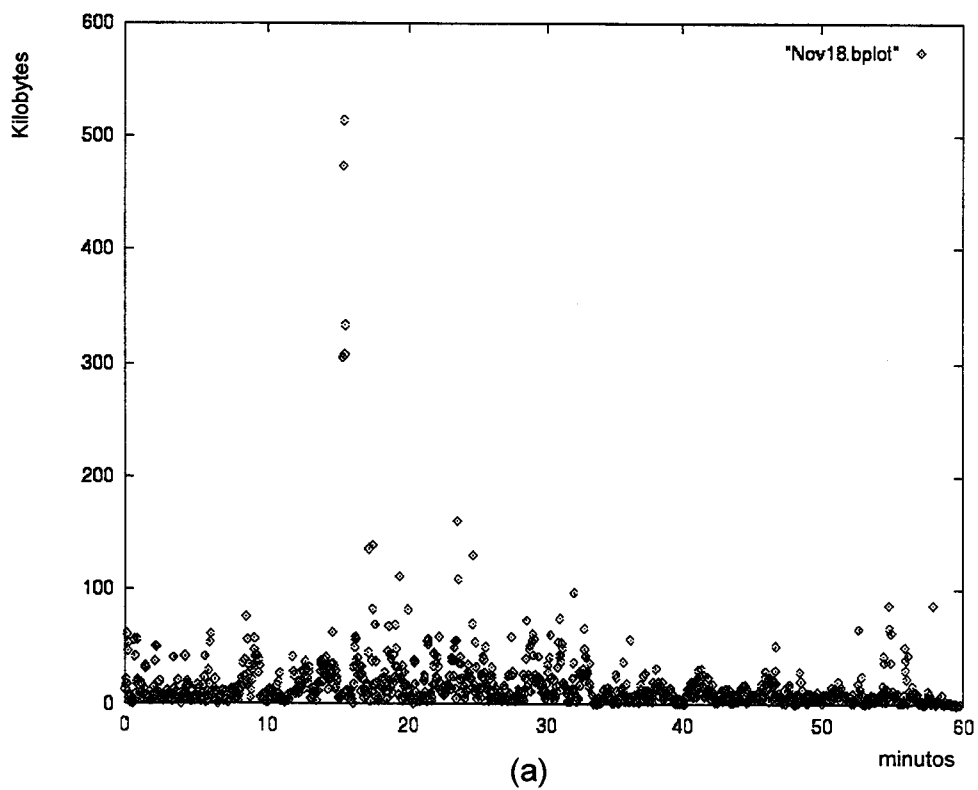


(a)

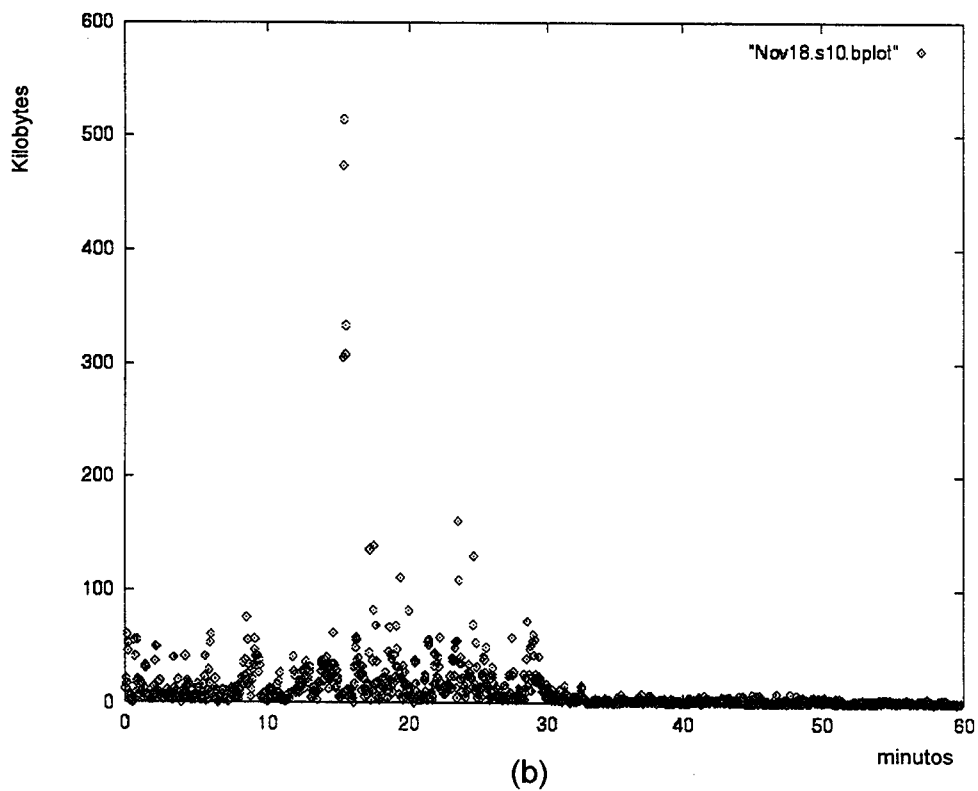


(b)

Figura A.11 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 17 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto

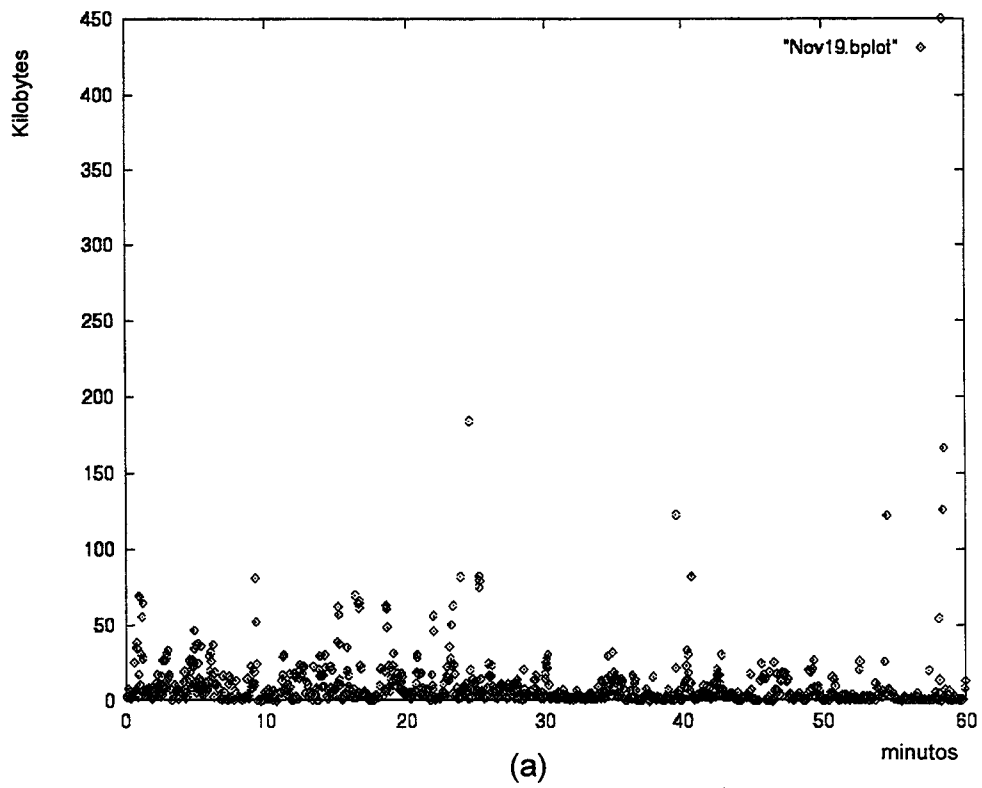


(a)

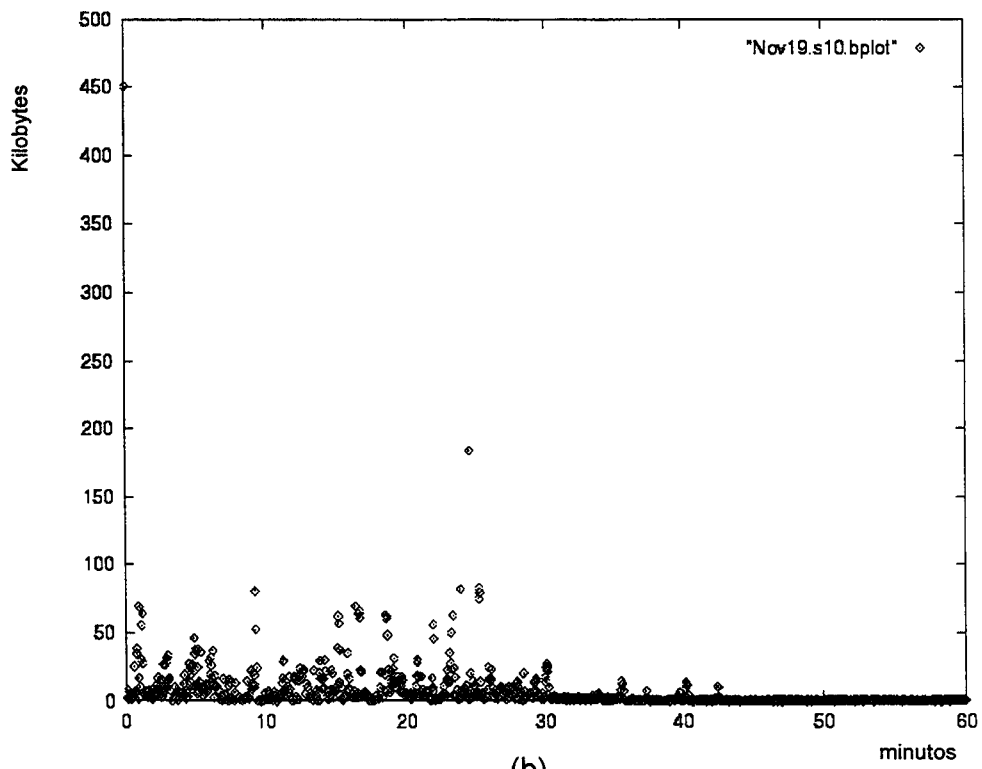


(b)

