

UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO

**Uma Estratégia de Roteamento OSPF Adaptativo
Baseado em Estimação de Banda**

Tatiana Brito Pereira
Orientador: **Prof. Dr. Lee Luan Ling**

Dissertação de Mestrado

Banca Examinadora:
Prof. Dr. Lee Luan Ling
Prof. Dr. Nelson Luís Saldanha da Fonseca
Prof. Dr. Shusaburo Motoyama

Campinas – SP – Brasil
13 de Agosto de 2004

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA - BAE - UNICAMP

P414e Pereira, Tatiana Brito
 Uma estratégia de roteamento OSPF adaptativo baseado
em estimação de banda / Tatiana Brito Pereira. --Campinas,
SP: [s.n.], 2004.

 Orientador: Lee Luan Ling
 Dissertação (Mestrado) - Universidade Estadual de
Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de
Computação.

 1. Internet (Redes de computação). 2. Redes de
computação - Protocolos. 3. Interconexão de redes
(telecomunicações). 4. Telecomunicações - Tráfego. 5.
Análise de redes (Planejamento). I. Lee, Luan Ling. II.
Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de
Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

 Título em Inglês: An adaptive OSPF routing strategy based on bandwidth
estimation

 Palavras-chave em Inglês: Internet (Computer network), Computer network
Protocols, Internetworking (Telecommunication),
Telecommunication Traffic e Network analysis
(Planning)

 Área de concentração: Telecomunicações e Telemática

 Titulação: Mestre em Engenharia Elétrica

 Banca examinadora: Nelson Luís Saldanha da Fonseca e Shusaburo
Motoyama

 Data da defesa: 13/08/2004

Resumo

O crescimento explosivo e a natureza heterogênea da Internet demandam ferramentas “inteligentes” que permitam aos protocolos de roteamento adaptarem-se à situação corrente da rede (topologia e situação de congestionamento). Ferramentas inteligentes, porém, significam, na maioria das vezes, grande sobrecarga de processamento e comunicação. O presente trabalho apresenta, além de uma nova estratégia de roteamento OSPF adaptativo baseado em estimação de banda, uma plataforma de simulação capaz de expor o desempenho de uma rede de interconexão submetida (ou não) a esta nova estratégia. A avaliação de desempenho é realizada graças a um modelo, desenvolvido no simulador OPNET, que adiciona ao modelo de um roteador os módulos para estimação de banda e atualização de custos. Os módulos (de estimação de banda e de atualização de custo) adicionados permitem que o protocolo OSPF tome suas decisões de roteamento baseando-se nas condições de congestionamento da rede e nos índices de qualidade desejados para os enlaces. Neste ambiente de simulação, a topologia da rede é representada por um grafo e o tráfego, a que estará sujeita a rede, durante o período de simulação, é especificado por funções de distribuição que atuam durante um intervalo determinado em um roteador específico da rede. A possibilidade de se estabelecer diversas funções de geração de tráfego, atuando a partir de diversos pontos da rede em intervalos independentes, garante certa representação do dinamismo do tráfego encontrado nas redes atuais. Como resultado das simulações, temos uma análise do impacto desta estratégia adaptativa em parâmetros de desempenho de rede, em comparação com o impacto do roteamento OSPF tradicional.

Abstract

Internet increase and diversity demand “smart” tools that could make possible to routing protocols self-adapt to network current state (its topology and congestion situation). Smart tools, although, can result in great processing and communication overload. This work presents, besides a new adaptive OSPF routing strategy based on bandwidth estimations, a simulation platform able to expose results of network performance while experimenting (or not) the proposed adaptive routing strategy. The performance analysis is accomplished due to a model, developed in OPNET network simulator, that adds to a router model modules to bandwidth estimation and link cost updating. These additional modules allow OSPF protocol to take its routing decisions based on network link conditions and on desired link qualities. Network topology is represented by a graph and the traffic presented during simulation is specified by distribution functions acting in specific routers during established intervals. The possibility of configuring various traffic generation functions, acting from various network points in independent intervals, ensures certain network traffic dynamic representation. The simulation results offer an analysis of the proposed OSPF adaptive routing strategy, in comparison to the conventional OSPF routing, in terms of network performance parameters.

“Quem é mestre na arte de viver distingue pouco entre o trabalho e o tempo livre, entre a própria mente e o próprio corpo, entre a sua educação e a sua recreação, entre o seu amor e a sua religião. Como dificuldade sabe o que é uma coisa e outra. Busca simplesmente uma visão de excelência em tudo o que faz, deixando que os outros decidam se está trabalhando ou brincando. Ele pensa sempre em fazer ambas as coisas ao mesmo tempo.”

“Se no fundo não fosse uma pessoa extremamente trabalhadora, não sei como poderia ter tido a idéia de conceber hinos e teorias para exaltar o ócio. Os ociosos por natureza, estes ociosos geniais, não realizam nunca nada parecido.”

Domenico De Masi – Em “A Economia do Ócio”

“Apesar de toda a minha experiência acumulada, não estava nem de longe tão seguro quanto parecia. Para efeitos externos, projetava uma boa dose de auto-confiança, e os que privavam comigo me descreveriam como seguro, assertivo, decidido, rápido e rigoroso.”

Jack Welch – CEO da GE por 20 anos – Em “Jack Definitivo”

Dedico esta tese aos que me proporcionaram formação,
me deram amor, sabedoria e felicidade...
meus queridos pais, irmãos e avós.

De todo o coração, meu muito obrigada!

Agradecimentos

À família, que apesar da distância, esteve sempre presente no mimo, no incentivo e nas comemorações. A vocês meu orgulho e meu maior de todos os agradecimentos.

A amigos especialmente queridos, desses que você pede a Deus sinceramente que os mantenha para todo o sempre junto de ti, Adriano, Alessandro, Fabiana, Flávia, Leocyr, Patricia e Shirley.

Aos amigos da Unicamp, em especial aos do laboratório, pela amizade, companheirismo e descontração. Ficam as fotos e a saudade desta minha família LRPRC.

Ao Prof. Dr. Lee Luan Ling pela oportunidade e orientação dispensada.

Ao Prof. Dr. Maurício Ferreira Magalhães pelo incentivo e troca de idéias.

Aos membros da Banca Examinadora, pelas sugestões e contribuições apresentadas.

À CAPES pela concessão de Bolsa de Estudo.

Ao CPqD pelo apoio e incentivo.

A todas as pessoas que direta ou indiretamente ajudaram na concretização deste trabalho.

A todos o meu sincero agradecimento.

Conteúdo

	Página
Lista de Figuras	x
Lista de Tabelas	xii
Lista de Acrônimos	xiv
CAPÍTULO 1	Introdução
1.1 Motivação	1
1.2 Organização dos Capítulos	3
CAPÍTULO 2	Redes de Interconexão – Estratégias de Roteamento e Parâmetros de Desempenho
2.1 Introdução	5
2.2 Roteamento em Redes de Interconexão	6
2.2.1 Algumas Decisões para a Definição de um Novo Algoritmo de Roteamento	6
2.2.2 Como Ficam Expressos os Custos das Decisões Tomadas	9
2.2.3 Classificação dos Algoritmos de Roteamento	12
2.3 Roteamento Adaptativo	17
2.3.1 Estratégias de Roteamento Adaptativo	20
2.4 Parâmetros de Desempenho	23
2.4.1 Vazão	24
2.4.2 Atraso Médio Total	24
2.4.3 Taxa de Tráfego Descartado	24
CAPÍTULO 3	O Protocolo de Roteamento OSPF
3.1 Introdução	27
3.2 Definição de Termos e Informações Adicionais	28
3.3 O Protocolo OSPF	32
3.3.1 Uma Visão Geral	32
3.3.2 Pacotes do Protocolo OSPF	34
3.3.3 A Descoberta dos Vizinhos	37
3.3.4 O Estabelecimento de uma Relação de Adjacência	39

3.3.5 A Importância do DR para o OSPF, suas Funções e sua Eleição (ou não)	41
3.3.6 O Banco de Dados de Estado do Enlace	43
3.3.7 A Determinação dos Menores Caminhos	44
3.3.8 O Recálculo da Tabela de Roteamento	45
3.3.9 A Sincronização dos Bancos de Dados	46
3.4 Considerações Finais	47
CAPÍTULO 4 O Roteamento OSPF Adaptativo com Estimação de Banda	
4.1 Introdução	49
4.2 O Método de Estimação da Banda Efetiva	51
4.2.1 O Método de Kesidis para Estimação da Banda Efetiva	52
4.2.2 O Método Adotado para Estimação da Banda Efetiva	53
4.3 O Algoritmo de Roteamento Adaptativo Proposto	56
4.4 A Fórmula de Custo do Enlace	59
4.5 A Política de Decisão de Atualização dos Novos Custos	60
4.6 Sobre o Simulador OPNET Modeler e os Vários Níveis de Implementação.	62
4.7 As Implementações Realizadas no OPNET	67
4.8 Considerações Finais	71
CAPÍTULO 5 Estudos Experimentais e Análise de Resultados	
5.1 Introdução	73
5.2 As Fases das Simulações Realizadas	74
5.3 Cenários e Resultados de Simulação	76
5.3.1 Cenários de Simulação da Primeira Fase – Atualização sem Limites	77
5.3.2 Resultados de Simulação da Primeira Fase – Atualização sem Limites	80
5.3.3 Cenários de Simulação da Segunda Fase – Atualização com Limites	86
5.3.4 Resultados de Simulação da Segunda Fase – Atualização com Limites	90
5.3.5 Cenários de Simulação da Terceira Fase – Atualização	96

	com Limites e Carga de Tráfego em Situação de Regime.	
5.3.6	Resultados de Simulação da Terceira Fase – Atualização com Limites e Carga de Tráfego em Situação de Regime.	97
5.3.7	Cenários e Resultados de Simulação da Quarta Fase – Breve Observação da Estratégia de Roteamento Proposta versus a Auto-Similaridade do Tráfego.	112
CAPÍTULO 6	Conclusão e Trabalhos Futuros	123
	REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS	127
	APÊNDICE – Introdução à Plataforma de Simulação	131

Lista de Figuras

	Página
Figura 2.1 - Explicação a respeito de oscilação de rota	11
Figura 2.2 - Problema da contagem até o infinito	14
Figura 4.1 - O Roteamento OSPF Adaptativo Baseado em Estimação de Banda	57
Figura 4.2 - Estrutura Hierárquica dos Três Principais Editores do OPNET	64
Figura 4.3 - Exemplo de Cenário do Projeto Desenvolvido no OPNET – Editor de Projeto – Nível de Rede	65
Figura 4.4 - Modelo de Nó Desenvolvido no OPNET – Editor de Nó – Nível de Nó	66
Figura 4.5 - Modelo de Processo para Estimação de Banda Desenvolvido no OPNET – Editor de Processo – Nível de Processo	68
Figura 4.6 - Modelo de Processo para Roteamento OSPF Adaptativo Desenvolvido no OPNET – Editor de Processo – Nível de Processo	69
Figura 4.7 - Modelo de Processo para Geração de Tráfego Desenvolvido no OPNET – Editor de Processo – Nível de Processo	70
Figura 5.1 - Topologia NET0	78
Figura 5.2 - Vazão Média da Rede ao longo do tempo – NET0 – Cenários Fase 1 – Adaptativo X Convencional	81
Figura 5.3 - Atraso Médio dos Pacotes ao longo do tempo – NET0 – Cenários Fase 1 – Adaptativo X Convencional	84
Figura 5.4 - Topologia NET1	86
Figura 5.5 - Carga Média Imposta pela E.T. 1 durante a Simulação	89
Figura 5.6 - Vazão Média da Rede (bits/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 2 – Adaptativo X Convencional	91
Figura 5.7 - Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 2 – Adaptativo X Convencional	93
Figura 5.8 - Taxa de Descarte Média (pacotes/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 2 – Adaptativo X Convencional	95
Figura 5.9 - Vazão Média da Rede (bits/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 3 – Adaptativo X Convencional	98

