

MINISTÉRIO DA DEFESA
EXÉRCITO BRASILEIRO
DEPARTAMENTO DE CIÊNCIA E TECNOLOGIA
INSTITUTO MILITAR DE ENGENHARIA
CURSO DE MESTRADO EM SISTEMAS E COMPUTAÇÃO

RAFAEL DIAS RIBEIRO

MECANISMOS PARA CONTROLE DE TRÁFEGO UDP ATRAVÉS
DE POLÍTICA DE PREÇOS BASEADA NA UTILIDADE

Rio de Janeiro
2007

Livros Grátis

<http://www.livrosgratis.com.br>

Milhares de livros grátis para download.

INSTITUTO MILITAR DE ENGENHARIA

RAFAEL DIAS RIBEIRO

**MECANISMOS PARA CONTROLE DE TRÁFEGO UDP ATRAVÉS DE
POLÍTICA DE PREÇOS BASEADA NA UTILIDADE**

Dissertação de Mestrado apresentada ao Curso de Mestrado em Sistemas e Computação do Instituto Militar de Engenharia, como requisito parcial para obtenção do título de Mestre em Ciências em Sistemas e Computação.

Orientador: Prof. Ronaldo Moreira Salles. - Ph. D.

Rio de Janeiro
2007

c2007

INSTITUTO MILITAR DE ENGENHARIA
Praça General Tibúrcio, 80-Praia Vermelha
Rio de Janeiro-RJ CEP 22290-270

Este exemplar é de propriedade do Instituto Militar de Engenharia, que poderá incluí-lo em base de dados, armazenar em computador, microfilmar ou adotar qualquer forma de arquivamento.

É permitida a menção, reprodução parcial ou integral e a transmissão entre bibliotecas deste trabalho, sem modificação de seu texto, em qualquer meio que esteja ou venha a ser fixado, para pesquisa acadêmica, comentários e citações, desde que sem finalidade comercial e que seja feita a referência bibliográfica completa.

Os conceitos expressos neste trabalho são de responsabilidade do autor e do(s) orientador(es).

Ribeiro SE/8

R484 Mecanismos para Controle de Tráfego UDP através de Política de Preços Baseada na Utilidade, RAFAEL DIAS RIBEIRO.

– Rio de Janeiro: Instituto Militar de Engenharia, 2007.
119 p.:il.

Dissertação: (mestrado) – Instituto Militar de Engenharia, Rio de Janeiro, 2007.

1. Redes de Computadores - Qualidade de Serviço. 2. Controle de Tráfego UDP. I. Instituto Militar de Engenharia. II. Título.

INSTITUTO MILITAR DE ENGENHARIA

RAFAEL DIAS RIBEIRO

MECANISMOS PARA CONTROLE DE TRÁFEGO UDP ATRAVÉS DE
POLÍTICA DE PREÇOS BASEADA NA UTILIDADE

Dissertação de Mestrado apresentada ao Curso de Mestrado em Sistemas e Computação do Instituto Militar de Engenharia, como requisito parcial para obtenção do título de Mestre em Ciências em Sistemas e Computação.

Orientador: Prof. Ronaldo Moreira Salles. - Ph. D. Aprovada em 02/07/2007 pela seguinte Banca Examinadora:

Prof. Ronaldo Moreira Salles. - Ph. D. do IME - Presidente

Prof. Artur Ziviani - Dr. do LNCC

Prof. Paulo Cesar Salgado Vidal - D. Sc. do IME

Prof. Sidney Cunha de Lucena - D. Sc. da UNIRIO

Rio de Janeiro
2007

Dedico este trabalho à minha esposa Rachel e a meus pais Horácio e Vera Lúcia por servirem de espelhos para a formação de meu caráter.

AGRADECIMENTOS

À Deus por me dar forças para seguir adiante nos momentos mais difíceis da minha vida .

Ao meu orientador, Ronaldo M. Salles, pelo permanente incentivo, confiança e disponibilidade que colocou seu conhecimento com olhar crítico e seriedade profissional na orientação deste estudo. Conviver com um intelectual de sua competência foi um privilégio.

À minha amada esposa Rachel, por ter suportado com compreensão e amor os momentos em que este trabalho esteve presente no cotidiano de nossas vidas, sempre estando ao meu lado nos momentos mais árduos.

Aos meus pais Horácio e Vera Lúcia que sempre lutaram para garantir minha educação e pelo amor e carinho depositados em todos os momentos de alegrias e dificuldades.

Aos meus irmãos Leonardo e Pedro Paulo que me apoiaram nos momentos de dificuldade entendendo minhas falhas e ausências durante a realização deste trabalho.

Aos amigos Sérgio, Flávio, Francis, Kele, Thiago e Monael entre outros que me apoiaram com suas críticas e sugestões, pelos momentos de descontração e ajudas prestadas nos momentos necessários.

À minha madrinha Glória Dias, aos amigos Cristina e Reginaldo Figueiredo pela cooperação e incentivo durante a realização deste trabalho.

Aos Professores membros da banca por terem aceitado o convite, contribuindo de forma importantíssima para a conclusão deste trabalho.

À todos os professores, alunos e funcionários do Departamento de Engenharia de Sistemas do IME, que, de alguma forma contribuíram na realização deste trabalho.

À coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior (CAPES) pelo apoio financeiro.

SUMÁRIO

LISTA DE ILUSTRAÇÕES	8
LISTA DE TABELAS	12
LISTA DE ABREVIATURAS E SÍMBOLOS	14
1 INTRODUÇÃO	17
1.1 Contexto e Motivação.....	17
1.2 Objetivos da Dissertação	21
1.3 Organização da Dissertação.....	22
2 COEXISTÊNCIA TCP E UDP EM REDES DE DADOS	24
2.1 Protocolo de Controle de Transmissão (TCP)	24
2.2 Protocolo de Datagrama do Usuário (UDP).....	29
2.3 Coexistência TCP e UDP	30
2.4 Justiça no Compartilhamento do Enlace.....	31
2.4.1 <i>Critério Max-Min Fairness</i>	32
2.4.2 <i>Alocação Proportional Fairness</i>	34
3 FUNÇÕES UTILIDADE E PREÇO	36
3.1 Qualidade de Serviço na Perspectiva dos Usuários	36
3.2 Qualidade de Serviço na Perspectiva dos Provedores de Serviço	37
3.3 Função Utilidade	38
3.4 Função Utilidade para Tráfegos TCP (U_{tcp})	38
3.5 Função Utilidade para Tráfegos UDP (U_{udp})	41
3.6 “Desutilidade Marginal” e Preço	43
4 CONTROLE DE ADMISSÃO E ROTEAMENTO	47
4.1 Política de Roteamento	47
4.2 Algoritmo de Controle de Admissão	50
4.3 Proposta de Infra-Estrutura	52
5 AVALIAÇÃO E ANÁLISE DE DESEMPENHO	54
5.1 Parâmetros de Entrada	54

5.2	Políticas de Roteamento e Admissão	56
5.3	Parâmetros Avaliados	57
6	SIMULAÇÕES E RESULTADOS	58
6.1	Análise da Topologia 1	59
6.2	Análise da Topologia 2	75
6.3	Análise da Topologia 3	91
6.4	Análise Financeira	107
7	CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS	109
7.1	Principais Conclusões	109
7.2	Problemas Encontrados	111
7.3	Trabalhos Futuros	112
8	REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS	114
9	APÊNDICES	117
9.1	APÊNDICE 1: Simulador	118

LISTA DE ILUSTRAÇÕES

FIG.2.1	Mecanismo de controle de congestionamento do TCP (VESELIN, 2002).	28
FIG.2.2	Simulação do trabalho (FLOYD, 1998).	31
FIG.2.3	Demonstração da alocação <i>Max-Min Fairness</i> para fluxos TCP	34
FIG.3.1	Representação do <i>Throughput</i> e do <i>Goodput</i>	39
FIG.3.2	Evolução da janela TCP para uma perda periódica	40
FIG.3.3	Curva da função utilidade dos tráfegos TCP	41
FIG.3.4	Amostra de áudio/vídeo geradas em intervalos regulares	42
FIG.3.5	Função Utilidade UDP por largura de Banda	42
FIG.3.6	Representação da função U_{tcp} no esquema <i>Piecewise Linear</i>	44
FIG.4.1	Mecanismo de roteamento para fluxos UDP	48
FIG.4.2	Caminho com os preços de cada enlace	49
FIG.4.3	Mecanismo de Controle de Admissão	51
FIG.4.4	Sistema Autônomo	52
FIG.6.1	Topologia 1 - Rede IPÊ	59
FIG.6.2	Utilidade médias do fluxos TCP.	60
FIG.6.3	Utilidade médias do fluxos UDP.	60
FIG.6.4	Percentual de fluxos TCP atendidos.	61
FIG.6.5	Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.	61
FIG.6.6	Percentual de fluxos UDP atendidos.	62
FIG.6.7	Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.	62
FIG.6.8	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando <i>Surplus+CAC</i>	63
FIG.6.9	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando CAC.	63
FIG.6.10	Utilidade médias do fluxos TCP.	65
FIG.6.11	Utilidade médias do fluxos UDP.	65
FIG.6.12	Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.	66
FIG.6.13	Percentual de fluxos TCP atendidos.	66
FIG.6.14	Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.	67
FIG.6.15	Percentual de fluxos UDP atendidos.	67

FIG.6.16	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando <i>Surplus+CAC</i> .	68
FIG.6.17	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando CAC.	68
FIG.6.18	Utilidade médias do fluxos TCP.	70
FIG.6.19	Utilidade médias do fluxos UDP.	70
FIG.6.20	Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.	71
FIG.6.21	Percentual de fluxos TCP atendidos.	71
FIG.6.22	Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.	72
FIG.6.23	Percentual de fluxos UDP atendidos.	72
FIG.6.24	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando <i>Surplus+CAC</i> .	73
FIG.6.25	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando CAC.	73
FIG.6.26	Topologia 2 - Rede Géant	75
FIG.6.27	Utilidade médias do fluxos TCP.	76
FIG.6.28	Utilidade médias do fluxos UDP.	76
FIG.6.29	Percentual de fluxos TCP atendidos.	77
FIG.6.30	Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.	77
FIG.6.31	Percentual de fluxos UDP atendidos.	78
FIG.6.32	Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.	78
FIG.6.33	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando <i>Surplus+CAC</i> .	79
FIG.6.34	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando CAC.	79
FIG.6.35	Utilidade médias do fluxos TCP.	81
FIG.6.36	Utilidade médias do fluxos UDP.	81
FIG.6.37	Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.	82
FIG.6.38	Percentual de fluxos TCP atendidos.	82
FIG.6.39	Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.	83
FIG.6.40	Percentual de fluxos UDP atendidos.	83
FIG.6.41	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando <i>Surplus+CAC</i> .	84
FIG.6.42	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando CAC.	84
FIG.6.43	Utilidade médias do fluxos TCP.	86
FIG.6.44	Utilidade médias do fluxos UDP.	86

FIG.6.45	Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.	87
FIG.6.46	Percentual de fluxos TCP atendidos.	87
FIG.6.47	Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.	88
FIG.6.48	Percentual de fluxos UDP atendidos.	88
FIG.6.49	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando <i>Surplus+CAC</i>	89
FIG.6.50	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando CAC.	89
FIG.6.51	Topologia 3 - Rede Rio	91
FIG.6.52	Utilidade médias do fluxos TCP.	92
FIG.6.53	Utilidade médias do fluxos UDP.	92
FIG.6.54	Percentual de fluxos TCP atendidos.	93
FIG.6.55	Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.	93
FIG.6.56	Percentual de fluxos UDP atendidos.	94
FIG.6.57	Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.	94
FIG.6.58	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando <i>Surplus+CAC</i>	95
FIG.6.59	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando CAC.	95
FIG.6.60	Utilidade médias do fluxos TCP.	97
FIG.6.61	Utilidade médias do fluxos UDP.	97
FIG.6.62	Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.	98
FIG.6.63	Percentual de fluxos TCP atendidos.	98
FIG.6.64	Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.	99
FIG.6.65	Percentual de fluxos UDP atendidos.	99
FIG.6.66	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando <i>Surplus+CAC</i>	100
FIG.6.67	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando CAC.	100
FIG.6.68	Utilidade médias do fluxos TCP.	102
FIG.6.69	Utilidade médias do fluxos UDP.	102
FIG.6.70	Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.	103
FIG.6.71	Percentual de fluxos TCP atendidos.	103
FIG.6.72	Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.	104
FIG.6.73	Percentual de fluxos UDP atendidos.	104

FIG.6.74	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando <i>Sur-</i> <i>plus+CAC</i>	105
FIG.6.75	Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando CAC.	105
FIG.9.1	Estrutura de componentes do simulador	118

LISTA DE TABELAS

TAB.1.1	Requisitos de algumas aplicações de rede (KUROSE, 2005)	19
TAB.3.1	Requerimentos mínimos para qualidade para típicas aplicações da Internet (BOUCH, 2000)	37
TAB.3.2	Necessidade de largura de banda e atrasos esperados para típicas aplicações da Internet	38
TAB.6.1	Parâmetro de entrada para topologia 1	59
TAB.6.2	Utilidades para 90% de fluxos TCP e 10% de fluxos TCP e UDP	60
TAB.6.3	Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP	61
TAB.6.4	Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP	62
TAB.6.5	Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP	63
TAB.6.6	Utilidades para 75% de fluxos TCP e 25% de fluxos TCP e UDP	65
TAB.6.7	Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP	66
TAB.6.8	Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP	67
TAB.6.9	Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP	68
TAB.6.10	Utilidades para 50% de fluxos TCP e 50% de fluxos TCP e UDP	70
TAB.6.11	Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP	71
TAB.6.12	Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP	72
TAB.6.13	Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP	73
TAB.6.14	Parâmetro de entrada para topologia 2	75
TAB.6.15	Utilidades para 90% de fluxos TCP e 10% de fluxos TCP e UDP	76
TAB.6.16	Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP	77
TAB.6.17	Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP	78
TAB.6.18	Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP	79
TAB.6.19	Utilidades para 75% de fluxos TCP e 25% de fluxos TCP e UDP	81
TAB.6.20	Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP	82
TAB.6.21	Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP	83
TAB.6.22	Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP	84
TAB.6.23	Utilidades para 50% de fluxos TCP e 50% de fluxos TCP e UDP	86
TAB.6.24	Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP	87
TAB.6.25	Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP	88

TAB.6.26	Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP	89
TAB.6.27	Parâmetro de entrada para topologia 3	91
TAB.6.28	Utilidades para 90% de fluxos TCP e 10% de fluxos TCP e UDP	92
TAB.6.29	Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP	93
TAB.6.30	Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP	94
TAB.6.31	Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP	95
TAB.6.32	Utilidades para 75% de fluxos TCP e 25% de fluxos TCP e UDP	97
TAB.6.33	Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP	98
TAB.6.34	Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP	99
TAB.6.35	Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP	100
TAB.6.36	Utilidades para 50% de fluxos TCP e 50% de fluxos TCP e UDP	102
TAB.6.37	Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP	103
TAB.6.38	Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP	104
TAB.6.39	Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP	105
TAB.6.40	Lucro obtido por critério	107

LISTA DE ABREVIATURAS E SÍMBOLOS

ABREVIATURAS

IP	-	Internet Protocol
TCP	-	Transmission Control Protocol
UDP	-	User Datagram Protocol
FTP	-	File Transfer Protocol
SMTP	-	Simple Mail Transfer Protocol
TELNET	-	Remote terminal Protocol
RSVP	-	Resource Reservation Protocol
PHB	-	Per Hop Behavior
EF	-	Expedited Forwarding
AF	-	Assured Forwarding
DNS	-	Domain Name Service
VoIP	-	Voz sobre IP
QoS	-	Quality of Service
ANS	-	Acordo de Nível de Serviço
SSH	-	Security Shell
HTTP	-	HyperText Transfer Protocol
MTU	-	Maximum Transfer Unit
ACK	-	Acknowledgment
RTT	-	Round Trip Time
MSS	-	Maximum Segment Size
OSPF	-	Open Shortest Path First
AIMD	-	Additive Increase Multiplicative Decrease

RESUMO

Este trabalho estuda os problemas decorrentes da coexistência dos fluxos TCP e UDP em redes de dados, tendo em vista o observado aumento do volume de tráfego transportado via UDP nos últimos anos.

Esta proposta baseia-se em regular os fluxos UDP, que não são cooperativos, em situação de congestionamento, através de penalização via tarifação de acordo com o impacto causado no tráfego TCP. Para isso desenvolveu-se uma política dinâmica de preços utilizando conceitos microeconômicos baseados nas funções utilidades dos fluxos TCP e UDP. Os fluxos UDP são tarifados de acordo com o prejuízo causado aos fluxos TCP em enlaces congestionados.

Este trabalho propõe algoritmos de controle de admissão e roteamento de forma a regular o tráfego UDP minimizando o estrangulamento do TCP e garantindo também a QoS necessária aos fluxos UDP.

Resultados da simulação mostram as vantagens da proposta quando comparada com o cenário atual da Internet.

ABSTRACT

This work studies the coexistence of TCP and UDP flows in data networks. Our proposal is that UDP flows are penalized, through a dynamic charging scheme, according to the impact caused on TCP traffic. Admission control and routing algorithms are proposed to regulate UDP traffic minimizing TCP starvation and providing the required QoS for UDP flows. Simulation results show the advantage of our proposal when compared to current procedures in the Internet scenario.

1 INTRODUÇÃO

1.1 CONTEXTO E MOTIVAÇÃO

Nas últimas décadas a Internet tem passado por diversas transformações. O que era um instrumento restrito à comunidade científica, atualmente é um componente fundamental para a sociedade da informação e tornou-se de propósito mundial.

O sucesso da popularização da Internet foi demonstrado pelos 800 milhões de usuários, em fevereiro de 2005, com uma taxa de crescimento em torno de 126% nos últimos 6 anos (STATS, 2007).

O aumento do número de novos usuários ocasionou um crescimento do número de novas e variadas aplicações (RIBEIRO, 2005), por exemplo: aplicações de telefonia via Internet (VoIP), que têm previsão de 197,2 milhões de usuários em 2010 (DAILY, 2007), *Web Radios*, *TVs Web*, que transmitem conteúdo de áudio e vídeo em tempo real e diversas outras aplicações multimídia. Todas estas aplicações geram uma grande diversidade de tráfego e requerem novos serviços com qualidade.

Atualmente a arquitetura da Internet está baseada no conjunto de protocolos do TCP/IP. Pacotes de dados na Internet são chamados de datagramas e são transportados pela rede de acordo com as regras do protocolo IP (*Internet Protocol*). No modelo TCP/IP, a camada de transporte tem como finalidade permitir que as máquinas de origem e destino mantenham uma conversação. Os protocolos responsáveis por esta conversação são o Protocolo de Controle de Transmissão (TCP) ou o Protocolo de Datagrama do Usuário (UDP).

O IP não provê nenhum mecanismo de qualidade de serviços e conseqüentemente, nenhuma garantia de alocação de recursos da rede.

As aplicações geradoras de tráfego para Internet podem ser classificadas como elásticas ou inelásticas de acordo com o seu comportamento. Aplicações elásticas (SHENKER, 1995) são aquelas que geram fluxos tolerantes a atrasos mas sensíveis à perda. Para estas aplicações é necessário uma transmissão confiável que garanta a entrega. Nesta categoria encontram-se aplicações como FTP (*File Transfer Protocol*), SMTP (*Simple Mail Transfer*

Protocol), TELNET (*Remote terminal Protocol*). Tais aplicações geralmente utilizam o TCP (Transmission Control Protocol) como protocolo de transporte já que este é orientado à conexão e garante a entrega e ordenação dos pacotes enviados.

As perdas de pacotes podem ocorrer por dois motivos: meio físico de baixa qualidade causando erro na transmissão física do sinal, o que em redes cabeadas, são raros ($\ll 1\%$) (SHENKER, 1995) ou enlaces congestionados que descartam pacotes. O TCP possui controle de congestionamento reativo, isto é, quando ocorre uma perda de pacote ou excede o *timeout* do seu mecanismo de controle de congestionamento, além da retransmissão, ele irá diminuir sua taxa de envio tentando evitar o congestionamento na rede.

Aplicações inelásticas são as que geram fluxos tolerantes a pequenas perdas, mas muito sensíveis ao atraso. Nesta categoria encontram-se principalmente aplicações que necessitam de alto desempenho, geralmente aplicações multimídia e de tempo real como jogos *on-line*, transmissão de áudio e vídeo, DNS (Domain Name Service), Serviços de VoIP (Voz sobre IP). Estas aplicações estão mais preocupadas com o tempo de entrega do que com a garantia da entrega. Por exemplo, em uma transmissão telefônica via Internet (VoIP), é mais importante que os pacotes cheguem rápido ao destino do que sejam retransmitidos. Pequenas perdas de pacotes não provocam tanto impacto, quanto pacotes retransmitidos para os interlocutores da conversa. Para estes tipos de aplicação geralmente o protocolo de transporte empregado é o UDP.

O UDP é um protocolo de transporte sem conexão e pouco confiável já que este protocolo não prevê técnicas de confirmação de entrega, isto é, os segmentos transmitidos podem ser entregues fora de ordem, corrompidos ou até mesmo não serem entregues sem que a máquina de origem destes segmentos saiba do problema ocorrido. O objetivo do UDP é transmitir dados com o maior desempenho possível, eliminando dos pacotes quase tudo que não sejam “dados úteis” para as aplicações.

Considerando o potencial da Internet como meio de comunicação para novas aplicações geradoras de fluxos inelásticos como radios *on-line*, Voz sobre IP, vídeo-conferências entre outros, nenhum provedor deseja ter usuários insatisfeitos que deixem de usar sua infraestrutura de rede. A Internet precisa de diversas melhorias em seu modelo atual para que estas aplicações possam ser tratadas de forma que satisfaça os provedores de serviço, os usuários finais e suas aplicações com a qualidade desejada.

A qualidade de serviço (QoS) é um aspecto fundamental para o bom funcionamento de algumas aplicações. Os fluxos destas aplicações necessitam de garantia de banda e baixo

jitter, ou seja, uma garantia de desempenho fim a fim para sua eficácia. A qualidade de serviço é tipicamente definida através de parâmetros mínimos e máximos dentro de um ANS (Acordo de Nível de Serviço)(SAHAI, 2002).

Os fluxos que trafegam na Internet, são transportados pelos protocolos TCP ou UDP dependendo das características dos tipos de dados gerado por cada aplicação. A tabela 1.1 apresenta alguns requisitos de rede para algumas aplicações.

Por exemplo, para o envio de correio eletrônico é mais importante os dados chegarem completos e ordenados do que chegarem em tempo real, então geralmente a aplicação utiliza o TCP; Já em uma transmissão de vídeo conferência é mais importante que os pacotes cheguem rápido do que retransmitidos, então geralmente a aplicação utiliza o UDP.

Aplicação	Perda de Dados	Sensível a Retardo	Protocolo Adotado
Transferência de Arquivos	Não Tolerante	Não	TCP
E-mail	Não Tolerante	Não	TCP
Web (WWW)	Não Tolerante	Não	TCP
Vídeo/Audio (telefonia) em Tempo Real	Tolerante	sim, 100ms	UDP
Vídeo/Audio armazenado	Tolerante	sim, alguns segundos	UDP
Jogos	Tolerante	sim, 100ms	TCP/UDP

TAB. 1.1: Requisitos de algumas aplicações de rede (KUROSE, 2005)

Na última década, foram estudadas diversas propostas que tentam garantir qualidade de serviço, como serviços integrados (IntServ) e serviços diferenciados (Diffserv) (BLAKE, 1998). Entretanto estas propostas possuem algumas desvantagens como veremos a seguir:

- i) Na arquitetura IntServ, a qualidade de serviço é garantida através da reserva de recursos na rede. A aplicação deve reservar o recurso que vai utilizar antes de iniciar o envio de dados (áudio, vídeo, fluxos multimídia,etc). Para realizar a reserva, esta arquitetura utiliza como base o protocolo RSVP (*Resource Reservation Protocol*), definido na RFC2205 (BRADEN, 1997). O RSVP é um protocolo de sinalização que procura criar uma reserva de recursos para a aplicação no caminho entre a origem e o destino. O fluxo só é atendido pela rede caso a reserva seja efetuada senão ele será descartado (WROCLAWSKI, 1997).

O RSVP é um protocolo eficiente do ponto de vista da qualidade de serviço na medida que provê granularidade e controle fino das solicitações feitas pelas aplicações. Sua principal desvantagem é a complexidade inerente à operação nos roteadores e a falta de escalabilidade, já que esgota rapidamente estes recursos nos roteadores. Por armazenar o estado das conexões é considerado um protocolo *stateful*.

ii) Na arquitetura Diffserv, a qualidade de serviço é garantida através de mecanismos de priorização de pacotes na rede. Diferente do IntServ, o Diffserv não realiza nenhuma reserva de recursos, nesta solução o pacote é classificado, marcado e processado de acordo com sua classe (DSCP - Differentiated Service Code Point). O objetivo é diminuir o processamento necessário nos roteadores para fluxos de dados. Os inúmeros fluxos de tráfego são agregados a poucas classes de serviço em função da qualidade de serviço especificada para cada fluxo.

Na operação do Diffserv cada pacote recebe um processamento baseado na sua marcação (DSCP). A arquitetura Diffserv define duas classes de serviço que podem também ser entendidas como comportamentos (PHB - Per Hop Behavior), na medida em que definem como os equipamentos se comportam em relação aos pacotes:

- EF (Expedited Forwarding)- Esta classe de serviço provê o maior nível de qualidade de serviço minimizando os atrasos e diminuindo a probabilidade de perda e *jitter* para os pacotes.
- AF (Assured Forwarding)- Esta classe possui comportamento semelhante a uma rede com pouca carga mesmo durante a ocorrência de congestionamento. A latência negociada é garantida com alto grau de probabilidade.

O Diffserv não aborda diretamente o critério de controle de admissão e não resolve intrinsecamente o problema de congestionamento na Internet, pois a sobrecarga de uma determinada classe de serviço irá gerar a degradação do serviço para seus fluxos comprometendo a qualidade.

Outras propostas também foram estudadas na última década na tentativa de garantir a qualidade de serviço. Um grande problema encontrado é que as aplicações geradoras de tráfego para a Internet encontram-se nos usuários finais. Assim, cabe principalmente a eles definirem ou não se irão solicitar à rede alguma forma de recurso especial para que a transmissão possua qualidade.

Nem todas as aplicações necessitam de qualidade de serviço em sua transmissão para que os usuários fiquem satisfeitos. Porém, para evitar que os usuários transmitam sempre com qualidade de serviço, o que irá gerar sobrecarga no mecanismo de qualidade de serviço e aumentar a complexidade do sistema desnecessariamente, deve-se criar uma política de incentivo para que a escolha da forma de transmissão seja com ou sem qualidade de serviço.