Figura A.12 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 18 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigesimo Minuto

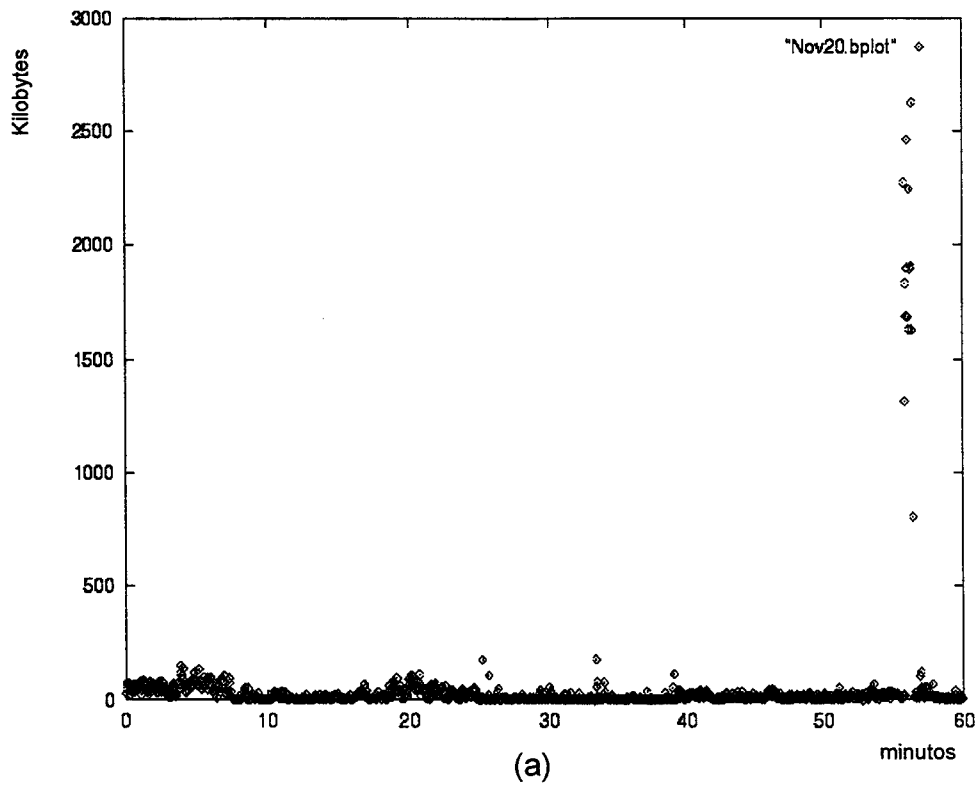


(a)

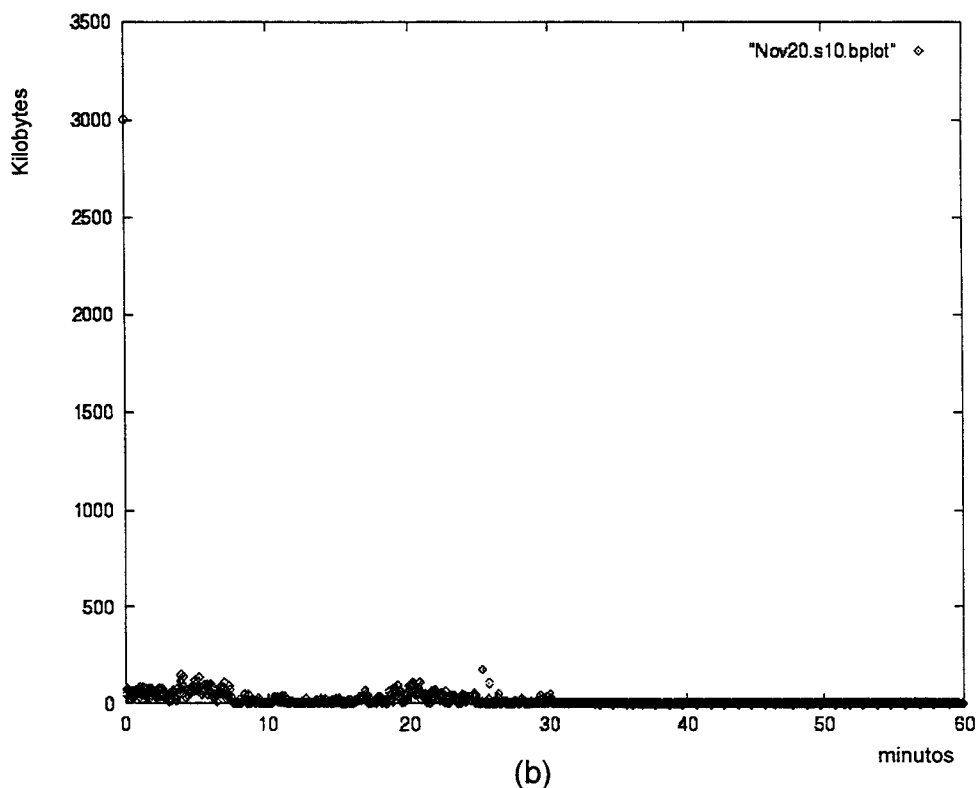


(b)

Figura A.13 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 19 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigesimo Minuto

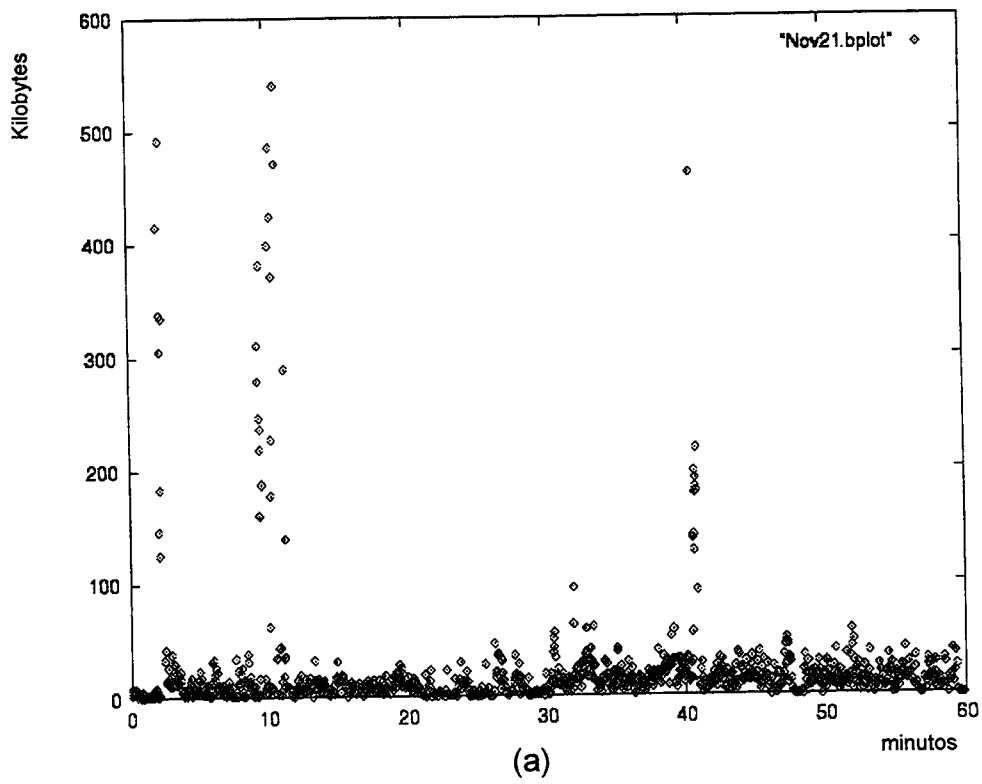


(a)