Figura 5.10	- Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 3 – Adaptativo X Convencional	99
Figura 5.11	- Taxa de Descarte Média (pacotes/seg) ao longo do tempo (minutos) - NET1 - Cenários Fase 3 – Adaptativo X Convencional	100
Figura 5.12	- Porcentagem de Utilização do enlace node_0 => node_1	106
Figura 5.13	- Porcentagem de Utilização do enlace node_0 => node_3	107
Figura 5.14	- Porcentagem de Utilização do enlace node_0 => node_5	108
Figura 5.15	Porcentagem de Utilização do enlace node_0 => node_7	109
Figura 5.16	Porcentagem de Utilização do enlace node_0 => node_10	110
Figura 5.17	Vazão Média da Rede (bits/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional	116
Figura 5.18	Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional	117
Figura 5.19	Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional	117
Figura 5.20	Vazão Média da Rede (bits/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional	118
Figura 5.21	Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional	118
Figura 5.22	Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional	118
Figura 5.23	Vazão Média da Rede (bits/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional	119
Figura 5.24	Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional	120
Figura 5.25	Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional	120

Lista de Tabelas

	Página
Tabela 3.1 - Tipos de pacote OSPF	34
Tabela 3.2 - Tipos de LSAs do protocolo OSPF	36
Tabela 5.1 - Especificação dos Tráfegos – Topologia NET0 - Cenários Adaptativos e Convencionais	80
Tabela 5.2 - Valores de Vazão Média da Rede – Cenários Fase 1	82
Tabela 5.3 - Valores de Atraso Médio de Pacotes – Cenários Fase 1	85
Tabela 5.4 - Especificação de Tráfego 1 (Cenário 1a e 1c) – Segunda Fase da Simulação	88
Tabela 5.5 - <i>Delta Times</i> Médios – E.T. 1 a 5 – Segunda Fase da Simulação	90
Tabela 5.6 - Vazão Média para cada uma das E.T. – Segunda Fase da Simulação	91
Tabela 5.7 - Atraso Médio para cada uma das E.T. – Segunda Fase da Simulação	93
Tabela 5.8 - Taxa de Descarte Média para cada uma das E.T. – Segunda Fase das Simulações	95
Tabela 5.9 - Especificação de Tráfego 1 a 9 - Terceira Fase das Simulações	97
Tabela 5.10 - Vazão Média para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação	101
Tabela 5.11 - Atraso Médio para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação	101
Tabela 5.12 - Taxa de Descarte Média para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação	101
Tabela 5.13 - Porcentagem de Utilização Média do Link node_0=>node_1 para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação	111
Tabela 5.14 - Porcentagem de Utilização Média do Link node_0=>node_3 para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação	111
Tabela 5.15 - Porcentagem de Utilização Média do Link node_0=>node_5 para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação	111
Tabela 5.16 - Porcentagem de Utilização Média do Link node_0=>node_7 para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação	111
Tabela 5.17 - Porcentagem de Utilização Média do Link node_0=>node_10 para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação	111
Tabela 5.18 - Parâmetros para Geração dos Arquivos de Tráfego Sintético	113

Tabela 5.19	Vazão Média (bits/segundo) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.8	117
Tabela 5.20	Atraso Médio (segundos) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.8.	117
Tabela 5.21	Vazão Média (bits/segundo) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.7	119
Tabela 5.22	Atraso Médio (segundos) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.7	119
Tabela 5.23	Vazão Média (bits/segundo) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.6	120
Tabela 5.24	Atraso Médio (segundos) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.6	120
Tabela 5.25	Porcentagem de melhoria na vazão e no atraso para cada E.T. em função do valor de H	121

Lista de Acrônimos

AS	<i>Autonomous System</i>
ARPANET	<i>Advanced Research Projects Agency Network</i>
ATM	<i>Asynchronous Transfer Mode</i>
BEP	<i>Bandwidth Estimation Period</i>
BGP	<i>Border Gateway Protocol</i>
DR	<i>Designated Router</i>
FIFO	<i>First-In First-Out</i>
FRAD	<i>Frame Relay Access Device</i>
IETF	<i>Internet Engineering Task Force</i>
IGP	<i>Interior Gateway Protocol</i>
IGRP	<i>Interior Gateway Routing Protocol</i>
IP	<i>Internet Protocol</i>
IS-IS	<i>Intermediate System to Intermediate System</i>
LSA	<i>Link State Advertisement</i>
LSP	<i>Link State Packet</i>
LSU	<i>Link State Update</i>
MBS	<i>Maximum Burst Size</i>
NBMA	<i>Non-Broadcast Multi-Access</i>
OPNET	<i>Optimized Network Engineering Tool</i>
OSPF	<i>Open Shortest Path First</i>
PLR	<i>Packet Loss Rate</i>
PPR	<i>Peak Packet Rate</i>
PVC	<i>Permanent Virtual Circuit</i>
QoS	<i>Quality of Service</i>
RFC	<i>Request For Comments</i>
RI	<i>Redes de Interconexão</i>
RIP	<i>Routing Information Protocol</i>
SPF	<i>Shortest Path First</i>
SPR	<i>Sustainable Packet Rate</i>

SVC *Switched Virtual Circuit*
TTL *Time To Live*
WFQ *Weighted Fair Queuing*

CAPÍTULO 1

Introdução

1.1 – Motivação

Medidas realizadas na Internet indicam que, para quase 80% dos caminhos roteados, existem caminhos alternativos que oferecem maior largura de banda e menor atraso [SAV99]. As prováveis razões para a não utilização destes caminhos alternativos, de qualidade superior, são a adoção de políticas pobres de roteamento inter-domínio ou de protocolos de roteamento intra-domínio inadequados.

O Protocolo OSPF (*Open Shortest Path First* – RFC 2328), o protocolo de roteamento escolhido para o presente estudo, é o mais comumente usado protocolo de roteamento intra-domínio. No protocolo OSPF, os pacotes são roteados através dos caminhos de menor custo e a computação destes caminhos é baseada em valores fixos de custo dos enlaces. Como consequência da não variabilidade destes custos, os caminhos de menor custo só mudam quando componentes de rede tornam-se inalcançáveis ou quando novos componentes surgem. O congestionamento da rede não afeta a determinação dos melhores caminhos de modo algum e caminhos alternativos, de maior custo, que poderiam conduzir a um melhor desempenho fim a fim, permanecem inutilizados.

Um processo de roteamento mais adequado deveria basear suas decisões sobre os melhores caminhos na condição atual da rede, ao invés de basear-se em valores estáticos de custo dos enlaces. Diminuindo o custo associado a um enlace menos explorado, por exemplo, é possível aumentar o interesse pela utilização deste enlace e assim aliviar enlaces antes sobrecarregados. Chamamos tal roteamento que toma suas decisões baseando-se nas condições da rede de “roteamento adaptativo”.

O roteamento adaptativo utiliza-se melhor da capacidade da rede, possibilitando uma melhor distribuição da carga de tráfego e melhorando o desempenho da rede em termos de vazão e atraso dos pacotes [KHA89] [GLA90]. Por outro lado, tal roteamento tem se mostrado um tanto impopular devido a interesses de estabilidade e à sobrecarga

adicionada por mensagens de atualização dos melhores caminhos. De acordo com [WAN92], um algoritmo de roteamento é dito estável se é capaz de alcançar o equilíbrio de rotas em um tempo finito, desde que não ocorram mudanças contínuas na topologia e no tráfego da rede.

As primeiras tentativas de roteamento baseado na métrica dinâmica dos enlaces foram realizadas na ARPANET. A ARPANET original utilizava-se de um algoritmo de roteamento adaptativo distribuído, onde os custos dos enlaces eram atualizados de acordo com medições de atraso de fila realizadas em cada enlace. As medições realizadas eram propagadas para todos os roteadores e pacotes eram encaminhados pelos caminhos de menor atraso [QUI80].

Estas primeiras tentativas de roteamento adaptativo, entretanto, resultaram em variações dramáticas na carga dos enlaces observadas ao longo do tempo. A métrica baseada no atraso sofrido pelos pacotes era eficiente sob condições de tráfego leves a moderadas, mas quando sob altas cargas conduzia a instabilidades de roteamento, a um maior consumo na banda dos enlaces e a um maior consumo de processadores, tornando o sistema ineficiente.

Melhorias na definição da métrica de enlace da ARPANET [KHA89] reduziram a probabilidade de oscilações de rota, mas conforme exposto em [WAN92] o projeto de um esquema estável de roteamento sensível à carga da rede é fundamentalmente difícil em redes baseadas em pacote como a Internet. Em trabalhos mais recentes, várias técnicas têm sido propostas para diminuir as oscilações de rota a fim de se obter um roteamento estável [SHA97] [ACE98] [APO98] [SHA99] [SHA01]. Logicamente, uma estratégia de controle destas oscilações também mostrou-se necessária no modelo de roteamento adaptativo desenvolvido neste trabalho, como poderá ser visto no capítulo 4, seção 4.4.

Muitas técnicas de roteamento adaptativo já foram propostas. Estas técnicas normalmente medem as condições da rede por meio dos parâmetros de: vazão média dos enlaces em conjunto com a utilização média dos buffers [GLA90] [KAU00] [YE01], atraso mínimo [QUI80] [VUT99], ou porcentagem de utilização dos enlaces [SHA97] [SHA01]. Tais parâmetros podem caracterizar adequadamente o estado da rede, possuindo cada um deles suas vantagens e desvantagens, mas não adicionam à caracterização de rede nenhum parâmetro relacionado à qualidade desejada para a rede.

O fato é que, um roteamento adaptativo inteligente deveria não só ajustar o roteamento de acordo com a carga da rede, mas também enxergar a carga da rede de acordo com uma determinada lógica de interesse de qualidade dos enlaces especificada pelo administrador da rede. De certo modo assim funcionam os cálculos de estimação de banda, ditando a banda necessária para a transmissão de um fluxo de dados com determinada qualidade especificada, por exemplo, por uma taxa máxima de perda de pacotes, ou por um atraso máximo de pacote.

Assim, o presente trabalho investiga o comportamento de um modelo de roteamento OSPF adaptativo, que utiliza-se da estimação de banda para a caracterização do estado dos enlaces da rede e para a especificação de índices desejados de qualidade dos links. Cálculos de estimação de banda realizados periodicamente atualizam os custos dos enlaces e conseqüentemente as decisões de roteamento, provendo um novo roteamento adaptativo. O conceito de qualidade está implícito na especificação da taxa de perda desejada para cada enlace, que é utilizada no cálculo de estimação de banda e que influencia diretamente a visão de utilização dos enlaces obtida pelo protocolo de roteamento.

Por meio de simulações, este trabalho contribui com uma avaliação e comparação de desempenho de uma rede de interconexão exemplo, submetida ora ao roteamento OSPF adaptativo proposto, ora ao roteamento convencional, com diferentes intensidades de tráfego. Uma outra contribuição deste trabalho é uma plataforma para análise do impacto da estratégia de roteamento adaptativa nos parâmetros de desempenho das redes. Tal plataforma é resultado de um modelo de roteador adaptativo, desenvolvido no simulador de redes OPNET Modeler [OPNET-WEB], capaz de realizar estimções da banda dos enlaces e considerar tais estimções na atribuição de custos aos enlaces.

1.2 – Organização dos Capítulos

Em algumas poucas palavras este trabalho apresenta: uma visão geral dos protocolos de roteamento, um estudo mais aprofundado do protocolo de roteamento OSPF, o método de estimação da banda efetiva empregado na estratégia de roteamento adaptativo, o modelo de roteador adaptativo desenvolvido no simulador de redes OPNET e, finalmente,

os resultados, comparações e conclusões provenientes das simulações do roteamento OSPF adaptativo proposto.

O capítulo 2 apresenta as redes de interconexão por meio de suas estratégias de roteamento e parâmetros de medida de desempenho. Os parâmetros de medida de desempenho apresentados neste capítulo serão utilizados no capítulo 5 para a apresentação dos resultados das simulações realizadas.

O capítulo 3 apresenta inicialmente o protocolo de roteamento OSPF com uma visão geral do seu funcionamento. Em seguida, o capítulo apresenta abordagens mais aprofundadas a respeito de cada uma de suas principais etapas. Tais etapas podem ser listadas pelo seguinte: a descoberta dos vizinhos, o estabelecimento das relações de adjacência, a eleição do roteador designado, a construção do banco de dados de estado do enlace, a descoberta dos melhores caminhos, o recálculo das tabelas de roteamento e a sincronização dos bancos de dados de estado do enlace.

O capítulo 4 apresenta: o cálculo de banda efetiva utilizado na fórmula de custo dos enlaces, o algoritmo de roteamento OSPF adaptativo proposto e sua “política de decisão de atualização dos custos”, uma visão geral do simulador OPNET Modeler utilizado para a análise do roteamento proposto e, finalmente, o modelo de nó desenvolvido no simulador e os vários processos criados/modificados para tal fim.