Diversas formas podem ser criadas, contudo acreditamos que o causador de maior impacto para o usuário é o incentivo financeiro, ou seja, cobrar do usuário para que sua aplicação transmita com a qualidade desejada. Esta forma de incentivo já foi abordada em diversos trabalhos como o *Paris Metro Pricing for the Internet* (ODLYZKO, 1999) onde em uma analogia ao esquema de cobrança do metro de Paris, os fluxos podem escolher por duas rotas semelhantes mas com preços diferentes. Assim quem deseja mais qualidade opta pela rota de custo mais elevado onde geralmente existem menos fluxos competindo por banda, quem não necessita de qualidade opta pela rota de custo mais baixo onde geralmente existem mais fluxos. Outros trabalhos como *Pricing Network Services* (SHU, 2003) e *Performance Study of Congestion Price Based Adaptive Service* (WANG, 2000) implementam diferentes mecanismos para gerar níveis de serviços diferenciados onde, para cada um, existe uma política de preços associada que irá variar de acordo com a qualidade oferecida.

A escolha do protocolo de transporte pela aplicação geralmente é dada de acordo com as características de seus fluxos. Os fluxos TCP e UDP convivem na Internet e devido às características de cada protocolo, em uma situação de congestionamento, os fluxos UDP irão prejudicar o desempenho do TCP (CHIU, 2005). Ao identificar sinais de congestionamento, o TCP irá reduzir sua taxa de transmissão, em razão do seu mecanismo de controle de congestionamento reativo e o UDP irá manter a taxa desejada sem que haja nenhum mecanismo que o regule. Assim os fluxos UDP tendem à prejudicar o desempenho dos TCP podendo causar “starvation” destes fluxos, conforme é apresentado mais detalhadamente na seção 2.3.

1.2 OBJETIVOS DA DISSERTAÇÃO

Baseado nas seguintes observações:

- i)* O crescimento exponencial do número de usuários da Internet e no aumento de usuários com acesso banda larga;
- ii)* O aumento do número de novas aplicações multimídia e de tempo-real, que necessitam de um mínimo de qualidade da rede para que suas aplicações/usuários possam ser atendidas de forma satisfatória (o que não é o objetivo do modelo atual - *Best Effort*);
- iii)* O comportamento injusto entre os protocolos de transporte em enlaces congestionados.

Este trabalho explicita um mecanismo capaz de controlar os fluxos UDP e permitir uma coexistência mais harmônica com o tráfego TCP. Em função disto foram utilizados conceitos da teoria microeconômica no desenvolvimento de uma proposta de algoritmo de roteamento e de controle de admissão, para preservar os fluxos TCP e garantir qualidade de serviço aos fluxos UDP em enlaces congestionados.

Para medir a satisfação do usuário/aplicação, foi utilizado o conceito de função utilidade. Para os algoritmos de controle de admissão e roteamento desenvolveu-se um mecanismo de preços dinâmicos, que poderá servir também como base para uma política de implantação e utilização desta proposta por provedores de serviço.

1.3 ORGANIZAÇÃO DA DISSERTAÇÃO

No capítulo 2 são apresentados as principais características dos protocolos de transporte TCP e UDP detalhando o mecanismo de controle de congestionamento do TCP. Também é explorado o problema da coexistência entre os fluxos TCP e UDP em enlaces congestionados, e as principais formas de justiça na alocação de fluxos em enlaces compartilhados. No capítulo 3 é introduzido o conceito de qualidade na perspectiva dos usuários e provedores de serviço. E baseado em conceitos microeconômicos, foram definidas as funções utilidade para os fluxos TCP e UDP onde é ressaltado o mecanismo de preço dinâmico, que é parte fundamental para os algoritmos propostos para controle de admissão e roteamento. Tais algoritmos são aprofundados no capítulo 4. No capítulo 5 são realçados os cenários de simulação onde esta proposta foi testada, sendo os resultados obtidos comentados detalhadamente no capítulo 6. O trabalho é concluído no capítulo 7

onde são comentados os resultados obtidos, os problemas encontrados e as propostas para trabalhos futuros.

2 COEXISTÊNCIA TCP E UDP EM REDES DE DADOS

Este capítulo tem como objetivo apresentar as principais características dos protocolos de transporte UDP e TCP, explicitando o controle reativo do TCP ao sinal de congestionamento e o comportamento do UDP, que não possui nenhum mecanismo de controle em situações de congestionamento. Será demonstrado como o comportamento deste protocolo de transporte pode ser prejudicial aos fluxos TCP. Apresenta-se também os principais conceitos de justiça em compartilhamento de recursos de redes e seus principais algoritmos, com cálculo de taxa explícito (*Max-Min fairness*) e com indicação de acúmulo (*Proportional fairness*) (VESELIN, 2002).

2.1 PROTOCOLO DE CONTROLE DE TRANSMISSÃO (TCP)

O TCP é um protocolo da camada de transporte, baseado nas RFCs 793 e 2001, e é sobre o qual se assentam a maioria das aplicações da Internet, como o SSH, FTP, HTTP, etc.

As características fundamentais do TCP são:

- **Orientado à conexão:**

A aplicação envia um pedido de conexão para o destino e usa esta conexão para transferir dados.

- **Ponto a ponto:**

Uma conexão TCP é estabelecida entre dois pontos.

- **Confiabilidade:**

O TCP usa várias técnicas para proporcionar uma entrega confiável dos pacotes de dados, que é a grande vantagem que tem em relação ao UDP, e o motivo do seu uso extensivo nas redes de computadores. O TCP permite a recuperação de pacotes perdidos, a eliminação de pacotes duplicados, a recuperação de dados corrompidos, e pode recuperar a ligação em caso de problemas no sistema e na rede.

- **Full duplex:**

É possível a transferência simultânea em ambas direções (cliente-servidor) durante

toda a sessão.

- ***Handshake:***

Mecanismo de estabelecimento e finalização de conexão a três e quatro tempos, respectivamente, o que permite a autenticação e encerramento de uma sessão completa. O TCP garante que, no final da conexão, todos os pacotes foram bem recebidos.

- **Entrega ordenada:**

A aplicação faz a entrega ao TCP de blocos de dados com um tamanho arbitrário num fluxo de dados, tipicamente em octetos. O TCP parte estes dados em segmentos de tamanho especificado pelo valor MSS (Maximum Segment Size). Porém, a circulação dos pacotes ao longo da rede (utilizando um protocolo de encaminhamento, na camada inferior, como o IP) pode fazer com que os pacotes não cheguem ordenados. O TCP garante a reconstrução do *stream* no destinatário, mediante os números de sequência. O TCP utiliza uma técnica conhecida como reconhecimento positivo com retransmissão, na qual o destinatário de um pacote transmite uma mensagem de reconhecimento (*Acknowledgement* ou ACK) para cada pacote recebido. Esta mensagem informa à fonte o número seqüencial (*sequence number*) que corresponde a um campo do cabeçalho TCP do próximo pacote esperado pelo destino. O remetente aguarda o recebimento do ACK para transmitir o próximo pacote. Se, após um período pré-definido por um temporizador (*timer*), o ACK para um determinado pacote não tiver sido recebido, o TCP assume que o pacote foi perdido e o retransmite. Da mesma forma, se a fonte receber três ACKs (ACK duplicado) solicitando pelo número seqüencial do último pacote transmitido o TCP também considerará o pacote perdido e o retransmitirá.

- **Controle de fluxo:**

O TCP usa o campo janela (*window*) para controlar o fluxo. O receptor, à medida que recebe os dados, envia mensagens ACK, confirmando a recepção de um segmento, como funcionalidade extra, estas mensagens podem especificar o tamanho máximo do *buffer* no campo (janela) do segmento TCP, determinando a quantidade máxima de *bytes* aceita pelo receptor. O transmissor pode transmitir segmentos com um número de *bytes* que deverá estar limitado ao tamanho da janela permitida (o menor valor entre sua capacidade de envio e a capacidade informada pelo

receptor).

- **Controle de Congestionamento:**

O TCP atua no controle de congestionamento da rede por meio de perda de pacotes, isto é, quando um pacote é perdido, o emissor reduz sua taxa de transmissão, caso o envio do pacote seja bem sucedido, o emissor aumenta sua taxa de transmissão. Embora existam diversas adaptações do TCP como Tahoe, Reno, New Reno, Sack e WestWood (KUROSE, 2005) todas apresentam características semelhantes no que diz respeito a controle de congestionamento. Apenas o TCP Vegas apresenta o controle de congestionamento baseado no retardo da rede (PETERSON, 2006) ao invés da perda de pacotes.

Ao detectar congestionamento, o TCP reduz a sua taxa de transmissão utilizando os algoritmos de controle de congestionamento: *Slow Start*, *Congestion Avoidance*, *Fast Recovery* e *Fast Retransmit*.

Congestion avoidance e *slow start* (FILHO, 1998) são algoritmos independentes com objetivos diferentes. Mas, quando ocorre congestionamento, baixa-se a taxa de transmissão de pacotes na rede, e então invoca-se o *slow start* para recomeçar o processo de aumento da janela e taxa de transmissão.

O *Congestion avoidance* e o *slow start* requerem que duas variáveis sejam monitoradas para cada conexão: a janela de congestionamento (*cwnd*), e a janela limite para o algoritmo *Slow Start* (*ssthresh*). O algoritmo combinado funciona da seguinte maneira:

- Passo 1: Durante a inicialização de uma conexão, a *cwnd* é igual a um segmento e a *ssthresh*, a 65536 bytes;
- Passo 2: A rotina de emissão do TCP sempre envia o mínimo entre a *cwnd* e a janela anunciada pelo receptor; e
- Passo 3: Quando ocorre congestionamento (indicada por *timeout* ou o recebimento de ACKs duplicados), metade do valor atual da janela de transmissão (o mínimo entre a *cwnd* e a janela anunciada pelo receptor) é armazenada em *ssthresh*. Além disso, se o congestionamento foi causada por *timeout*, a *cwnd* passa a valer um segmento, ou seja, *Slow Start*.

Passo 4: Quando novos dados forem confirmados pelo nó destino, a *cwnd* é aumentada, mas a maneira como isto é feito depende se está sendo feito o *Slow Start* ou o *Congestion Avoidance*.

Se a *cwnd* for menor ou igual a *ssthresh*, o TCP está em *Slow Start*; caso contrário, ele está realizando o *Congestion Avoidance*. O *Slow Start* prossegue até que a janela de transmissão do TCP esteja com metade do tamanho de quando ocorreu o congestionamento (guarda-se metade do valor da janela que causou problema no passo 3) e, então, passa-se para a fase de *Congestion Avoidance*.

O *Slow Start* faz a *cwnd* começar valendo um segmento e ser incrementado de um segmento toda vez que um ACK é recebido. Como mencionado anteriormente, isto abre a janela exponencialmente: um segmento é enviado, então dois, quatro, e assim por diante. O *Congestion Avoidance*, por sua vez, faz com que a *cwnd* seja incrementada por $segsz * segsz / cwnd$ toda vez que um ACK for recebido, onde *segsz* é o tamanho do segmento (*segsz* e *cwnd* são mantidos em *bytes*).

Isto faz com que a *cwnd* tenha um aumento linear, comparado com o aumento exponencial do *Slow Start*. O aumento da *cwnd* deve ser de, no máximo, um segmento a cada *round-trip time* (RTT), independente de quantos ACKs sejam recebidos neste RTT, enquanto que o *Slow Start* incrementa a *cwnd* baseado no número de ACKs recebidos em um RTT.

O TCP é obrigado a gerar uma confirmação imediata (um ACK duplicado) quando um segmento fora de ordem é recebido. A finalidade deste ACK duplicado é indicar ao emissor que um segmento foi recebido fora de ordem e qual o número de seqüência esperado.

Partindo do fato que não se sabe se um ACK duplicado foi causado por um segmento perdido ou somente uma reordenação de segmentos, espera-se que um pequeno número de ACKs duplicados sejam recebidos antes que qualquer atitude seja tomada. É assumido que, se for somente uma reordenação de segmentos, só serão recebidos um ou dois ACKS duplicados antes do segmento fora de ordem alcançar o destino e ser processado, o que implicará em um novo ACK.

Se três ou mais ACKS duplicados forem recebidos em seguida, é um forte indício que

um segmento foi perdido. O TCP realiza, então, a retransmissão imediata do que aparenta ser o segmento perdido, sem esperar que o cronômetro de retransmissão expire (*timeout*), este é o algoritmo de *fast retransmit*. Em seguida o *congestion avoidance* é acionado, este é o algoritmo de *fast recovery*.

A razão pela qual não se faz *slow start* nesse caso é que o recebimento de ACKs duplicados diz mais do que simplesmente um segmento foi perdido. Sabe-se que o destino só pode gerar ACKs duplicados quando outro segmento for recebido, isto é, o segmento deixou a camada física e está no *buffer* do destino. Logo, ainda tem-se dados trafegando entre os dois nós. Então, não é aconselhável reduzir o fluxo abruptamente usando o *slow start* (FILHO, 1998).

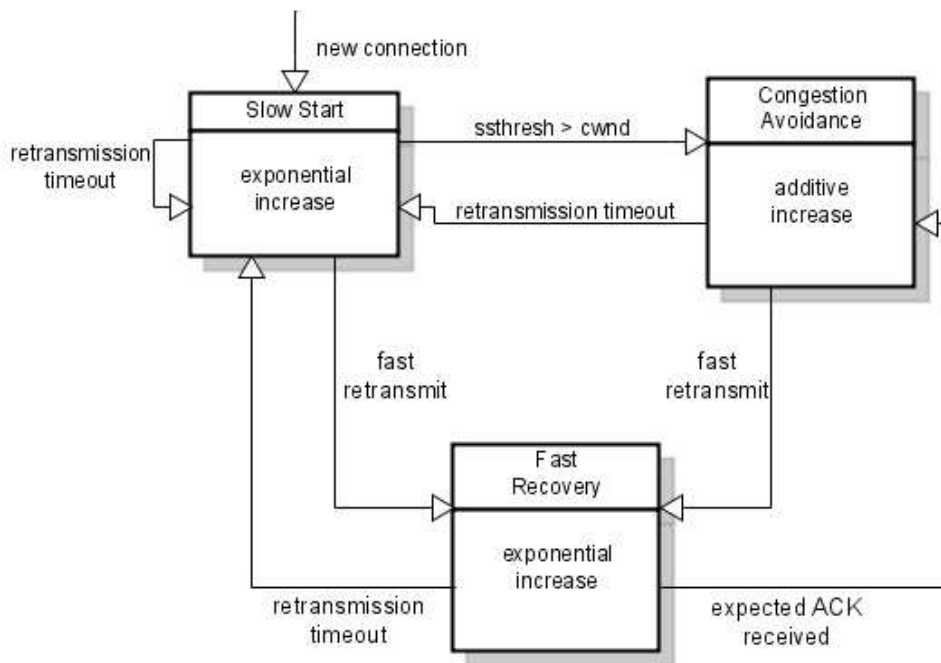


FIG. 2.1: Mecanismo de controle de congestionamento do TCP (VESELIN, 2002).

Uma outra característica do mecanismo de controle de congestionamento do TCP é que as conexões TCP existentes compartilham a largura de banda disponível de forma justa.

Deve ficar claro que o TCP é um dos principais protocolos em redes de alto desempenho mas possui um comportamento prejudicial em redes congestionadas. Nas primeiras

transmissões, sua janela de transmissão será incrementada exponencialmente e, ainda que ocorram pequenas retransmissões, o TCP se recupera bem. Já em uma rede congestionada, toda vez que acontecer perda de segmentos por *timeout*, a janela de transmissão será imediatamente reduzida a um segmento e o *Slow Start* será acionado.

O mecanismo de retransmissão de pacotes é o que torna o TCP confiável, porém o tempo de detecção da perda do pacote pelo emissor e o recebimento da retransmissão pelo receptor pode ser muito grande, assim uma mensagem retransmitida pode chegar desatualizada não interessando para a aplicação. Desta forma, para aplicações inelásticas, o TCP não é o protocolo mais adequado.

2.2 PROTOCOLO DE DATAGRAMA DO USUÁRIO (UDP)

O UDP, descrito na RFC768 é um protocolo de transporte sem conexão e pouco confiável já que este protocolo não prevê técnicas de confirmação de entrega, isto é, os segmentos transmitidos podem ser entregues fora de ordem, corrompidos ou até mesmo não serem entregues sem que a máquina de origem destes segmentos saiba o problema ocorrido.

O objetivo do UDP é transmitir dados com o maior desempenho possível, eliminando dos pacotes quase tudo que não sejam *dados úteis* às aplicações. Aplicações que necessitam de alto desempenho, como as de transmissão de *streaming* áudio e vídeo, pouco sensíveis a perdas, utilizam este tipo de protocolo de transporte.

É muito provável que as aplicações/usuários prefiram perdas e retardos ocasionais à exibição de “quadros fantasmas” exibidos no meio de um vídeo, provocado por uma retransmissão de um segmento perdido, principalmente, se para este controle ocorresse perda de desempenho.

Em geral, programas que utilizam UDP para transmissão de seus dados também possuem conexões TCPs usadas para enviar requisições de dados a serem transmitidos e periodicamente para checar se a outra aplicação/usuário ainda encontra-se *on-line*.

O UDP é um protocolo de transporte não confiável de datagramas provido pelo IP. Ele não possui nenhuma garantia quanto a entrega e nenhum mecanismo de controle de congestionamento fim-a-fim. Assim, caso ocorra perda de pacotes, o UDP não tomará conhecimento e não irá modificar sua taxa de transmissão para evitar o congestionamento.

Alguns trabalhos sugerem que o uso do UDP seja adotado em conjunto com algum mecanismo de controle de congestionamento. O uso deste mecanismo de controle é im-

portante para prevenir um colapso potencial devido ao congestionamento excessivo (*congestion collapse*), porém a adoção destes mecanismos de controle de congestionamento, por parte das aplicações, é voluntária.

Outra abordagem para tratar o controle de congestionamento no UDP é transmitir a responsabilidade para o usuário, algumas aplicações de transmissão de áudio e vídeo já estão permitindo que o usuário escolha a taxa para a codificação dos dados (XIPH, 2006). Assim, os usuários podem determinar dinamicamente a taxa de transmissão determinando até a taxa que maximiza a qualidade de serviço por eles percebida.

2.3 COEXISTÊNCIA TCP E UDP

Os fluxos TCP e UDP convivem na Internet. Entretanto, devido às características de cada fluxo em uma situação de congestionamento, os UDP podem prejudicar o desempenho do TCP já que pelo mecanismo de controle de congestionamento o TCP, ao sinal de congestionamento, irá reduzir sua taxa de transmissão e o UDP irá manter a taxa desejada sem que haja nenhum controle que o regule. Este fenômeno é conhecido como “*best-effort starvation problem*” e é apresentado e detalhado em (FLOYD, 1998).

Segundo o trabalho (KEY, 2004), atualmente, os fluxos TCP são responsáveis pelo transporte de 90% do tráfego circulante na Internet, o restante é transportado pelo UDP.

Com o crescimento do número de usuários e de aplicações que utilizam o UDP como protocolo de transporte, existe uma grande probabilidade de que estes valores se alterem aumentando cada vez mais o percentual dos fluxos UDP e caso não haja algum mecanismo que os regule, poderá ocorrer um estrangulamento total dos fluxos TCP.

A figura 2.2, mostra o que acontece quando fluxos TCP e UDP competem por largura de banda. O eixo X representa a taxa de chegada UDP (% entre dois nós). A linha tracejada representa as chegadas UDP, a linha pontilhada representa o *Goodput* UDP, a linha sólida representa o *Goodput* TCP e a linha realçada representa o *Goodput* Agregado. Enquanto a taxa do fluxo UDP é baixa, o número de pacotes TCP entregues é alto. Já quando a taxa de envio do fluxo UDP é maior, o UDP utiliza uma grande parte do enlace. Então, começa a ocorrer perda de pacotes dos fluxos TCP e sua taxa de transmissão é reduzida (devido ao seu mecanismo de controle de congestionamento). Assim pode-se perceber que os fluxos UDP “estrangularam” os fluxos TCP, reduzindo sua taxa de transmissão quase a zero.

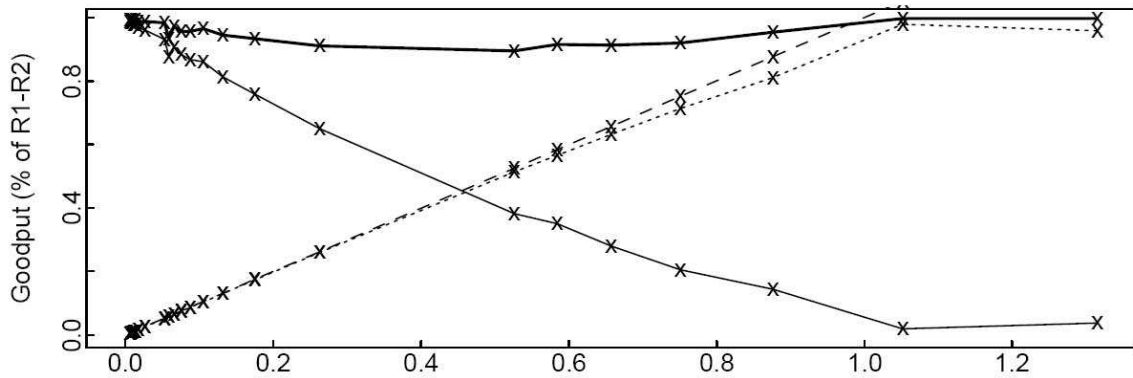


FIG. 2.2: Simulação do trabalho (FLOYD, 1998).

O artigo (FLOYD, 1998) mostra que a falta de mecanismos de controle nos fluxos UDP que são de natureza irresponsável (por não possuírem um mecanismo que reaja aos sinais de congestionamento) quando compartilham o mesmo enlace congestionado com fluxos TCP responsáveis provocam a quase extinção dos TCP, já que pelo seu mecanismo de controle de congestionamento, ao sinal de perda de pacotes, o TCP irá reduzir sua taxa de transmissão e o UDP irá manter a sua taxa desejada.

Como consequência, não praticam o mesmo conceito de *compartilhamento justo de largura de banda* (CHIU, 2005) (FLOYD, 1998).

Assim, podemos ter cenários onde ou os fluxos TCP estão sendo atendidos com taxa de transmissão insuficiente para a aplicação/usuário ou os fluxos UDP não possuem banda suficiente que garanta a qualidade mínima desejável para a aplicação. Para que estes dois tipos de fluxo coexistam de forma justa, precisamos controlar o congestionamento na rede. O TCP já possui este controle reativo, desta forma devemos criar um mecanismo que controle os UDP em situações onde o TCP e até mesmo o próprio UDP estão sendo prejudicados.

2.4 JUSTIÇA NO COMPARTILHAMENTO DO ENLACE

Na seção anterior foi citado que os fluxos TCP e UDP necessitam coexistir de forma justa, o objetivo desta seção é apresentar os principais conceitos sobre justiça no compartilhamento de recursos.

O principal objetivo quando se trata de compartilhamento justo de recursos, é utilizar totalmente a banda disponível baseado em alguma política de alocação que garanta justiça entre os fluxos alocados.

2.4.1 CRITÉRIO MAX-MIN FAIRNESS

A forma mais comum de compartilhamento justo de banda é dada pelo critério *Max-Min Fairness*. Em um critério *Max - Min Fairness*, todas as conexões obtêm a mesma largura de banda dada pelo gargalo, que é o enlace de menor capacidade (ou mais congestionado) de todo caminho do fluxo. Se um fluxo não pode usar a sua cota total em um enlace, por exemplo, devido ao fluxo estar limitado por um (outro enlace) gargalo, então o restante da banda ficará disponível para ser compartilhada por outros fluxos.

Considerando uma rede como um conjunto de enlaces L onde cada enlace l tem capacidade C_l . Um número n de fluxos concorre para o acesso à rede. Observamos ξ_r como a taxa de fluxo $r \in R$ onde R é o conjunto dos fluxos, onde cada fluxo é definido por sua rota na rede.

No critério *Max-Min Fairness*, as alocações são feitas de forma iguais para os fluxos, apenas respeitando a restrição imposta pelo enlace de menor capacidade. Em outras palavras, cada fluxo usa a largura de banda que está alocada para ele que é definida pelo enlace mais engarrafado de sua rota. Mais formalmente (VESELIN, 2002), para cada rota r , há pelo menos um enlace $l \in r$ tal que:

$$\sum_{n \ni l} \xi_n = C_l \quad (2.1)$$

O enlace l então representa o gargalo para todos os fluxos r_l . A alocação de um fluxo r é então a capacidade mínima de engarrafamento nesta rota:

$$\xi_r = \min \{ \xi_n \} \quad (2.2)$$

Onde: ξ_n são as taxas dos n fluxos em l

A atribuição equitativa de recursos é habitualmente baseada no critério designado por *max-min fairness*, que atribui recursos do seguinte modo:

- Os recursos são atribuídos por ordem ascendente dos valores solicitados.
- Nenhum fluxo obtém uma quota de utilização superior ao solicitado.
- Fluxos cujos requisitos não podem ser satisfeitos são tratados de forma idêntica (recebem a mesma quota de utilização - *fair share*).
- Os recursos atribuídos a uma fluxo correspondem ao menor valor atribuído ao longo do percurso.
- O critério *max-min fairness* oferece ainda um mecanismo de proteção as fontes que tentam transmitir acima da respectiva quota.

Implementação do critério *Max Min Fairness*

A alocação de recursos (banda) é feita de forma distribuída pelos vários enlaces. Em geral, para configurações de rede onde muitas fontes têm como ponto de acesso diferentes enlaces, existem vários nós que funcionam como pontos de gargalo.

Cada fonte tem, num determinado instante, um único ponto de gargalo.

Entre as várias propostas de algoritmos, alguns calculam de forma precisa a alocação para cada sessão, enquanto outros fazem o cálculo de forma aproximada. Em qualquer caso, é necessário que a alocação:

- Convirja para um equilíbrio desde que as condições na rede sejam constantes;
- E reaja rapidamente no caso em que as condições da rede variem (contemplando, por exemplo, entradas e saídas de seções (fontes) e variações na capacidade disponível nos comutadores).