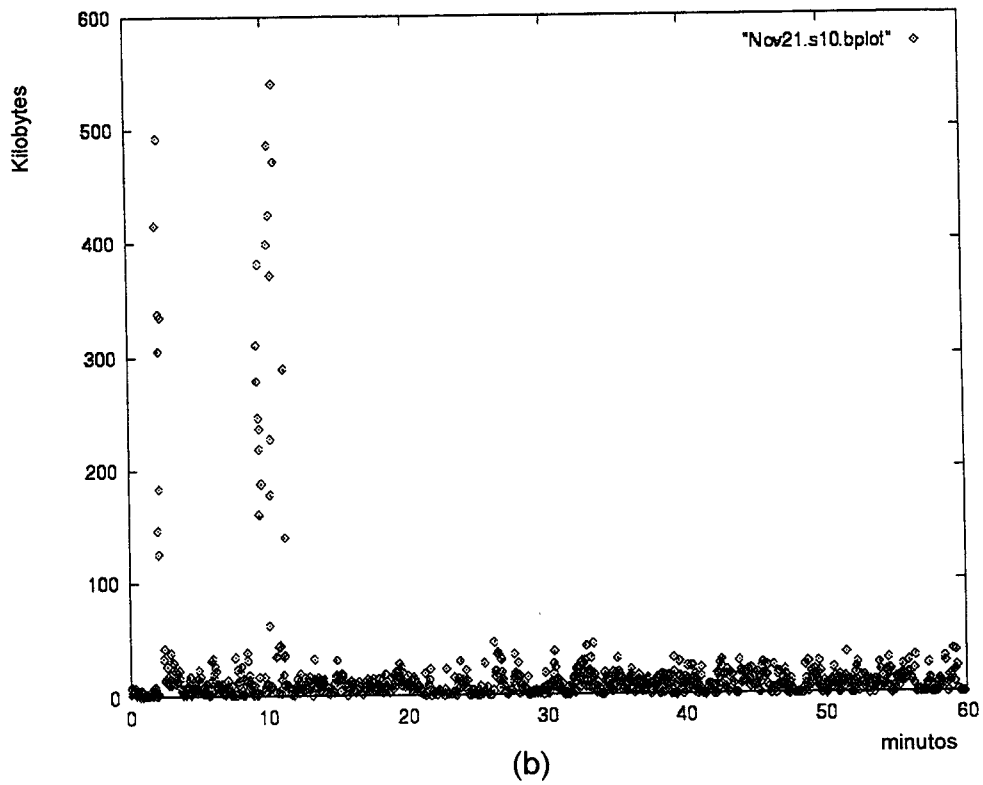


(b)

Figura A.14 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 20 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto



(a)



(b)

7

Figura A.15 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 21 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto

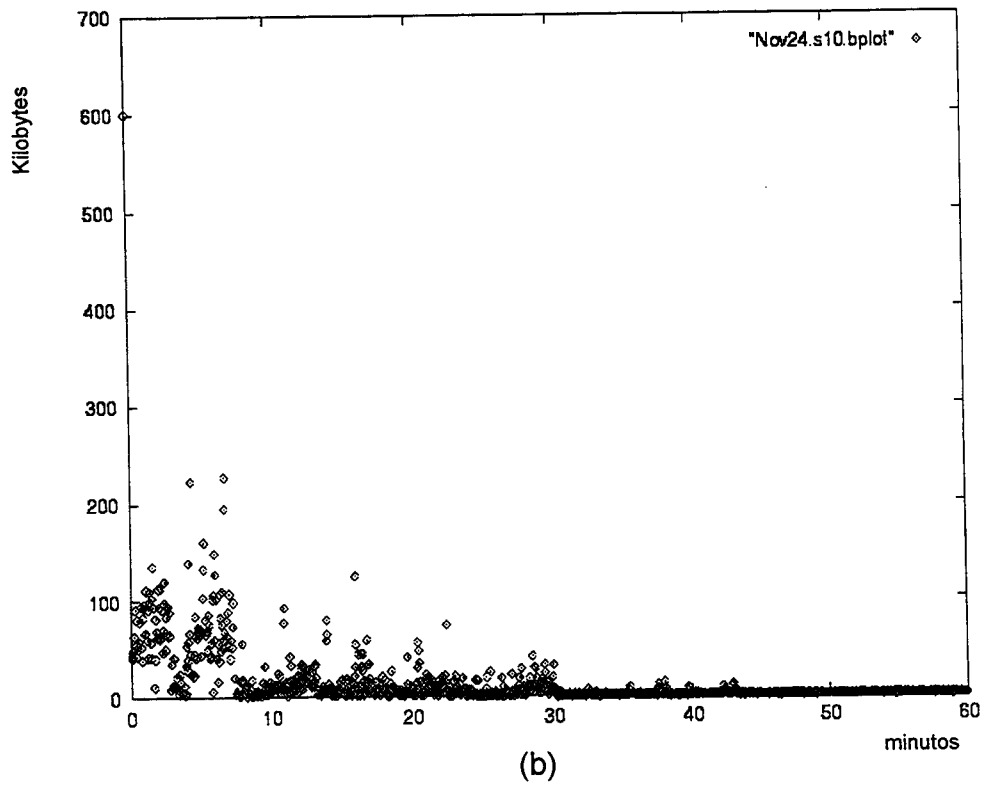
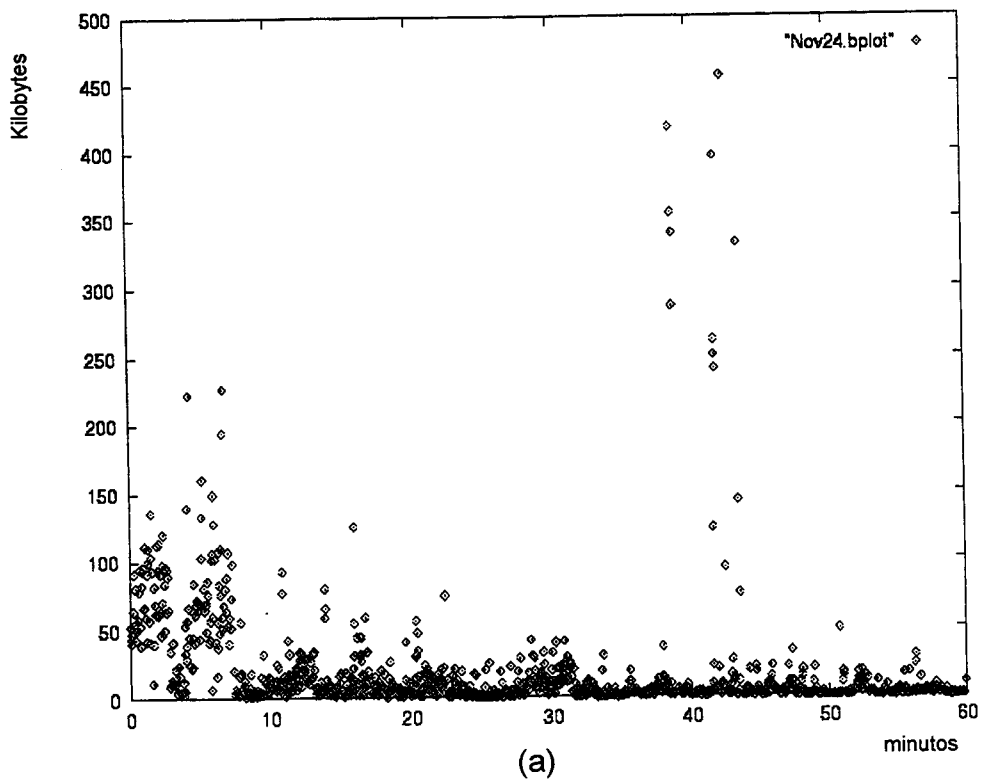


Figura A.16 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 24 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigesimo Minuto

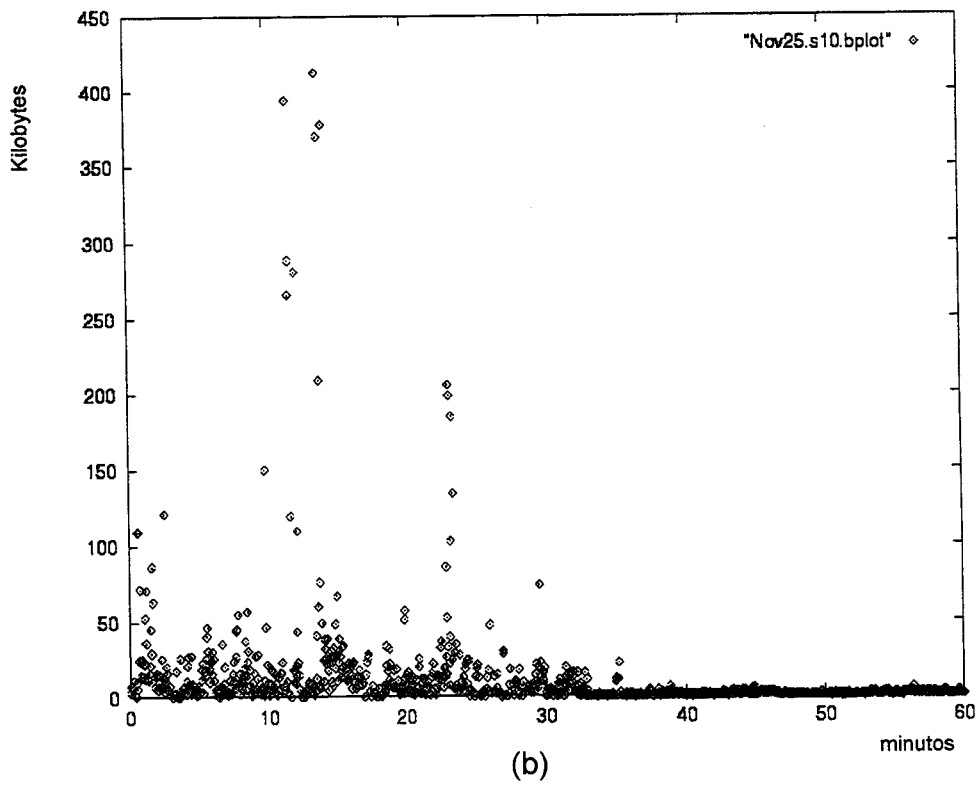
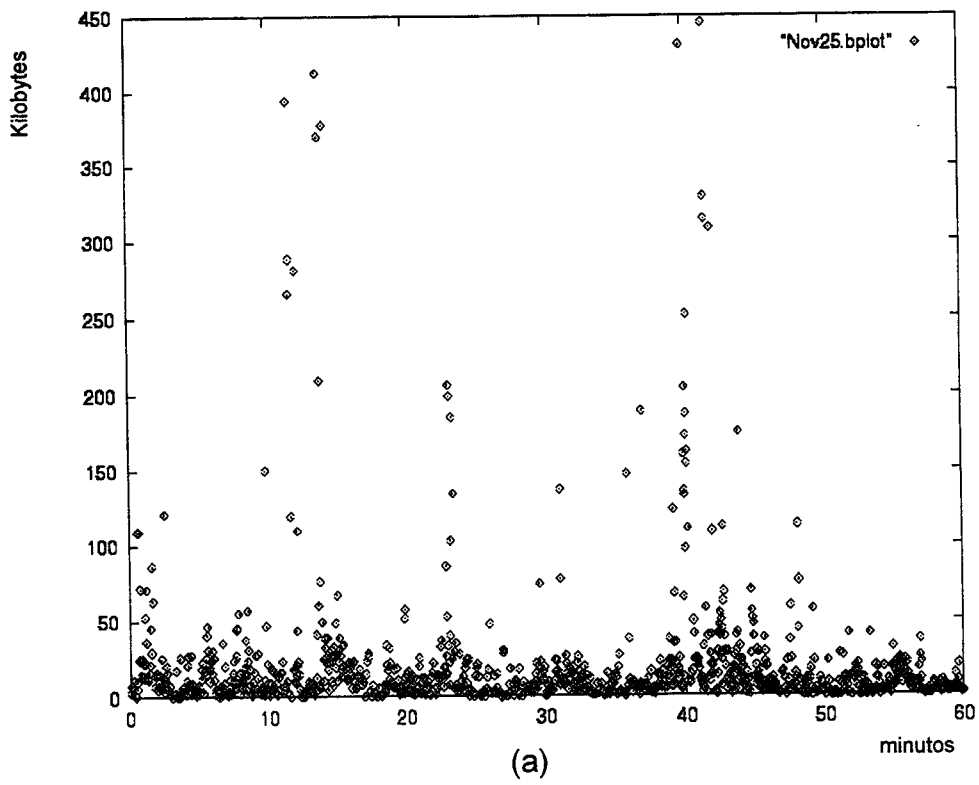