O capítulo 5 apresenta os vários cenários de simulação analisados e seus respectivos resultados em termos dos parâmetros de desempenho das redes especificados no capítulo 2. Um dos objetivos do capítulo 5 é revelar e comparar as implicações das duas estratégias de roteamento (a proposta e a convencional) nos parâmetros de desempenho das redes.

Finalmente, no capítulo 6 são apresentadas as conclusões obtidas a partir dos resultados do capítulo anterior e algumas idéias para o desenvolvimento de trabalhos futuros.

CAPÍTULO 2

Redes de Interconexão - Estratégias de Roteamento e Parâmetros de Desempenho

2.1 – Introdução

Redes de Interconexão (RI) exercem hoje um importante papel na conexão de diferentes redes. A forma como RI são aproveitadas pode estar diretamente relacionada ao protocolo de roteamento adotado. Um protocolo de roteamento determina os caminhos pelos quais os tráfegos de rede são encaminhados, tornando-se assim um dos principais responsáveis pelo desempenho da rede.

A decisão sobre o protocolo de roteamento ideal para uma dada rede ou mesmo da forma como um algoritmo de roteamento deve determinar melhores caminhos ou rotas não é uma tarefa fácil. Diferentes estratégias de roteamento podem se revelar interessantes ou não, dependendo das características de topologia e/ou de tráfego da rede, dos interesses do administrador da rede e/ou de particularidades relacionadas ao comportamento da própria estratégia de roteamento (como a rapidez na resposta à falha de enlaces, a sobrecarga causada pelas atualizações, etc).

A seção 2.2 deste capítulo discute o conceito de roteamento de forma geral, apresentando definições de roteamento e expondo preocupações envolvidas na escolha de uma estratégia de roteamento para aplicação em uma dada rede. Os sub-itens dela abordam, mais especificamente, algumas das decisões envolvidas na definição de um algoritmo de roteamento (seção 2.2.1), como ficam expressos os custos resultantes destas decisões (seção 2.2.2), e algumas das classificações comumente adotadas para os protocolos de roteamento (seção 2.2.3).

A seção 2.3 introduz o conceito de “roteamento adaptativo”, expõe uma classificação existente para os modos de funcionamento de algoritmos de roteamento adaptativo e, finalmente, na sub-seção 2.3.1 aborda alguns exemplos de estratégias de

roteamento adaptativo. Por fim, a seção 2.4 lista e define os parâmetros de desempenho de rede que serão usados para a avaliação da eficiência da estratégia de roteamento proposta.

2.2 – Roteamento em Redes de Interconexão

Segundo [KES97], roteamento é o processo de se encontrar o melhor caminho entre uma origem e um destino de tráfego na rede. O melhor caminho encontrado entre uma origem e um destino denomina-se rota. Por meio da descoberta de rotas entre origens e destinos da rede, o roteamento permite que usuários em partes remotas da rede acessem informações e serviços fornecidos por demais computadores ligados à rede.

As duas principais funções de um algoritmo de roteamento são definidas em [BER92] como: a seleção de rotas entre pares origem e destino, e o encaminhamento de mensagens para seu destino correto, uma vez que as rotas foram determinadas. A seleção de rotas se traduz na construção da tabela de roteamento e o encaminhamento se traduz na utilização desta tabela para envio dos pacotes.

Mas, como obter um algoritmo de roteamento que se adapte a falhas de enlace e a mudanças nas condições de carga da rede? Como distribuir, da melhor maneira possível, a carga de tráfego pela rede? Como privilegiar a utilização de determinados enlaces respeitando diferentes interesses de qualidade dos enlaces? A forma como um algoritmo de roteamento elege os melhores caminhos ou rotas envolve uma série de decisões tomadas na fase de definição do algoritmo de roteamento, que resultarão nos custos ou no impacto da utilização do respectivo algoritmo. As sub-seções 2.2.1 e 2.2.2 abordam, respectivamente, algumas dessas decisões de definição do algoritmo de roteamento e como ficam expressos os custos resultantes destas decisões tomadas.

2.2.1 – Algumas Decisões para a Definição de um Novo Algoritmo de Roteamento

A seguir são apresentadas algumas decisões importantes para a definição de um novo algoritmo de roteamento: a escolha do critério de determinação do melhor caminho para um destino, a opção pela adaptação ou não do roteamento às condições da rede (i.e.

sensibilidade à falhas e/ou ao congestionamento) e a escolha do período ou fator determinante das atualizações de rota (caso existam).

A escolha do critério de determinação do melhor caminho

Ignorando o aspecto dinâmico da topologia e do tráfego de uma rede, um dos critérios mais simples de determinação do melhor caminho existente entre uma origem e um destino trata-se da métrica de contagem do número de *hops* (ou número de passos) entre a origem e o destino. Segundo a estratégia de contagem do número de *hops*, o melhor caminho é sempre aquele que apresenta o menor número de *hops* entre a origem e o destino.

Tal métrica de roteamento, apesar de bastante simples, pode até comportar-se bem quando todos os enlaces possuem a mesma taxa de transmissão, mas não é uma boa estratégia principalmente por basear-se em fatores apenas vagamente correlacionados com o desempenho [SAV99]. Em outras palavras, o caminho que oferecerá o melhor desempenho não é necessariamente o caminho com o menor número de *hops*.

Crítérios mais sofisticados de determinação do melhor caminho entre uma origem e um destino costumam atribuir custos aos enlaces da rede baseando-se em fatores mais relacionados ao desempenho do enlace. Baseando-se em fatores relacionados ao desempenho do enlace, quanto mais ocioso está o enlace, menor será o custo atribuído a ele e assim maior será a probabilidade de que este enlace menos congestionado torne-se parte de uma rota para um destino da rede.

Atribuindo custos menores para enlaces menos congestionados, tais algoritmos de roteamento mais sofisticados procuram maximizar a utilização da rede (isto é, balancear a carga da rede ao longo dos caminhos disponíveis), minimizar o atraso, minimizar a perda de pacotes e/ou diminuir a utilização de pontos centrais da rede. O trabalho em questão estuda uma estratégia de roteamento que adota uma função da banda estimada como critério para atribuição de custo para os enlaces da rede. A partir daí o custo dos possíveis caminhos entre uma origem e um destino é dado pela soma dos custos dos enlaces que fazem parte do caminho. Descobertos os custos de todos os caminhos possíveis entre uma origem e um destino o melhor caminho passar a ser o caminho de menor custo.

Outros exemplos de critérios utilizados em outros trabalhos como função de custo dos enlaces são: o inverso da capacidade dos enlaces (heurística padrão recomendada pela Cisco [FOR00]), a vazão média dos enlaces em conjunto com a utilização média dos *buffers* [GLA90] [KAU00] [YE01], o atraso mínimo de propagação dos pacotes [QUI80] [VUT99] e a porcentagem de utilização dos enlaces [SHA97] [SHA01].

A opção pela adaptação ou não do roteamento às condições da rede

Quanto à opção pela adaptação (ou não) do roteamento às condições da rede, informações a respeito do estado da rede precisam ser mantidas pelos nós para que a adaptação ocorra. Tais informações podem ser dados de utilização dos enlaces, ocupação dos *buffers*, atrasos de pacotes, etc. Se por um lado, a manutenção de informações sobre o estado da rede pelos nós permite melhores decisões de roteamento maximizando o desempenho da rede. Por outro lado, a necessidade da troca constante de informações entre os nós da rede para a sincronização e/ou atualização dos dados sobre o estado da rede consome recursos de banda da rede que poderiam ser utilizados pelo tráfego do usuário e favorece a oscilação de rotas. Trata-se do custo de se manter informações de roteamento atualizadas nos nós.

A escolha do período ou fator determinante das atualizações de rota

Quanto mais freqüentes são as mudanças de topologia e da carga de tráfego na rede, maior seria o fluxo de mensagens de atualização do estado da rede necessárias para a manutenção de informações de roteamento atualizadas. Como explicado anteriormente, informações de atualização do estado da rede significam não apenas melhores decisões de roteamento, mas também uma carga extra de informações circulando na rede. Daí a importância da escolha do período ou fator determinante das atualizações de rota, quando da utilização de um algoritmo adaptativo. A seção 2.3 apresenta uma abordagem mais detalhada do chamado “roteamento adaptativo”.

2.2.2 – Como Ficam Expressos os Custos das Decisões Tomadas

Os custos das decisões tomadas na definição de um algoritmo de roteamento ficam expressos, entre outras coisas, no **tamanho e consistência das tabelas de roteamento**, na qualidade (ou **robustez**) das decisões de rota tomadas e no número de **mensagens de controle** do protocolo de roteamento. Nesta seção abordaremos como protocolos de roteamento adaptativos ou como o protocolo OSPF se comporta com relação a cada um destes parâmetros de custo das decisões tomadas.

Tamanho das tabelas de roteamento

As tabelas de roteamento são formadas por linhas indexadas cada uma por um endereço de destino distinto. Cada linha da tabela de roteamento guarda informações como o endereço de destino à que esta linha se refere, o custo do caminho determinado para este destino, a interface de saída do roteador para o caminho determinado, etc.

Tabelas de roteamento menores são importantes não só por necessitarem de menos memória, mas principalmente por tornarem as buscas mais rápidas e minimizarem a sobrecarga imposta à rede na troca de informações de roteamento [KES97]. Algoritmos de roteamento adaptativos não costumam adicionar novas linhas à tabela de roteamento, mantendo, portanto, o mesmo tempo de busca. Mas podem aumentar o espaço de memória ocupado pelas tabelas de roteamento no caso de protocolos (como o OSPF [MOY98]) que permitam a eleição de múltiplas rotas para um mesmo destino.

De certo modo, entretanto, pode-se dizer que o crescimento no espaço de memória ocupado pelas tabelas de roteamento decorrente do armazenamento de múltiplas rotas para um mesmo destino é um crescimento vantajoso. Algoritmos de roteamento como o OSPF, que armazenam múltiplas rotas (de igual custo) para um mesmo destino, encaminham o tráfego para o referido destino distribuindo-o pelas múltiplas rotas armazenadas. Assim, quanto maior é o número de rotas definidas para um destino, maior será a vazão oferecida para aquele destino e maior a dispersão do tráfego pela rede.

Consistência das tabelas de roteamento

Para entender o que vem a ser tabelas de roteamento inconsistentes imagine o caso de três roteadores A, B e C, onde para o roteador A o melhor caminho para C é através de B e para o roteador B o melhor caminho para C é através de A. Um pacote destinado ao roteador C entrará em *loop* entre A e B até que acabe sendo descartado. Em outras palavras, pacotes destinados ao roteador C nunca o alcançarão uma vez que A e B estão com as tabelas de roteamento inconsistentes.

Inconsistências nas tabelas de roteamento normalmente causam *loops* e por isso devem ser evitadas. O protocolo de roteamento OSPF é capaz de evitar a ocorrência de *loops* por meio da visão de topologia da rede que possui e por meio da utilização de TTL's (campo *Time To Live* do pacote IP).

Qualidade (ou robustez) das decisões de rota

A fim de apresentar-se robusto um algoritmo de roteamento deve evitar decisões de roteamento que causem *loops* ou oscilações na rede. *Loops* costumam ser causados por tabelas de roteamento inconsistentes. Oscilações podem ser entendidas como estados de incerteza ou “movimentos de vai-vem” na determinação dos melhores caminhos. Oscilações normalmente são causadas pela escolha de rotas baseando-se na carga atual da rede [KES97].

Para entender o que vem a ser oscilação de rota imagine, por exemplo, dois roteadores A e B ligados pelos caminhos P1 (muito carregado) e P2 (ocioso), conforme ilustrado na Figura 2.1. Um protocolo de roteamento baseado na carga atual da rede ao observar o caminho P2 ocioso pode atribuir-lhe um custo baixo e assim desviar todo o tráfego de P1 para P2. Isto, por sua vez, poderá sobrecarregar P2 e tornar P1 mais desejável, movendo num próximo momento o tráfego de volta para P1 e, conseqüentemente, fazendo o tráfego oscilar entre P1 e P2.

Sendo os algoritmos de roteamento adaptativos normalmente baseados no estado atual da rede, a oscilação é uma característica natural do roteamento adaptativo, pois quanto menor a carga em um dado enlace, menor o custo atribuído a este enlace, maior a

probabilidade de que o mesmo torne-se parte de uma rota para um destino e assim maior será a carga esperada neste enlace num próximo instante, o que aumentará o seu custo.