Baseado na figura 2.3, pode-se ilustrar o comportamento *max-min fairness*. Suponha que cada enlace possui capacidade igual a 150 ($C=150$) e temos 4 fluxos na rede ($S1 - D1$; $S2 - D2$; $S3 - D3$; $S4 - D4$). Observe que $S1$ e $S2$ apenas utilizam recursos do enlace entre os nós 1 e 2; $S3$ utiliza os recursos dos enlaces entre os nós 1, 2 e 3 portanto o gargalo $S1$, $S2$ e $S3$ é o enlace entre os nós 1 e 2, onde a capacidade é igualmente dividida pelos 3 fluxos;

Alocação max-min : $R(S1-D1) = 50$; $R(S2-D2) = 50$; $R(S3-D3) = 50$;

Note que o fluxo $S4-D4$ apenas utiliza os enlaces entre os Nós 2, 3 e 4. Entre os nós 3 e 4 ele está sozinho no enlace, porém não utiliza toda a sua capacidade e apenas parte

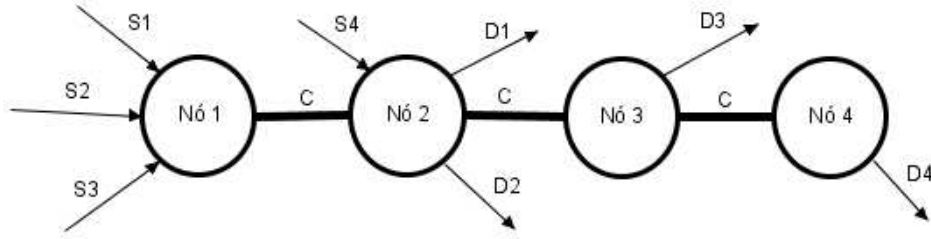


FIG. 2.3: Demonstração da alocação *Max-Min Fairness* para fluxos TCP

dela ($2/3$ de C) já que entre os nós 2 e 3 o fluxo S_4-D_4 divide o enlace com o fluxo S_3-D_3 , que já é limitado em 50 pelo gargalo. Assim sobra apenas 100 para ele. $R(S_4-D_4) = 100$.

2.4.2 ALOCAÇÃO PROPORTIONAL FAIRNESS

Kelly, em seu trabalho (KELLY, 1997), defende que o esquema de alocação da largura de banda deve maximizar a utilidade total das taxas de alocação de cada usuário, tendo para cada um deles uma função de utilidade logarítmica. Esta otimização resulta em uma alocação proporcionalmente justa. Um sistema é proporcionalmente justo se o somatório das taxas de proporcionalidade ξ_r em relação a qualquer outra alocação possível ξ'_r é negativa.

$$\sum \frac{\xi'_r - \xi_r}{\xi_r} \leq 0 \quad (2.3)$$

Isto é, qualquer mudança na alocação deve ter uma média negativa.

Kelly ainda prova que a taxa de controle baseada em AIMD (*Additive Increase and Multiplicative Decrease*), como no TCP, possui um comportamento proporcionalmente justo. Em (BOUDEK, 2000), os teoremas (1, 2 e 3) provam que existe uma única alocação proporcionalmente justa que é obtida pela maximização de $J(\vec{x}) = \sum_s \ln(x_s)$ sobre o conjunto de alocações possíveis. Assim o critério *proportional fairness* corresponde à utilidade das funções $u_s(x_s) = \log x_s$.

O conceito de *proportional fairness* pode ser estendido a *proportional fairness* ponderado (MASSOUILLE, 1999), onde cada fluxo tem um peso determinado para ele. Em

(KELLY, 1997), é mostrado que é possível criar um compartilhamento satisfatório proporcionalmente ponderado usando um fator multiplicativo de diminuição e um fator de aumento cumulativo para o peso.

Enquanto o principal objetivo do critério *Max Min Fairness* é a alocação dos fluxos otimizando a capacidade da rede, os estudos de Kelly afirmaram que os princípios do controle de congestionamento do TCP (JACOBSON, 1988), em particular os princípios do *congestion avoidance* (CHIU, 1989) tendem a um compartilhamento de banda semelhante ao critério de alocação *proportional fairness*. Já as redes ATM (ARULAMPALAM, 1996), tendem a um compartilhamento de banda semelhante ao critério *Max Min Fairness*. Porém, os trabalhos (HURLEY, 1999) e (VOJNOVIC, 2000) provam que em um ambiente mais realístico, o protocolo AIMD utilizado pelo TCP no seu mecanismo de controle de congestionamento, tende a ter um comportamento de compartilhamento de banda intermediário entre os critérios *Proportional Fairness* e *Max Min Fairness*.

Este trabalho não apresenta nenhum estudo detalhado de compartilhamento de banda já que o objetivo aqui é apresentar uma nova proposta de algoritmos de roteamento e controle de admissão que garantam a coexistência com qualidade entre os fluxos TCP e UDP. Devido a complexidade de implementação dos demais critérios, utiliza-se o critério *Max Min Fairness* para alocação de fluxos, conforme já foi feito em (VESELIN, 2002) e em (ELIAS, 2006) para representar a alocação no modelo de *Best Effort*.

3 FUNÇÕES UTILIDADE E PREÇO

Este capítulo apresenta a forma como a qualidade de serviço na Internet é percebida pelo usuário final, como os provedores definem a necessidade de recursos para garantirem a qualidade e explica como esta dissertação trata qualidade de acordo com a utilidade da rede esperada pelos usuários finais e suas aplicações.

Após a definição dos conceitos é apresentado o mecanismo de preço dinâmico que será a base dos algoritmos de controle de admissão e roteamento para os fluxos UDP, conforme será apresentado no capítulo 4.

3.1 QUALIDADE DE SERVIÇO NA PERSPECTIVA DOS USUÁRIOS

O que a qualidade de serviço na Internet significa para usuários finais ? No ambiente empresarial ou doméstico, pode-se afirmar que qualidade de serviço significa qualidade suficiente para que uma aplicação seja utilizada satisfatoriamente por seu usuário. Por exemplo uma conversa sem interferência ou atrasos em uma aplicação de VoIP ou um vídeo (*On Demand*) sem atrasos na transmissão de seus quadros.

Definir precisamente qualidade de serviço em relação à perspectiva dos usuários é bastante difícil. Qualidade de serviço da rede refere-se à propriedade que a rede possui de contribuir diretamente para o grau de satisfação do usuário final.

A percepção de qualidade pelo usuário, também depende do tipo de aplicação que está sendo executada. Por exemplo, uma mesma rede pode não fornecer uma qualidade mínima satisfatória para a transmissão de um sinal de áudio, mas pode ter qualidade suficiente para realização de uma transferência de arquivo. A tabela 3.1 apresenta os requisitos mínimos que a rede deve ser capaz de fornecer para a maioria das aplicações (BRESLAU, 2000)

Por exemplo, em uma transmissão de vídeo, o olho humano começa a ter a percepção de movimento contínuo quando temos entre 25 a 30 quadros por segundo usando imagens persistentes apresentadas em um sistema de exibição. Quando ocorrem perdas ou atrasos em alguma sucessão de quadros, o olho humano é capaz de perceber a descontinuidade. No caso da percepção do sinal de áudio, o ouvido (cérebro) humano é menos sensível à

Aplicação	Requerimento mínimo
Vídeo	5 quadros por segundo
Audio	< 30% de perda de pacotes Latência < 400 ms
Aplicações Multimídia (tempo-real)	Atraso < 200 ms variação de Atraso < 200 ms
Acesso a páginas Web	Latência < 11 segundos

TAB. 3.1: Requerimentos mínimos para qualidade para típicas aplicações da Internet (BOUCH, 2000)

pequenas perdas ou atrasos, podendo ter uma perda aceitável de 0,5% até 10% dependendo do tipo de codificação empregada na voz. Estas perdas podem causar pequenas interferências gerando ruídos ou perdas de algumas sílabas. A percepção do atraso depende de cada tipo de aplicação. Se por um lado aplicações de vídeo *broadcast* ou rádio *on demand* podem aceitar pequenos atrasos, por outro lado atrasos maiores que 300ms impedem o processo de comunicação interativa (BRESLAU, 2000).

Estimar de forma precisa os parâmetros que definem qualidade de serviços como perda, atraso ou variação de atraso, não é uma tarefa simples. Parte desta dificuldade é gerada pela subjetividade natural da percepção de qualidade pelo usuário final.

3.2 QUALIDADE DE SERVIÇO NA PERSPECTIVA DOS PROVEDORES DE SERVIÇO

Os provedores precisam de uma rede flexível que seja capaz de atender as diferentes necessidades de desempenho das diferentes aplicações de cada usuário. A tabela 3.2, baseada no trabalho (VESELIN, 2002), apresenta as diferentes necessidades de cada aplicação em relação a largura de banda e ao atraso esperados da rede.

Pode-se perceber que o problema do provedor de se criar uma rede flexível capaz de atender as diferentes necessidades também é muito complexo. A rede deve ser capaz de atender simultaneamente diferentes fluxos com diferentes características e necessidades. Além de atender o máximo de usuários possível garantindo as necessidades de qualidade de serviço para cada um deles.

	Voz	Transferência de Arquivo	Vídeo Conferência	Vídeo <i>Broadcast</i>
Largura de Banda Média	Muito baixa	Alta	Muito Alta	Muito Alta
Pico de Largura de Banda	Baixa	Alta	Muito Alta	Muito Alta
Atraso	Muito Alto	Baixo	Muito Alto	Alto
Varição de Atraso	Muito Alto	Baixo	Muito Alto	Baixo

TAB. 3.2: Necessidade de largura de banda e atrasos esperados para típicas aplicações da Internet

3.3 FUNÇÃO UTILIDADE

Como foi descrito acima, a rede deve ser capaz de atender com qualidade o maior número de usuários possíveis. Existem diversas formas de se medir a performance da rede, como medir sua utilização, capacidade, *throughput*, atraso, perda, etc. A grande questão é: *Qual desses parâmetros é o melhor para medir a utilidade que a rede tem para cada usuário ?* Nesta dissertação, utiliza-se o conceito da microeconomia de função utilidade para definir o grau de satisfação do usuário com o recurso de rede disponível.

Função utilidade é um conceito da microeconomia que representa a preferência, satisfação ou prazer de um consumidor por uma determinada cesta de consumo em relação a outra, isto é, a preferência de um consumidor optar (pagar a mais, esperar a mais, ficar mais feliz com, etc) por um determinado produto a outro (VARIAN, 2006).

Neste estudo o conceito de função utilidade está relacionado com a satisfação do usuário (ou aplicação) em utilizar/consumir determinado recurso (largura de banda) disponível na rede. As funções utilidades para os tipos de tráfego UDP e TCP estão definidas abaixo.

3.4 FUNÇÃO UTILIDADE PARA TRÁFEGOS TCP (U_{TCP})

O TCP é um protocolo adaptativo que geralmente transporta fluxos elásticos. Sua curva de função utilidade é côncava, conforme apresentado na figura 3.3, e de acordo com os artigos (MATHIS, 1997) (LIAO, 2000) pode ser definida baseada na probabilidade de perda durante a sua transmissão.

De acordo com o princípio de que a utilidade é a forma de medir o grau de satisfação do consumo de um determinado bem, pode-se afirmar que a utilidade para aplicações que geram tráfegos TCP é a relação entre os pacotes enviados úteis (*Goodput*) e todos os pacotes enviados, inclusive os retransmitidos (*Throughput*) como ilustrado na figura 3.1. Assim a utilidade do TCP é a relação entre o *goodput* e o *throughput*.

Se o *throughput* for igual ao *goodput*, significa que não existiu retransmissão, desta forma a utilidade do TCP é máxima ($U_{tcp} = 1$).

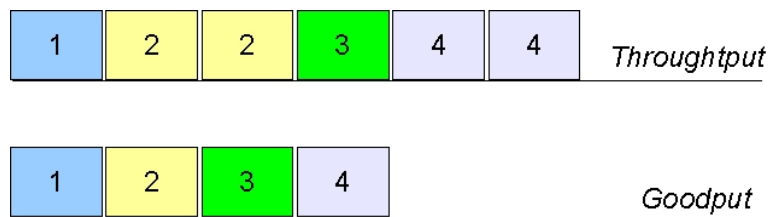


FIG. 3.1: Representação do *Throughput* e do *Goodput*

Quando se transmite um pacote, existe uma probabilidade p de perda do pacote (segmento). Considerando x como o *throughput*, podemos afirmar que o *goodput* é dado por $(1 - p)x$.

Assim:

$$U_{tcp} = \frac{\text{goodput}}{\text{throughput}} \quad U_{tcp} = \frac{(1 - p)x}{x} \quad U_{tcp} = 1 - p \quad (3.1)$$

Segundo (MATHIS, 1997) e (FLOYD, 1998), a partir da análise de comportamento estacionário de um fluxo TCP, tem-se o crescimento da janela de congestionamento até a perda de um pacote. O total de pacotes entregues por ciclo é a área ilustrada na figura 3.2, dada por: $(w/2)^2 + 1/2(w/2)^2 = \frac{3}{8}w^2$.

Assumindo que a cada ciclo são entregues aproximadamente $1/p$ pacotes, temos:

$$\frac{1}{p} = \frac{8}{3}w^2 \quad (3.2)$$

$$w = \sqrt{8/3p} \rightarrow p = 8/3w^2 \quad (3.3)$$

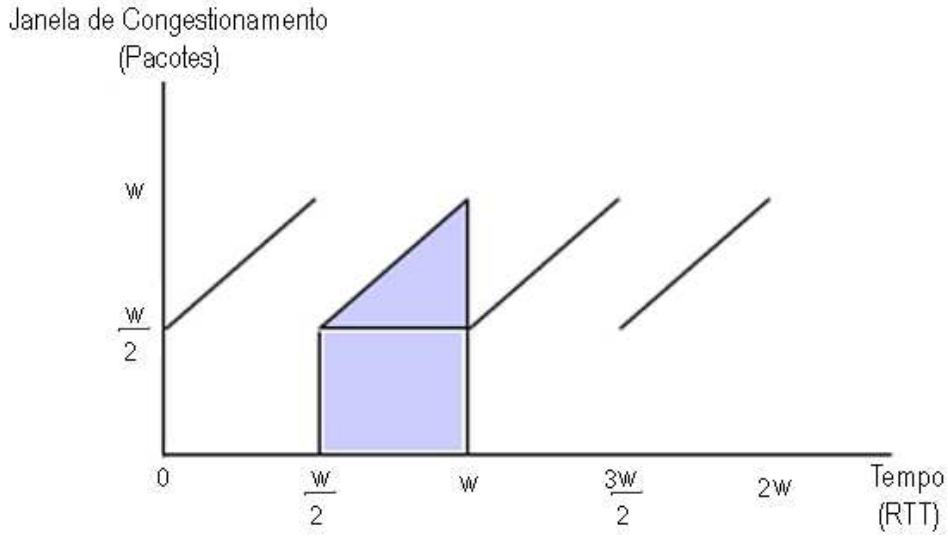


FIG. 3.2: Evolução da janela TCP para uma perda periódica

Durante o equilíbrio o tamanho mínimo da janela será de $w/2$ e existe uma perda de pacote para cada $3w^2/8$ por ciclo.

A largura de banda(x) é dada por:

$$x = \frac{\text{dados por ciclo}}{\text{tempo por ciclo}} = \frac{MSS}{RTT} \frac{3w^2/8}{w/2} \quad (3.4)$$

Onde:

$MSS = \text{Maximum Segment Size}$

$RTT = \text{Round Trip Time}$

Substituindo w obtido na equação (3.4), temos:

$$x = \frac{MSS}{RTT} \sqrt{\frac{3}{2p}} \quad (3.5)$$

Coletando as constantes em um único termo $C = \sqrt{3/2}$ temos:

$$x = \frac{MSS}{RTT} \frac{C}{\sqrt{p}} \rightarrow x^2 = \frac{MSS^2}{RTT^2} \frac{(C)^2}{(\sqrt{p})^2} \rightarrow p = \left(\frac{MSS}{RTT}\right)^2 \frac{C}{x^2} \quad (3.6)$$

O trabalho (MATHIS, 1997) ainda apresenta um estudo sobre a *constante de proporcionalidade* (C) e explica que o comportamento desta constante está relacionado com a combinação do tipo de implementação do TCP, mecanismos de perdas e estratégia de confirmação (com atraso vs. sem atraso). Geralmente a constante de proporcionalidade é menor que 1 ($C < 1$), mas em diversas situações práticas, podemos utilizar $C = 1$, assim a probabilidade de ocorrer a perda de um segmento enviado é dada por:

$$p = \left(\frac{MSS}{RTT}\right)^2 \frac{1}{x^2} \quad (3.7)$$

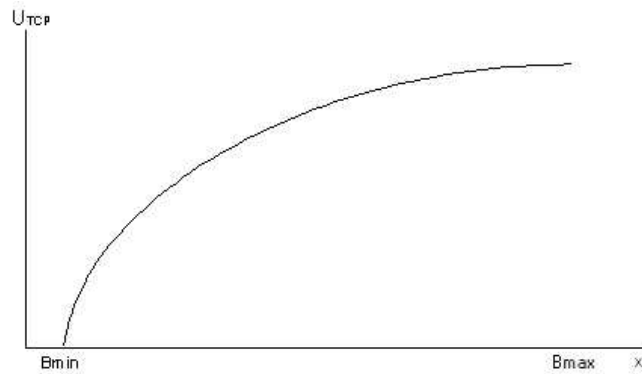


FIG. 3.3: Curva da função utilidade dos tráfegos TCP

Definindo B_{min} como uma constante que garante o mínimo de qualidade possível para o fluxo TCP, dada por: $B_{min} = MSS/RTT$, o que equivale a taxa obtida a partir de uma janela mínima de tamanho unitário (ou a um segmento por RTT). Esta constante pode ser acertada por contratos de utilização de recursos, políticas de prioridade para grupos, etc.

Função Utilidade para Tráfegos TCP (U_{tcp}) (LIAO, 2000) é dada por:

$$U_{tcp} = 1 - p, \quad \text{onde :} \quad p = B_{min}^2 \frac{1}{x^2} \quad (3.8)$$

3.5 FUNÇÃO UTILIDADE PARA TRÁFEGOS UDP (U_{UDP})

Para definir a utilidade de fluxos UDP, foi analisada uma simples aplicação de transmissão de áudio/vídeo que gera amostras em intervalos regulares conforme ilustrado na figura 3.4.

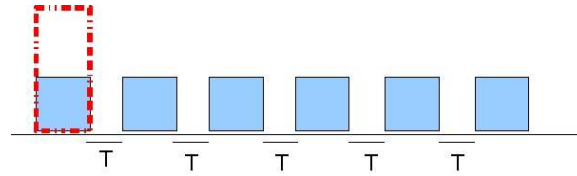


FIG. 3.4: Amostra de áudio/vídeo geradas em intervalos regulares

O tamanho da amostra (quantidade de bits) está relacionado com a qualidade da informação transmitida, então pode-se afirmar que quanto maior a banda disponível para os tráfegos UDP maior será a satisfação das aplicações que produzem este tipo de tráfego. Porém, caso não tenha uma disponibilidade mínima, o qual chamamos de B_{min} , não interessa reservar determinado recurso já que para a aplicação UDP não teria utilidade. E por outro lado, a partir de determinada banda disponível B_{max} , mais disponibilidade de banda não aumentaria o grau de satisfação das aplicações já que estariam com utilidade máxima ($B_{max} = 1$), isto é, acima de B_{max} ocorre desperdício de banda, o que não é desejado.

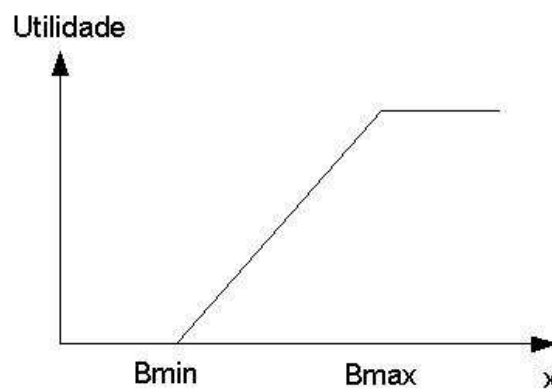


FIG. 3.5: Função Utilidade UDP por largura de Banda

Pode-se definir um B_{min} como a taxa mínima de transmissão para uma aplicação multimídia, isto é, o pior nível de qualidade de serviço aceitável e B_{max} a melhor situação possível.

Assumindo uma variação linear de qualidade, temos a U_{udp} definida por:

$$U_{udp} = \begin{cases} 0, & x \leq B_{min} \\ 1, & x \geq B_{max} \\ \frac{x-B_{min}}{B_{max}-B_{min}}, & B_{min} < x < B_{max} \end{cases}$$

Onde:

x é a Banda Disponível para o tráfego da aplicação UDP

3.6 “DESUTILIDADE MARGINAL” E PREÇO

Em termos econômicos, a utilidade marginal representa a utilidade adicional com o ganho de uma unidade de um produto x ou, mais formalmente, a derivação da utilidade em relação a x :

$$U_{marginal} = \frac{dU}{dx}$$

A utilidade marginal está associada ao preço que o consumidor está disposto a pagar por unidade adicional do produto x (VARIAN, 2006).

O conceito de “desutilidade marginal” poderia ser entendido então como a perda que o consumidor espera por unidade do produto x que deixa de consumir, ou seja, o grau de insatisfação por deixar de consumir uma unidade de x .

O objetivo é fazer com que o UDP pague pela insatisfação causada ao TCP e desta forma, criar um mecanismo automático de regulação do UDP através de política de preços. Como exemplo imaginemos uma situação onde os fluxos TCP gozem de bom desempenho (rede des congestionada), uma pequena redução na transmissão destes fluxos não iria gerar um alto grau de insatisfação visto que o TCP é adaptativo (função utilidade é côncava). Neste caso, o fluxo UDP poderia ser acomodado sem maiores problemas e sendo assim seria tarifado um valor baixo. Entretanto, na situação oposta a entrada do UDP iria causar grande insatisfação (“desutilidade”) aos TCP e portanto o UDP deveria ser penalizado por isso através de uma tarifação elevada. Esse mecanismo iria desmotivar os fluxos UDP a ingressarem na rede quando o desempenho TCP não está bom, evitando assim o estrangulamento.

Pode-se ilustrar o funcionamento desse mecanismo através da análise da aproximação linear (*piecewise linear*) da função utilidade TCP representada na figura 3.6. Devidu-se o eixo da utilidade em segmentos iguais: $0 \leq U_{tcp} < 0,1$, $0,1 \leq U_{tcp} < 0,2$, \dots , $0,9 \leq U_{tcp} < 1$, dentro de cada segmento a desutilidade marginal é constante e igual a:

$$D = \frac{\Delta U_{tcp}}{\Delta x} = 0,1 \Delta x^{-1} \quad (3.9)$$

Sendo D_k a desutilidade relativa ao segmento k , pela concavidade da função utilidade tem-se que: $D_1 > D_2 > \dots > D_{10}$. Um valor alto de D_k significa baixo desempenho TCP e portanto a entrada de tráfego UDP causaria grande impacto, assim a admissão UDP nessas condições só poderia ocorrer sob tarifação elevada a fim de desmotivar sua entrada na rede. O caso oposto ocorre quando D_k é baixo (por exemplo D_{10}), a admissão UDP seria motivada pela baixa tarifação.

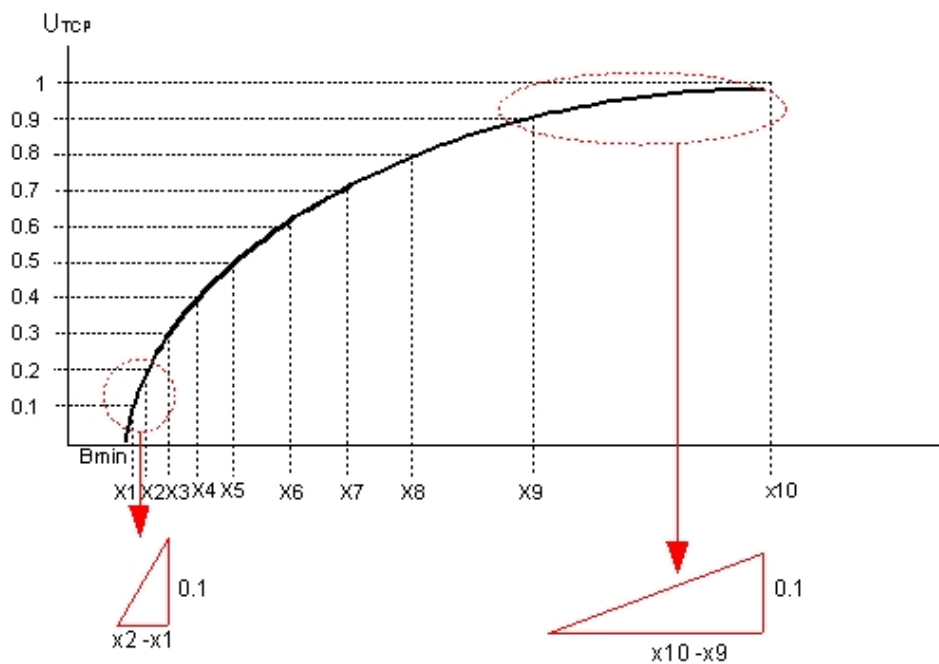


FIG. 3.6: Representação da função U_{tcp} no esquema *Piecewise Linear*

Definido os intervalos, pode-se então colocar cada ponto de X em função de B_{min}

Sendo:

$$p = B_{min}^2 \frac{1}{x^2} \quad (3.10)$$

$$U_{tcp} = 1 - p \quad (3.11)$$

Substituindo a equação (3.10) em (3.11), temos:

$$U_{tcp} = 1 - \left(B_{min}^2 \frac{1}{x^2} \right) \quad (3.12)$$

Assim pode-se determinar as faixas de banda disponíveis para o TCP e suas respectivas utilidades.

$$x = B_{min} \sqrt{\frac{1}{1 - U_{tcp}}} \quad (3.13)$$

Onde:

$$B_{min} > 0$$

$$U_{tcp} < 1$$

Assim temos:

$$X1 \approx \frac{B_{min}}{0,949}$$

$$X2 \approx \frac{B_{min}}{0,894}$$

$$X3 \approx \frac{B_{min}}{0,837}$$

$$X4 \approx \frac{B_{min}}{0,775}$$

$$X5 \approx \frac{B_{min}}{0,707}$$

$$X6 \approx \frac{B_{min}}{0,632}$$

$$X7 \approx \frac{B_{min}}{0,548}$$

$$X8 \approx \frac{B_{min}}{0,447}$$

$$X9 \approx \frac{B_{min}}{0,316}$$

$$X10(B_{max}) \approx \frac{B_{min}}{0,032}$$

considerando a utilidade de $B_{max} = 0,9999$

Pode-se calcular a desutilidade marginal (D_k) em função de B_{min} para os intervalos distintos de acordo com a equação (3.9).

$$D_k \approx \begin{cases} \frac{18,608}{B_{min}}, & [B_{min}, x_1[\\ \frac{15,418}{B_{min}}, & [x_1, x_2[\\ \frac{13,123}{B_{min}}, & [x_2, x_3[\\ \frac{10,452}{B_{min}}, & [x_3, x_4[\\ \frac{8,058}{B_{min}}, & [x_4, x_5[\\ \frac{5,957}{B_{min}}, & [x_5, x_6[\\ \frac{4,123}{B_{min}}, & [x_6, x_7[\\ \frac{2,425}{B_{min}}, & [x_7, x_8[\\ \frac{1,078}{B_{min}}, & [x_8, x_9[\\ \frac{0,036}{B_{min}}, & [x_9, B_{max}[\end{cases}$$

O mecanismo de tarifação regulador deve ser implementado de forma que o preço cobrado por unidade de banda reservada para um fluxo UDP, seja uma função proporcional à desutilidade marginal causada nos fluxos TCP por este compartilhamento de banda. Assim, o preço (P) para um tráfego UDP entrar na rede é dado pela seguinte expressão:

$$P = \sum_k D_k \cdot C \cdot Q \quad (3.14)$$

Onde:

- D_k é a desutilidade marginal do TCP
- C é uma constante monetária
- Q é a quantidade de banda reservada

O mecanismo de preço dinâmico, apresentado nesta seção, irá refletir o nível de congestionamento nos enlaces, e assim pode-se tratar a entrada (ou não) de um novo fluxo UDP e a escolha da rota de maior utilidade gerando o menor prejuízo para os fluxos TCP existentes na rede. Desta forma o preço passa a ter características dinâmicas de acordo com o nível de congestionamento do enlace.