Figura A.17 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 25 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto

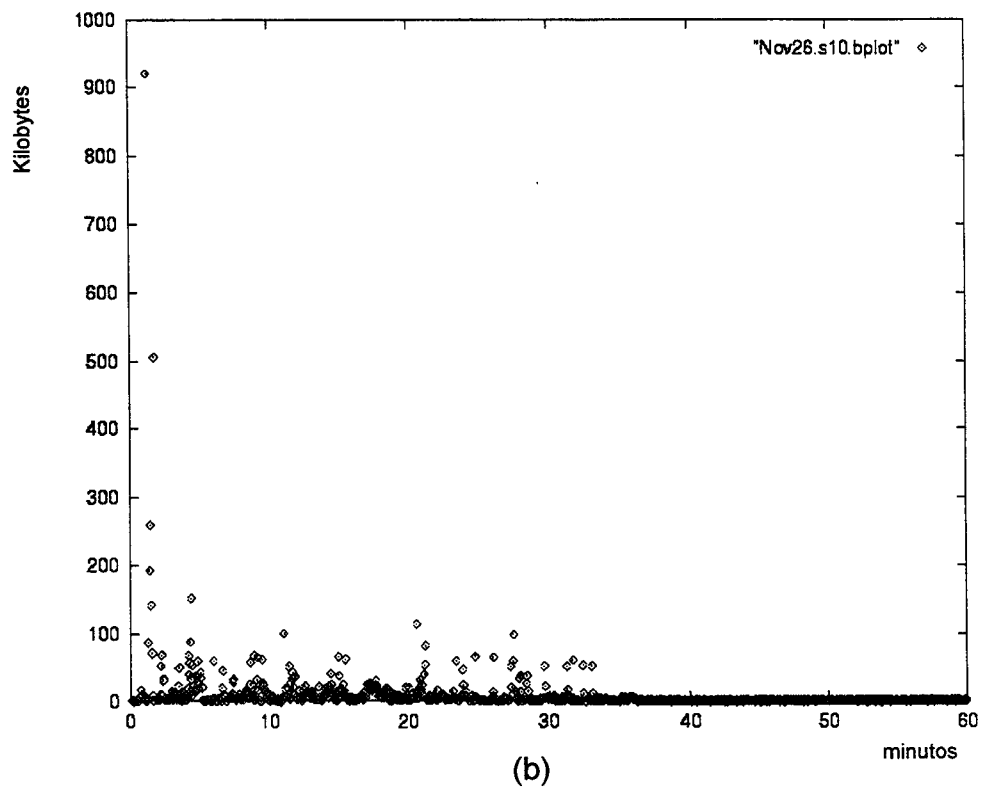
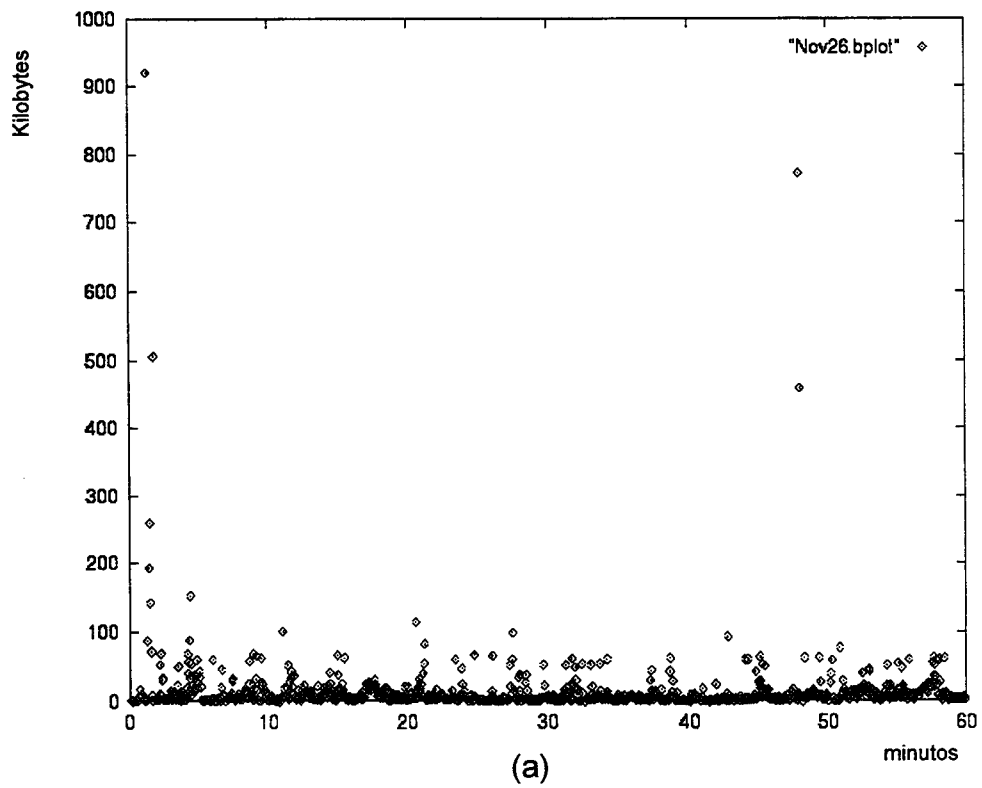


Figura A.18 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 26 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigesimo Minuto