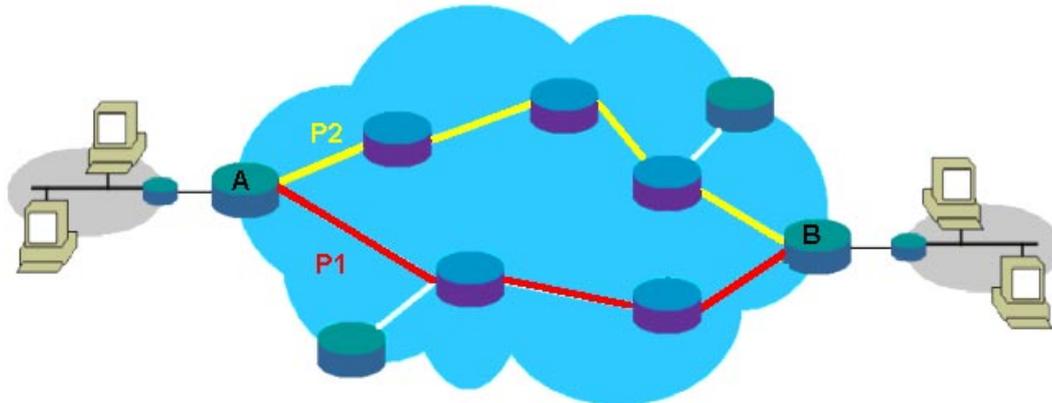


Figura 2.1 – Explicação a respeito de oscilação de rota.

Toda esta oscilação só fará sentido se o novo caminho realmente oferecer melhores condições, compensando inclusive toda a sobrecarga causada pela alteração dos melhores caminhos. Assim, um protocolo de roteamento adaptativo deve proteger-se de oscilações muito freqüentes adaptando-se às condições da rede apenas quando detectar alterações significativas na carga da rede. Em outras palavras, para que oscilações não tornem um roteamento adaptativo totalmente instável, mecanismos de controle precisam ser adicionados à estratégia adaptativa.

Número de mensagens de controle

Quanto ao número de mensagens de controle do protocolo de roteamento, pode-se dizer que a troca de tais mensagens é essencial no roteamento adaptativo (para que o protocolo se atualize sobre as condições da rede), ao mesmo tempo em que representa uma sobrecarga à operação do sistema, devendo ser minimizada. O mesmo mecanismo de controle, necessário para minimizar a freqüência das oscilações, permitirá a diminuição no número de mensagens de controle do protocolo de roteamento adaptativo.

2.2.3 – Classificação dos Algoritmos de Roteamento

Algoritmos de roteamento podem ser baseados em **caminho único** ou em **múltiplos caminhos** [KES97]. No roteamento baseado em caminho único, um roteador mantém apenas um caminho para cada destino. No roteamento baseado em múltiplos caminhos, um roteador mantém um caminho principal e vários caminhos alternativos para um destino. Se o caminho principal estiver indisponível por alguma razão, um caminho alternativo é usado.

Manter caminhos alternativos requer mais espaço da tabela de roteamento, por isso a Internet utiliza-se do roteamento baseado em caminho único. Redes telefônicas normalmente utilizam-se do roteamento baseado em múltiplos caminhos, pois isto reduz a probabilidade de bloqueio das chamadas.

O protocolo de roteamento OSPF trabalha com múltiplos caminhos de modo diferente. Vários caminhos são armazenados para um mesmo destino, se múltiplos caminhos possuem o mesmo menor custo para este destino. A carga enviada para o destino é distribuída igualmente por todos os caminhos com o menor custo, não havendo um caminho principal e outros caminhos alternativos.

Outra classificação dos algoritmos de roteamento diz respeito à influência ou não do estado atual da rede nas decisões de roteamento. Quanto a esta classificação, algoritmos de roteamento podem ser ditos **estáticos** ou **dinâmicos**.

No roteamento estático as tabelas de roteamento são incorporadas ao roteador pelo administrador de rede e permanecem imutáveis até uma nova intervenção do administrador. As rotas são fixas e caminhos alternativos são tomados somente em caso de falhas de enlaces ou equipamentos de rede pertencentes a rota fixa. Algoritmos de roteamento estáticos são simples de se implementar, mas são vulneráveis a falhas de recurso e mudanças de tráfego, além de levarem a uma má utilização dos recursos da rede. Esta má utilização da rede pode ser explicada pelo fato de que como as rotas são estáticas, um mesmo conjunto de enlaces e equipamentos da rede (pertencentes às rotas estáticas) é normalmente utilizado, enquanto que caminhos alternativos são normalmente preteridos.

No roteamento dinâmico o próprio roteador atualiza via protocolo de roteamento suas tabelas de roteamento. Um algoritmo de roteamento dinâmico permite mudanças freqüentes nas decisões de roteamento a fim de retratar mudanças de topologia. Quando

capazes de retratar também mudanças da carga de tráfego na rede, com o objetivo de evitar a opção por caminhos mais congestionados, algoritmos de roteamento dinâmicos são ditos algoritmos **adaptativos**.

Algoritmos de roteamento adaptativos são capazes de reduzir o tráfego encaminhado por caminhos congestionados, permitindo um maior espalhamento (ou dispersão) da carga de tráfego pela rede. Técnicas de roteamento adaptativas normalmente resultam em melhor desempenho da rede (em termos de vazão e atraso de pacotes) ao custo de uma maior complexidade de implementação. A seção 2.3 explora com maiores detalhes o roteamento adaptativo.

Redes de computadores de grande porte costumam utilizar-se de algoritmos de roteamento dinâmicos. Algoritmos de roteamento dinâmicos podem ser classificados como baseados no **vetor de distância** ou baseados no **estado do enlace**.

No roteamento baseado no vetor de distância, cada roteador envia para cada vizinho uma lista com as distâncias para cada destino. Por consequência, cada roteador receberá de cada vizinho uma lista de distâncias para cada destino da rede. Cada roteador descobre sua distância para cada destino da rede a partir das seguintes considerações ou do seguinte modo:

- para roteadores vizinhos, a distância é previamente conhecida; e
- para roteadores não vizinhos, a distância é iniciada com um valor maior que o esperado (“distância infinita”) para qualquer destino da rede e com a troca de informações de roteamento acaba se ajustando ao valor da menor distância.

A partir das listas de distâncias recebidas, o roteador calcula sua tabela de roteamento, com rotas para cada destino da rede, utilizando os menores valores das listas de distâncias. Apenas roteadores vizinhos são avisados a respeito de mudanças na distância para qualquer destino em particular.

Apesar de convergir para a resposta certa, o roteamento baseado no vetor de distância tem um sério inconveniente. A boa notícia (como, por exemplo, o surgimento de um caminho de menor custo) se espalha rápido, mas a má notícia (como, por exemplo, a queda de um enlace) demora muito. Tal problema é conhecido como: problema da contagem até o infinito [KES97]. A Figura 2.2 ilustra o problema da contagem até o infinito como consequência da queda do enlace entre o destino A e o roteador R1. O eixo

vertical indica a linha do tempo (crescente de cima para baixo). Embaixo de cada roteador R1 e R2 temos as mensagens do protocolo de roteamento enviadas por cada um deles. Inicialmente R1 reporta o custo 1 para o destino A e R2 reporta o custo 2 para o destino A através de R1. Quando cai o enlace entre A e R1, R1 deveria reportar um custo infinito para o destino A. Entretanto, se R1 recebe mensagem de R2 reportando custo 2 para A antes de enviar o custo infinito, então R1 reportará custo 3 para o destino A (ao invés do custo infinito). Em seguida, R2 ao receber mensagem de R1 com custo 3 para o destino A enviará mensagem com custo 4 para o destino A. Deste modo, o custo reportado para o destino A crescerá até atingir um valor infinito, quando então os roteadores R1 e R2 terão A como um destino inalcançável.

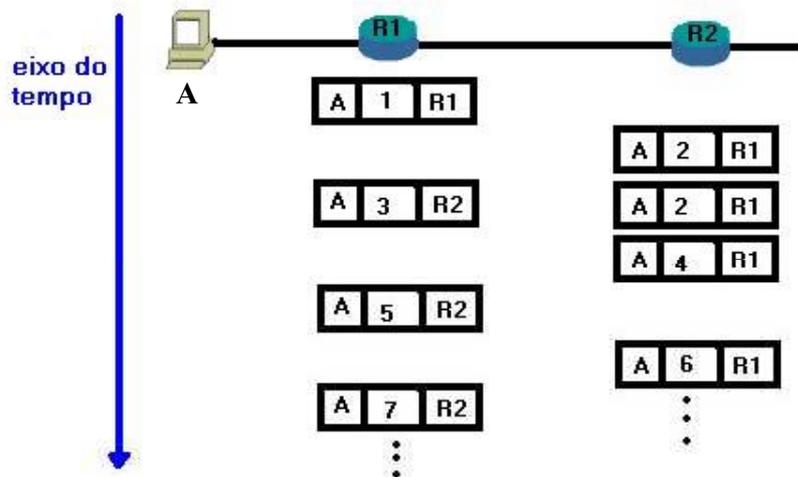


Figura 2.2 – Problema da contagem até o infinito.

A Técnica do Horizonte Dividido [KES97] é uma tentativa de solução do problema da contagem até o infinito. Um melhor caminho não é informado através do enlace pelo qual foi obtido. Ou seja, o custo para um destino não é anunciado para o vizinho que representa o *next hop* para um destino. Esta técnica resolve o problema da contagem até o infinito para dois roteadores adjacentes. Mas é ineficiente quando temos três roteadores envolvidos no problema [KES97]. Uma variante da técnica do horizonte dividido, utilizada pelo protocolo RIP, anuncia uma métrica infinita para o vizinho que é o *next hop* para um destino [MAL98].

Outro problema do roteamento baseado no vetor de distâncias é o fato de que os roteadores têm conhecimento apenas das distâncias para os destinos, desconhecendo a topologia da rede. O desconhecimento da topologia pode causar *loops* e conseqüentemente congestionamento.

Algoritmos de roteamento baseados no vetor de distância levam vantagem em relação a algoritmos baseados no estado do enlace quanto à memória necessária. Algoritmos baseados no vetor de distância não precisam manter um banco de dados de estado do enlace. Entretanto, esta vantagem desaparece quando são utilizadas técnicas de resolução do problema da contagem até o infinito, como a técnica conhecida como “vetor de caminhos” [KES97]. Tal técnica anota para cada entrada do vetor de distância o caminho que obteve o referido custo.

Exemplos de algoritmos de roteamento baseado no vetor de distância incluem: o algoritmo original da ARPANET [QUI77, BLA89], as primeiras versões da DECnet e Novell IPX e os protocolos RIP [MAL98], IGRP [CIS02] da Cisco e BGP [REK95].

O roteamento baseado no vetor de distância foi utilizado na ARPANET até 1979 sendo depois substituído pelo roteamento baseado no estado de enlace. O primeiro protocolo de roteamento baseado no estado do enlace foi desenvolvido para uso na rede ARPANET de comutação de pacotes [QUI80]. Este foi o ponto de partida para todos os outros protocolos baseados no estado do enlace.

No **roteamento baseado no estado do enlace**, os roteadores propagam para todos os demais roteadores (e não apenas para os vizinhos) somente a porção de sua tabela de roteamento que contém as rotas diretamente ligadas às suas interfaces (e não toda a tabela de roteamento). Este tipo de roteamento, utilizado pelos protocolos OSPF [MOY98] e IS-IS [ORA90], ambos em vários backbones Internet, leva mais tempo para convergir. Mas propaga mais rapidamente as más notícias e pode possuir mecanismos mais sofisticados de contenção de *loops*, graças ao armazenamento da topologia da rede em cada roteador.

Os procedimentos seguidos por um roteamento baseado no estado do enlace são:

- descobrir os vizinhos e aprender seus endereços de rede (através do envio de pacote HELLO para cada enlace ponto a ponto e do retorno enviado pela outra extremidade dizendo quem é);

- medir o atraso ou custo para cada um dos vizinhos (através do envio de pacote ECHO pelo enlace, da resposta rápida do outro lado e do fato de se levar em conta a carga atual - retardo na fila - ou não);
- construir um LSP (*Link State Packet*) reportando tudo que aprendeu,
- enviar este LSP para todos os outros roteadores (este pacote é distribuído por inundação, sendo que cada pacote contém um “número seqüência” e uma “idade” – o “número de seqüência” é um número que identifica o pacote permitindo o descarte de pacotes repetidos e a “idade” é um tempo de vida atribuído ao pacote a cada roteador pelo qual ele passa e que garante que nenhum pacote será perdido e viverá por um período indeterminado. Todo pacote é descartado depois que ultrapassa uma certa idade.);
- calcular o menor caminho para cada roteador.