Se Q ultrapassar os limites de $[D_k, D_{k-1}]$ a equação 3.14 deverá refletir a mudança do D_k .

4 CONTROLE DE ADMISSÃO E ROTEAMENTO

Este capítulo apresenta os algoritmos de roteamento e controle de admissão dos fluxos UDP que utilizam o mecanismo de preço dinâmico apresentado na seção 3.6 e tem como objetivo promover a coexistência mais harmônica entre os fluxos TCP e UDP. Estes algoritmos tentam ao mesmo tempo prevenir o estrangulamento dos fluxos TCP e garantir qualidade de serviço aos fluxos UDP.

4.1 POLÍTICA DE ROTEAMENTO

Tendo-se como objetivo regular e controlar os fluxos UDP, que não são sensíveis aos sinais de congestionamento, este trabalho concentra os esforços em criar um novo mecanismo de roteamento e controle de admissão dos fluxos UDP, já que os fluxos TCP já possuem mecanismos de controle sensíveis aos sinais de congestionamento.

O roteamento dos fluxos TCP está sendo implementado por um algoritmo de menor caminho, como é feito em algoritmos como o OSPF (*Open Shortest Path First*) (THOMAS, 1998). Neste caso os pesos de cada enlace são proporcionais ao inverso de sua capacidade $1/C$ (THOMAS, 1998). A alocação e compartilhamento dos fluxos TCP no enlace é feita utilizando o critério “*Max-Min Fairness*” conforme apresentado na seção 2.4.1 do capítulo 2.

Para os fluxos UDP, uma abordagem diferente foi adotada. Quando um fluxo deseja entrar na rede, ele informa seus parâmetros de B_{min} e B_{max} , então entram em funcionamento o algoritmo de *Surplus*, que irá determinar a melhor rota para o novo fluxo e o algoritmo de controle de admissão, que será apresentado na próxima seção.

O *Surplus* é a maximização da diferença entre o caminho que dará a maior utilidade ao fluxo UDP (o qual irá gerar a maior reserva de banda), com o menor preço (o caminho que trará o menor impacto aos fluxos TCP existentes).

A figura 4.1 apresenta o algoritmo de roteamento *Surplus*. Quando um novo fluxo UDP deseja ingressar na rede, é pesquisado o caminho de menor preço, caso este caminho tenha banda disponível para a reserva igual ou superior a B_{max} informada pelo fluxo, este é o caminho que maximiza o *Surplus*. Se este caminho tiver banda disponível para reserva menor que B_{max} , então o caminho, banda disponível, preço e o *Surplus* são armazenados.

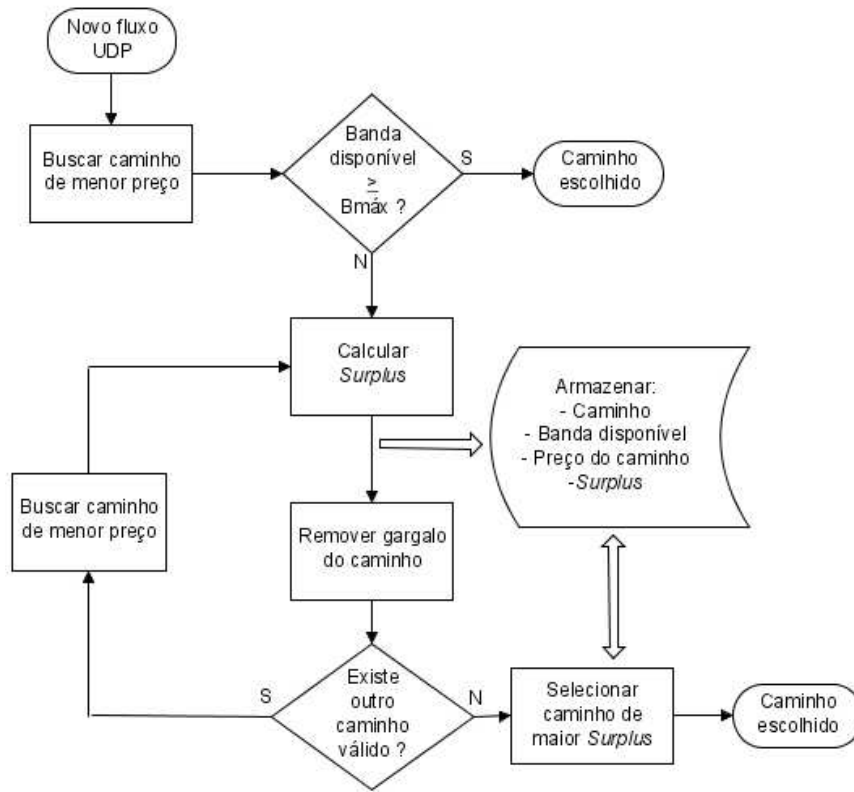


FIG. 4.1: Mecanismo de roteamento para fluxos UDP

Então o enlace gargalo do caminho é removido e uma nova pesquisa pelo caminho de menor preço é realizada. Estas operações são realizadas enquanto existirem caminhos válidos. Ao final das pesquisas por caminhos válidos busca-se, nas informações armazenadas, o caminho que trará o maior *Surplus*.

Equação do critério *Surplus*.

$$\max \left\{ U_{udp} - \beta \sum_{i=1}^n P_i \right\} \quad (4.1)$$

Onde:

- P_i = preço cobrado pela desutilidade TCP no enlace i
- β = índice de normalização

Observe que P_i depende da estimação de D_k pelos nós interiores da rede. Esses nós devem propagar a informação D_k para os nós de acesso de forma que as decisões de roteamento e admissão possam ser tomadas. O parâmetro D_k pode ser estimado através de monitoramento de um ou mais fluxos TCP que usam o enlace i , para este trabalho assume-se que a estrutura de medição necessária está implementada no interior da rede.

O índice de normalização é necessário para compatibilizar a dimensão das grandezas no problema (4.1), evitando que um dos termos tenha um peso maior e desproporcional em relação ao outro podendo gerar soluções tendenciosas. Como a U_{udp} pode variar entre 0 e 1 ($0 \leq U_{udp} \leq 1$), o preço normalizado por β deve estar entre 0 e 1.

A figura 4.2 ilustra o caminho escolhido com os preços referentes a cada enlace.

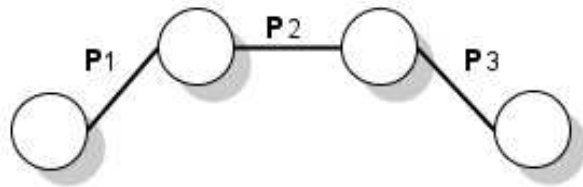


FIG. 4.2: Caminho com os preços de cada enlace

Observe que o preço total do caminho é dado pelo somatório dos preços de cada enlace, assim temos:

$$P = P_1 + P_2 + P_3 \quad (4.2)$$

Conforme apresentado na equação 3.14, pode-se definir o preço do caminho por:

$$P = (D_1 + D_2 + D_3) \cdot C \cdot Q \quad (4.3)$$

Onde D_1, D_2 e D_3 representam a desutilidade para cada enlace. A pior situação possível ocorre quando todos os enlaces do caminho que maximiza o *Surplus* possuem desutilidade (D_k) no intervalo $[B_{min}, X_1[$, para esta situação o preço total cobrado deverá ser 1.

Como foi definida a desutilidade em função dos intervalo, tem-se:

$$D_k = \frac{18,608}{B_{min}}, [B_{min}, x_1[$$

O preço total normalizado deve ser o preço do caminho dividido pelo preço da pior situação possível, assim pode-se definir o índice de normalização (β) por:

$$\beta = \frac{B_{min}}{18,608.n} \quad (4.4)$$

Onde:

n é o número de enlaces do caminho.

4.2 ALGORITMO DE CONTROLE DE ADMISSÃO

O algoritmo de controle de admissão trabalha em conjunto com o algoritmo de roteamento apresentado na seção 4.1 deste capítulo e também utiliza o mecanismo de preços dinâmico apresentado na seção 3.6 do capítulo anterior.

Quando um fluxo UDP deseja ingressar na rede, primeiramente são verificados os caminhos válidos que tenham disponibilidade de banda maior ou igual a B_{min} . Caso não existam o fluxo é descartado, já que seu ingresso na rede traria apenas prejuízo aos fluxos existentes porque sua utilidade seria nula ($U_{udp} = 0$). Este procedimento de verificação pode ser feito utilizando algum protocolo de sinalização, como por exemplo o RSVP (WROCLAWSKI, 1997).

Caso existam caminhos que atendam $x > B_{min}$, é calculada a rota que maximiza o *Surplus*.

Por último, para determinar quanto de banda será reservada para o fluxo, é verificado o custo da rota escolhida e quanto o fluxo UDP poderá pagar (*cofre*). Caso o fluxo UDP não tenha **cofre** para uma reserva maior ou igual ao seu B_{min} ele será descartado, caso contrário, ele irá ingressar na rede com uma reserva proporcional à capacidade de pagar pela desutilidade causada aos fluxos TCP.

A figura 4.3 apresenta o algoritmo de controle de admissão realizado quando um novo fluxo UDP deseja ingressar na rede.

Caso 1: O caminho válido que maximiza o *Surplus* tem disponibilidade para reserva de banda X , onde $X > B_{min}$. A reserva primeiramente é limitada pela capacidade física disponível do enlace, só após esta primeira verificação é que o controle por preço dinâmico é acionado.

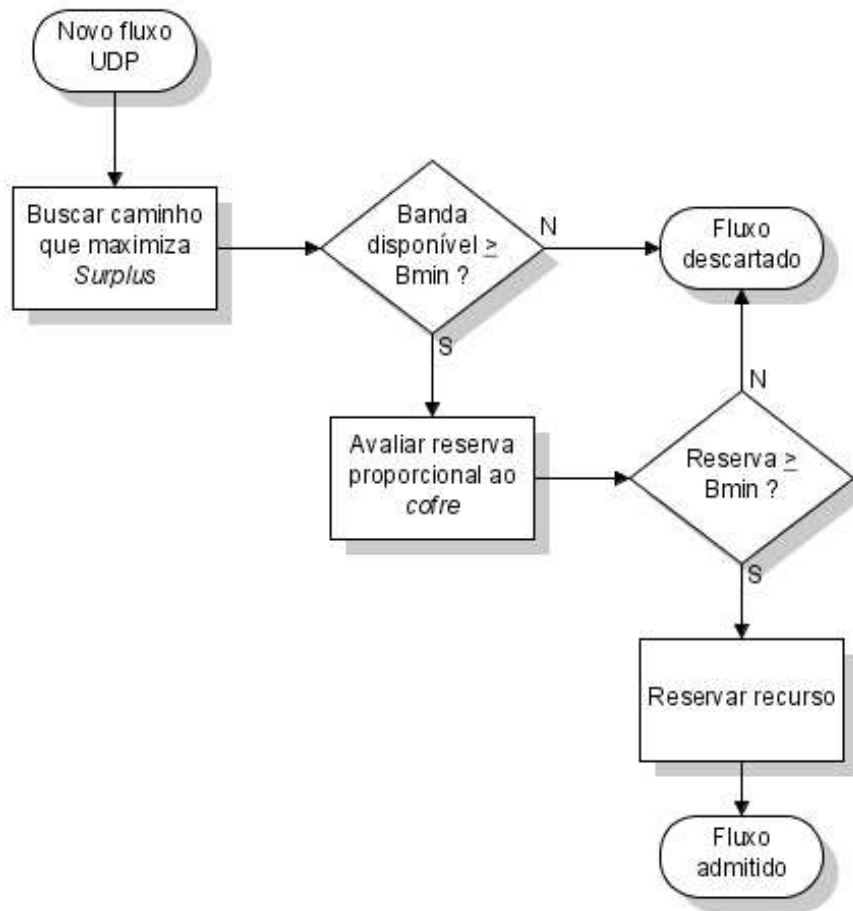


FIG. 4.3: Mecanismo de Controle de Admissão

Caso 2: Verifica-se quanto o fluxo está disposto a pagar:

Caso 2.1: Não tem fundos ($cofre < B_{min} \sum_{i=1}^n P_i$) para pagar por uma reserva maior ou igual a B_{min} ;

Então: O fluxo é descartado;

Caso 2.2: Tem fundos ($cofre \geq B_{min} \sum_{i=1}^n P_i$) para pagar por uma reserva referente entre B_{min} e B_{max} ;

Então: O Fluxo é admitido com reserva de banda igual ao proporcional de sua capacidade de fundos, sempre respeitando a capacidade de banda disponível no enlace ($B_{min} \leq x \leq B_{max}$);

Caso 2.3: Tem fundos para pagar por uma reserva maior que B_{max} ;

Então: O Fluxo é admitido com reserva de banda igual a B_{max} para $x \geq B_{max}$.

Assim, evita-se desperdício de banda, uma vez que uma reserva maior que B_{max} não trará benefícios adicionais ao fluxo, já que sua utilidade é máxima ($U_{udp} = 1$).

4.3 PROPOSTA DE INFRA-ESTRUTURA

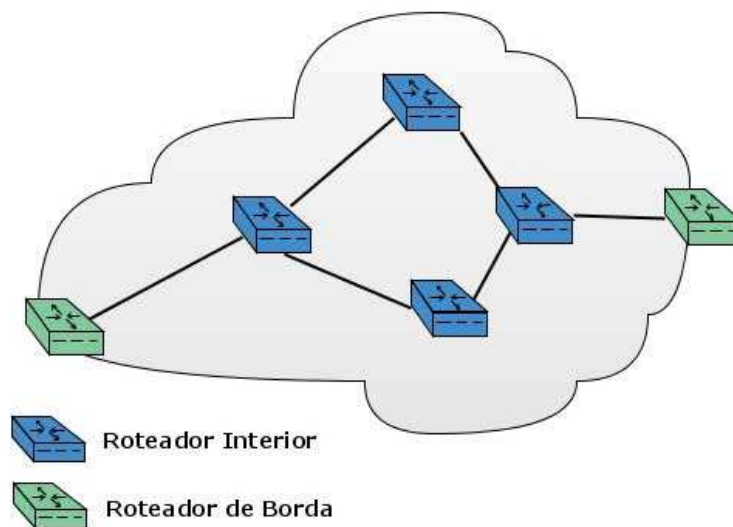


FIG. 4.4: Sistema Autônomo

Para a implementação dos algoritmos propostos dentro de um Sistema Autônomo (SA), como ilustrado na figura 4.4 os roteadores internos devem informar aos roteadores de borda a sua tabela de preços normalizada por unidade de banda e a capacidade reservada pelos fluxos UDP. Os roteadores internos devem emitir periodicamente, por inundação, mensagens com estas informações como as mensagens *LINK STATE UPDATE* usado no protocolo OSPF (TANENBAUM, 2005).

Os roteadores de borda devem ser os responsáveis pelo controle de admissão e roteamento. Para isso, é necessário que eles conheçam a topologia da rede, o preço e a ocupação de cada enlace (que será informado pelos roteadores internos). Quando ocorrer a chegada de um novo fluxo UDP, o roteador de borda é responsável por executar os algoritmos de

roteamento e controle de admissão e caso a rede tenha recursos capazes de atender o fluxo UDP é enviada uma mensagem para o receptor. Ao receber a mensagem, a máquina destino retorna para o emissor uma mensagem RESV realizando as reservas nos enlaces do caminho, conforme o protocolo RSVP (BRADEN, 1997). Após a reserva, o fluxo começa a ser transmitido.

5 AVALIAÇÃO E ANÁLISE DE DESEMPENHO

Este capítulo tem como objetivo apresentar o simulador desenvolvido neste trabalho, os cenários e as topologias onde esta proposta foi testada. Os resultados deste trabalho e simulação são comentados nos próximos capítulos.

O simulador foi desenvolvido em linguagem de programação C, devido à elevada complexidade de implementação dos algoritmos de controle de admissão e roteamento. E tem como objetivo simular o comportamento dos fluxos TCP e UDP que trafegam na Internet assim como o tratamento destes fluxos pelos algoritmos propostos.

5.1 PARÂMETROS DE ENTRADA

O simulador tem como parâmetros de entrada:

- Topologia
- O gerador de tráfego usa distribuição de *Poisson* para modelagem de chegada dos fluxos. A chegada pode ser um fluxo TCP ou UDP. O intervalo entre as chegadas é obtido conforme a equação 5.1.

$$\text{Intervalo entre as chegadas} = \frac{-1}{\lambda} \log(a) \quad (5.1)$$

Sendo λ o valor da taxa média desejada e a uma distribuição uniforme entre 0 e 1.

- Probabilidade da chegada ser um fluxo TCP.
- Probabilidade da chegada ser um fluxo UDP.
- Probabilidade de um nó ser o emissor do fluxo (nó origem).
- Probabilidade de um nó ser o receptor do fluxo (nó destino).
- B_{max} do fluxo UDP: representa o máximo de banda solicitada pela aplicação geradora do tráfego UDP para obter utilidade máxima.

- B_{min} do fluxo UDP: representa o mínimo necessário de banda solicitada pela aplicação geradora do tráfego UDP para obter alguma utilidade. Se a rede não puder reservar B_{min} , o fluxo UDP caso seja admitido, não trará utilidade para a aplicação.
- Probabilidade de um fluxo UDP ser do tipo Pobre.
- Probabilidade de um fluxo UDP ser do tipo Rico.
- Cofre para o fluxo UDP Rico (distribuição uniforme entre 0 e parâmetro de entrada).
- Cofre para o fluxo UDP Pobre (distribuição uniforme entre 0 e parâmetro de entrada). Os fluxos UDP podem ser classificados, de acordo com seu *cofre*, como Pobre ou Rico. *Cofre* é um parâmetro que indica a quantidade de recursos financeiros que o usuário (fluxo) dispõe para o uso do serviço de transmissão de dados, isto é, quanto ele está disposto a pagar pelo prejuízo (desutilidade) que irá gerar aos fluxos TCP com a sua entrada. Este critério é utilizado para simular os tipos de serviços diferenciados que podem ser oferecidos aos diferentes tipos de usuário, de acordo com cada provedor de serviço.
- Taxa média (exponencial) de duração de uma reserva para o fluxo UDP.
- B_{min} do fluxo TCP: representa o mínimo necessário de banda solicitada pela aplicação geradora do tráfego TCP para obter alguma utilidade. Se a rede não puder disponibilizar B_{min} , após um determinado número de tentativas, o fluxo TCP abandonará a rede.
- Tamanho máximo do arquivo que será transportado por um fluxo TCP (número aleatório entre 0 e parâmetro de entrada)
- Número de tentativas de se obter banda maior ou igual a B_{min} antes do fluxo TCP abandonar a rede. Representa a insatisfação do usuário e o abandono da rede. Ocorre quando um fluxo TCP utiliza a banda menor que B_{min} por até n rodadas - entende-se por rodada qualquer alteração na rede: a entrada ou saída de um fluxo.
- Constante monetária (parâmetro utilizado na equação 3.14 do capítulo 3)

5.2 POLÍTICAS DE ROTEAMENTO E ADMISSÃO

Foram testados 3 tipos diferentes de políticas de roteamento e admissão conforme apresentado abaixo.

- *Primeira Forma (STDN):*

Esta forma de roteamento e política de admissão simula o comportamento atual da Internet, onde todos os fluxos utilizam a rota de maior capacidade (C). Assim, utilizamos o algoritmo de menor caminho *DIJKSTRA* (TANENBAUM, 2005), onde os pesos foram definidos como $(1/C)$. O controle de admissão dos fluxos UDP foi definido pela capacidade do fluxo, isto é, o enlace aceita uma nova reserva de um fluxo UDP até que a sua capacidade C esteja esgotada com reservas UDP.

- *Segunda Forma (CAC):*

Esta forma de roteamento simula o comportamento atual da Internet onde todos os fluxos utilizam a rota de maior capacidade (C), utilizando o algoritmo de menor caminho *DIJKSTRA*. E onde os pesos foram definidos como $(1/C)$. Porém, implementando o algoritmo de controle de admissão, baseado no mecanismo de preço dinâmico apresentado no capítulo 4. O controle de admissão dos fluxos UDP foi definido pela capacidade do fluxo e pelo mecanismo de preços dinâmico, isto é, o enlace aceita uma nova reserva de um fluxo UDP se:

Primeiro: A nova reserva r for menor ou igual a capacidade disponível C' .

$$r \leq C' \text{ , onde: } B_{min} \leq x \leq B_{max}$$

Segundo: A primeira condição for atendida e se o novo fluxo possui fundos (cofre) para pagar por uma reserva referente à quantidade de recursos reservada.

- *Terceira Forma (Surplus+CAC):*

Esta forma de roteamento e política de admissão simula o comportamento proposto para os fluxos de transporte da Internet, utilizando para os fluxos TCP a rota de maior capacidade (C), utilizando o algoritmo de menor caminho *DIJKSTRA*, onde

os pesos foram definidos como $(1/C)$. Para os fluxos UDP o algoritmo de roteamento é o SURPLUS, apresentado no capítulo 4 e a rota escolhida é o que maximiza o algoritmo de roteamento. O controle de admissão para os fluxos UDP utiliza o mesmo mecanismo de preço dinâmico da segunda forma (CAC).

Para todas as formas, os fluxos TCP que são alocados compartilham o enlace utilizando o critério de justiça *Max-Mix Fairness* conforme apresentado no capítulo 2.

Considera-se para a segunda e para a terceira forma que os fluxos UDP podem ser classificados, de acordo com seu cofre, como *Pobre* ou *Rico*. Nas simulações consideramos que 80% dos fluxos UDP são *pobres* e o restante são *ricos*.

5.3 PARÂMETROS AVALIADOS

As métricas avaliadas para testar a eficiência da proposta, foram:

- Utilidade média da rede para os fluxos UDP
- Percentual de bloqueios dos fluxos UDP
 - Bloqueios por banda insuficiente ($x < B_{min}$)
 - Cofre insuficiente para fluxos UDP Pobres
 - Cofre insuficiente para fluxos UDP Ricos
- Percentual dos fluxos UDP atendidos
- Utilidade média da rede para os fluxos TCP
- Percentual dos fluxos TCP atendidos
- Percentual dos fluxos TCP desistentes

6 SIMULAÇÕES E RESULTADOS

Para todas as topologias estudadas, houve a tentativa de prever o que aconteceria se a proporção entre os fluxos TCP e UDP fosse modificada, da forma como é atualmente de 90% - 10% (KEY, 2004) respectivamente, para 75% - 25% e 50% - 50%. Acredita-se que essas mudanças no perfil do tráfego ocorrerão em breve já que, o aumento exponencial do número de usuários de Internet e acesso à banda larga vêm a cada dia estimulando o aparecimento de novas aplicações multimídia e de tempo real, assim como de seus usuários.

Em todos os testes, foi considerada a constante monetária, apresentada na equação 3.13, igual a 1 e todos os nós possuem a mesma probabilidade de serem emissores ou receptores de um fluxo. O número de tentativas de se obter banda maior ou igual a B_{min} antes do fluxo TCP abandonar a rede é de 3 tentativas, isto é, na quarta tentativa o fluxo TCP irá desistir de continuar sua transmissão devido à falta de qualidade da rede naquele momento.

Para cada variação no perfil do tráfego, foram simuladas as 3 formas de roteamento e controle de admissão apresentados no capítulo 5, na seção de Políticas de Roteamento e Admissão. E todas as variações foram testadas em 3 topologias distintas conforme será apresentado na próxima seção. Cada variação de teste foi realizada 35 vezes, com tempo médio de simulação de 8.000 unidades de tempo (u.t.). Os resultados apresentados são as médias observadas durante o intervalo de tempo da execução das simulações. Assim, os valores apresentados em percentual não somam 100%, já que ao final da simulação ainda existem fluxos na rede.

Os parâmetros de entrada para os fluxos TCP foram definidos baseado na relação entre o tamanho mínimo de um segmento por RTT (calculado pela razão entre a distância física dos nós mais afastados em cada topologia e considerando $2/3$ da velocidade luz como velocidade de transmissão do meio físico, adicionado a uma constante de atraso de acordo com o número de nós na topologia) para B_{min} e o tamanho máximo transportado inspirado nas limitações de transferência de arquivos dos principais provedores de *e-mail* e “discos virtuais”. Para os fluxos UDP a taxa de duração para cada reserva UDP foi baseada na duração média das chamadas telefônicas (TUDE, 2006) e os parâmetros de B_{min} e B_{max} para os fluxos UDP foram estipulados baseados nas principais aplicações de

áudio e vídeo.

Os parâmetros de entrada são diferentes para as topologias testadas com o objetivo de avaliar o desempenho dos algoritmos propostos em diferentes cenários.

6.1 ANÁLISE DA TOPOLOGIA 1

Esta topologia foi baseada na topologia da Rede IPÊ, pertencente à Rede Nacional de Ensino e Pesquisa - RNP (RNP - Rede Nacional de Ensino e Pesquisa) conforme apresentada na figura 6.1. Para todos os resultados obtidos nesta topologia, foi computado o intervalo de confiança para o pior caso de 1,07% com grau de confiança de 99,7%.