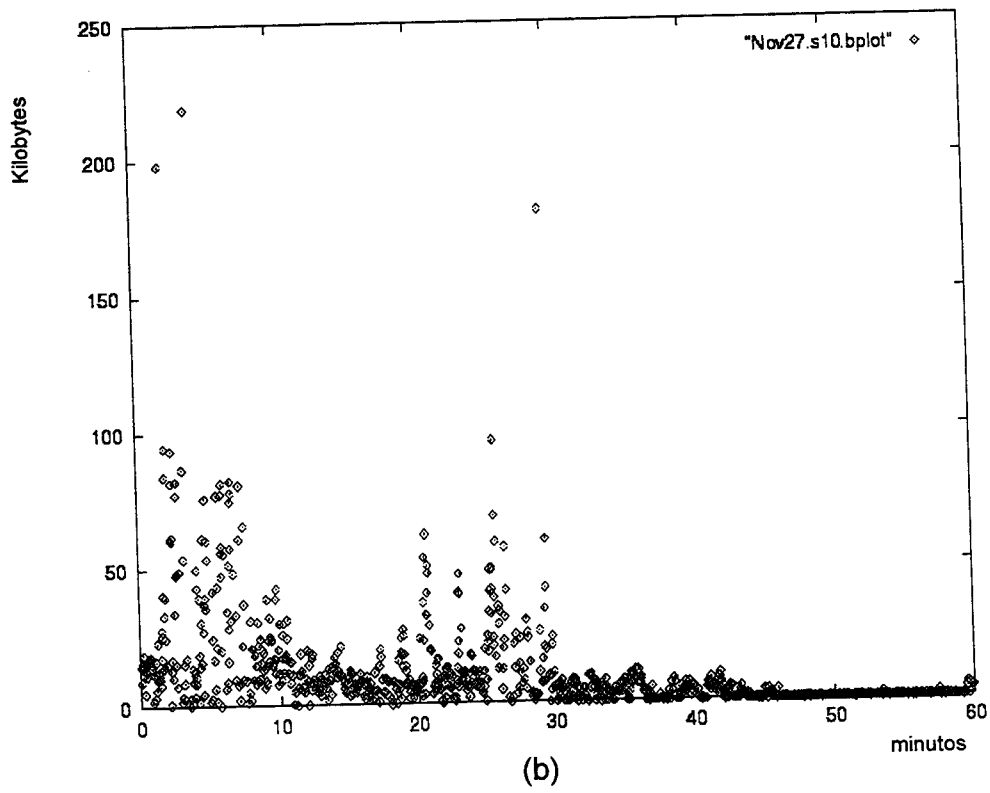
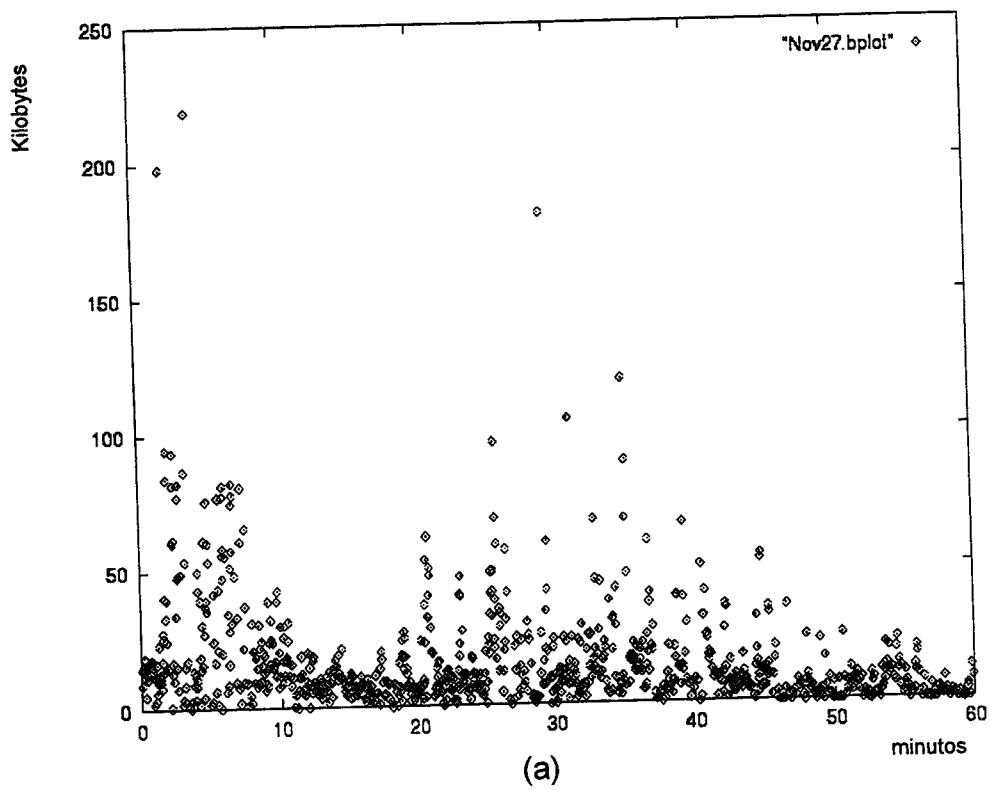


Figura A.19 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 27 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto

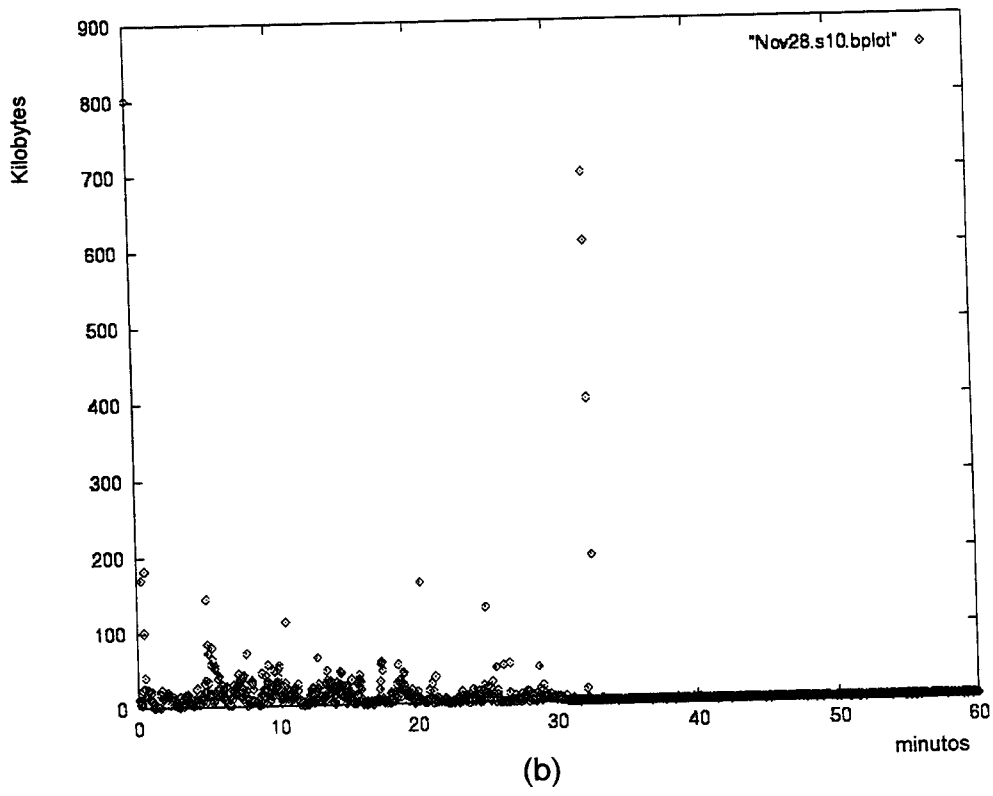
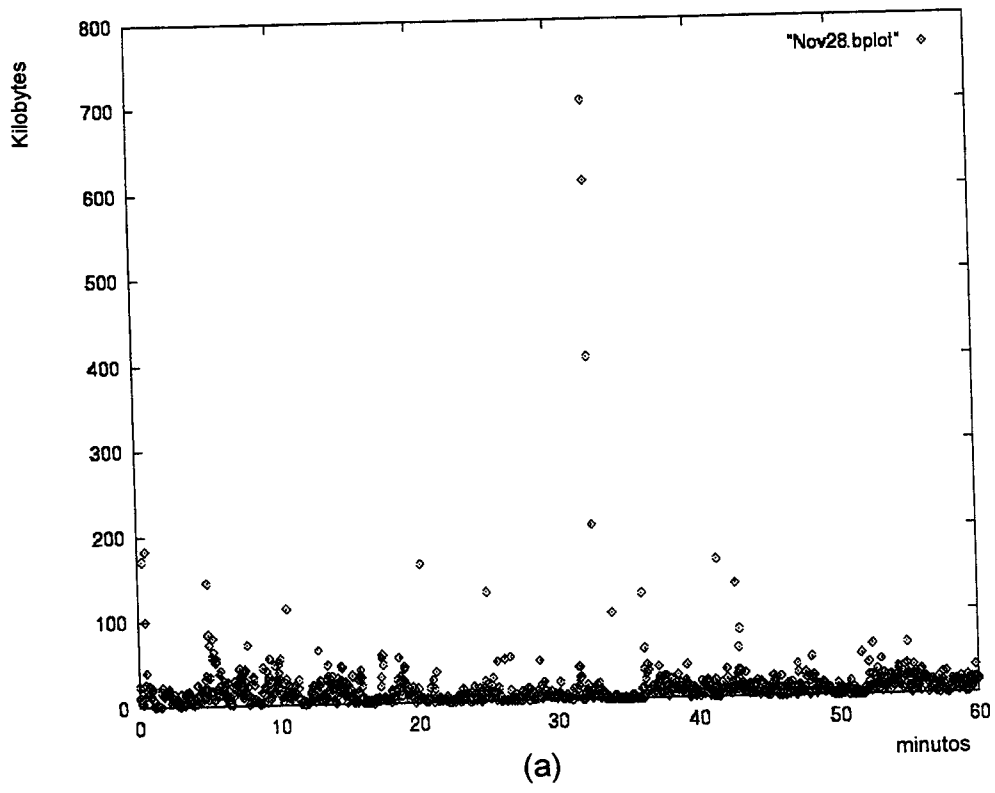


Figura A.20 parte (a): Amostra de Tráfego Normal: dia 28 de novembro de 1997
 parte (b): Aplicação do PDTR após o Trigésimo Minuto