Um LSP contém identificador do roteador, identificador do vizinho e custo do enlace para o vizinho. Quando um roteador recebe um novo LSP, uma cópia do LSP é armazenada no seu banco de dados de estado do enlace e a seguir o LSP é encaminhado por todas as interfaces do roteador (exceto a interface pela qual ele foi recebido). Baseando-se nas informações dos LSPs inundados na rede por todos os nós, a tabela de roteamento com os menores caminhos é calculada.

O roteamento pelo menor caminho garante um ótimo desempenho na rede quando o fluxo de pacotes é baixo. Mas, se o fluxo da rede aumenta, os roteadores localizados nos pontos centrais da rede (por onde costumam passar os menores caminhos) receberão mais pacotes do que podem processar. Conseqüentemente, tem-se um aumento no número de pacotes na fila desses nós, no atraso médio dos pacotes e na taxa de perda de pacotes. Sem contar que os enlaces centrais são sobrecarregados enquanto que enlaces periféricos estão praticamente inutilizados. Uma forma de solução deste problema seria a utilização de um roteamento adaptativo. A seção seguinte aborda exatamente este tipo de roteamento.

2.3 – Roteamento Adaptativo

No roteamento adaptativo, as decisões de rotas entre pares de roteadores origem e destino estão diretamente relacionadas ao estado que cada roteador enxerga a rede. Valores de custo são atribuídos aos enlaces em função de variáveis que definem o estado do enlace e a partir destes custos de enlace são obtidos os melhores caminhos entre origens e destinos de tráfego. Os melhores caminhos permanecem os mesmos, no roteamento adaptativo, apenas nos intervalos entre duas atualizações consecutivas dos custos dos enlaces.

Em função da observação do estado dos enlaces, os menores caminhos (i.e. caminhos com menor número de *hops*), que no roteamento convencional provavelmente seriam os melhores caminhos, podem no roteamento adaptativo se mostrarem mais custosos dependendo da carga de tráfego à que estes caminhos estão submetidos. Como consequência, o roteamento adaptativo permite um maior número e variabilidade dos melhores caminhos resultando em um maior espalhamento/dispersão do tráfego que flui pela rede e na diminuição da sobrecarga sobre pontos centrais da rede.

Assim, alguns dos principais motivos para a opção por um roteamento adaptativo são: fazer com que os custos utilizados no cálculo dos melhores caminhos retratem a situação de congestionamento dos enlaces, procurar distribuir o tráfego pelos enlaces menos utilizados e evitar congestionamento nos nós centrais da rede. Em suma, o roteamento adaptativo procura tomar suas decisões de roteamento, i.e. procura eleger suas rotas, baseando-se sobretudo em fatores diretamente relacionados ao desempenho da rede.

Modos de funcionamento de algoritmos de roteamento adaptativos

Algoritmos de roteamento adaptativos podem funcionar no modo isolado, centralizado ou distribuído. O **modo isolado** é a forma mais simples de funcionamento de um algoritmo adaptativo. Neste modo, as decisões das rotas que farão parte da tabela de roteamento baseiam-se apenas em informações locais (informações existentes no próprio nó), obtidas de forma independente por cada nó. Estas informações podem ser tabelas de roteamento anteriormente utilizadas, tamanho médio das filas em cada buffer, estado dos enlaces de comunicação, etc. A grande vantagem do modo isolado é o fato de que cada nó

não precisa de informações provenientes de outros nós. Por outro lado, o desconhecimento do estado do restante da rede pode tornar as escolhas realizadas muito menos inteligentes.

No **modo centralizado** cada nó envia um relatório para um nó central. Para isso, cada nó prepara relatórios de estado fornecendo, por exemplo, o tamanho médio das filas, ou informações a respeito de qualquer componente que esteja fora de operação, etc. De posse das informações de todos os nós da rede, a central de roteamento da rede determina os melhores caminhos a serem utilizadas pelos fluxos de tráfego. Estes melhores caminhos são especificados em termos de tabelas de roteamento que são enviadas para todos os demais nós da rede.

Os intervalos de tempo entre os envios dos relatórios de estado a central de roteamento, bem como o envio de novas tabelas de roteamento, podem ser síncronos ou assíncronos. Se os tempos são síncronos, a quantidade de informação de controle na rede pode ser muito grande em determinados instantes, especialmente se as dimensões da rede forem grandes. Envios assíncronos podem resultar em menor quantidade de informação de controle na rede.

Como desvantagens do modo centralizado, se a rede tem topologia e/ou tráfego mutáveis, o centro de controle da rede tem seu trabalho e/ou tempo gasto com o cálculo de novas tabelas de roteamento aumentado. O problema torna-se mais sério se o centro de controle é vulnerável, o que normalmente acontece uma vez que os enlaces mais próximos estão quase sempre sobrecarregados. Também, dependendo do tamanho da rede os nós mais afastados do centro de controle receberão suas novas tabelas de roteamento com atraso (em relação aos nós que ficam mais próximos), fazendo com que apareçam inconsistências.

No **modo distribuído** as decisões das rotas que farão parte da tabela de roteamento baseiam-se tanto em informações locais, colhidas de forma independente por cada nó, quanto em informações recebidas dos nós vizinhos. Cada vez que novas informações são colhidas localmente, o banco de dados de estado do nó é atualizado e novas informações são propagadas para os nós vizinhos. Assim, não é difícil imaginar que considerável banda passante dos enlaces de comunicação é perdida na troca de informações com os vizinhos e que muitas vezes tais informações podem ser iguais às precedentes se apenas um mecanismo simples, como um período para atualizações, for utilizado.

Deste modo, um problema do roteamento adaptativo no modo distribuído (assim como no modo centralizado) é a **freqüência de coleta de novas informações de estado, re-cálculo das rotas e propagação de atualizações de rota**. Se o intervalo é muito longo, o roteamento pode não se adaptar suficientemente às condições de mudança da rede como se espera de um roteamento adaptativo. Por outro lado, um intervalo muito curto aumenta a probabilidade de obtenção de valores de pico (ou de decaimento) que na verdade não retratem a condição real de utilização dos enlaces. Variações causadas por valores de pico ou de decaimento podem ainda resultar em instabilidades de roteamento, atualizações freqüentes e rotas que reflitam um estado errôneo da rede.

Outra questão problemática do roteamento adaptativo é a **freqüência de oscilação das rotas**. Por “freqüência de oscilação das rotas” entenda “a freqüência com que se modifica o conjunto de rotas que fazem parte da tabela de roteamento de um nó”. Tal freqüência é uma consequência de fatores como a variação do tráfego imposto à rede, a variação da topologia e a freqüência de cálculo de novas rotas. Quanto maior a variação do tráfego imposto à rede ou variação da topologia, mais freqüentes serão as alterações de custo dos enlaces. Quanto maior a freqüência de cálculo de novas rotas, maiores as chances de alteração das rotas com consequente propagação de mensagens de atualização de rotas gerando sobrecarga na rede.

Resumindo preocupações do roteamento adaptativo

Resumindo preocupações envolvidas na adoção de um roteamento adaptativo pode-se dizer que pacotes de atualização são fáceis de serem gerados, mas é difícil decidir quando é realmente necessário. A freqüência de cálculo das rotas normalmente obedece a um período ou a um limiar que dispara novo cálculo. Mas estratégias mais complexas, que utilizem regras adicionais de decisão de atualização, costumam apresentar melhores resultados devido ao controle das oscilações de rota e devido ao controle da sobrecarga imposta pela estratégia. A sub-seção 2.3.1 aborda diferentes estratégias de roteamento adaptativo já exploradas e suas formas de controle destes problemas.

2.3.1 – Estratégias de Roteamento Adaptativo

Uma das formas de se entender as vantagens e os problemas do roteamento adaptativo, bem como conhecer algumas estratégias de controle destes problemas é através do acompanhamento do histórico de evolução da ARPANET e da observação de exemplos de estratégias de roteamento adaptativo já propostos.

O roteamento adaptativo da ARPANET

O primeiro algoritmo de roteamento da ARPANET [BLA89, QUI80], projetado em 1969, era uma versão distribuída do algoritmo dos menores caminhos de Bellman-Ford [BEL]. No roteamento da ARPANET cada nó mantinha uma tabela das menores distâncias estimadas para todos os outros nós. As melhores distâncias eram atualizadas periodicamente, baseando-se em informações recebidas dos vizinhos e estimativas realizadas pelo próprio nó com relação à distância entre o nó e cada um de seus vizinhos.

A versão distribuída do algoritmo de Bellman-Ford e a métrica do enlace que ele usava, no entanto, sofriam de várias limitações. A métrica do enlace, que era constituída de um valor exemplo ao invés de uma média dos valores experimentados em determinado intervalo de tempo, era um mal indicador do atraso esperado no enlace. Em função da métrica de atraso ser caracterizada por um “valor exemplo” as quantidades de atraso flutuavam muito rapidamente [KHA89].

Além disso, como o algoritmo de Bellman-Ford distribuído converge para os caminhos de menor custo em relação ao conjunto estático dos custos, as rápidas mudanças na métrica do enlace resultavam na formação de *loops* persistentes. Daí, o esquema de roteamento original da ARPANET produzir rotas que eram potencialmente instáveis e longe do ótimo.

Em julho de 1987, a métrica de roteamento da ARPANET, que então era dada pela média do atraso dos pacotes num intervalo de 10 segundos, foi revisada [KHA89] resultando em substancial melhoria de desempenho, especialmente em termos de atraso e capacidade da rede.

A métrica antiga comportava-se bem sob cargas de tráfego leves a moderadas. Mas em redes submetidas a altas cargas conduzia a instabilidades de roteamento e desperdício da capacidade dos enlaces e processadores. Com a revisão o custo dos enlaces passou a ser uma função ora do atraso (sob cargas leves) ora das capacidades (sob altas cargas). O algoritmo SPF utilizado para o cômputo das rotas não foi afetado pela revisão.

Outra modificação realizada no algoritmo de roteamento adaptativo original da ARPANET diz respeito à troca de informações de roteamento. Primeiramente trabalhava-se com um período síncrono [BLA89]. Logo, foi proposta uma troca assíncrona e as tabelas de atraso passaram a ser transmitidas somente no caso de mudanças significativas na rede.

Daí em diante, várias estratégias de roteamento adaptativo foram propostas, cada qual com seus parâmetros de medição do estado da rede e suas regras para controle das oscilações. A seguir são apresentadas algumas outras estratégias de roteamento adaptativo.

Outros exemplos de estratégias de roteamento adaptativo

Na técnica de roteamento adaptativo proposta em [KAU00], o estado da rede é medido por meio da coleta periódica de dados de utilização dos *buffers* e dos enlaces. Um limiar, representativo da menor variação no custo dos enlaces que dispararia uma atualização de custo, controla as atualizações de custo diminuindo as oscilações de rota. Simulações on-line calculam os pesos associados às medidas de utilização dos buffers e dos links e os melhores valores para o período de coleta e o limiar de atualização.

Uma grande dificuldade à aplicação da técnica proposta por [KAU00], no entanto, é o fato de que os parâmetros: peso associado à utilização dos buffers, peso associado à utilização dos links, período de coleta e limiar de atualização; não são independentes. Resultados de simulação apresentados para a variação de um destes parâmetros assumem valores *default* para os demais parâmetros.

Por fim, os resultados alcançados em [KAU00] indicam que um roteamento adaptativo baseado no estado do enlace e estável pode ser obtido utilizando-se da simulação on-line, mas a velocidade do experimento e as técnicas de busca exercem papel muito importante. Cada novo parâmetro adicionado à função de custo adiciona uma nova dimensão ao problema e as simulações on-line tornam lentas as decisões de roteamento.

Em [SHA99], Shaikh, Rexford & Shin propuseram uma técnica de roteamento sensível à carga da rede que procura diminuir a sobrecarga proveniente da propagação de atualizações de estado do enlace por meio do tratamento diferenciado realizado para fluxos de curta e longa duração. A técnica por eles proposta ignora os fluxos de curta duração na medição do estado da rede. Apenas os dados de recursos alocados para os fluxos de longa duração são considerados na caracterização do estado do link.