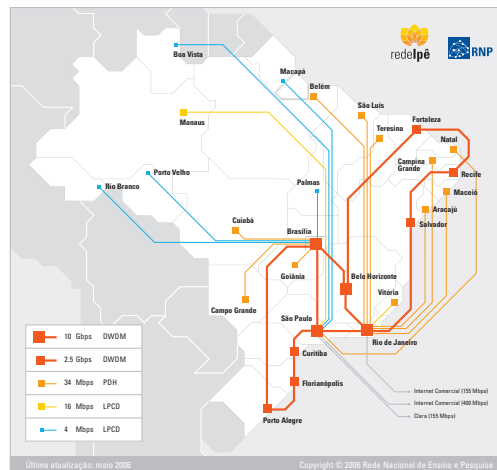


FIG. 6.1: Topologia 1 - Rede IPÊ

Taxa de chegada	3,5
B_{max} do fluxo UDP	2,5 Mbps
B_{min} do fluxo UDP	0,05 Mbps
Cofre para o fluxo UDP Rico	5 u.m.
Cofre para o fluxo UDP Pobre	1 u.m.
Duração média da reserva UDP	3,5 u.t.
B_{min} do fluxo TCP	5,31 Kbps
Tamanho máximo do arquivo que será transportado por um fluxo TCP	15 Mb

TAB. 6.1: Parâmetro de entrada para topologia 1

Para 90 por cento dos fluxos do tipo TCP e 10 por cento para fluxos UDP obtivemos uma média de 28.063 chegadas.

Utilidade dos fluxos.

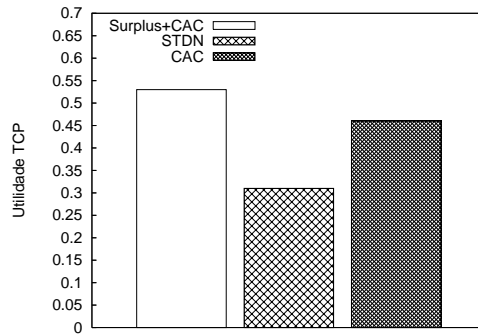


FIG. 6.2: Utilidade médias do fluxos TCP.

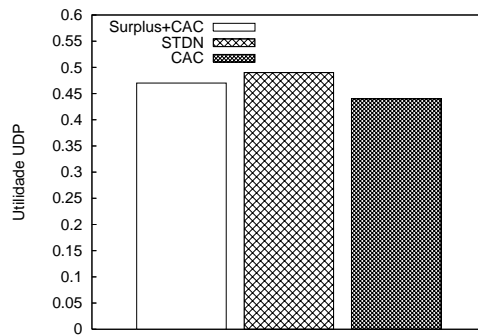


FIG. 6.3: Utilidade médias do fluxos UDP.

	U_{tcp}	U_{udp}
<i>Surplus+CAC</i>	0,53	0,47
<i>STDN</i>	0,31	0,49
<i>CAC</i>	0,46	0,44

TAB. 6.2: Utilidades para 90% de fluxos TCP e 10% de fluxos TCP e UDP

Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

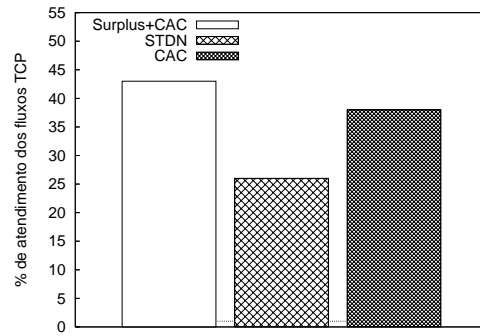


FIG. 6.4: Percentual de fluxos TCP atendidos.

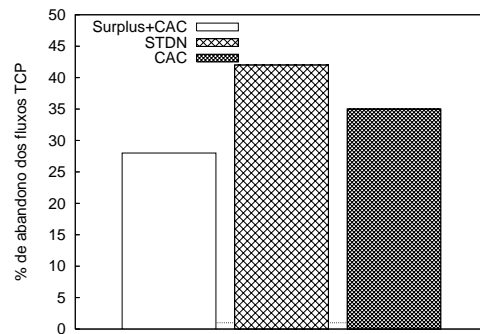


FIG. 6.5: Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Desistências (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	43,37	28,08
<i>STDN</i>	26,60	42,41
<i>CAC</i>	38,13	35,71

TAB. 6.3: Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

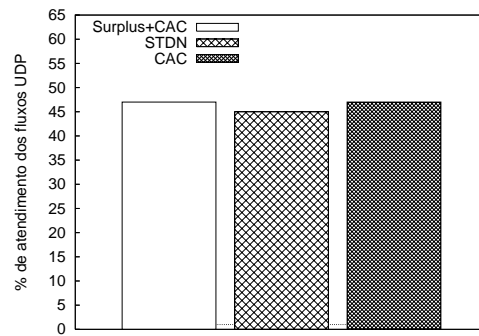


FIG. 6.6: Percentual de fluxos UDP atendidos.

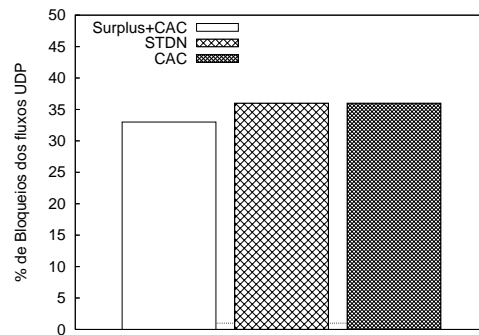


FIG. 6.7: Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Bloqueios (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	47,96	33,83
<i>STDN</i>	45,97	36,44
<i>CAC</i>	47,44	36,80

TAB. 6.4: Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

Tipos de Bloqueios

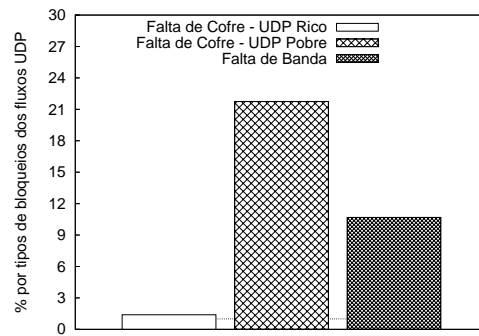


FIG. 6.8: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando *Surplus + CAC*.

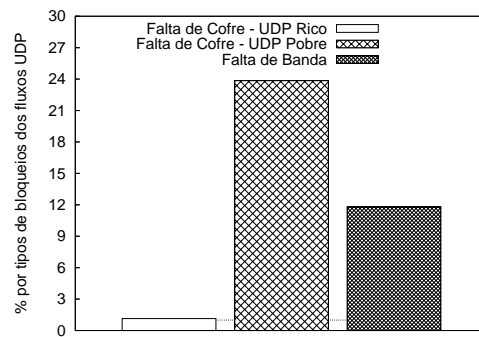


FIG. 6.9: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando CAC.

	<i>Falta de Cofre UDP Rico(%)</i>	<i>Falta de Cofre UDP Pobre(%)</i>	<i>Falta de Banda(%)</i>
<i>Surplus + CAC</i>	1,39	21,75	10,68
<i>CAC</i>	1,13	23,85	11,82

TAB. 6.5: Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP

Na proporção 90% de fluxos TCP e 10% de UDP, os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* apresentaram respectivamente 0,22 e 0,15 utilidades TCP (U_{tcp}) a mais que o critério *STDN* apresentados na figura 6.2. Esta diferença ocorre porque mecanismo de controle de admissão ao verificar que o enlace já está congestionado desestimula, com preços elevados, a entrada de novos fluxos UDP na rede. Este fenômeno é provado pelo tipo de bloqueios por falta de cofre: 23,14% para o critério *Surplus+CAC* e 24,98% para o *CAC* conforme apresentado nas figuras 6.8 e 6.9.

Com o desestímulo financeiro de novas reservas UDP provocado pelo mecanismo de controle de admissão os TCP apresentaram as melhores taxas de atendimento, 43,37% para o *Surplus+CAC* e 38,13% para *CAC* comparadas com os 26,60% para o *STDN* que não o utiliza, demonstrados pela figura 6.4. E por preservar os TCP obtiveram as menores taxas de abandono da rede, 28,08% para *Surplus+CAC* e 35,71% para *CAC* comparados com os 42,41% do critério *STDN* conforme apresentado na figura 6.5.

A elevada taxa de desistência do *STDN* representa o impacto sofrido pelos fluxos TCP quando não existem mecanismos que regule os fluxos UDP em enlaces congestionados.

Apesar do critério *STDN* apresentar 0,02 e 0,05 utilidades UDP (U_{udp}) a mais que os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* respectivamente, como apresentado na figura 6.3, foi o critério que apresentou o menor número de atendimentos 45,95% com 36,44% de fluxos bloqueados apresentados nas figuras 6.6 e 6.7 respectivamente. Esta utilidade para fluxos UDP é superior no *STDN* porque quando os fluxos UDP ingressam na rede, eles tendem a realizar reservas do máximo de recursos disponíveis até que estes se esgotem. Quando novos fluxos UDP tentam ingressar na rede, não são admitidos por falta de recursos.

Nos critérios que implementam o mecanismo de controle de admissão, a reserva é limitada proporcionalmente ao cofre de cada fluxo, possibilitando o atendimento de mais fluxos, 47,96% para o *Surplus+CAC* e 47,44% para o *CAC*, e diminuindo o número de bloqueios, com apenas 33,83% e 36,80% para o *Surplus+CAC* e *CAC*, respectivamente.

Para 75 por cento dos fluxos do tipo TCP e 25 por cento para fluxos UDP obtivemos uma média de 27.837 chegadas.

Utilidade dos fluxos

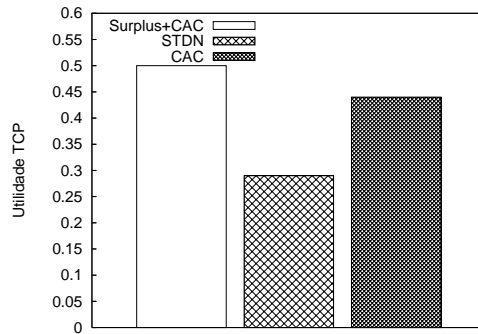


FIG. 6.10: Utilidade médias do fluxos TCP.

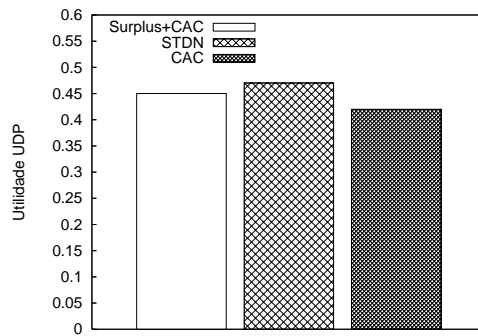


FIG. 6.11: Utilidade médias do fluxos UDP.

	U_{tcp}	U_{udp}
<i>Surplus+CAC</i>	0,50	0,45
<i>STDN</i>	0,29	0,47
<i>CAC</i>	0,44	0,42

TAB. 6.6: Utilidades para 75% de fluxos TCP e 25% de fluxos TCP e UDP

Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

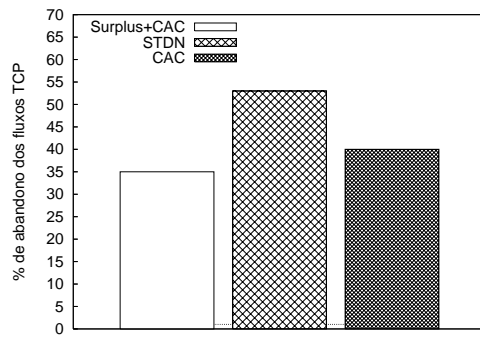


FIG. 6.12: Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.

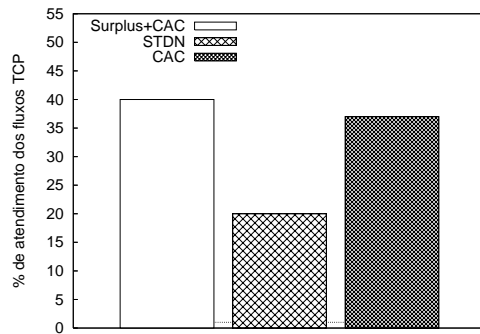


FIG. 6.13: Percentual de fluxos TCP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Desistências (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	40,03	35,17
<i>STDN</i>	20,18	53,34
<i>CAC</i>	37,70	40,17

TAB. 6.7: Atendimento X Desistência dos fluxos TCP

Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

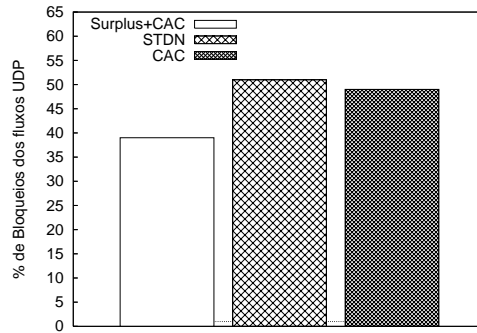


FIG. 6.14: Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.

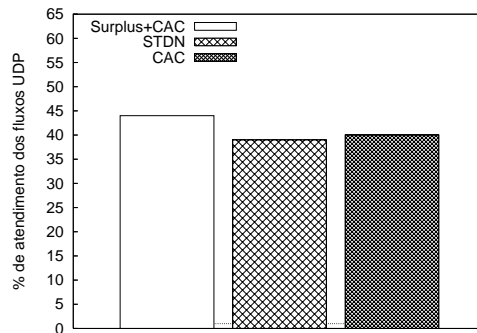


FIG. 6.15: Percentual de fluxos UDP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Bloqueios (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	44,32	39,84
<i>STDN</i>	39,96	51,22
<i>CAC</i>	40,61	49,54

TAB. 6.8: Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

Tipos de Bloqueios

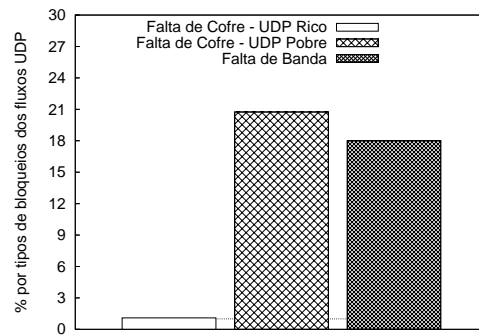


FIG. 6.16: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando *Surplus+CAC*.

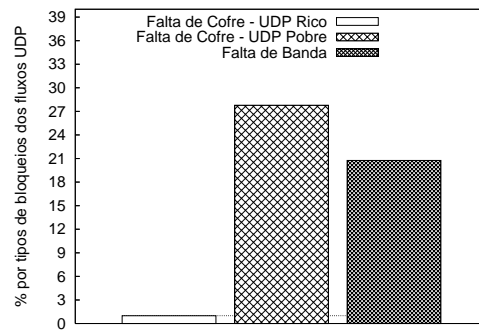


FIG. 6.17: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando CAC.

	<i>Falta de Cofre UDP Rico(%)</i>	<i>Falta de Cofre UDP Pobre(%)</i>	<i>Falta de Banda(%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	1,09	20,74	18,00
<i>CAC</i>	0,99	27,78	20,76

TAB. 6.9: Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP

Na proporção 75% de fluxos TCP e 25% de UDP, os resultados foram semelhantes à proporção 90%-10%, porém com a entrada de mais fluxos UDP a situação de congestionamento se agrava já que aumenta o número de reservas. Este fenômeno é demonstrado com a queda das utilidades medidas e com o aumento do número de bloqueios UDP apresentados na figura 6.14 e abandonos TCP apresentados na figura 6.12.

Os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* apresentaram respectivamente 0,21 e 0,15 utilidades TCP (U_{tcp}) a mais que o critério *STDN* apresentados na figura 6.10. Mesmo com o mecanismo de controle de admissão que desestimula a entrada de novos fluxos UDP na rede, o *Surplus+CAC* apresentou o menor número de fluxos UDP bloqueados com 39,84% de bloqueios, 49,54% para o *CAC* e 51,22% para o *STDN* conforme apresentado na figura 6.14, já que o mecanismo de controle regula a reserva proporcionalmente ao valor do cofre de cada fluxo.

Os fluxos TCP apresentaram as melhores taxas de atendimento, 40,03% para o *Surplus+CAC*, 37,70% para *CAC* comparadas com os 20,18% para o *STDN* apresentado na figura 6.13. E por preservar os TCP obtiveram as menores taxas de abandono da rede, 35,17% para *Surplus+CAC* e 40,17% para *CAC* comparados com os 53,34% do critério *STDN* conforme apresentado na figura 6.12.

O critério *STDN* apresentou 0,02 e 0,05 utilidades UDP (U_{udp}) a mais que os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* respectivamente, apresentado na figura 6.11 mas foi o critério que apresentou o menor número de atendimentos 39,96% com 31,20% de fluxos bloqueados apresentados nas figuras 6.15 e 6.14 respectivamente. Esta utilidade para fluxos UDP é superior no *STDN* porque quando os fluxos UDP ingressam na rede, eles tendem a realizar reservas do máximo de recursos disponíveis até que estes se esgotem. Quando novos fluxos UDP tentam ingressar na rede, não são admitidos por falta de recursos.

Nos critérios que implementam o mecanismo de controle de admissão, o ingresso na rede só é possível caso o fluxo UDP tenha cofre suficiente para pagar pela desutilidade causada aos TCP, devido a esta característica o maior percentual por tipo de bloqueio é gerado pela falta de cofre dos UDP com 21,83% para o *Surplus+CAC* e 28,77% para o *CAC*, apresentados nas figuras 6.16 e 6.17, preservando os fluxos TCP já prejudicados pelo enlace congestionado.

Para 50 por cento dos fluxos do tipo TCP e 50 por cento para fluxos UDP obtivemos uma média de 28.216 chegadas.

Utilidade dos fluxos

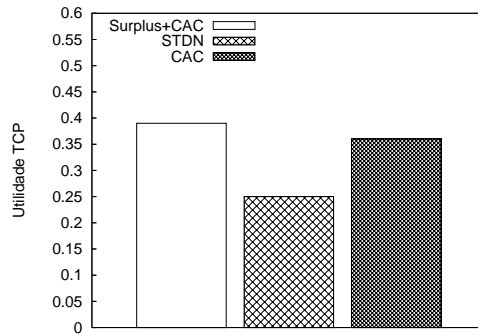


FIG. 6.18: Utilidade médias do fluxos TCP.

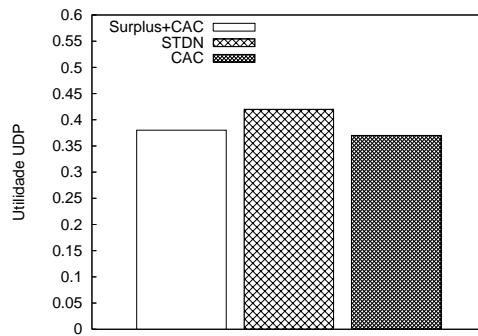


FIG. 6.19: Utilidade médias do fluxos UDP.

	U_{tcp}	U_{udp}
<i>Surplus</i>	0,39	0,38
<i>STDN</i>	0,25	0,42
<i>CAC</i>	0,36	0,37

TAB. 6.10: Utilidades para 50% de fluxos TCP e 50% de fluxos TCP e UDP

Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

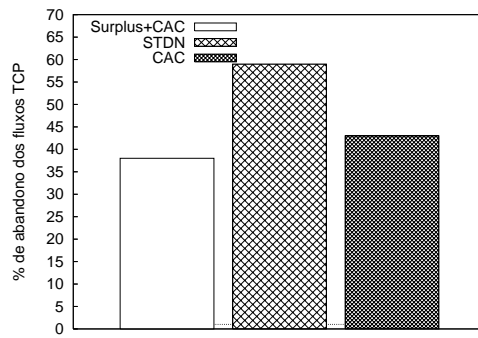


FIG. 6.20: Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.

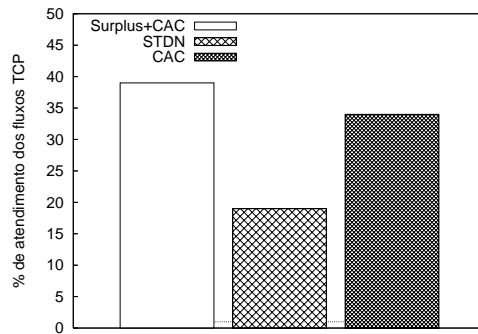


FIG. 6.21: Percentual de fluxos TCP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Desistências (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	39,01	38,33
<i>STDN</i>	10,17	59,40
<i>CAC</i>	34,85	43,86

TAB. 6.11: Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

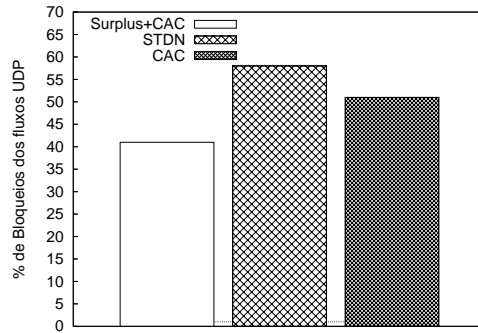


FIG. 6.22: Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.

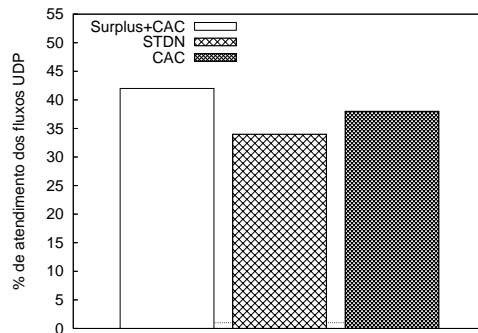


FIG. 6.23: Percentual de fluxos UDP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Bloqueios (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	42,41	41,30
<i>STDN</i>	34,23	58,91
<i>CAC</i>	38,83	51,21

TAB. 6.12: Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

Tipos de Bloqueios

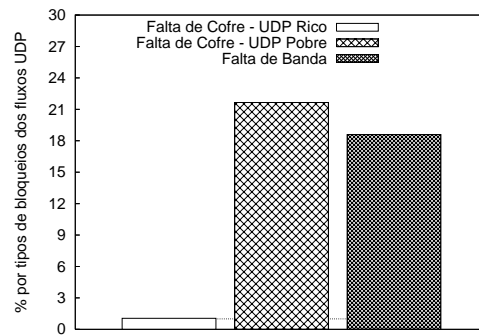


FIG. 6.24: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando *Surplus+CAC*.

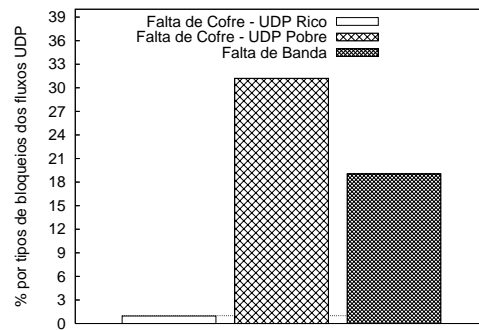


FIG. 6.25: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando CAC.

	<i>Falta de Cofre UDP Rico(%)</i>	<i>Falta de Cofre UDP Pobre(%)</i>	<i>Falta de Banda(%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	1,05	21,64	18,59
<i>CAC</i>	0,95	31,21	19,05

TAB. 6.13: Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP

Na proporção 50%-50% para fluxos TCP e UDP, os resultados foram semelhantes aos demais cenários, porém como a metade dos fluxos solicitam reserva de recursos a situação de congestionamento se agrava já que aumenta o número de reservas. Este fenômeno é demonstrado com a queda das utilidades medidas e com o aumento do número de bloqueios UDP apresentados na figura 6.22 e abandonos TCP apresentados na figura 6.20.

Os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* apresentaram respectivamente 0,14 e 0,11 utilidades TCP (U_{tcp}) a mais que o critério *STDN* apresentados na figura 6.18. Mesmo com o mecanismo de controle de admissão que desestimula a entrada de novos fluxos UDP na rede, o *Surplus+CAC* apresentou o menor número de fluxos UDP bloqueados com 41,30% de bloqueios, 51,21% para o *CAC* e 58,91% para o *STDN* conforme apresentado na figura 6.22 já que o mecanismo de controle regula a reserva proporcionalmente ao valor do cofre de cada fluxo, atendendo mais fluxos.

Os fluxos TCP apresentaram as melhores taxas de atendimento, 39,01% para o *Surplus+CAC*, 34,85% para *CAC* comparadas com os 10,17% para o *STDN* apresentado na figura 6.21. E por preservar os TCP, estes obtiveram as menores taxas de abandono da rede, 38,33% para *Surplus+CAC* e 43,86% para *CAC* comparados com os 59,40% do critério *STDN* conforme apresentado na figura 6.20.

O critério *STDN* apresentou 0,04 e 0,05 utilidades UDP (U_{udp}) a mais que os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* respectivamente, apresentado na figura 6.19 mas foi o critério que apresentou o menor número de atendimentos 34,23% com 58,91% de fluxos bloqueados apresentados nas figuras 6.23 e 6.22 respectivamente. Esta utilidade para fluxos UDP é superior no *STDN* porque quando os fluxos UDP ingressam na rede, eles tendem a realizar reservas do máximo de recursos disponíveis até que estes se esgotem. Quando novos fluxos UDP tentam ingressar na rede, não são admitidos por falta de recursos.

Nos critérios que implementam o mecanismo de controle de admissão, como a reserva é regulada pelo cofre de cada fluxo foi possível atender mais fluxos e diminuir o número de bloqueios. Este mecanismo também impede a entrada de fluxos UDP que não possuam cofre suficiente para pagar pelo dano que será gerado aos TCP existentes, assim o maior causador de bloqueios é a falta de cofre conforme apresentado na tabela 6.13.

O critério *Surplus+CAC* além do mecanismo de controle de admissão trabalha com o critério de roteamento *Surplus*, apresentado na seção 4.1, que visa buscar rotas que possuam a maior utilidade para os fluxos UDP com os preços mais baixos (enlaces menos congestionados) apresentou os melhores resultados em todas as simulações.

6.2 ANÁLISE DA TOPOLOGIA 2

Esta topologia foi baseada na topologia da Rede de ensino europeia Géant (PROJECT, 2004), conforme apresentada na figura 6.26.