APÊNDICE B - Matrizes de Redução de Tráfego

(a) Supondo que a rejeição ao preço de corte seja de 25%

REDUÇÃO DE 25% DOS FLUXOS ENTRANTES										
Média Total de Redução:										0.17
	1-Sep	2-Sep	4-Sep	9-Sep	12-Sep	15-Sep	11-Nov	12-Nov	13-Nov	14-Nov
min 1	0.07	0.11	0.18	0.05	0.08	0.21	0.12	0.06	0.17	0.00
min 2	0.11	0.10	0.14	0.13	0.17	0.20	0.34	0.02	0.06	0.07
min 3	0.11	0.34	0.08	0.08	0.11	0.20	0.35	0.01	0.06	0.17
min 4	0.11	0.41	0.04	0.11	0.09	0.19	0.20	0.07	0.13	0.13
min 5	0.15	0.16	0.16	0.04	0.13	0.22	0.33	0.08	0.12	0.14
min 6	0.05	0.08	0.33	0.23	0.19	0.18	0.06	0.05	0.08	0.26
min 7	0.13	0.09	0.23	0.10	0.07	0.33	0.01	0.05	0.16	0.24
min 8	0.05	0.15	0.41	0.06	0.26	0.17	0.10	0.00	0.30	0.11
min 9	0.05	0.05	0.18	0.10	0.18	0.03	0.04	0.09	0.17	0.16
min 10	0.16	0.14	0.09	0.04	0.20	0.13	0.09	0.07	0.13	0.11
min 11	0.07	0.15	0.12	0.10	0.20	0.23	0.14	0.21	0.16	0.05
min 12	0.21	0.14	0.09	0.08	0.05	0.10	0.09	0.20	0.09	0.20
min 13	0.10	0.25	0.48	0.03	0.05	0.25	0.18	0.25	0.07	0.24
min 14	0.02	0.40	0.25	0.03	0.10	0.44	0.15	0.22	0.25	0.08
min 15	0.07	0.39	0.08	0.02	0.10	0.14	0.23	0.14	0.06	0.28
min 16	0.02	0.15	0.24	0.06	0.05	0.45	0.11	0.50	0.11	0.30
min 17	0.10	0.08	0.09	0.13	0.28	0.04	0.08	0.29	0.26	0.11
min 18	0.01	0.42	0.24	0.20	0.34	0.12	0.16	0.70	0.13	0.16
min 19	0.04	0.27	0.23	0.53	0.20	0.29	0.13	0.33	0.03	0.09
min 20	0.00	0.11	0.50	0.22	0.11	0.36	0.11	0.20	0.01	0.32
min 21	0.08	0.27	0.53	0.11	0.13	0.43	0.08	0.17	0.00	0.72
min 22	0.08	0.08	0.16	0.04	0.01	0.34	0.01	0.42	0.11	0.39
min 23	0.18	0.18	0.16	0.18	0.22	0.27	0.01	0.36	0.02	0.27
min 24	0.18	0.06	0.21	0.17	0.13	0.29	0.05	0.23	0.11	0.16
min 25	0.09	0.09	0.27	0.10	0.22	0.17	0.06	0.21	0.15	0.15
min 26	0.00	0.21	0.10	0.06	0.01	0.52	0.10	0.20	0.30	0.27
min 27	0.04	0.40	0.26	0.08	0.03	0.13	0.13	0.34	0.31	0.16
min 28	0.03	0.01	0.34	0.08	0.02	0.29	0.16	0.63	0.08	0.26
min 29	0.20	0.05	0.28	0.07	0.00	0.35	0.15	0.70	0.33	0.16
min 30	0.06	0.19	0.12	0.13	0.15	0.09	0.19	0.51	0.10	0.38
MÉDIA	0.09	0.18	0.22	0.11	0.13	0.24	0.13	0.24	0.14	0.21

(continuação)

REDUÇÃO DE 25% DOS FLUXOS ENTRANTES										
Média Total de Redução: 0.17										

	17-Nov	18-Nov	19-Nov	20-Nov	21-Nov	24-Nov	25-Nov	26-Nov	27-Nov	28-Nov
min 1	0.04	0.09	0.00	0.06	0.27	0.14	0.18	0.00	0.20	0.12
min 2	0.18	0.06	0.00	0.06	0.18	0.05	0.20	0.08	0.08	0.09
min 3	0.00	0.05	0.00	0.25	0.08	0.15	0.22	0.02	0.03	0.10
min 4	0.00	0.17	0.03	0.01	0.20	0.14	0.10	0.02	0.13	0.09
min 5	0.17	0.32	0.29	0.21	0.21	0.13	0.07	0.00	0.18	0.01
min 6	0.42	0.26	0.06	0.06	0.05	0.16	0.19	0.04	0.18	0.10
min 7	0.00	0.02	0.13	0.02	0.02	0.11	0.67	0.00	0.15	0.08
min 8	0.27	0.15	0.07	0.08	0.13	0.14	0.46	0.01	0.16	0.28
min 9	0.53	0.12	0.08	0.13	0.11	0.07	0.47	0.01	0.10	0.16
min 10	0.00	0.03	0.04	0.09	0.04	0.20	0.31	0.00	0.00	0.06
min 11	0.60	0.08	0.13	0.05	0.07	0.08	0.16	0.08	0.58	0.33
min 12	0.23	0.17	0.06	0.17	0.15	0.14	0.21	0.05	0.19	0.19
min 13	0.34	0.16	0.30	0.12	0.06	0.02	0.42	0.15	0.71	0.18
min 14	0.28	0.04	0.06	0.15	0.07	0.28	0.48	0.47	0.75	0.27
min 15	0.13	0.01	0.46	0.10	0.01	0.49	0.16	0.04	0.54	0.29
min 16	0.32	0.12	0.03	0.17	0.03	0.01	0.17	0.14	0.19	0.19
min 17	0.21	0.20	0.23	0.45	0.15	0.09	0.28	0.13	0.24	0.07
min 18	0.13	0.28	0.00	0.11	0.38	0.17	0.47	0.28	0.86	0.33
min 19	0.15	0.08	0.42	0.10	0.12	0.47	0.30	0.16	0.50	0.20
min 20	0.06	0.12	0.46	0.07	0.08	0.24	0.62	0.16	0.39	0.18
min 21	0.04	0.17	0.24	0.17	0.13	0.02	0.21	0.12	0.43	0.32
min 22	0.25	0.13	0.01	0.19	0.09	0.13	0.21	0.17	0.93	0.22
min 23	0.00	0.32	0.10	0.20	0.08	0.17	0.13	0.28	0.83	0.22
min 24	0.02	0.08	0.06	0.20	0.03	0.32	0.14	0.12	0.78	0.02
min 25	0.51	0.20	0.07	0.25	0.02	0.07	0.22	0.18	0.56	0.04
min 26	0.29	0.08	0.70	0.22	0.02	0.34	0.44	0.09	0.62	0.05
min 27	0.26	0.29	0.81	0.08	0.11	0.07	0.31	0.00	0.26	0.05
min 28	0.18	0.03	0.07	0.10	0.21	0.11	0.13	0.02	0.11	0.30
min 29	0.37	0.13	0.05	0.08	0.00	0.13	0.10	0.23	0.22	0.13
min 30	0.12	0.09	0.00	0.20	0.01	0.20	0.12	0.05	0.10	0.16
MÉDIA	0.20	0.13	0.16	0.14	0.10	0.16	0.27	0.10	0.37	0.16

(b) Supondo que a rejeição do preço de tráfego seja de 50%

REDUÇÃO DE 50% DOS FLUXOS ENTRANTES										
Média Total de Redução: 0.38										

	1-Sep	2-Sep	4-Sep	9-Sep	12-Sep	15-Sep	11-Nov	12-Nov	13-Nov	14-Nov
min 1	0.11	0.10	0.23	0.19	0.32	0.26	0.24	0.07	0.36	0.66
min 2	0.21	0.28	0.43	0.24	0.43	0.20	0.23	0.05	0.16	0.70
min 3	0.40	0.80	0.91	0.16	0.44	0.30	0.16	0.06	0.20	0.22
min 4	0.37	0.70	0.42	0.21	0.59	0.32	0.20	0.09	0.16	0.35
min 5	0.45	0.58	0.21	0.40	0.49	0.40	0.57	0.06	0.17	0.45
min 6	0.23	0.45	0.25	0.42	0.29	0.47	0.17	0.00	0.07	0.47
min 7	0.22	0.68	0.41	0.44	0.57	0.52	0.19	0.03	0.02	0.48
min 8	0.22	0.69	0.73	0.30	0.31	0.45	0.07	0.05	0.06	0.36
min 9	0.33	0.54	0.30	0.13	0.33	0.46	0.17	0.20	0.27	0.32
min 10	0.30	0.64	0.32	0.09	0.39	0.21	0.22	0.33	0.39	0.43
min 11	0.17	0.44	0.28	0.11	0.31	0.38	0.28	0.21	0.43	0.40
min 12	0.12	0.56	0.28	0.22	0.54	0.31	0.39	0.11	0.50	0.30
min 13	0.26	0.44	0.57	0.05	0.15	0.35	0.48	0.38	0.60	0.34
min 14	0.02	0.43	0.56	0.06	0.18	0.58	0.17	0.38	0.69	0.19
min 15	0.00	0.56	0.44	0.18	0.26	0.18	0.26	0.60	0.35	0.01
min 16	0.02	0.57	0.55	0.15	0.34	0.18	0.12	0.71	0.54	0.15
min 17	0.03	0.65	0.51	0.24	0.29	0.47	0.15	0.61	0.67	0.26
min 18	0.03	0.37	0.54	0.52	0.39	0.35	0.25	0.20	0.31	0.63
min 19	0.03	0.25	0.55	0.66	0.50	0.63	0.21	0.46	0.11	0.32
min 20	0.03	0.47	0.44	0.43	0.33	0.76	0.39	0.43	0.15	0.40
min 21	0.26	0.80	0.44	0.22	0.19	0.26	0.13	0.48	0.15	0.25
min 22	0.24	0.40	0.50	0.12	0.15	0.18	0.11	0.71	0.10	0.33
min 23	0.33	0.61	0.60	0.18	0.35	0.14	0.14	0.50	0.33	0.40
min 24	0.38	0.62	0.57	0.16	0.34	0.60	0.10	0.48	0.23	0.55
min 25	0.32	0.67	0.55	0.32	0.27	0.48	0.13	0.38	0.33	0.33
min 26	0.54	0.53	0.51	0.27	0.02	0.84	0.13	0.53	0.73	0.49
min 27	0.34	0.46	0.57	0.37	0.03	0.71	0.22	0.67	0.56	0.19
min 28	0.42	0.37	0.56	0.54	0.06	0.40	0.36	0.93	0.39	0.40
min 29	0.29	0.88	0.43	0.24	0.04	0.39	0.42	0.95	0.51	0.21
min 30	0.32	0.06	0.48	0.43	0.42	0.58	0.31	0.99	0.41	0.52
MÉDIA	0.23	0.52	0.47	0.27	0.31	0.41	0.23	0.39	0.33	0.37