Assim, atualizações são propagadas apenas quando ocorrem mudanças nos fluxos ditos de longa duração, diminuindo a frequência de propagação de atualizações e conseqüentemente diminuindo a sobrecarga gerada pelas mesmas. Os resultados do trabalho realizado em [SHA99] mostram que a estabilidade das rotas é alcançada relacionando-se a detecção dos fluxos de longa duração à escala de tempo das mensagens de atualização do estado do enlace do protocolo de roteamento.

Por fim, os experimentos da simulação demonstram que o esquema híbrido proposto em [SHA99] supera significativamente os algoritmos de roteamento estáticos e dinâmicos tradicionais, podendo operar de forma eficaz sob períodos de atualização do estado do enlace razoáveis de 60 a 180 segundos. Deste e de outros trabalhos o que se observa, portanto, é a constante tentativa de adaptação do roteamento às condições de carga da rede, sempre ponderando as atualizações de estado em vista da sobrecarga causada pelas mesmas.

O roteamento adaptativo aqui proposto pondera entre a adaptação e o controle das oscilações e da sobrecarga de atualização por meio da utilização tanto de um **período**, quanto de **dois limiares**. A tabela de roteamento é recalculada obedecendo a um **período**, mas este recálculo ocorre apenas se o custo dos links sofreu uma variação considerável (**variação mínima** - especificada por um dos limiares). O outro limiar restringe a **variação máxima** dos custos.

A variação mínima evita a geração e propagação de informações de atualização de custo desnecessárias, representativas de uma pequena variação no estado do enlace. A variação máxima limita a amplitude de variação dos custos diminuindo as oscilações de rota. Em conjunto, ambas reduzem tanto a sobrecarga de computação das rotas quanto a sobrecarga que as atualizações das mesmas causam na rede.

O protocolo de roteamento escolhido para a adaptação no presente trabalho foi o OSPF (descrito no capítulo 3) e o algoritmo exato para a adaptação e controle das atualizações é exposto no capítulo 4. A eficiência da estratégia de roteamento adaptativa proposta será medida por meio de valores de parâmetros de desempenho de rede, definidos na seção 2.4.

2.4 – Parâmetros de Desempenho

Para que seja considerado adequado para uma determinada rede de interconexão, um algoritmo de roteamento deve buscar: distribuir da melhor maneira possível a carga de tráfego, utilizar-se ao máximo dos recursos disponíveis, entregar pacotes no menor tempo possível e evitar o descarte de dados. Parâmetros de desempenho permitem justamente a análise de tal adequação (ou não) do protocolo de roteamento a uma dada rede de interconexão.

Os parâmetros de desempenho de uma rede de interconexão são variáveis dinâmicas que dependem não só do algoritmo de roteamento adotado como também da topologia da rede, do padrão de tráfego utilizado e do volume de tráfego aplicado à rede. As subseções seguintes definem alguns dos principais parâmetros de desempenho de uma rede de interconexão: vazão, atraso médio total e taxa de tráfego descartado.

Todos estes parâmetros podem ser substancialmente afetados por um algoritmo de roteamento. O roteamento e encaminhamento de um tráfego por meio de múltiplas rotas e utilizando-se de rotas dinâmicas, por exemplo, permite que vazões mais altas possam ser alcançadas [BER92]. A escolha de rotas menos congestionadas diminui o atraso médio total por pacote [BER92]. A taxa de tráfego descartado é uma consequência da ocupação dos *buffers*, do alcance do número máximo de *hops* que podem ser percorridos por um datagrama IP, ou do desconhecimento da interface de saída pela qual o pacote deve ser encaminhado (*next hop*) – todos fatores diretamente ligados às decisões de roteamento tomadas.

As subseções 2.4.1 a 2.4.3 descrevem os parâmetros de desempenho utilizados para a análise da estratégia de roteamento proposta.

2.4.1 – Vazão

A vazão de uma rede de interconexão no intervalo $[0,t]$ pode ser definida como a taxa média em bits (ou em número de pacotes) no intervalo $[0,t]$. Este importante parâmetro de desempenho é capaz de definir o volume de tráfego que está sendo suportado pela rede, sendo de fundamental importância para a verificação e/ou avaliação da forma de encaminhamento da carga de tráfego pela rede.

Resultados de vazão foram coletados na ferramenta de simulação OPNET por meio de uma estatística global¹ da rede na camada *Frame Relay*. A estatística utilizada mede a taxa média de bits encaminhados por segundo para a camada superior a partir da camada *Frame Relay*.

2.4.2 – Atraso Médio Total

O atraso médio total de uma rede de interconexão no intervalo $[0,t]$ pode ser definido como o tempo médio gasto por um pacote/quadro do momento que ele é gerado (pelo nó origem) até o momento que é recebido (pelo nó destino) no intervalo $[0,t]$.

Os resultados de atraso médio total foram coletados na ferramenta de simulação OPNET por meio de uma estatística global da rede na camada *Frame Relay*. A estatística utilizada mede o atraso fim a fim de todos os quadros recebidos pelos dispositivos de acesso *Frame Relay*. Em outras palavras, a estatística “guarda”, para cada quadro, o atraso medido do tempo que o quadro é enviado pela camada *Frame Relay* do nó origem até o momento em que ele é recebido na camada *Frame Relay* pelo nó destino.

2.4.3 – Taxa de Tráfego Descartado

A taxa de tráfego descartado no intervalo $[0,t]$ pode ser definida como a taxa média de pacotes que por algum motivo acabaram sendo descartados em algum ponto da rede no intervalo $[0,t]$. Possíveis causas de descarte de um pacote IP são: espaço insuficiente no

¹ Estatísticas no OPNET podem ser locais ou globais [OPNET-MC1]. Estatísticas globais dizem respeito a todo o sistema (no caso, toda a rede). Estatísticas locais dizem respeito a apenas um nó da rede.

buffer, número máximo de *hops* excedido pelo pacote IP, ou desconhecimento da interface local pela qual o pacote deveria ser encaminhado.

Os resultados de tráfego descartado foram coletados na ferramenta de simulação OPNET por meio de uma estatística global da rede na camada IP. A estatística utilizada armazena o número de pacotes IP descartados em função do tempo considerando-se todas as interfaces IP utilizadas por cada um dos nós da rede.

CAPÍTULO 3

O Protocolo de Roteamento OSPF

3.1 – Introdução

O protocolo OSPF (*Open Shortest Path First*) é um dos mais comumente usados protocolo de roteamento intra-domínio. O protocolo foi desenvolvido pelo grupo de trabalho OSPF do IETF (*Internet Engineering Task Force*) no final dos anos 80 e sua primeira versão (OSPF versão 1, especificada no RFC 1131) foi rapidamente superada por uma versão melhorada, denominada OSPF v2 e documentada no RFC 1247, que corrigia problemas de instabilidade e funcionalidade. Hoje o OSPFv2 está especificado no RFC 2328.

O OSPF é um protocolo baseado no estado do enlace e na estratégia do caminho mais curto - originária do trabalho de Bellman-Ford. O protocolo foi projetado para detectar rapidamente mudanças topológicas no sistema autônomo e tomar suas decisões de roteamento em função do estado dos enlaces que interconectam os roteadores do AS (*Autonomous System*).

Este capítulo apresenta uma visão geral do protocolo de roteamento OSPF e particularidades relacionadas ao seu funcionamento. Antes da visão geral, a seção 3.2 apresenta uma listagem de definições de termos e informações adicionais necessárias à compreensão do mecanismo de funcionamento do protocolo OSPF, descrito na seção seguinte.

A seção 3.3 inicia-se na sub-seção 3.3.1 com uma visão geral do protocolo OSPF e suas etapas de funcionamento. A seguir, as sub-seções 3.3.2 a 3.3.9 complementam os detalhes do funcionamento do protocolo apresentando respectivamente: os tipos de pacote do protocolo OSPF, o mecanismo de descoberta dos roteadores vizinhos, as regras para o estabelecimento (ou não) de uma relação de adjacência entre roteadores vizinhos, o banco de dados de estado do enlace mantido pelo protocolo OSPF, o mecanismo de descoberta

dos menores caminhos, as regras para o recálculo da tabela de roteamento e o processo de sincronização dos bancos de dados de estado do enlace.

Finalmente, na seção 3.4 são apresentadas considerações finais sobre o protocolo de roteamento OSPF, objeto de estudo neste trabalho de proposição e análise do roteamento OSPF baseado em estimação de banda.

3.2 – Definição de Termos e Informações Adicionais

Sistema Autônomo ou AS (*Autonomous System*):

Coleção de redes e roteadores que trocam informações de roteamento via um protocolo de roteamento comum [MOY98].

Área:

Coleção arbitrária de redes, hosts e roteadores interconectados [HUN98]. Um AS pode ser dividido em áreas. As áreas trocam informações de roteamento com outras áreas dentro de um AS através dos roteadores de borda da área.

Roteadores de Borda:

Roteadores de borda de uma área ou AS são roteadores que fazem parte dos elementos de uma área ou AS e que ainda conectam-se a uma outra área ou AS, fazendo parte também dos elementos desta outra área ou AS.

Backbone:

É uma área especial que interconecta todas as outras áreas do AS. Toda área deve conectar-se ao *backbone* por meio de um roteador de borda pertencente a ambas as áreas (i.e. pertencente à área em questão e à área de *backbone*), já que o *backbone* é responsável pela distribuição de informações de roteamento entre as áreas de um AS [HUN98].

Redes Ponto-a-Ponto:

Redes com um único par de roteadores conectados.

Redes de Trânsito:

Redes de trânsito são aquelas capazes de carregar tráfego que não é localmente originado e/ou localmente destinado.

Redes *Stub*:

Redes *stub* são redes com um único ponto de saída.

Enlace Virtual:

Um enlace virtual é uma conexão virtual para uma área remota que não tem nenhuma conexão com o *backbone* [GOU04]. Tipicamente, isto ocorre quando a rede foi segmentada. Embora o OSPF trate este enlace como uma conexão direta de um *hop* para a área de *backbone*, ele é uma conexão virtual que é tunelada (percorre um túnel) ao longo da rede.

Redes *Broadcast*:

Redes com mais de dois roteadores, que têm a capacidade de endereçar uma única mensagem para todos os roteadores da rede (capacidade *broadcast*).

Roteadores Vizinhos:

Roteadores que têm interfaces ligadas a uma rede comum [MOY98]. A relação de vizinhança é mantida (e normalmente descoberta dinamicamente) pelo protocolo *Hello*. A sub-seção 3.3.3 fala sobre o procedimento de descoberta dos roteadores vizinhos.

Protocolo *Hello*:

Parte do Protocolo OSPF usado para estabelecer e manter relações de vizinhança [MOY98]. Em redes *broadcast* o Protocolo *Hello* pode também descobrir dinamicamente roteadores vizinhos.

Redes Não *Broadcast*:

Redes com mais de dois roteadores, mas sem capacidade *broadcast*. Roteadores vizinhos são mantidos nestas redes através do Protocolo *Hello* OSPF. Mas, devido à falta da capacidade *broadcast*, algumas informações de configuração podem ser necessárias para a descoberta dos vizinhos. Redes não *broadcast* são referidas como redes NBMA (*Non-Broadcast Multi-Access*) ou redes Ponto-MultiPonto, dependendo do modo de operação do OSPF na rede.

OSPF Modo NBMA (*Non-Broadcast Multi-Access*):

Simula em redes não *broadcast* a operação do OSPF em uma rede *broadcast*.

OSPF Modo Ponto-MultiPonto:

Trata a rede não *broadcast* como uma coleção de enlaces ponto-a-ponto.

Relação de Adjacência:

Relação estabelecida entre determinados roteadores vizinhos com o propósito de trocarem informações de roteamento [MOY98]. Nem todos os pares de roteadores vizinhos tornam-se adjacentes e apenas roteadores adjacentes trocam informações de roteamento. A sub-seção 3.3.4 apresenta as regras para o estabelecimento (ou não) de uma relação de adjacência.

Estado de um Roteador:

O estado de um roteador é determinado por um conjunto de especificações a respeito do estado de cada uma de suas interfaces.

Estado de uma Interface do Roteador:

O estado de uma interface do roteador é caracterizado conjuntamente:

- pelo tipo de interface (conexão ponto-a-ponto com outro roteador, conexão para uma rede de trânsito, conexão para uma rede *stub* ou enlace virtual);
- pelo custo da interface;

- por informações relacionadas ao tipo de interface tais como
 - o identificador do roteador vizinho (para o caso da conexão ponto-a-ponto ou do enlace virtual);
 - o endereço IP do Roteador Designado, definido a seguir (para o caso da rede de trânsito); ou
 - o número de rede/sub-rede IP (para o caso da rede *stub*).