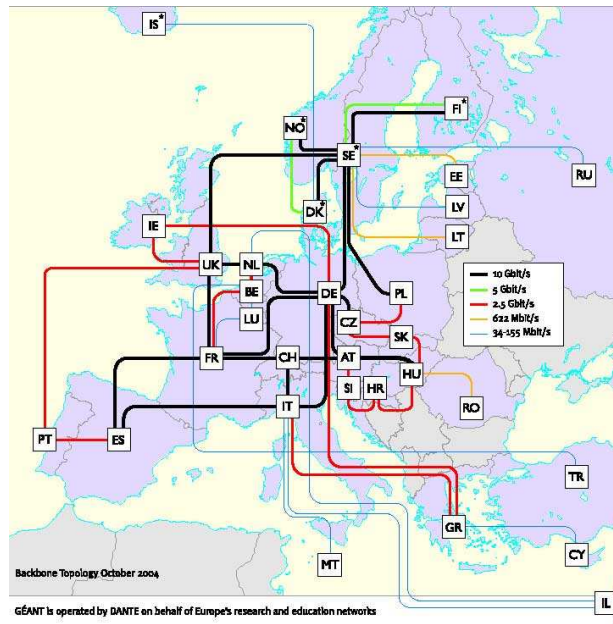


FIG. 6.26: Topologia 2 - Rede Géant

Taxa de chegada	3
B_{max} do fluxo UDP	5,0 Mbps
B_{min} do fluxo UDP	0,5 Mbps
Cofre para o fluxo UDP Rico	3,5 u.m.
Cofre para o fluxo UDP Pobre	1,0 u.m.
Duração média da reserva UDP	3.5 u.t.
B_{min} do fluxo TCP	5,54 Kbps
Tamanho máximo do arquivo que será transportado por um fluxo TCP	12 Mb

TAB. 6.14: Parâmetro de entrada para topologia 2

Para 90 por cento dos fluxos do tipo TCP e 10 por cento para fluxos UDP obtivemos uma média de 26.728 chegadas.

Utilidade dos fluxos.

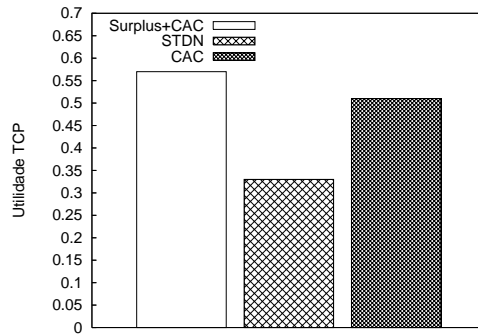


FIG. 6.27: Utilidade médias do fluxos TCP.

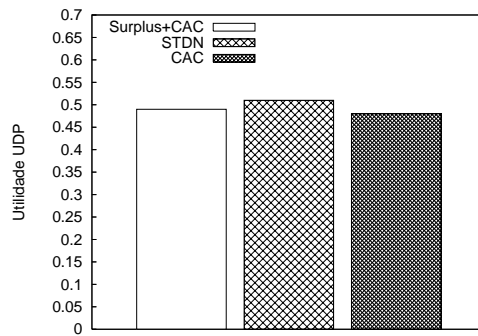


FIG. 6.28: Utilidade médias do fluxos UDP.

	U_{tcp}	U_{udp}
<i>Surplus+CAC</i>	0,57	0,49
<i>STDN</i>	0,33	0,51
<i>CAC</i>	0,51	0,48

TAB. 6.15: Utilidades para 90% de fluxos TCP e 10% de fluxos TCP e UDP

Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

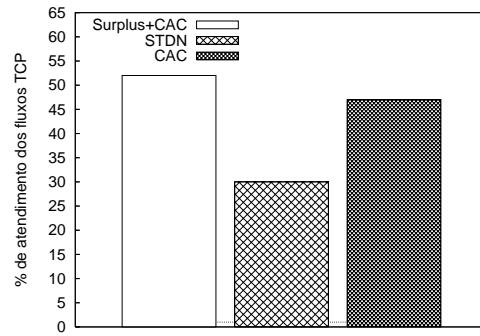


FIG. 6.29: Percentual de fluxos TCP atendidos.

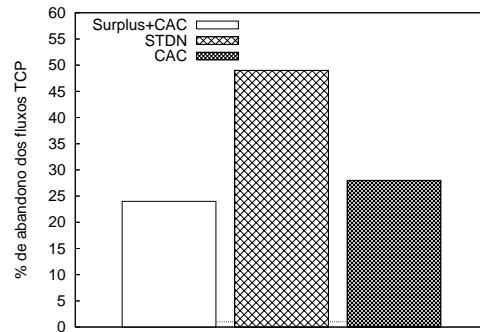


FIG. 6.30: Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Desistências (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	52,68	24,37
<i>STDN</i>	30,09	49,00
<i>CAC</i>	47,39	28,59

TAB. 6.16: Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

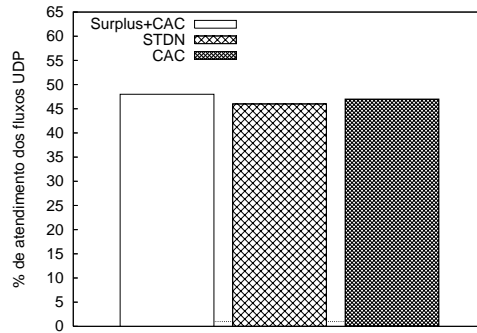


FIG. 6.31: Percentual de fluxos UDP atendidos.

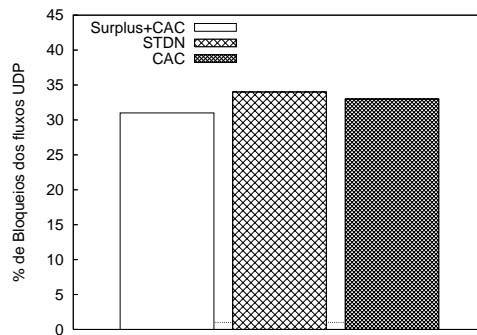


FIG. 6.32: Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Bloqueios (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	48,64	31,64
<i>STDN</i>	46,37	34,64
<i>CAC</i>	47,69	33,09

TAB. 6.17: Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

Tipos de Bloqueios

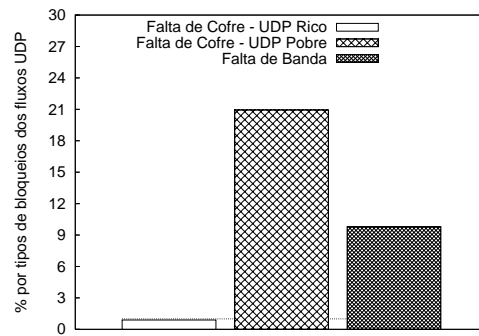


FIG. 6.33: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando *Surplus+CAC*.

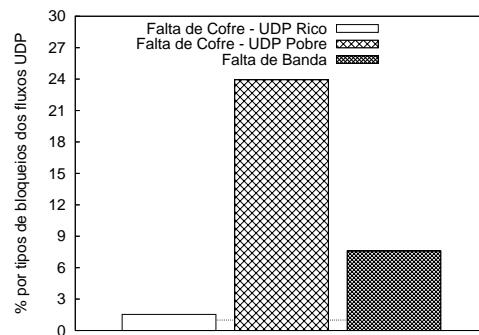


FIG. 6.34: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando *CAC*.

	<i>Falta de Cofre UDP Rico(%)</i>	<i>Falta de Cofre UDP Pobre(%)</i>	<i>Falta de Banda(%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	0,89	20,94	9,79
<i>CAC</i>	1,54	23,94	7,59

TAB. 6.18: Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP

Na proporção 90% de fluxos TCP e 10% de UDP, os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* apresentaram respectivamente 0,24 e 0,18 utilidades TCP (U_{tcp}) a mais que o critério *STDN* apresentados na figura 6.27. Esta diferença ocorre porque o mecanismo de controle de admissão ao verificar que o enlace já está congestionado, desestimula, com preços elevados, a entrada de novos fluxos UDP na rede. Este fenômeno é provado pelo tipo de bloqueios por falta de cofre: 21,83% para o critério *Surplus+CAC* e 25,48% para o *CAC* conforme apresentado nas figuras 6.33 e 6.34.

Com o desestímulo financeiro de novas reservas UDP os TCP apresentaram as melhores taxas de atendimento, 52,68% para o *Surplus+CAC* e 47,39% para *CAC* comparadas com os 30,09% para o *STDN* que não o utiliza, demonstrados pela figura 6.29. E por preservar os TCP, obtiveram as menores taxas de abandono da rede, 24,37% para *Surplus+CAC* e 28,59% para *CAC* comparados com os 49,00% do critério *STDN* conforme apresentado na figura 6.30.

A elevada taxa de desistência do *STDN* representa o impacto sofrido pelos fluxos TCP quando não existem mecanismos que regule os fluxos UDP em enlaces congestionados.

Apesar do critério *STDN* apresentar 0,02 e 0,03 utilidades UDP (U_{udp}) a mais que os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* respectivamente, como apresentado na figura 6.28, foi o critério que apresentou o menor número de atendimentos 46,37% com 34,64% de fluxos bloqueados apresentados nas figuras 6.31 e 6.32 respectivamente. Esta utilidade para fluxos UDP é superior no *STDN* porque quando os fluxos UDP ingressam na rede, eles tendem a realizar reservas do máximo de recursos disponíveis até que estes se esgotem. Quando novos fluxos UDP tentam ingressar na rede, não são admitidos por falta de recursos.

Nos critérios que implementam o mecanismo de controle de admissão, a reserva é limitada proporcionalmente ao cofre de cada fluxo, possibilitando o atendimento de mais fluxos, 48,64% para o *Surplus+CAC* e 47,69% para o *CAC*, e diminuindo o número de bloqueios com apenas 31,64% e 33,09% para o *Surplus+CAC* e *CAC* respectivamente.

Para 75 por cento dos fluxos do tipo TCP e 25 por cento para fluxos UDP obtivemos uma média de 26.318 chegadas.

Utilidade dos fluxos

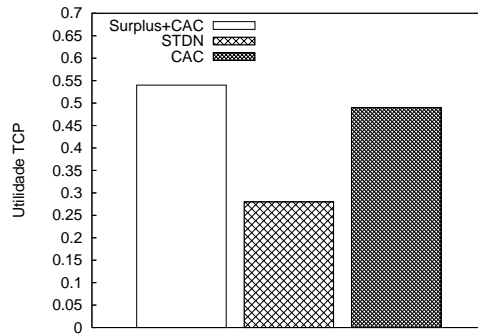


FIG. 6.35: Utilidade médias do fluxos TCP.

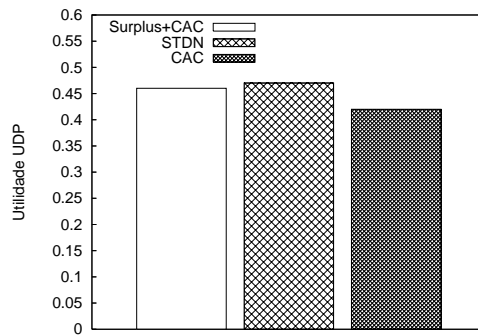


FIG. 6.36: Utilidade médias do fluxos UDP.

	U_{tcp}	U_{udp}
<i>Surplus+CAC</i>	0,54	0,46
<i>STDN</i>	0,28	0,47
<i>CAC</i>	0,49	0,42

TAB. 6.19: Utilidades para 75% de fluxos TCP e 25% de fluxos TCP e UDP

Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

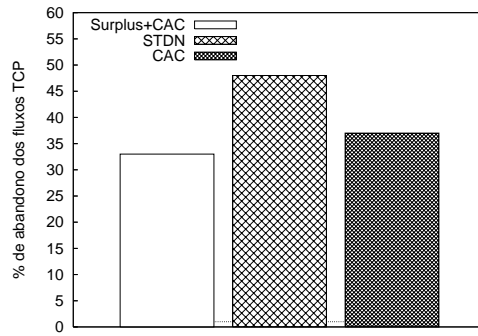


FIG. 6.37: Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.

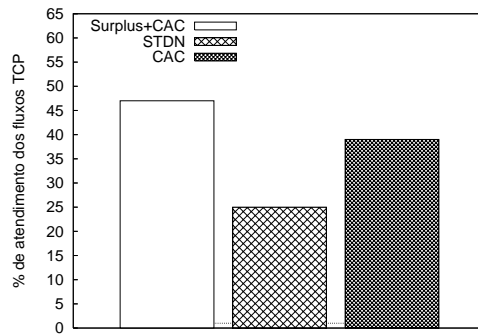


FIG. 6.38: Percentual de fluxos TCP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Desistências (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	47,48	33,08
<i>STDN</i>	25,61	48,76
<i>CAC</i>	39,13	37,71

TAB. 6.20: Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

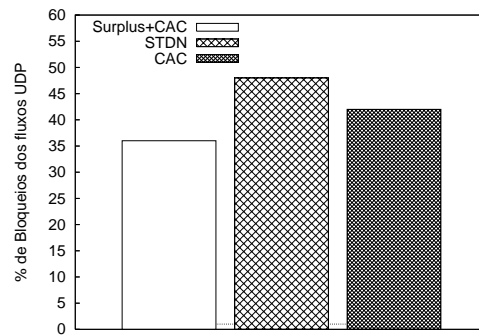


FIG. 6.39: Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.

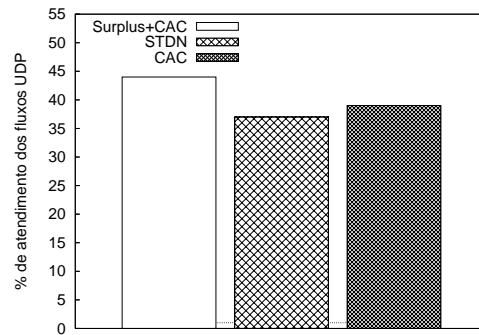


FIG. 6.40: Percentual de fluxos UDP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Bloqueios (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	44,64	36,03
<i>STDN</i>	37,69	48,29
<i>CAC</i>	39,61	42,78

TAB. 6.21: Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

Tipos de Bloqueios

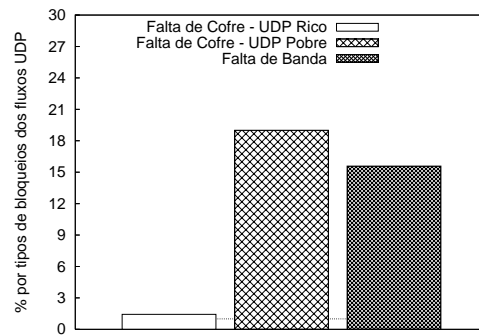


FIG. 6.41: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando *Surplus+CAC*.

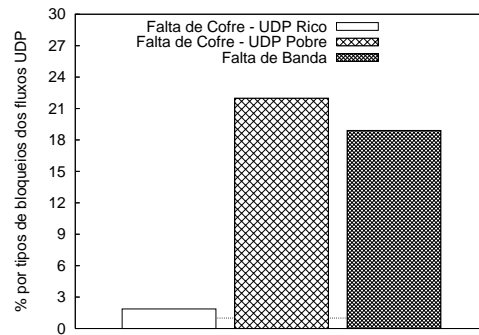


FIG. 6.42: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando CAC.

	<i>Falta de Cofre UDP Rico(%)</i>	<i>Falta de Cofre UDP Pobre(%)</i>	<i>Falta de Banda(%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	1,44	19,01	15,58
<i>CAC</i>	1,87	21,99	18,91

TAB. 6.22: Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP

Na proporção 75% de fluxos TCP e 25% de UDP, os resultados foram semelhantes à proporção 90%-10%, porém com a entrada de mais fluxos UDP a situação de congestionamento se agrava já que aumenta o número de reservas. Este fenômeno é demonstrado com a queda das utilidades medidas e com o aumento do número de bloqueios UDP apresentados na figura 6.39 e abandonos TCP apresentados na figura 6.37.

Os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* apresentaram respectivamente 0,26 e 0,21 utilidades TCP (U_{tcp}) a mais que o critério *STDN* apresentados na figura 6.35. Mesmo com o mecanismo de controle de admissão que desestimula a entrada de novos fluxos UDP na rede, o *Surplus+CAC* apresentou o menor número de fluxos UDP bloqueados com 36,03% de bloqueios, 42,78% para o *CAC* e 48,29% para o *STDN* conforme apresentado na figura 6.39, já que o mecanismo de controle regula a reserva proporcionalmente ao valor do cofre de cada fluxo.

Os fluxos TCP apresentaram as melhores taxas de atendimento, 47,48% para o *Surplus+CAC*, 39,13% para *CAC* comparadas com os 25,61% para o *STDN* apresentado na figura 6.38. E por preservar os TCP obtiveram as menores taxas de abandono da rede, 33,08% para *Surplus+CAC* e 37,71% para *CAC* comparados com os 48,76% do critério *STDN* conforme apresentado na figura 6.37.

O critério *STDN* apresentou 0,01 e 0,05 utilidades UDP (U_{udp}) a mais que os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* respectivamente, apresentado na figura 6.36 mas foi o critério que apresentou o menor número de atendimentos, 37,69%, com 48,29% de fluxos bloqueados apresentados nas figuras 6.40 e 6.39 respectivamente. Esta utilidade para fluxos UDP é superior no *STDN* porque quando os fluxos UDP ingressam na rede, eles tendem a realizar reservas do máximo de recursos disponíveis até que estes se esgotem. Quando novos fluxos UDP tentam ingressar na rede, não são admitidos por falta de recursos.

Nos critérios que implementam o mecanismo de controle de admissão, o ingresso na rede só é possível caso o fluxo UDP tenha cofre suficiente para pagar pela desutilidade causada aos TCP. Devido a esta característica, o maior percentual por tipo de bloqueio é gerado pela falta de cofre dos UDP, com 20,45% para o *Surplus+CAC* e 23,86% para o *CAC*, apresentados nas figuras 6.41 e 6.42, preservando os fluxos TCP já prejudicados pelo enlace congestionado.

Para 50 por cento dos fluxos do tipo TCP e 50 por cento para fluxos UDP obtivemos uma média de 26.971 chegadas.

Utilidade dos fluxos

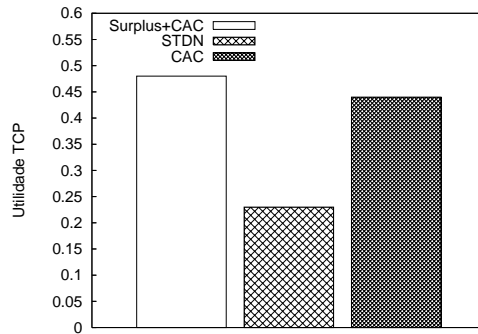


FIG. 6.43: Utilidade médias do fluxos TCP.

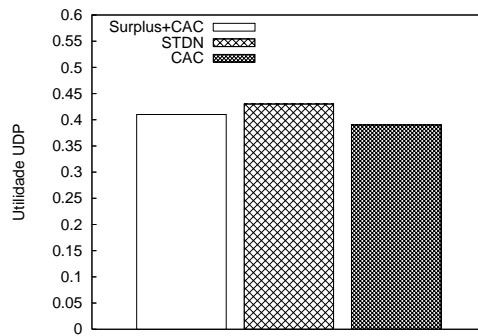


FIG. 6.44: Utilidade médias do fluxos UDP.

	U_{tcp}	U_{udp}
<i>Surplus</i>	0,48	0,41
<i>1C - SP</i>	0,23	0,43
<i>1C - CP</i>	0,44	0,39

TAB. 6.23: Utilidades para 50% de fluxos TCP e 50% de fluxos TCP e UDP

Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

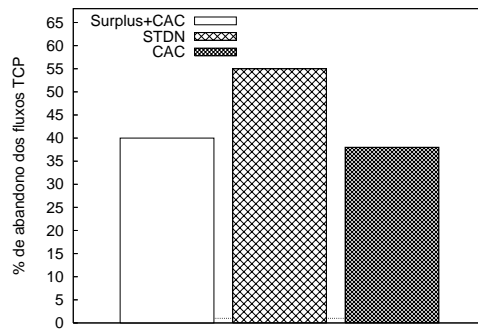


FIG. 6.45: Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.

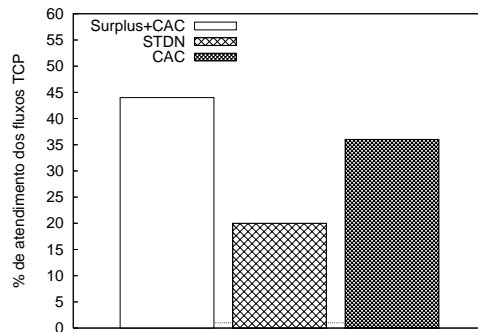


FIG. 6.46: Percentual de fluxos TCP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Desistências (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	44,03	38,59
<i>STDN</i>	20,18	55,41
<i>CAC</i>	36,18	40,17

TAB. 6.24: Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

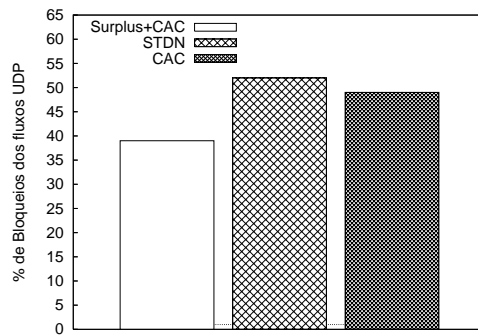


FIG. 6.47: Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.

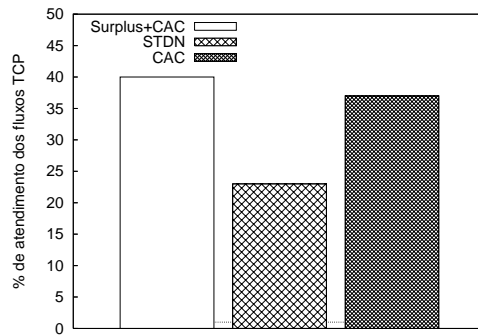


FIG. 6.48: Percentual de fluxos UDP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Bloqueios (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	40,40	39,64
<i>STDN</i>	23,24	52,18
<i>CAC</i>	37,78	49,62

TAB. 6.25: Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

Tipos de Bloqueios

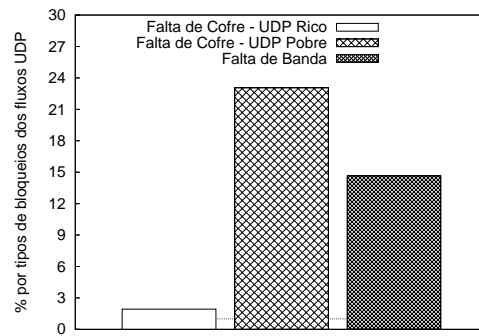


FIG. 6.49: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando *Surplus+CAC*.

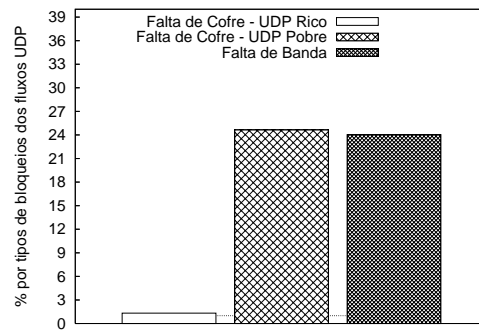


FIG. 6.50: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando CAC.

	<i>Falta de Cofre UDP Rico(%)</i>	<i>Falta de Cofre UDP Pobre(%)</i>	<i>Falta de Banda(%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	1,92	23,06	14,65
<i>CAC</i>	1,32	24,65	24,04

TAB. 6.26: Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP

Na proporção 50%-50% para fluxos TCP e UDP, os resultados foram semelhantes aos demais cenários, porém como a metade dos fluxos solicitam reserva de recursos a situação de congestionamento se agrava já que aumenta o número de reservas. Este fenômeno é demonstrado com a queda das utilidades medidas e com o aumento do número de bloqueios UDP apresentados na figura 6.47 e abandonos TCP apresentados na figura 6.45.

Os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* apresentaram respectivamente 0,25 e 0,21 utilidades TCP (U_{tcp}) a mais que o critério *STDN* apresentados na figura 6.43. Mesmo com o mecanismo de controle de admissão que desestimula a entrada de novos fluxos UDP na rede, o *Surplus+CAC* apresentou o menor número de fluxos UDP bloqueados com 39,64% de bloqueios, 49,62% para o *CAC* e 52,18% para o *STDN* conforme apresentado na figura 6.47 já que o mecanismo de controle regula a reserva proporcionalmente ao valor do cofre de cada fluxo, atendendo mais fluxos.

Os fluxos TCP apresentaram as melhores taxas de atendimento, 44,03% para o *Surplus+CAC*, 36,18% para *CAC* comparadas com os 20,18% para o *STDN* apresentado na figura 6.46. E por preservar os TCP, estes obtiveram as menores taxas de abandono da rede, 38,59% para *Surplus+CAC* e 40,17% para *CAC* comparados com os 55,41% do critério *STDN* conforme apresentado na figura 6.45.

O critério *STDN* apresentou 0,02 e 0,04 utilidades UDP (U_{udp}) a mais que os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* respectivamente, apresentado na figura 6.44 mas foi o critério que apresentou o menor número de atendimentos 23,24% com 52,18% de fluxos bloqueados apresentados nas figuras 6.48 e 6.47 respectivamente. Esta utilidade para fluxos UDP é superior no *STDN* porque, quando os fluxos UDP ingressam na rede, eles tendem a realizar reservas do máximo de recursos disponíveis até que estes se esgotem. Quando novos fluxos UDP tentam ingressar na rede, não são admitidos por falta de recursos.

Nos critérios que implementam o mecanismo de controle de admissão, como a reserva é regulada pelo cofre de cada fluxo foi possível atender mais fluxos e diminuir o número de bloqueios. Este mecanismo também impede a entrada de fluxos UDP que não possuam cofre suficiente para pagar pelo dano que será gerado aos TCP existentes, assim o maior causador de bloqueios é a falta de cofre conforme apresentado na tabela 6.26.

O critério *Surplus+CAC*, que além do mecanismo de controle de admissão trabalha com o critério de roteamento *Surplus*, apresentado na seção 4.1, que visa buscar rotas que possuam a maior utilidade para os fluxos UDP com os preços mais baixos (enlaces menos congestionados), apresentou os melhores resultados em todas as simulações.

6.3 ANÁLISE DA TOPOLOGIA 3

Esta topologia foi inspirada na topologia da Rede Rio (RIO, 2006), representada na figura 6.51.

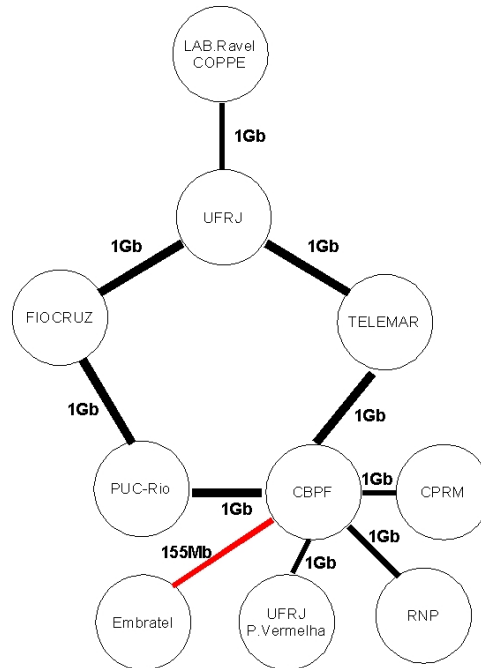


FIG. 6.51: Topologia 3 - Rede Rio

Taxa de chegada	4,5
B_{max} do fluxo UDP	2,0 Mbps
B_{min} do fluxo UDP	0,025 Mbps
Cofre para o fluxo UDP Rico	4,5 u.m.
Cofre para o fluxo UDP Pobre	1 u.m.
Duração média da reserva UDP	3,5 u.t.
B_{min} do fluxo TCP	6,54 Kbps
Tamanho máximo do arquivo que será transportado por um fluxo TCP	12 Mb

TAB. 6.27: Parâmetro de entrada para topologia 3

Para 90 por cento dos fluxos do tipo TCP e 10 por cento para fluxos UDP obtivemos uma média de 40.006 chegadas.