(continuação)

REDUÇÃO DE 50% DOS FLUXOS ENTRANTES										
Média Total de Redução: 0.38										

	17-Nov	18-Nov	19-Nov	20-Nov	21-Nov	24-Nov	25-Nov	26-Nov	27-Nov	28-Nov
min 1	0.23	0.15	0.00	0.07	0.25	0.35	0.31	0.00	0.13	0.28
min 2	0.21	0.30	0.07	0.08	0.43	0.59	0.17	0.13	0.23	0.36
min 3	0.16	0.39	0.03	0.25	0.19	0.45	0.32	0.07	0.03	0.23
min 4	0.11	0.33	0.17	0.62	0.33	0.23	0.33	0.54	0.22	0.34
min 5	0.24	0.25	0.18	0.95	0.12	0.18	0.28	0.58	0.22	0.18
min 6	0.19	0.18	0.00	0.85	0.14	0.20	0.39	0.25	0.16	0.28
min 7	0.00	0.17	0.36	0.92	0.08	0.14	0.29	0.64	0.30	0.47
min 8	0.30	0.28	0.42	0.91	0.19	0.28	0.15	0.94	0.68	0.46
min 9	0.07	0.26	0.78	0.81	0.26	0.11	0.25	0.90	0.46	0.40
min 10	0.75	0.34	0.37	0.72	0.20	0.06	0.30	0.80	0.11	0.33
min 11	0.00	0.65	0.36	0.54	0.14	0.08	0.31	0.66	0.77	0.63
min 12	0.75	0.52	0.70	0.45	0.25	0.53	0.16	0.17	0.30	0.69
min 13	0.46	0.13	0.61	0.66	0.07	0.29	0.46	0.53	0.78	0.60
min 14	0.36	0.33	0.90	0.47	0.29	0.26	0.36	0.70	0.78	0.75
min 15	0.52	0.47	0.41	0.53	0.22	0.05	0.49	0.84	0.69	0.84
min 16	0.40	0.32	0.90	0.47	0.20	0.50	0.31	0.76	0.37	0.66
min 17	0.61	0.45	0.32	0.22	0.06	0.79	0.02	0.38	0.78	0.70
min 18	0.35	0.28	0.17	0.32	0.19	0.60	0.44	0.84	0.74	0.49
min 19	0.42	0.34	0.45	0.35	0.17	0.55	0.59	0.48	0.79	0.81
min 20	0.38	0.37	0.33	0.62	0.11	0.34	0.39	0.75	0.53	0.75
min 21	0.39	0.52	0.56	0.49	0.14	0.82	0.44	0.95	0.69	0.38
min 22	0.25	0.48	0.72	0.40	0.17	0.58	0.53	0.81	0.97	0.46
min 23	0.51	0.48	0.53	0.23	0.04	0.51	0.56	0.72	0.86	0.71
min 24	0.34	0.30	0.35	0.20	0.21	0.02	0.33	0.80	0.70	0.34
min 25	0.32	0.23	0.40	0.47	0.03	0.43	0.35	0.94	0.82	0.41
min 26	0.44	0.27	0.70	0.26	0.11	0.61	0.48	0.85	0.68	0.49
min 27	0.67	0.37	0.74	0.15	0.17	0.63	0.19	0.85	0.65	0.18
min 28	0.56	0.27	0.32	0.44	0.40	0.19	0.10	0.48	0.80	0.25
min 29	0.60	0.21	0.46	0.64	0.09	0.13	0.38	0.81	0.60	0.45
min 30	0.33	0.00	0.28	0.49	0.04	0.37	0.85	0.93	0.10	0.49
MÉDIA	0.36	0.32	0.42	0.49	0.18	0.36	0.35	0.64	0.53	0.48

(c) Supondo que a rejeição do preço de tráfego seja de 75%

REDUÇÃO DE 75% DOS FLUXOS ENTRANTES										
Média Total de Redução: 0.59										

	1-Sep	2-Sep	4-Sep	9-Sep	12-Sep	15-Sep	11-Nov	12-Nov	13-Nov	14-Nov
min 1	0.40	0.41	0.53	0.27	0.55	0.39	0.36	0.12	0.14	0.73
min 2	0.55	0.34	0.57	0.48	0.75	0.41	0.57	0.06	0.32	0.74
min 3	0.43	0.62	0.79	0.34	0.57	0.40	0.53	0.07	0.46	0.42
min 4	0.61	0.56	0.70	0.48	0.68	0.53	0.54	0.54	0.46	0.63
min 5	0.77	0.62	0.45	0.56	0.51	0.52	0.63	0.71	0.12	0.44
min 6	0.75	0.79	0.43	0.77	0.38	0.66	0.74	0.63	0.11	0.55
min 7	0.64	0.74	0.49	0.55	0.84	0.78	0.54	0.90	0.25	0.54
min 8	0.61	0.81	0.31	0.33	0.74	0.49	0.34	0.99	0.17	0.43
min 9	0.70	0.63	0.27	0.27	0.55	0.74	0.50	0.86	0.48	0.39
min 10	0.66	0.78	0.37	0.13	0.42	0.79	0.49	0.59	0.64	0.60
min 11	0.58	0.65	0.41	0.29	0.56	0.70	0.45	0.76	0.71	0.44
min 12	0.58	0.71	0.54	0.21	0.36	0.77	0.59	0.79	0.83	0.42
min 13	0.24	0.82	0.73	0.22	0.29	0.65	0.65	0.86	0.82	0.56
min 14	0.11	0.82	0.57	0.12	0.41	0.65	0.62	0.77	0.77	0.58
min 15	0.09	0.79	0.67	0.19	0.46	0.55	0.37	0.81	0.57	0.46
min 16	0.05	0.72	0.69	0.18	0.41	0.41	0.45	0.85	0.68	0.36
min 17	0.13	0.86	0.72	0.41	0.54	0.45	0.46	0.63	0.74	0.60
min 18	0.04	0.72	0.67	0.67	0.66	0.58	0.47	0.93	0.66	0.80
min 19	0.09	0.53	0.60	0.66	0.82	0.66	0.59	0.80	0.72	0.79
min 20	0.01	0.56	0.62	0.59	0.64	0.47	0.50	0.79	0.62	0.48
min 21	0.32	0.88	0.68	0.64	0.55	0.58	0.53	0.76	0.64	0.11
min 22	0.42	0.93	0.61	0.88	0.49	0.77	0.43	0.53	0.29	0.31
min 23	0.29	0.77	0.83	0.64	0.48	0.28	0.36	0.85	0.67	0.61
min 24	0.29	0.78	0.49	0.41	0.60	0.66	0.40	0.69	0.79	0.76
min 25	0.31	0.75	0.72	0.40	0.79	0.77	0.59	0.82	0.62	0.76
min 26	0.43	0.81	0.44	0.38	0.99	0.29	0.29	0.82	0.68	0.66
min 27	0.17	0.79	0.74	0.31	0.99	0.31	0.35	0.70	0.79	0.60
min 28	0.25	0.95	0.82	0.60	0.96	0.61	0.62	0.94	0.40	0.33
min 29	0.46	0.95	0.79	0.57	0.97	0.38	0.61	0.99	0.69	0.58
min 30	0.14	0.95	0.92	0.40	0.54	0.60	0.62	0.99	0.70	0.70
MÉDIA	0.37	0.73	0.60	0.43	0.62	0.56	0.51	0.72	0.55	0.55

(continuação)