LSA (*Link State Advertisement* – Anúncio do Estado do Link):

Unidade de dado descrevendo o estado atual de um roteador ou rede [MOY98]. LSAs são inundados (*flooding*) ao longo do domínio de roteamento. O conjunto dos LSAs de todos os roteadores e redes forma o banco de dados de estado do enlace do protocolo de roteamento.

Banco de Dados de Estado do Enlace:

Um banco de dados de estado do enlace descreve informações de topologia e custos de uma área. Tal banco de dados é montado a partir de LSAs gerados por roteadores dentro e fora da área.

Flooding:

Parte do protocolo OSPF que distribui e sincroniza o banco de dados de estado do enlace entre roteadores OSPF [MOY98]. *Flooding* (ou Inundação) de um LSA significa que o roteador envia o LSA por todas as suas interfaces de saída e que todo roteador que recebe o LSA o envia por todas as suas interfaces; exceto a interface pela qual o LSA foi recebido [HUN98]. Para evitar que a inundação duplique LSAs, roteadores armazenam uma cópia dos LSAs que recebem e descartam duplicações.

Roteador Designado (*Designated Router* – DR):

Roteador eleito pelo protocolo *Hello* e tem a responsabilidade de (entre outras coisas) gerar um LSA para a rede. Toda rede *broadcast* ou NBMA, que tem no mínimo dois roteadores ligados, tem um roteador designado. O conceito de “roteador designado” possibilita a redução no número de adjacências necessárias em

redes *broadcast* ou NBMA. Isto reduz a quantidade de tráfego do protocolo de roteamento e o tamanho do banco de dados de estado do enlace. Maiores detalhes a respeito da conveniência (ou não) de criação de um DR e dos detalhes de sua eleição são apresentados na seção 3.3.5.

3.3 - O Protocolo OSPF

3.3.1 - Uma Visão Geral

O Protocolo de Roteamento OSPF (*Open Shortest Path First*), definido no RFC 2328, é um protocolo de roteamento interior, baseado no estado do enlace. Por “protocolo de roteamento interior”, quer-se dizer que o OSPF é um protocolo empregado no contexto de um AS [MOY98]. Por “baseado no estado do enlace”, quer-se dizer que cada roteador desta coleção de redes e roteadores (conhecida como AS) mantém um banco de dados (dito banco de dados de estado do enlace) descrevendo a topologia e os custos do AS [MOY98].

O OSPF permite a definição de uma hierarquia de áreas de roteamento dentro de um AS. A possibilidade de divisão de um AS em áreas adiciona grande flexibilidade ao protocolo, reduzindo a quantidade de dados que fazem parte do banco de dados de estado do enlace e o tempo que pode ser necessário para calcular rotas a partir deste banco de dados [HUN98]. Cada área do AS mantém uma cópia distinta do protocolo de roteamento OSPF com seu banco de dados do estado do enlace, que por consequência da divisão do AS em áreas é menor que o banco de dados do estado do enlace de todo o AS. Roteadores com interfaces para múltiplas áreas executam múltiplas cópias do protocolo. A seguir é apresentado um resumo das etapas de funcionamento do protocolo OSPF.

Etapas de funcionamento do protocolo OSPF

Ao ser adicionado a uma rede, um roteador inicia seu funcionamento atribuindo valores às estruturas de dados do protocolo de roteamento. Tais estruturas armazenam informações do roteador que são de interesse do protocolo de roteamento, como por exemplo, o rótulo de identificação do roteador, as áreas da qual o roteador faz parte, sua

tabela de roteamento, suas interfaces, seus vizinhos, etc. Inicializadas as estruturas de dados do protocolo de roteamento, o roteador espera por indicações dos protocolos das camadas inferiores de que suas interfaces estão funcionais.

Recebidas estas indicações de interfaces funcionais, o roteador utiliza o protocolo *Hello* para descobrir seus vizinhos e eleger um roteador designado (DR) para a rede. A etapa de descoberta dos vizinhos é detalhada na sub-seção 3.3.3. A sub-seção 3.3.5 aborda de forma resumida a importância do DR para o OSPF e o procedimento de eleição do DR.

A seguir, o roteador tenta formar relações de adjacência com alguns dos novos vizinhos. As relações de adjacência são estabelecidas para que os roteadores possam trocar informações de roteamento. Apenas roteadores adjacentes trocam informações de roteamento entre si. A sub-seção 3.3.4 apresenta maiores detalhes sobre a decisão de estabelecimento (ou não) de relações de adjacência com os roteadores vizinhos.

Informações de roteamento são trocadas na forma de pacotes do protocolo OSPF. A seção 3.3.2 detalha os vários tipos de pacotes do protocolo OSPF. Por meio da troca destes pacotes, cada roteador anuncia seu estado para os demais roteadores de sua área e a topologia da rede é montada no banco de dados de estado do enlace de cada roteador. Cada roteador OSPF de uma dada área mantém um banco de dados idêntico descrevendo a topologia desta área.

A partir de seu banco de dados de estado do enlace, cada roteador R calcula, através do algoritmo de Dijkstra, os melhores caminhos (chamados de rotas) de R para todos os demais roteadores de sua área. Todos os roteadores executam exatamente o mesmo algoritmo paralelamente e de forma independente, cada um construindo sua árvore dos melhores caminhos com si próprio como raiz. Obtidos os melhores caminhos (ou rotas) de R para todos os demais roteadores da área, o roteador R constrói sua tabela de roteamento.

Uma vez calculadas as melhores rotas, no caso de qualquer mudança na topologia da rede no sentido da inclusão ou exclusão de um enlace, cada roteador dentro desta área deve recalculá-las para todos os destinos dentro e fora da área. Se a mudança de topologia ocorre fora da área, o roteador apenas atualiza as rotas afetadas por esta mudança, não havendo a necessidade de recalculá-las toda a tabela de roteamento.

3.3.2 – Pacotes do Protocolo OSPF

Os pacotes do protocolo OSPF são normalmente usados para descobrir roteadores vizinhos, estabelecer relações de adjacência e sincronizar os bancos de dados de estado do enlace de roteadores adjacentes (vide conceito “Relação de Adjacência” na seção 3.2). Esta seção procura apresentar de forma resumida os tipos de pacotes do protocolo OSPF, suas funções e a estrutura de suas informações. Maiores detalhes sobre cada um dos processos que envolvem a utilização de cada um destes pacotes serão abordados nas sub-seções seguintes.

A Tabela 3.1 resume os tipos de pacotes do protocolo OSPF e a função principal de cada um deles. Com exceção dos pacotes *Hello* usados para descobrir as adjacências, os demais tipos de pacotes do protocolo OSPF são enviados apenas para roteadores adjacentes ao roteador que envia o pacote OSPF. Todos os tipos de pacotes do protocolo OSPF possuem um cabeçalho de tamanho de 24 bytes. Com exceção dos pacotes *Hello*, todos os demais tipos de pacote do protocolo OSPF são formados por listas de LSAs.

Tipo	Nome do Pacote	Função
1	<i>Hello</i>	Descobrir/manter vizinhos.
2	<i>Database Description</i>	Resumir o conteúdo do banco de dados.
3	<i>Link State Request</i>	Requisitar o banco de dados.
4	<i>Link State Update</i>	Atualizar o banco de dados.
5	<i>Link State ACK</i>	Inundar ACKs.

Tabela 3.1: Tipos de pacote OSPF.

Conforme apresentado na tabela, pacotes *Hello* são utilizados para descobrir e manter relações de vizinhança. Como pacotes do protocolo *Hello* são enviados antes do estabelecimento das relações de adjacência, eles são os únicos pacotes que não fluem apenas entre roteadores adjacentes (i.e. entre roteadores vizinhos que estabeleceram uma relação de adjacência com o propósito de trocarem informações de roteamento – vide definição de “Relação de Adjacência” na seção 3.2).

Pacotes *Database Description* e *Link State Request* são usados para requisitar e resumir o banco de dados de estado do enlace, sendo usados para se formar as adjacências. Pacotes *Database Description* são trocados no início do estabelecimento de uma relação de adjacência entre dois roteadores vizinhos, descrevendo o conteúdo de um banco de dados de estado do enlace. Um dos dois roteadores vizinhos é designado o roteador mestre e o outro o roteador escravo.

O roteador mestre envia pacotes *Database Description* para o roteador escravo descrevendo o banco de dados de estado do enlace do roteador mestre. O roteador escravo realiza o reconhecimento (*acknowledgement*) destes pacotes enviados pelo roteador mestre por meio do envio de pacotes *Database Description* para o roteador mestre. Tais pacotes enviados pelo roteador escravo descrevem o banco de dados de estado do enlace do roteador escravo.

Terminada a troca de pacotes *Database Description* entre os roteadores mestre e escravo pode-se dizer que foi estabelecida a relação de adjacência entre eles e que ambos os roteadores têm seu banco de dados de estado do enlace sincronizados. Após o estabelecimento da relação de adjacência com um roteador vizinho, um roteador pode determinar que partes do seu banco de dados de estado do enlace estão desatualizadas. Pacotes *Link State Request* são usados para requisitar partes do banco de dados do roteador vizinho que estejam mais recentes e atualizadas.

Os pacotes *Link State Update* e *Link State Acknowledgment* implementam o mecanismo de atualização confiável do OSPF que permite o processo de sincronização dos bancos de dados de estado do enlace. Cada pacote *Link State Update* carrega um conjunto de novos LSAs um passo (*hop*) além de seu ponto de origem. Um único pacote *Link State Update* pode conter múltiplos LSAs de muitos roteadores. A fim de tornar o mecanismo de atualização confiável, LSAs inundados são reconhecidos (*acknowledged*) por pacotes *Link State Acknowledgment*. Múltiplos LSAs podem ser reconhecidos em um único pacote *Link State Acknowledgment*.

Segundo [MOY98], o algoritmo de inundação que espalha LSAs por toda a área é confiável, assegurando que todos os roteadores em uma área têm exatamente o mesmo banco de dados de estado do enlace. Este banco de dados consiste da coleção de LSAs

originados a partir de cada roteador pertencente à área. Os diferentes tipos de LSAs existentes estão listados na Tabela 3.2.

<u>Tipo</u>	<u>Nome do LSA</u>	<u>Descrição</u>
1	<i>Router-LSA</i>	<ul style="list-style-type: none"> • Originado por todos os roteadores. • Este LSA descreve o estado das interfaces do roteador para uma área. • Este LSA é inundado apenas para esta área.
2	<i>Network-LSA</i>	<ul style="list-style-type: none"> • Originado pelo roteador designado, para redes <i>broadcast</i> e NBMA. • Este LSA contém a lista de roteadores conectados à rede. • Este LSA é inundado apenas para esta área.
3, 4	<i>Summary-LSA</i>	<ul style="list-style-type: none"> • Originado por roteadores de borda da área, e inundados para fora da área associada ao LSA. • Cada <i>Summary-LSA</i> descreve uma rota para um destino fora da área, mesmo que dentro do AS (ou seja, uma rota inter-área). • <i>Summary-LSAs</i> do tipo 3 descrevem rotas para redes. • <i>Summary-LSAs</i> do tipo 4 descrevem rotas para roteadores de borda do AS.
5	<i>AS-External-LSA</i>	<ul style="list-style-type: none"> • Originados por roteadores de borda do AS e inundados para fora do AS. • Cada <i>AS-External-LSA</i> descreve uma rota para um destino em outro AS. • Rotas <i>default</i> para o AS podem também ser descritas por <i>AS-External-LSAs</i>.

Tabela 3.2: Tipos de LSAs do protocolo OSPF.

Um roteador anuncia seu estado (também chamado estado do enlace) periodicamente e/ou quando o estado se altera por meio das adjacências. As adjacências de um roteador estão refletidas no conteúdo dos seus LSAs. A relação entre adjacências e estado do enlace permite que o protocolo detecte roteadores inativos de tempos em tempos.

3.3.3 - A Descoberta dos Vizinhos

O conceito de roteador vizinho (vide “Roteadores Vizinhos” na seção 3.1) é muito importante para o protocolo OSPF porque é a partir dos vizinhos que temos o estabelecimento (ou não) das relações de adjacência e enfim a troca (ou não) de informações de estado do enlace entre roteadores de um AS/área. O OSPF utiliza-se do Protocolo *Hello* a fim de que cada roteador descubra seus vizinhos e estabeleça e mantenha relações de adjacência.