Utilidade média dos fluxos.

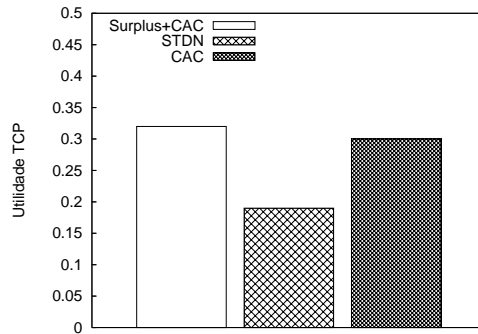


FIG. 6.52: Utilidade médias do fluxos TCP.

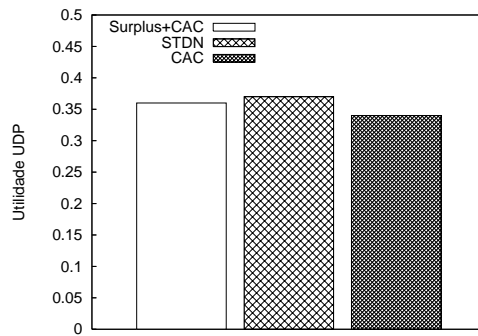


FIG. 6.53: Utilidade médias do fluxos UDP.

	U_{tcp}	U_{udp}
<i>Surplus+CAC</i>	0,34	0,36
<i>STDN</i>	0,19	0,37
<i>CAC</i>	0,32	0,30

TAB. 6.28: Utilidades para 90% de fluxos TCP e 10% de fluxos TCP e UDP

Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

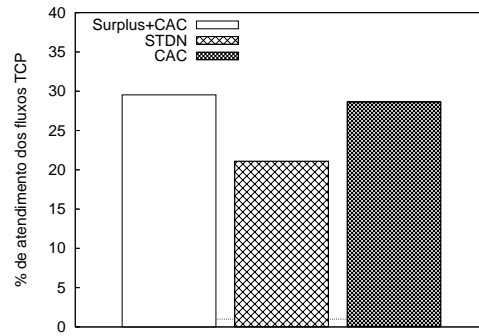


FIG. 6.54: Percentual de fluxos TCP atendidos.

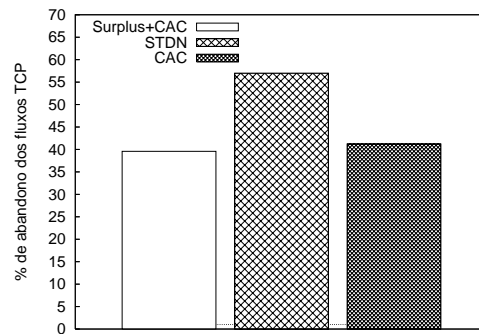


FIG. 6.55: Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Desistências (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	29,53	39,58
<i>STDN</i>	21,10	57,00
<i>CAC</i>	28,63	41,22

TAB. 6.29: Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

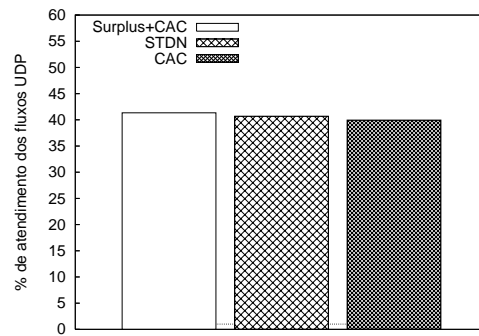


FIG. 6.56: Percentual de fluxos UDP atendidos.

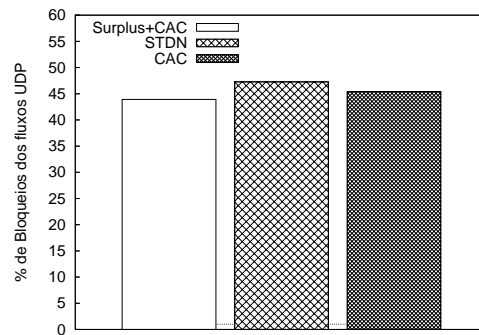


FIG. 6.57: Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Bloqueios (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	41,33	43,92
<i>STDN</i>	40,69	47,27
<i>CAC</i>	39,96	45,41

TAB. 6.30: Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

Tipos de Bloqueios

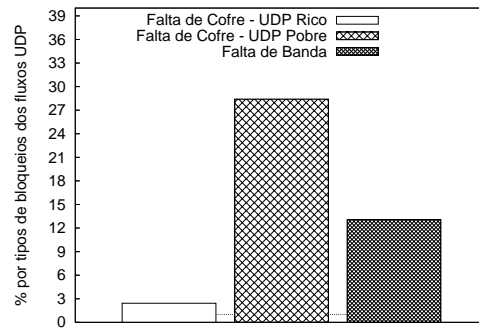


FIG. 6.58: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando *Surplus+CAC*.

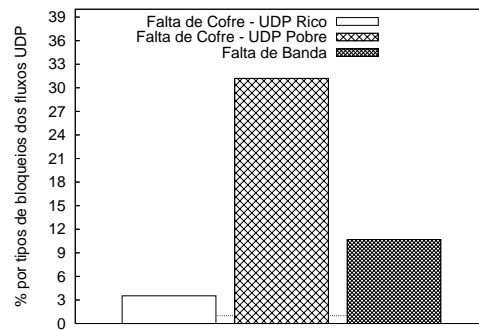


FIG. 6.59: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 90%-10% utilizando CAC.

	<i>Falta de Cofre UDP Rico(%)</i>	<i>Falta de Cofre UDP Pobre(%)</i>	<i>Falta de Banda(%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	2,43	28,42	13,07
<i>CAC</i>	3,54	31,21	10,66

TAB. 6.31: Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP

Nesta topologia o objetivo foi analisar os algoritmos propostos neste trabalho sob uma elevada taxa de chegadas. Na proporção 90% de fluxos TCP e 10% de UDP, os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* apresentaram respectivamente 0,15 e 0,17 utilidades TCP (U_{tcp}) a mais que o critério *STDN* apresentados na figura 6.52. Esta diferença ocorre porque mecanismo de controle de admissão ao verificar que o enlace já está congestionado desestimula, com preços elevados, a entrada de novos fluxos UDP na rede. Este fenômeno é provado pelo elevado número de bloqueios por falta de cofre: 30,85% para o critério *Surplus+CAC* e 34,75% para o *CAC* conforme apresentado nas figuras 6.58 e 6.59.

Com o desestímulo financeiro de novas reservas UDP, os TCP apresentaram as melhores taxas de atendimento, 29,53% para o *Surplus+CAC* e 28,63% para *CAC* comparadas com os 21,10% para o *STDN* que não o utiliza, demonstrados pela figura 6.54. E por preservar, os TCP obtiveram as menores taxas de abandono da rede, 39,58% para *Surplus+CAC* e 41,22% para *CAC* comparados com os 57,00% do critério *STDN* conforme apresentado na figura 6.55.

A elevada taxa de desistência do *STDN* representa o impacto sofrido pelos fluxos TCP quando não existem mecanismos que regule os fluxos UDP em enlaces congestionados.

Apesar do critério *STDN* apresentar 0,01 e 0,07 utilidades UDP (U_{udp}) a mais que os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* respectivamente, como apresentado na figura 6.53, este critério apresentou número de atendimentos inferior ao *Surplus+CAC* e o pior número de bloqueios com 47,27% apresentados na figura 6.57. Esta utilidade para fluxos UDP é superior no *STDN* porque quando os fluxos UDP ingressam na rede, eles tendem a realizar reservas do máximo de recursos disponíveis até que estes se esgotem. Quando novos fluxos UDP tentam ingressar na rede, não são admitidos por falta de recursos.

Nos critérios que implementam o mecanismo de controle de admissão, a reserva é limitada proporcionalmente ao cofre de cada fluxo, possibilitando o atendimento de mais fluxos, 41,33% para o *Surplus+CAC* e 39,96% para o *CAC* e diminuindo o número de bloqueios com 43,92% e 45,41% para o *Surplus+CAC* e *CAC* respectivamente.

Os resultados relacionados ao número de bloqueios (tabelas 6.30 e 6.29) são elevados devido ao elevado congestionamento dos enlaces, mas mesmo assim os critérios que utilizam os algoritmos propostos apresentaram os melhores resultados.

Os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* apresentaram resultados próximos, este comportamento é explicado pela baixa opção de caminhos válidos entre os nós de origem e destino.

Para 75 por cento dos fluxos do tipo TCP e 25 por cento para fluxos UDP obtivemos uma média de 39.986 chegadas.

Utilidade dos fluxos

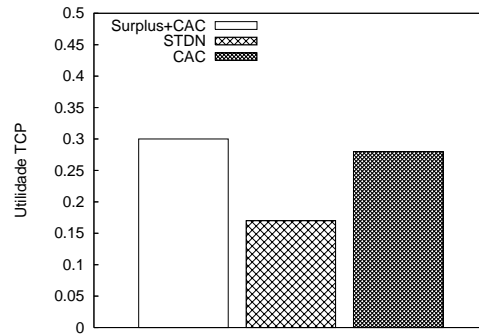


FIG. 6.60: Utilidade médias do fluxos TCP.

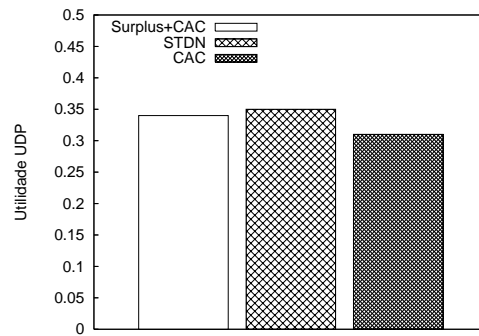


FIG. 6.61: Utilidade médias do fluxos UDP.

	U_{tcp}	U_{udp}
<i>Surplus+CAC</i>	0,30	0,34
<i>STDN</i>	0,17	0,35
<i>CAC</i>	0,28	0,31

TAB. 6.32: Utilidades para 75% de fluxos TCP e 25% de fluxos TCP e UDP

Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

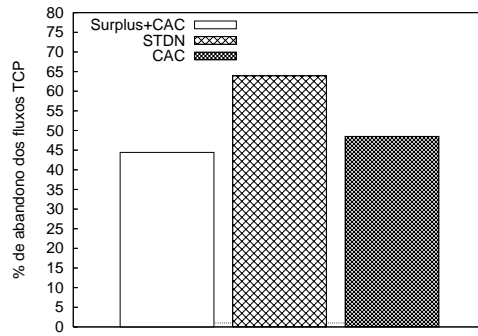


FIG. 6.62: Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.

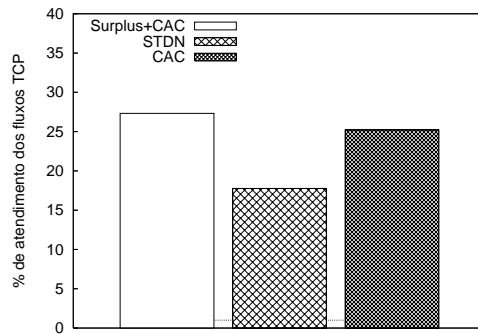


FIG. 6.63: Percentual de fluxos TCP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Desistências (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	27,23	44,43
<i>STDN</i>	17,77	63,91
<i>CAC</i>	25,22	48,49

TAB. 6.33: Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

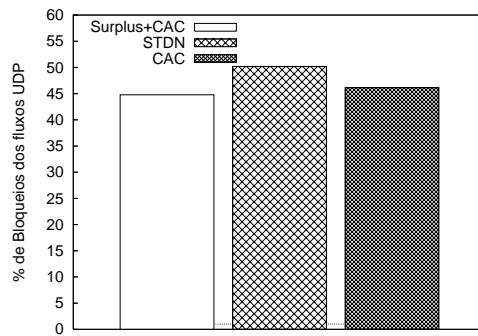


FIG. 6.64: Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.

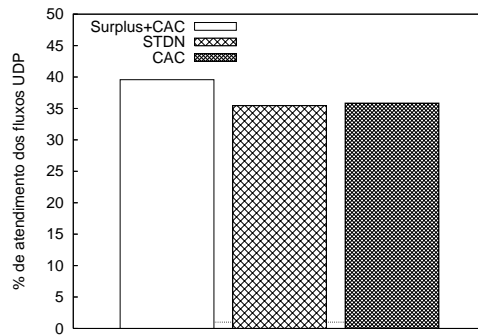


FIG. 6.65: Percentual de fluxos UDP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Bloqueios (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	39,58	44,78
<i>STDN</i>	35,45	50,19
<i>CAC</i>	35,85	46,14

TAB. 6.34: Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

Tipos de Bloqueios

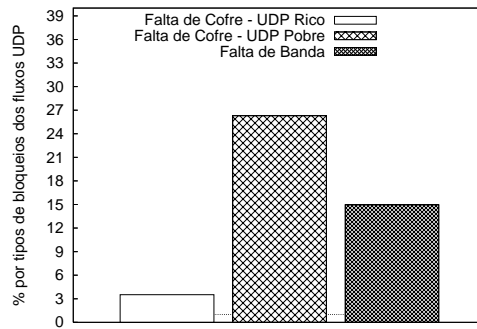


FIG. 6.66: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando *Surplus+CAC*.

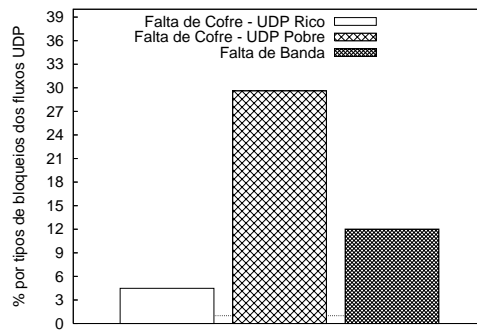


FIG. 6.67: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 75%-25% utilizando CAC.

	<i>Falta de Cofre UDP Rico(%)</i>	<i>Falta de Cofre UDP Pobre(%)</i>	<i>Falta de Banda(%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	3,52	26,31	14,96
<i>CAC</i>	4,48	29,62	12,03

TAB. 6.35: Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP

Na proporção 75% de fluxos TCP e 25% de UDP, os resultados foram semelhantes à proporção 90%-10%, porém com a entrada de mais fluxos UDP a situação de congestionamento se agrava já que aumenta o número de reservas. Este fenômeno é demonstrado com a queda das utilidades medidas e com o aumento do número de bloqueios UDP apresentados na figura 6.64 e abandonos TCP apresentados na figura 6.62.

Os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* apresentaram respectivamente 0,13 e 0,11 utilidades TCP (U_{tcp}) a mais que o critério *STDN* apresentados na figura 6.60. Mesmo com o mecanismo de controle de admissão que desestimula a entrada de novos fluxos UDP na rede, o *Surplus+CAC* apresentou o menor número de fluxos UDP bloqueados com 44,78% de bloqueios, 46,14% para o *CAC* e 50,19% para o *STDN* conforme apresentado na figura 6.64, já que o mecanismo de controle regula a reserva proporcionalmente ao valor do cofre de cada fluxo.

Os fluxos TCP apresentaram as melhores taxas de atendimento, 27,23% para o *Surplus+CAC*, 25,22% para *CAC* comparadas com os 17,77% para o *STDN* apresentado na figura 6.63. E por preservar, os TCP obtiveram as menores taxas de abandono da rede, 44,43% para *Surplus+CAC* e 48,49% para *CAC* comparados com os 63,91% do critério *STDN* conforme apresentado na figura 6.62. As baixas utilidades para os fluxos TCP é reflexo do elevado congestionamento da rede e mesmo nesse caso o controle de admissão proporcionou os melhores resultados para os critérios que o utilizam.

Nos critérios que implementam o mecanismo de controle de admissão, o ingresso na rede só é possível caso o fluxo UDP tenha cofre suficiente para pagar pela desutilidade causada aos TCP. Devido a esta característica o maior percentual por tipo de bloqueio é gerado pela falta de cofre dos UDP com, 29,83% para o *Surplus+CAC* e 34,10% para o *CAC*, apresentados nas figuras 6.66 e 6.67, preservando os fluxos TCP já prejudicados pelo enlace congestionado.

O critério *STDN* apresentou 0,01 e 0,04 utilidades UDP (U_{udp}) a mais que os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* respectivamente, apresentado na figura 6.61, mas foi o critério que apresentou o menor número de atendimentos, 35,45% com 50,19% de fluxos bloqueados apresentados nas figuras 6.65 e 6.64 respectivamente.

Para 50 por cento dos fluxos do tipo TCP e 50 por cento para fluxos UDP obtivemos uma média de 39.956 chegadas.

Utilidade dos fluxos

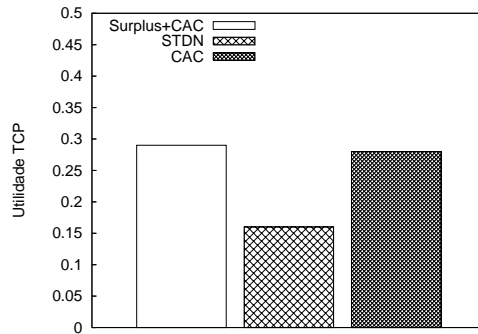


FIG. 6.68: Utilidade médias do fluxos TCP.

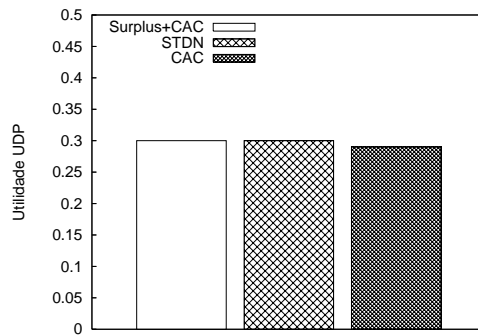


FIG. 6.69: Utilidade médias do fluxos UDP.

	U_{tcp}	U_{udp}
<i>Surplus</i>	0,29	0,30
<i>1C - SP</i>	0,16	0,30
<i>1C - CP</i>	0,28	0,29

TAB. 6.36: Utilidades para 50% de fluxos TCP e 50% de fluxos TCP e UDP

Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

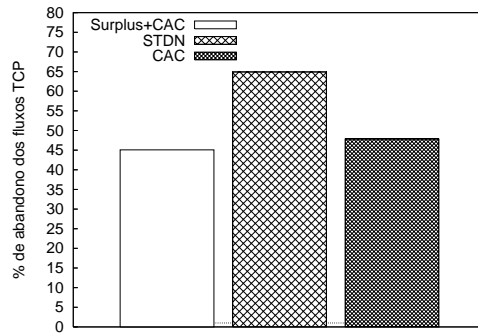


FIG. 6.70: Percentual de abandono (baixa qualidade na rede) dos fluxos TCP.

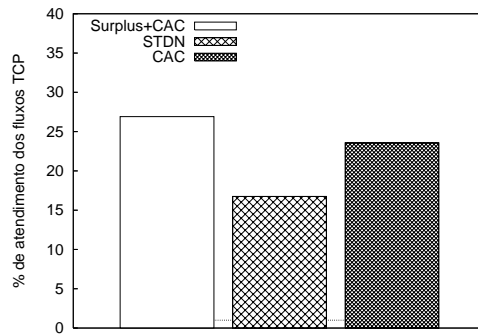


FIG. 6.71: Percentual de fluxos TCP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Desistências (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	26,91	45,08
<i>STDN</i>	16,75	64,91
<i>CAC</i>	23,57	47,83

TAB. 6.37: Atendimentos X Desistência dos fluxos TCP

Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

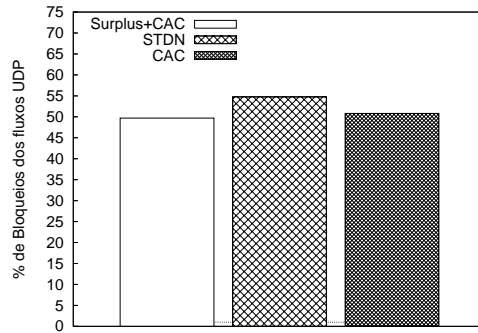


FIG. 6.72: Percentual de bloqueios (na admissão) dos fluxos UDP.

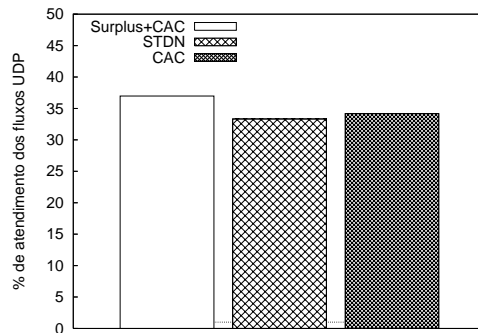


FIG. 6.73: Percentual de fluxos UDP atendidos.

	<i>Atendimentos (%)</i>	<i>Bloqueios (%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	36,98	49,69
<i>STDN</i>	33,33	54,76
<i>CAC</i>	34,18	50,82

TAB. 6.38: Atendimentos X Bloqueios para os fluxos UDP

Tipos de Bloqueios

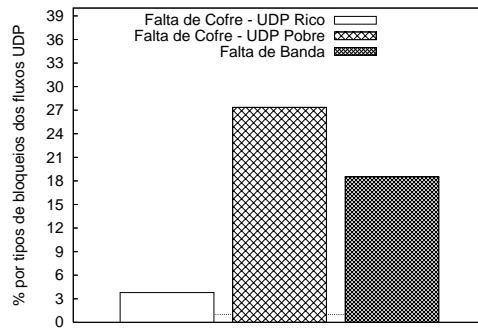


FIG. 6.74: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando *Surplus+CAC*.

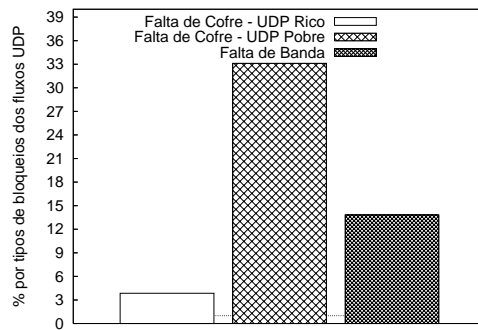


FIG. 6.75: Tipo de Bloqueios para fluxos UDP em 50%-50% utilizando CAC.

	<i>Falta de Cofre UDP Rico(%)</i>	<i>Falta de Cofre UDP Pobre(%)</i>	<i>Falta de Banda(%)</i>
<i>Surplus+CAC</i>	3,79	27,37	18,53
<i>CAC</i>	3,85	33,12	13,83

TAB. 6.39: Tipos de Bloqueios para os fluxos UDP

Na proporção 50%-50% para fluxos TCP e UDP, os resultados foram semelhantes aos demais cenários, porém como a metade dos fluxos solicitam reserva de recursos a situação de congestionamento se agrava já que aumenta o número de reservas. Este fenômeno é demonstrado com a queda das utilidades medidas e com o aumento do número de bloqueios UDP apresentados na figura 6.72 e abandonos TCP apresentados na figura 6.70.

Os critérios *Surplus+CAC* e *CAC* apresentaram respectivamente 0,13 e 0,12 utilidades TCP (U_{tcp}) a mais que o critério *STDN* apresentados na figura 6.68. Mesmo com o mecanismo de controle de admissão que desestimula a entrada de novos fluxos UDP na rede, o *Surplus+CAC* apresentou o menor número de fluxos UDP bloqueados com 49,69% de bloqueios, 50,82% para o *CAC* e 54,76% para o *STDN* conforme apresentado na figura 6.72 já que o mecanismo de controle regula a reserva proporcionalmente ao valor do cofre de cada fluxo, atendendo mais fluxos.

Os fluxos TCP apresentaram as melhores taxas de atendimento, 26,91% para o *Surplus+CAC*, 23,57% para *CAC* comparadas com os 16,75% para o *STDN* apresentado na figura 6.71. E por preservar os TCP, estes obtiveram as menores taxas de abandono da rede, 45,08% para *Surplus+CAC* e 47,83% para *CAC* comparados com os 64,91% do critério *STDN* conforme apresentado na figura 6.70.

O critério *STDN* apresentou 0,01 utilidade UDP (U_{udp}) a mais que o critério *CAC* e a mesma utilidade para o *Surplus+CAC*, apresentado na figura 6.69, mas foi o critério que apresentou o menor número de atendimentos, 33,33% com 54,76% de fluxos bloqueados apresentados nas figuras 6.73 e 6.72 respectivamente.

Nos critérios que implementam o mecanismo de controle de admissão, como a reserva é regulada pelo cofre de cada fluxo foi possível atender mais fluxos e diminuir o número de bloqueios. Este mecanismo também impede a entrada de fluxos UDP que não possuam cofre suficiente para pagar pelo dano que será gerado aos TCP existentes, assim o maior causador de bloqueios é a falta de cofre conforme apresentado na tabela 6.39.

O critério *Surplus+CAC*, além do mecanismo de controle de admissão, trabalha com o critério de roteamento *Surplus*, apresentado na seção 4.1, que visa buscar rotas que possuam a maior utilidade para os fluxos UDP com os preços mais baixos (enlaces menos congestionados) apresentou os melhores resultados em todas as simulações mesmo com elevado número de fluxos na rede e com a pouca opção de caminhos válidos entre origem e destino.

6.4 ANÁLISE FINANCEIRA

Os resultados de simulação apresentados mostraram que estas propostas são consistentes e garantem um melhor desempenho para o sistema além de ampliar o lucro obtido pelo provedor que o utiliza.

O cálculo do lucro e prejuízo tem o objetivo de mostrar como a aplicação desta proposta poderá trazer benefícios financeiros ao provedor de serviços da rede, além de benefícios aos usuários da rede.

No cenário de roteamento pelo critério *SURPLUS+CAC* e pelo *CAC* foram utilizadas as seguintes regras para calcular o lucro e o prejuízo provocado pelos tráfegos UDP.