REDUÇÃO DE 75% DOS FLUXOS ENTRANTES										
Média Total de Redução: 0.59										

	17-Nov	18-Nov	19-Nov	20-Nov	21-Nov	24-Nov	25-Nov	26-Nov	27-Nov	28-Nov
min 1	0.31	0.39	0.01	0.23	0.28	0.57	0.49	0.00	0.25	0.32
min 2	0.48	0.42	0.04	0.20	0.59	0.29	0.30	0.25	0.55	0.50
min 3	0.09	0.52	0.03	0.34	0.19	0.42	0.53	0.08	0.46	0.46
min 4	0.29	0.35	0.03	0.78	0.46	0.37	0.80	0.55	0.63	0.56
min 5	0.68	0.22	0.66	0.98	0.14	0.33	0.69	0.62	0.38	0.52
min 6	0.78	0.29	0.36	0.96	0.15	0.44	0.49	0.26	0.37	0.44
min 7	0.11	0.26	0.47	0.96	0.09	0.55	0.68	0.64	0.38	0.72
min 8	0.76	0.48	0.55	0.97	0.41	0.44	0.72	0.94	0.46	0.68
min 9	0.81	0.75	0.78	0.96	0.51	0.75	0.86	0.93	0.42	0.66
min 10	0.75	0.49	0.51	0.66	0.52	0.73	0.56	0.80	0.34	0.54
min 11	0.80	0.29	0.51	0.84	0.64	0.57	0.50	0.96	0.80	0.74
min 12	0.30	0.56	0.98	0.95	0.41	0.57	0.27	0.82	0.31	0.75
min 13	0.79	0.22	0.79	0.94	0.27	0.61	0.69	0.80	0.11	0.75
min 14	0.62	0.45	0.81	0.83	0.29	0.82	0.66	0.58	0.07	0.92
min 15	0.71	0.53	0.89	0.96	0.14	0.78	0.74	0.72	0.38	0.91
min 16	0.54	0.46	0.87	0.91	0.13	0.97	0.64	0.88	0.56	0.87
min 17	0.80	0.82	0.69	0.94	0.24	0.88	0.67	0.61	0.79	0.91
min 18	0.53	0.65	0.99	0.97	0.52	0.82	0.82	0.39	0.34	0.77
min 19	0.83	0.38	0.68	0.98	0.35	0.66	0.80	0.98	0.27	0.78
min 20	0.72	0.40	0.97	0.91	0.14	0.68	0.69	0.85	0.73	0.85
min 21	0.72	0.49	0.90	0.92	0.30	0.98	0.73	0.82	0.61	0.85
min 22	0.75	0.64	0.98	0.98	0.32	0.47	0.67	0.97	0.20	0.85
min 23	0.51	0.46	0.89	0.98	0.16	0.89	0.74	0.99	0.14	0.91
min 24	0.60	0.46	0.65	0.99	0.23	0.59	0.59	0.95	0.47	0.87
min 25	0.73	0.51	0.86	0.93	0.15	0.69	0.65	0.95	0.20	0.70
min 26	0.76	0.34	0.86	0.93	0.12	0.48	0.74	0.98	0.42	0.74
min 27	0.86	0.38	0.94	0.93	0.25	0.77	0.52	1.00	0.58	0.78
min 28	0.85	0.49	0.52	0.93	0.59	0.71	0.37	0.98	0.80	0.81
min 29	0.97	0.60	0.81	0.93	0.10	0.44	0.75	0.87	0.60	0.97
min 30	0.95	0.80	0.78	0.97	0.01	0.96	0.93	0.98	0.18	0.74
MÉDIA	0.65	0.47	0.66	0.86	0.29	0.64	0.64	0.74	0.43	0.73

(d) Supondo que a rejeição do preço de tráfego seja de 95%

REDUÇÃO DE 95% DOS FLUXOS ENTRANTES										
Média Total de Redução: 0.75										

	1-Sep	2-Sep	4-Sep	9-Sep	12-Sep	15-Sep	11-Nov	12-Nov	13-Nov	14-Nov
min 1	0.48	0.44	0.65	0.34	0.77	0.37	0.57	0.19	0.34	0.60
min 2	0.36	0.40	0.78	0.58	0.92	0.44	0.78	0.10	0.39	0.93
min 3	0.56	0.89	0.99	0.47	0.79	0.45	0.78	0.10	0.54	0.48
min 4	0.56	0.88	0.82	0.53	0.90	0.67	0.64	0.58	0.46	0.63
min 5	0.77	0.84	0.82	0.52	0.94	0.78	0.61	0.76	0.12	0.57
min 6	0.52	0.88	0.71	0.81	0.91	0.71	0.81	0.62	0.16	0.65
min 7	0.56	0.89	0.94	0.68	0.98	0.82	0.60	0.97	0.34	0.55
min 8	0.58	0.87	0.80	0.47	0.97	0.56	0.52	1.00	0.43	0.43
min 9	0.74	0.68	0.42	0.31	0.99	0.86	0.65	0.95	1.00	0.40
min 10	0.66	0.74	0.50	0.12	0.88	0.87	0.68	0.77	0.84	0.64
min 11	0.64	0.86	0.62	0.30	0.90	0.92	0.65	0.92	0.95	0.48
min 12	0.80	0.88	0.63	0.39	0.98	0.91	0.76	1.00	0.92	0.62
min 13	0.84	0.89	0.81	0.25	0.92	0.96	0.85	1.00	0.92	0.82
min 14	0.58	0.93	0.82	0.11	0.97	0.92	0.76	1.00	0.89	0.52
min 15	0.85	0.91	0.77	0.10	0.98	0.78	0.54	1.00	0.84	0.62
min 16	0.63	0.88	0.88	0.18	0.98	0.45	0.65	0.87	0.82	0.62
min 17	0.72	0.93	0.84	0.47	1.00	0.71	0.50	0.84	0.81	0.69
min 18	0.85	0.95	0.89	0.76	0.99	0.81	0.76	1.00	0.68	0.93
min 19	0.96	0.88	0.80	0.57	0.98	0.87	0.67	0.93	0.75	0.81
min 20	0.98	0.84	1.00	0.80	0.94	0.92	0.80	0.98	0.68	0.75
min 21	0.94	0.93	1.00	0.80	0.98	0.96	0.68	0.98	0.64	0.89
min 22	0.89	0.95	0.94	0.96	0.92	0.92	0.73	0.93	0.29	0.81
min 23	0.90	0.78	0.79	0.76	0.91	0.46	0.42	1.00	0.88	0.85
min 24	1.00	0.81	0.96	0.47	0.94	0.87	0.59	0.99	0.77	0.88
min 25	1.00	0.75	0.89	0.62	0.96	0.90	0.56	0.83	0.71	0.94
min 26	0.99	0.85	0.84	0.63	1.00	0.57	0.31	0.90	0.87	0.94
min 27	0.95	0.89	0.94	0.59	1.00	0.81	0.45	0.90	0.75	1.00
min 28	0.97	0.96	1.00	0.80	1.00	0.60	0.68	0.99	0.71	0.96
min 29	0.97	0.96	1.00	0.63	0.99	0.74	0.65	1.00	0.72	0.97
min 30	1.00	0.97	1.00	0.73	0.98	0.63	0.71	1.00	0.77	1.00
MÉDIA	0.77	0.84	0.83	0.52	0.95	0.74	0.64	0.84	0.67	0.73

(continuação)

REDUÇÃO DE 95% DOS FLUXOS ENTRANTES										
Média Total de Redução: 0.75										
	17-Nov	18-Nov	19-Nov	20-Nov	21-Nov	24-Nov	25-Nov	26-Nov	27-Nov	28-Nov
min 1	0.31	0.56	0.05	0.23	0.35	0.80	0.52	0.00	0.61	0.32
min 2	0.62	0.59	0.14	0.22	0.65	0.83	0.41	0.44	0.59	0.61
min 3	0.18	0.66	0.08	0.36	0.22	0.75	0.53	0.32	0.59	0.61
min 4	0.13	0.46	0.22	0.99	0.53	0.62	0.92	0.57	0.68	0.65
min 5	0.46	0.61	0.69	0.99	0.28	0.56	0.80	0.64	0.42	0.61
min 6	0.78	0.49	0.38	0.98	0.25	0.54	0.63	0.26	0.56	0.48
min 7	0.99	0.48	0.62	0.97	0.14	0.73	0.96	0.67	0.73	0.92
min 8	1.00	0.61	0.71	1.00	0.46	0.66	0.95	0.96	0.96	0.92
min 9	0.81	0.79	0.92	0.97	0.57	0.95	0.83	0.96	0.68	0.93
min 10	0.50	0.53	0.57	1.00	0.56	0.76	0.91	0.80	0.32	0.87
min 11	0.60	0.74	0.68	1.00	0.69	0.65	0.98	0.99	0.72	0.89
min 12	0.99	0.76	0.98	0.95	0.50	0.64	0.94	0.91	0.44	0.96
min 13	0.88	0.40	0.83	1.00	0.27	0.61	0.96	0.93	0.85	0.97
Min 14	0.69	0.47	0.82	0.98	0.41	0.88	0.73	0.93	0.80	0.98
Min 15	0.79	0.69	0.82	0.98	0.24	0.96	0.82	0.98	0.87	0.98
Min 16	0.82	0.60	0.90	0.95	0.23	0.92	0.65	0.98	0.83	0.92
Min 17	0.91	0.92	1.00	0.98	0.27	0.99	0.44	0.74	1.00	0.96
Min 18	0.73	0.67	0.82	0.99	0.67	0.99	0.60	0.99	0.91	0.91
Min 19	0.84	0.45	0.84	0.99	0.44	1.00	0.82	1.00	1.00	0.97
Min 20	0.84	0.43	0.88	0.95	0.20	0.75	0.97	0.96	0.96	0.93
Min 21	0.82	0.63	0.90	0.99	0.43	0.95	0.88	0.99	0.96	1.00
Min 22	0.75	0.86	0.97	0.98	0.40	0.95	0.88	0.98	1.00	0.85
min 23	0.56	0.73	0.97	0.99	0.21	0.89	0.96	1.00	1.00	0.91
min 24	0.81	0.51	0.91	1.00	0.28	1.00	0.72	0.99	0.81	0.92
min 25	1.00	0.71	0.91	0.99	0.16	0.84	0.72	0.81	1.00	0.99
min 26	0.95	0.63	0.86	1.00	0.17	0.97	0.85	0.97	1.00	1.00
min 27	0.91	0.61	0.94	0.98	0.27	1.00	0.76	1.00	1.00	0.99
min 28	0.99	0.58	0.53	0.84	0.72	0.99	0.52	1.00	0.95	0.97
min 29	1.00	0.62	0.82	0.97	0.12	0.99	0.51	0.99	0.80	0.93
min 30	0.96	0.80	0.72	0.96	0.04	0.77	0.28	0.99	0.33	0.84
MÉDIA	0.75	0.62	0.72	0.91	0.36	0.83	0.75	0.82	0.78	0.86