O lucro (quanto o provedor ganhou), foi obtido com a adição de quanto os fluxos UDP pagaram para realizarem suas reservas, conforme demonstrado na equação 3.14 com o total de dados transmitidos pelos fluxos TCP, multiplicados pelo menor custo da rede. Foi considerado o menor custo da rede o valor equivalente a quanto um fluxo UDP pagaria por unidade de banda em um enlace cuja a desutilidade para fluxos TCP estivesse no intervalo $[0.9, 1.0]$.

O prejuízo (quanto o provedor deixou de ganhar), foi obtido pela adição de quanto cada fluxo UDP bloqueado estaria disposto a pagar (verificando o valor de cofre) com quantidade de banda que faltou transmitir para os fluxos TCP desistentes, multiplicados pelo menor custo da rede.

Para o critério *STDN*, o lucro foi calculado pelo total de banda reserva pelos fluxos UDP adicionado ao total transmitido pelos fluxos TCP, multiplicados pelo equivalente ao custo mais baixo da rede. O prejuízo foi definido pela adição dos valores equivalentes a B_{min} dos fluxos UDP bloqueados e adicionados ao total de dados não transmitidos pelos fluxos TCP desistentes, multiplicados pelo equivalente ao menor custo da rede.

	<i>Surplus+CAC</i>	<i>STDN</i>	<i>CAC</i>
<i>UDP lucro (u.m.)</i>	12.990,42	106,48	12.195,09
<i>UDP perda (u.m.)</i>	3,75	4,12	3,99
<i>TCP lucro (u.m.)</i>	13.25,00	750,00	11.75,00
<i>TCP perda (u.m.)</i>	1,00	2,05	1,16
<i>Total</i>	14.310,67	850,31	13.364,94

TAB. 6.40: Lucro obtido por critério

A tabela 6.40 apresenta os lucros e prejuízos gerados para a topologia 2 com 90% de fluxos TCP e 10% de fluxos UDP. Ilustra também como esta proposta poderá aumentar o retorno financeiro para os provedores que o utiliza. Foram observados que os critérios que implementam o mecanismo de preço dinâmico obteve melhor desempenho com um lucro total 15 vezes maior para o critério *SURPLUS+CAC* e 14 vezes maior para o critério *CAC* comparados com o critério *STDN*. Isto ocorre porque os critérios *SURPLUS+CAC* e *CAC* atendem mais fluxos UDP e TCP. Tendo o menor número de bloqueios na admissão para os fluxos UDP e o menor número de abandono para os fluxos TCP, além de possuírem critérios de tarifação para os fluxos UDP diferenciados, de acordo com o estado de congestionamento da rede.

Por fim, é razoável crer que sistemas de tarifação diferenciados e dinâmicos constituem importantes mecanismos, não só visando o retorno financeiro imediato para os provedores de serviço, mas principalmente proporcionando regulação dos tráfegos UDP na rede, aumentando a satisfação dos usuários controlando o congestionamento e garantindo a qualidade desejada.

7 CONCLUSÕES E TRABALHOS FUTUROS

Este capítulo tem como objetivo analisar os resultados obtidos nas simulações, apresentados no capítulo 6. Foram descritos os problemas observados durante o desenvolvimento da pesquisa e pontos que ainda merecem um maior trabalho de investigação em pesquisas futuras.

7.1 PRINCIPAIS CONCLUSÕES

Com a evolução tecnológica, principalmente nas áreas de comunicações, as redes devem ser capazes de transportar todos os tipos de informações possíveis, sejam elas voz, vídeo ou dados. Para atender tal demanda, as redes devem acompanhar o aumento da quantidade de tráfego e de usuários.

A expansão comercial da Internet atrai grandes empresas e novos usuários. Estas, necessitam de um nível de serviço superior ao de melhor esforço e devem estar dispostos a pagar mais por isso, desde que lhes sejam dadas garantias de uma maior qualidade de serviço.

Os fluxos que trafegam na Internet podem ser transportados pelos protocolos TCP ou UDP. Porém em situações de congestionamento, os fluxos UDP tendem a “estrangular” os fluxos TCP.

O TCP possui controle de congestionamento fim-a-fim reativo. Isto é, quando detectados sinais de congestionamento em uma conexão TCP, o mecanismo de controle reduz a taxa de transmissão a fim de diminuir e evitar o congestionamento da rede. Já o UDP não possui nenhum mecanismo de controle ao sinal de congestionamento, por esta razão pode ocorrer *starvation* dos fluxos TCP em enlaces congestionados.

Um outro fator está relacionado com o surgimento de novas aplicações que necessitam de uma maior eficiência da rede. Com isso, torna-se necessário criar mecanismos para que a rede suporte a qualidade de serviço requisitada. As propostas de mecanismos de garantia de qualidade, como serviços integrados (*IntServ*) e serviços diferenciados (*Diff-serv*), além de possuírem suas limitações, não prevêm nenhum mecanismo que tenha como objetivo garantir a coexistência mais harmoniosa entre os fluxos TCP e UDP em

enlaces congestionados.

O trabalho (KOHLEER, 2006) apresenta uma proposta de mecanismo de controle de congestionamento para os fluxos UDP porém, sem que haja alguma garantia real da qualidade do serviço oferecido pela rede.

Neste trabalho foi apresentado uma proposta inovadora para a regulação do tráfego UDP de acordo com o impacto causado no tráfego TCP. Foram utilizados conceitos da teoria microeconômica para formular os procedimentos e permitir o desenvolvimento de mecanismos de regulação baseados em tarifação.

Independente de como a utilidade da rede seja definida para os fluxos TCP, neste caso em função da probabilidade de perda, sua função será côncava, devido ao seu comportamento adaptativo. Assim, pode-se criar mecanismos que regulem os fluxos UDP de acordo com a análise da desutilidade gerada aos fluxos TCP.

A tarifação dos fluxos UDP deve incentivar aos usuários definirem como desejam que seus fluxos sejam transportados. Desta forma só as aplicações que realmente necessitam de qualidade de serviço reservariam recursos da rede garantindo a qualidade necessária e evitando desperdícios de banda e prejuízos aos fluxos TCP existentes.

Associando a desutilidade a um mecanismo de preço dinâmico que servirá de base para tarifação, controle de admissão e roteamento, pode-se melhorar o desempenho da rede para os fluxos existentes, a satisfação dos usuários e o lucro para os provedores de serviço.

Conforme esperado, nestas simulações, quando a rede encontra-se com um grau de congestionamento elevado, no critério *STDN*, os fluxos UDP realizam a reserva sem nenhum compromisso com o estado da rede, já que eles não possuem nenhum mecanismo de controle. Logo, a utilidade para os fluxos TCP (U_{tcp}) é bem mais baixa comparada com os outros critérios que utilizaram o algoritmo proposto para controle de admissão. Esta baixa utilidade é reflexo do estrangulamento dos fluxos TCP, e pode ser observada pelo elevado número de fluxos TCP que abandonaram a rede por não conseguirem obter recursos que atendam o mínimo de banda (B_{min}) capaz de propiciar a transmissão com o mínimo de utilidade para as aplicações geradoras deste tipo de tráfego.

Outra consequência, provocada pela falta de um controle de admissão, é o elevado número de fluxos UDP bloqueados por falta de recursos na rede, já que os primeiros fluxos UDP admitidos realizam a reserva com o máximo de banda disponível. Assim, os novos fluxos UDP não conseguem realizar reserva superior ao mínimo necessário para

obter alguma qualidade na transmissão.

Os critérios utilizados pelo algoritmo proposto para controle de admissão, por preservarem os fluxos TCP nos enlaces mais congestionados (já que a admissão está vinculada não apenas a disponibilidade de recursos mas também à capacidade de pagamento (*cofre*), por sua vez vinculada a desutilidade que seria gerada aos fluxos TCP existentes), apresentaram as melhores utilidades para fluxos TCP e o menor número de usuários insatisfeitos (representado pelas menores taxas de abandono da rede).

Já no critério *STDN* por não possuir controle de admissão, o número de bloqueios é superior aos demais critérios e todos aqueles são provocados pela falta de recursos disponíveis. Já estes que utilizam o algoritmo de controle de admissão tiveram seu maior número de bloqueios gerados por falta de *cofre*, demonstrando que, se não existisse este algoritmo, os fluxos TCP seriam prejudicados por novas admissões.

O algoritmo de controle de admissão, além de preservar os fluxos TCP, regula a capacidade de reserva dos fluxos UDP atendendo um maior número de fluxos UDP, estes resultados são observados quanto ao percentual de atendimento e ao percentual de bloqueios para os novos fluxos UDP.

O algoritmo de roteamento *Surplus+CAC*, por escolher rotas onde a utilidade para o fluxos UDP é maior, o que causa a menor desutilidade aos fluxos TCP existentes, apresentou o melhor desempenho para a rede em todos os critérios avaliados para as topologias testadas.

Em topologias como a apresentada na seção 6.3, os cenários *Surplus+CAC* e *CAC* tendem a apresentar resultados mais próximos. Como a rede possui menos caminhos válidos entre os nós, o maior impacto no comportamento dos fluxos é causado pelo mecanismo de controle de admissão já que, o algoritmo de roteamento, tende a utilizar as mesmas rotas.

7.2 PROBLEMAS ENCONTRADOS

A configuração dos parâmetros de mecanismos de controle como B_{min} e B_{max} dos fluxos TCP e UDP e a constante monetária não é uma tarefa simples para o administrador da rede.

A configuração equivocada de um desses parâmetros pode modificar completamente o comportamento esperado dos mecanismos propostos. Por exemplo, a configuração da constante de preço em um valor elevado ou os valores dos cofres dos fluxos UDP muito

baixo irão impossibilitar a entrada de fluxos UDP na rede, já que os fluxos não terão cofre suficiente para pagar a desutilidade gerada. Assim, estaríamos estrangulando os fluxos UDP. Já em uma situação oposta, valores de cofre muito elevados para os fluxos UDP ou uma constante de preço muito baixa, todos os fluxos irão tender a ser admitidos estrangulando os fluxos TCP, já que os fluxos seriam admitidos até o enlace estar completamente congestionado.

A determinação dos cofres dos fluxos UDP ricos e UDP pobres é uma escolha do usuário, isto é, o usuário escolhe o quanto ele pretende pagar para realizar a sua transmissão. Assim poderá ocorrer monopólio da rede se um determinado grupo de usuários possuir recursos financeiros ilimitados. Estes usuários poderão estar dispostos a pagar por qualquer valor de desutilidade gerada aos fluxos TCP, o que poderá gerar monopólio dos recursos existentes prejudicando outros usuários que não tenham as mesmas condições financeiras. Porém, para o provedor de serviços o lucro será proporcional a desutilidade gerada.

7.3 TRABALHOS FUTUROS

Experimentos de simulação para uma grande variedade de parâmetros de entrada também são necessários para uma melhor avaliação do potencial da proposta em ambientes reais.

Para algumas aplicações de tempo-real um fator determinante para a qualidade é o tempo de transmissão, isto é, o melhor caminho para estas aplicações é o menor caminho entre a origem e o destino. O algoritmo de *Surplus* não considera o número de nós na rota escolhida, o que para algumas aplicações inelásticas pode ser um problema em potencial. Deve-se realizar um estudo futuro para avaliar o quanto esta proposta atende ou não às aplicações com este perfil e se é necessário incorporar, ao *Surplus*, a minimização do número de nós como parte dos objetivos.

A implementação dos algoritmos propostos nos roteadores pode ser custosa aos provedores de serviço, apesar deste trabalho realizar uma análise simplificada do retorno financeiro, deve-se realizar estudos mais detalhados para avaliar a relação custo x benefício em ambientes reais.

Para os experimentos apresentados neste trabalho foram considerados apenas os enlaces entre roteadores assim não foram consideradas as redes de acesso, deve-se avaliar

como esta proposta pode ser adaptada para este caso, já que redes de acesso de baixa capacidade podem comprometer o desempenho das aplicações.

Estudos sobre o comportamento dos usuários sob sistemas de tarifação dinâmicos também podem ser importantes antes da implementação prática dos mecanismos nos provedores de serviço de redes.

8 REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- ARULAMPALAM, A. e CHEN, X. Q. **Allocating fair rates for available bit rate service in atm networks.** *IEEE Communications Magazine*, 34:92–100, Novembro 1996.
- BLAKE, S., BLACK, D., CARLSON, M., DAVIES, E., WANG, Z. e WEISS, W. **An architecture for differentiated services.** *RFC2475*, Dezembro 1998.
- BOUCH, A., SASSE, A. e DEMEER, H. **Of packets and people: “a user-centered approach to quality of service”.** *IWQoS2000*, págs. 189–197, Junho 2000.
- BOUDEC, J. Y. L. **Rate adaption, congestion control and fairness: A tutorial.** *EPFL - Ecole Polytechnique Fédérale de Lausanne*, Dezembro 2000.
- BRADEN, R., ZHANG, L., BERSON, S., HERZOG, S. e JAMIN, S. **Resource reservation protocol (rsvp).** *RFC2205*, Setembro 1997.
- BRESLAU, L., KNIGHTLY, E., SHENKER, S., STOICA, I. e ZHANG, H. **Endpoint admission control: Architectural issues and performance.** *SIGCOMM*, Agosto 2000.
- CHIU, D. M. e JAIN, R. **Analysis of the increase and decrease algorithms for congestion avoidance in computer networks.** *ISDN Sist.*, 17:1–14, 1989.
- CHIU, D. M. e TAM, A. S. W. **Network fairness for heterogeneous applications.** *ACM Sigcomm Asia Workshop*, Abril 2005.
- DAILY, P. Number of voip users shoots up, 2007. URL <http://www.internetworldstats.com>. [Online acessado 12-Março-2007].
- ELIAS, J. M., CAPONE, A. F. e PUJOLLE, G. **A new approach to dynamic bandwidth allocation in quality of service networks: performance and bounds.** *Elsevier Computer Networks*, Dezembro 2006.
- FILHO, R. P. **Desvendando o tcp.** *RNP-Boletim Bimestral sobre Tecnologias de Rede*, 2(4), Abril 1998.
- FLOYD, S. e FALL, K. **Promoting the use of end-to-end congestion control in the internet.** *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1998.
- HURLEY, P., LÉBOUDEC, J. Y. e THIRAN, P. **A note on fairness of additive increase and multiplicative decrease.** *ITC 16*, págs. 467–478, 1999.
- JACOBSON, V. **Congestion avoidance and control.** *SIGCOMM - Symposium on Communications Architectures and Protocols*, págs. 314–329, 1988.

- KELLY, F. **Charging and rate control for elastic traffic.** *European Trans. on Telecommunications*, 8:33–37, 1997.
- KEY, P., MASSOULIÉ, L., BAIN, A. e KELLY, F. **Fair internet traffic integration: network flow models and analysis.** *Annales des Telecommunications* 59, págs. 1338–1352,, 2004.
- KOHLER, E., HANDLEY, M. e FLOYD, S. **Designing dccp: Congestion control without reliability.** *SIGCOMM*, págs. 11–15, Setembro 2006.
- KUROSE, J. e ROSS, K. *Computer Networking: A Top-Down Approach Featuring the Internet*, volume 3. Addison-Wesley, 2005.
- LIAO, R. e CAMPBELL, A. T. **Dynamic edge provisioning for core ip networks.** *IEEE/IWQoS - Workshop on Quality of Service*, págs. 148–157, Junho 2000.
- MASSOUILE, L. e ROBERTS, J. **Arguments in favour of admission control for tcp flows.** *in Proc. ITC-16, Edinburgh, UK*, Junho 1999.
- MATHIS, M., SEMKE, J., MAHDAVI, J. e OTT, T. **The macroscopic behavior of the tcp congestion avoidance algorithm.** *Computer Communication*, (27):67–82, 1997.
- ODLYZKO, A. **Paris metro pricing for the internet.** *IEEE/ ACM-Conference on Electronic Commerce*, págs. 140–147, Setembro 1999.
- PETERSON, L., BRAKMO, L. e RAGHAVAN, V. **Advanced protocol design**, 2006. URL <http://www.cs.arizona.edu/protocols/>. [Online; acessado 02-Junho-2006].
- PROJECT, G. **Topologia-rede géant**, 2004. URL <http://www.geant.net/>. [Online acessado 27-Novembro-2006].
- RIBEIRO, D. C. e COSTA, D. G. **Utilizando transmissões multimídia ip em tempo real como alternativa aos métodos tradicionais de filmagem “ao vivo” em emissoras de tv: um estudo de caso.** *SEMISH - Anais do Seminário Integrado de Software e Hardware*, Julho 2005.
- RIO, R. **Topologia-rede rio**, 2006. URL <http://www.rederio.br/topologia.php>. [Online; acessado 15-Novembro-2006].
- RNP - Rede Nacional de Ensino e Pesquisa. **Topologia-rede ipê**, 2006. URL <http://www.rnp.br/backbone/index.php>. [Online acessado 20-Novembro-2006].
- SAHAI, A., MACHIRAJU, V., SAYAL, M., VAN MOORSEL, A. e CASATI, F. **Automated sla monitoring for web services.** *Lecture Notes in Computer Science*, págs. 28–41, 2002. ISSN 0302-9743.
- SHENKER, S. **Fundamental design issues for the future internet.** *IEEE Journal on Selected Areas in Communication*, 13(7), Setembro 1995.

SHU, J. e VARAIYA, P. **Pricing network services**. *Proceedings of IEEE - INFOCOM*, págs. 1–10, 2003.

STATS, I. W. Estatística de uso para a internet, 2007. URL http://english.people.com.cn/200509/20/eng20050920_209696.html. [Online; acessado 16-Maio-2007].

TANENBAUM, A. S. *Redes de Computadores*, volume 4. Campus, 2005.

THOMAS, T. M. **Ospf network design solutions**. *Cisco Press*, 1998.

TUDE, E. Primeira chamada, 2006. URL http://idgnow.uol.com.br/telecom/primeira_chamada/id1169122159/paginador/pagina_1. [Online; acessado 12-Janeiro-2007].

VARIAN, H. R. *Intermediate Microeconomics: A Modern Approach*, volume 5. WW Norton & Co. Ltd, 2006.

VESELIN, R. *Dynamic Bandwith Allocation in Multi-Class IP Networks using Utility Functions*. Tese de Doutorado, University of London, 2002.

VOJNOVIC, M. e ANDC. BOUTREMANS, J. L. **Global fairness of additive increase and multiplicative decrease with heterogeneous round-trip times**. *IEEE - INFOCOM*, 3:1303–1312, 2000.

WANG, X. e SCHULZRINNE, H. **Performance study of congestion price based adaptive service**. *International Workshop on Network and Operating System Support for Digital Audio and Video*, págs. 1–10, Junho 2000.

WROCLAWSKI, J. **The use of rsvp with ietf integrated services**. *IETF Network WG - RFC 2210*, Setembro 1997.

XIPH. Speex: a free codec for free speech, 2006. URL <http://www.speex.org>. [Online; acessado 11-Janeiro-2007].

9 APÊNDICES

9.1 APÊNDICE 1: SIMULADOR

Este apêndice tem como objetivo básico apresentar a estrutura de funcionamento do simulador desenvolvido neste trabalho. As definições das variáveis de entrada e como elas são geradas foram especificadas no capítulo 5. O principal objetivo deste simulador é tratar os fluxos TCP e UDP em uma determinada rede, aplicando os algoritmos de controle de admissão e roteamento apresentados no capítulo 4.

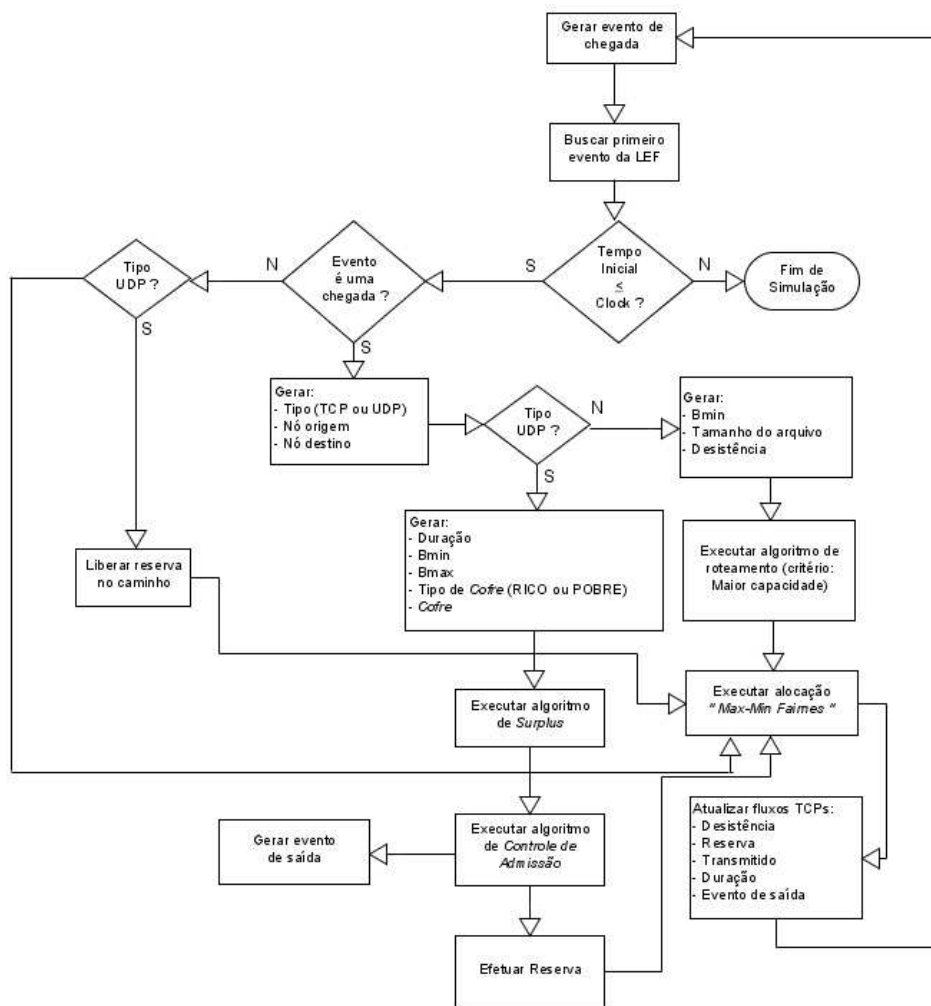


FIG. 9.1: Estrutura de componentes do simulador

O simulador, representado pela figura 9.1, é composto por um relógio de simulação (*clock*), o qual é responsável pelo tempo de execução do simulador, lista de eventos futuros (LEF) que determina qual é o próximo evento a ser executado. Esta lista é ordenada em ordem cronológica crescente. Os eventos da simulação possuem uma variável de tempo inicial, assim um fluxo só entra em tratamento pelo simulador quando o *clock* de simulação for igual ao seu tempo inicial.

Os eventos podem ser de chegada ou saída. Uma chegada representa um novo fluxo e possui como variáveis o seu tempo inicial, tipo (TCP ou UDP), os nós de origem e destino. Caso seja do tipo UDP o simulador gera a duração de sua reserva, B_{min} , B_{max} , tipo (*Rico* ou *Pobre*), *cofre*. Quando um fluxo UDP entra em tratamento, baseado nos parâmetros gerados, são definidos o caminho e a reserva de acordo com o algoritmo de roteamento (*Surplus*) e de controle de admissão.

Para eventos do tipo TCP, o simulador gera o tamanho máximo do arquivo que será transportado por este fluxo, determina o caminho o qual este fluxo será roteado, B_{min} , desistência (variável que funciona como contador para controlar quantas vezes o fluxo obteve reserva inferior a B_{min}), transmitido (variável que controla o quanto, do tamanho máximo do arquivo, já foi transmitido no intervalo de tempo entre dois eventos, baseado no valor da reserva). Quando um fluxo TCP entra em tratamento é acionado o módulo de alocação "Max-Min Fairness" onde os fluxos TCP são alocados e a reserva (temporária) definida. Os valores de reserva, transmitido e duração variam a cada novo evento, já que eles geralmente geram alterações nas alocações dos fluxos nos enlaces.

Todo fluxo de chegada gera um evento de saída, a menos que seja bloqueado, para os UDP, ou abandone, para os TCP. O fluxo de saída representa o completo atendimento do usuário. Para os fluxos UDP, após a reserva é gerado um evento de saída com tempo inicial igual a soma do tempo inicial do evento de chegada com a duração da reserva. Este evento é responsável por informar ao simulador que o fluxo UDP já foi completamente atendido e que a reserva já pode ser liberada. Já para os fluxos TCP, o evento de saída é gerado baseado no tempo estimado de término de transmissão do arquivo. Como a reserva do fluxo TCP tende a variar a cada mudança (entrada ou saída) nos fluxos da rede, o seu tempo inicial é constantemente atualizado de acordo com o que falta transmitir e a alocação realizada para transmissão.

Livros Grátis

(<http://www.livrosgratis.com.br>)

Milhares de Livros para Download:

[Baixar livros de Administração](#)

[Baixar livros de Agronomia](#)

[Baixar livros de Arquitetura](#)

[Baixar livros de Artes](#)

[Baixar livros de Astronomia](#)

[Baixar livros de Biologia Geral](#)

[Baixar livros de Ciência da Computação](#)

[Baixar livros de Ciência da Informação](#)

[Baixar livros de Ciência Política](#)

[Baixar livros de Ciências da Saúde](#)

[Baixar livros de Comunicação](#)

[Baixar livros do Conselho Nacional de Educação - CNE](#)

[Baixar livros de Defesa civil](#)

[Baixar livros de Direito](#)

[Baixar livros de Direitos humanos](#)

[Baixar livros de Economia](#)

[Baixar livros de Economia Doméstica](#)

[Baixar livros de Educação](#)

[Baixar livros de Educação - Trânsito](#)

[Baixar livros de Educação Física](#)

[Baixar livros de Engenharia Aeroespacial](#)

[Baixar livros de Farmácia](#)

[Baixar livros de Filosofia](#)

[Baixar livros de Física](#)

[Baixar livros de Geociências](#)

[Baixar livros de Geografia](#)

[Baixar livros de História](#)

[Baixar livros de Línguas](#)

[Baixar livros de Literatura](#)
[Baixar livros de Literatura de Cordel](#)
[Baixar livros de Literatura Infantil](#)
[Baixar livros de Matemática](#)
[Baixar livros de Medicina](#)
[Baixar livros de Medicina Veterinária](#)
[Baixar livros de Meio Ambiente](#)
[Baixar livros de Meteorologia](#)
[Baixar Monografias e TCC](#)
[Baixar livros Multidisciplinar](#)
[Baixar livros de Música](#)
[Baixar livros de Psicologia](#)
[Baixar livros de Química](#)
[Baixar livros de Saúde Coletiva](#)
[Baixar livros de Serviço Social](#)
[Baixar livros de Sociologia](#)
[Baixar livros de Teologia](#)
[Baixar livros de Trabalho](#)
[Baixar livros de Turismo](#)