A vizinhança de cada nó da rede depende do tipo de rede (Ponto-a-Ponto, *Broadcast*, NBMA ou Ponto-MultiPonto) e do número de roteadores que têm uma interface com a rede.

Em redes *broadcast* e ponto-a-ponto, o roteador detecta dinamicamente seus roteadores vizinhos enviando pacotes *Hello* para o endereço multicast *AllSPFRouters* e esperando por pacotes *Hello*. Um pacote *Hello* identifica o roteador local e lista os roteadores adjacentes a partir dos quais ele recebeu pacotes. Quando um roteador recebe um pacote Hello que o inclui na lista de roteadores adjacentes, ele percebe que encontrou um vizinho; pois se o roteador ouve pacotes provenientes desse vizinho e o vizinho o lista como um roteador adjacente, então o vizinho deve ser capaz também de ouvir pacotes dele.

Já em redes não *broadcast* o modo de funcionamento do protocolo *Hello* e do *flooding* (e conseqüentemente, o modo de descoberta dos vizinhos) depende da escolha do modo OSPF (NBMA ou Ponto-MultiPonto). O modo NBMA é o modo mais eficiente para rodar o OSPF em cima de redes não *broadcast*. Porém, existe uma restrição significativa: o modo NBMA requer que todos os roteadores ligados à rede NBMA sejam capazes de comunicar-se diretamente, simulando uma rede *broadcast*.

Para que roteadores de uma rede não *broadcast* sejam capazes de comunicar-se diretamente é necessário que existam circuitos permanentes (chamados PVCs – *Permanent*

Virtual Circuit) configurados entre cada par de roteadores da rede, ou que a rede possua a capacidade de estabelecimento de circuitos virtuais (chamados SVCs – *Switched Virtual Circuit*) entre cada par de roteadores da rede. Em qualquer um destes dois casos, pode-se ajustar o tipo de interface dos roteadores da rede como *broadcast* e a descoberta dos vizinhos funcionará como nas redes *broadcast*, por meio do envio de pacotes *Hello* para o endereço multicast *AllSPFRouters*.

Já no modo Ponto-MultiPonto, o OSPF trata todas as conexões roteador-roteador na rede não *broadcast* como enlaces ponto-a-ponto. Neste caso, onde não existem circuitos estabelecidos entre cada par de roteadores da rede, o tipo da interface do roteador deve ser ajustado para *não broadcast* e é necessário especificar para cada interface do roteador a lista de endereço dos vizinhos da interface e assim são descobertos os vizinhos.

Enfim, seja qual for o tipo de rede (Ponto-a-Ponto, *Broadcast*, NBMA ou Ponto-MultiPonto), após a descoberta dos seus vizinhos cada roteador os anuncia inundando LSAs por toda a rede. O LSA contém o endereço de cada vizinho e o custo de se alcançar este vizinho a partir do sistema local.

Algumas considerações sobre tecnologias de rede não *broadcast*

Em redes ATM ou Frame Relay, a capacidade de *broadcast* consiste em transmitir por meio de circuitos virtuais permanentes ou comutados (PVCs ou SVCs) para todos os vizinhos desejados [OPNET-MC2]. PVCs são circuitos virtuais que estão permanentemente disponíveis [WEB02]. SVCs são circuitos virtuais temporários que são estabelecidos e usados enquanto durar a transmissão de um dado [WEB02]. Uma vez completada a comunicação entre os *hosts*, o SVC é encerrado. A única diferença entre um PVC e um SVC é que enquanto um SVC precisa ser restabelecido a cada envio de dado um PVC permanece disponível todo o tempo. PVCs são mais eficientes para a conexão entre *hosts* que se comunicam freqüentemente.

A capacidade de *broadcast* pode ser encontrada em algumas redes não *broadcast* ATM utilizando-se SVCs, mas não é freqüentemente encontrada em redes *Frame Relay* que utilizam somente PVCs. Em redes não *broadcast*, onde nem todos os roteadores podem comunicar-se diretamente, pode-se “dividir” a rede não *broadcast* em sub-redes lógicas

com os roteadores em cada sub-rede sendo capazes de comunicar-se diretamente (como se fossem redes NBMA). Esta divisão entretanto requer um certo *overhead* administrativo estando sujeita a erros de configuração, sendo provavelmente melhor que tais redes não *broadcast* rodem no modo Ponto-MultiPonto [MOY98].

A descoberta de vizinhos no modelo de roteador desenvolvido no OPNET

O modelo de roteador desenvolvido no simulador OPNET para este estudo simula uma rede *Frame Relay* e portanto sobre uma rede não *broadcast* e comumente sem capacidade de *broadcast*. PVCs foram especificados entre cada par de roteadores vizinhos e a rede foi tratada como uma rede ponto-a-ponto, sendo ajustadas as interfaces OSPF como do tipo ponto-a-ponto. A partir disso, vizinhos foram descobertos automaticamente no modelo de roteador desenvolvido no OPNET segundo os procedimentos de descoberta de vizinhos especificados anteriormente para uma rede ponto-a-ponto.

3.3.4 – O Estabelecimento de uma Relação de Adjacência

Conforme mencionado na sub-seção 3.3.1, após descobrir seus roteadores vizinhos o roteador tenta formar relações de adjacência com alguns dos novos vizinhos. Relações de adjacência podem (ou não) ser estabelecidas entre pares de roteadores vizinhos. Adjacências são usadas para controlar a distribuição de informações de roteamento (apenas roteadores adjacentes trocam informações de roteamento), ao mesmo tempo em que permitem que roteadores adjacentes mantenham sincronizados seus bancos de dados de estado do enlace. Roteadores tornam-se adjacentes a fim de trocar informações de roteamento e manter seus bancos sincronizados.

Assim, atualizações de roteamento são enviadas e recebidas apenas por roteadores adjacentes. Um grafo das adjacências de um AS descreve os caminhos (ou rotas) dos fluxos de pacotes do protocolo de roteamento. Em particular, se estivermos falando de atualizações de roteamento, um grafo das adjacências de um AS descreve o caminho do fluxo de pacotes LSUs (*Link State Update*) ao longo do AS.

As regras para o estabelecimento de uma relação de adjacência são as seguintes:

- roteadores conectados por redes ponto-a-ponto, redes Ponto-MultiPonto e enlaces virtuais sempre tornam-se adjacentes;
- em redes *broadcast* e redes NBMA, todos os roteadores tornam-se adjacentes ao roteador designado e ao roteador designado *backup*;
- o conceito de uma adjacência está limitado a uma rede. Se dois roteadores têm múltiplas redes em comum, eles podem ter múltiplas adjacências entre eles.

Em outras palavras, uma adjacência deve ser estabelecida com um roteador vizinho com o qual existe uma comunicação bidirecional quando um dos casos abaixo ocorre:

- a rede é ponto-a-ponto;
- a rede é Ponto-MultiPonto;
- a rede é um enlace virtual;
- o roteador em questão é um DR;
- o roteador em questão é um DR *backup*;
- o roteador vizinho é um DR;
- o roteador vizinho é um DR *backup*.

Uma vez estabelecidas as relações de adjacência, cada roteador compila seu banco de dados de estado do enlace baseado nas informações de topologia recebidas dos roteadores adjacentes.

O estabelecimento de relações de adjacência no modelo de roteador desenvolvido no OPNET

Conforme mencionado na sub-seção anterior a respeito da descoberta de vizinhos no modelo de roteador desenvolvido no OPNET, o modelo de roteador desenvolvido teve suas interfaces configuradas como do tipo ponto-a-ponto. Em função desta configuração todos os roteadores vizinhos comunicam-se bidirecionalmente por uma rede ponto-a-ponto e assim a regra diz que uma relação de adjacência deve ser estabelecida entre eles.

3.3.5 – A Importância do DR para o OSPF, suas Funções e sua Eleição (ou não)

Importância do DR

Conforme mencionado na seção 3.2, um roteador designado (ou DR) é um roteador eleito pelo protocolo *Hello* e tem a responsabilidade de (entre outras coisas) gerar um LSA para a rede. Roteadores designados são eleitos apenas para redes *broadcast* ou redes NBMA. O roteador designado de uma rede trata todos os outros roteadores da rede como seus vizinhos, enquanto todos os outros roteadores da rede tratam somente ele (o DR) como seu vizinho [HUN98]. Tal procedimento ajuda a reduzir o tamanho do banco de dados de estado do enlace e conseqüentemente melhora a velocidade de cálculo do melhor caminho e diminui a quantidade de tráfego do protocolo de roteamento.

Imagine, por exemplo, uma rede *broadcast* com cinco roteadores. Cinco roteadores, cada um com quatro vizinhos, produzem um banco de dados de estado do enlace com 20 entradas. Mas se um desses roteadores é o DR, então este roteador tem quatro vizinhos e todos os outros roteadores têm somente um vizinho, resultando num total de 8 entradas no banco de dados de estado do enlace. Embora não haja necessidade de um DR em uma rede tão pequena como a do exemplo, quanto maior a rede maiores são os ganhos com o DR. Uma rede *broadcast* com $n = 25$ roteadores tem um banco de dados de estado do enlace com $2n - 2 = 48$ entradas quando um DR é usado, contra um banco de dados de estado do enlace com $n \times (n - 1) = 600$ entradas sem o DR.

Por outro lado, a estratégia de eleição de um DR para a rede tem uma restrição significativa: ela requer que todos os roteadores da rede sejam capazes de comunicar-se diretamente, o que só ocorre em redes *broadcast* ou redes NBMA.

Principais Funções do DR

As principais funções de um roteador designado são:

- Originar o *Network-LSA* em nome da rede. Este LSA lista o conjunto de roteadores (incluindo o próprio DR) atualmente ligados à rede.

- Tornar-se adjacente a todos os outros roteadores da rede. Como os bancos de dados de estado do enlace estão sincronizados ao longo das adjacências, o DR (conseqüentemente) tem um papel central no processo de sincronização.

Por fim, outra observação importante no que diz respeito ao DR é o fato de que ele otimiza o procedimento de *flooding* em redes *broadcast*, enviando LSUs para o endereço multicast *AllSPFRouters*, ao invés de enviar pacotes separados para cada adjacência.

O Procedimento de Eleição de um Roteador Designado

O DR é eleito apenas para redes *broadcast* ou redes NBMA (que simulam redes *broadcast*). A eleição do DR nestas redes é feita pelo protocolo *Hello*. Pacotes do protocolo *Hello* são enviados periodicamente por todas as interfaces de roteador. Um pacote do protocolo *Hello* enviado por uma interface de um roteador contém (entre outros campos) um campo denominado “*Designated Router*” que identifica o DR da rede e um campo denominado “*Router Priority*”. Precisamos primeiro entender estes campos para então compreender os procedimentos de eleição de um DR.

O campo do pacote *Hello* que identifica o DR tem o valor de 0.0.0.0 enquanto nenhum DR foi eleito para a rede. Após a eleição de um DR para a rede este campo é ajustado para um valor de endereço IP que identifica o roteador eleito.

O campo do pacote *Hello* denominado *Router Priority* indica o interesse (ou não) do roteador em tornar-se o DR da rede. Se ajustado para zero o roteador nem sequer participará do processo de eleição de um DR para a rede. Caso contrário o roteador é um candidato a DR com prioridade dada pelo valor anunciado no campo “*Router Priority*”. é um número que é associado a uma interface do roteador e que indica o quanto este roteador tem prioridade no processo de eleição do DR da rede à que esta interface do roteador está conectada.

Enfim, a eleição de um DR para uma rede *broadcast* ou NBMA funciona do seguinte modo:

- Pacotes do protocolo *Hello* são periodicamente propagados por todas as interfaces de roteador.

- Quando uma interface um roteador para uma rede torna-se funcional, ela checa se existe algum DR para esta rede. Tal verificação é feita por meio da observação do campo “Designated Router” dos pacotes *Hello* que passam a ser recebidos pela interface.
- Caso já exista um DR para esta rede, a interface do roteador aceita este DR independente de sua *Router Priority*. Esta regra torna difícil prever qual roteador será o DR da rede, mas garante que o DR muda menos frequentemente. O DR não mudará necessariamente a cada nova interface a tornar-se funcional.
- Caso ainda não exista um DR para a rede, o próprio roteador pode tornar-se o DR dependendo de sua “*Router Priority*”. Pacotes *Hello* enviados pela interface recém funcional do roteador divulgarão sua *Router Priority* e o roteador que divulgar a maior *Router Priority* da rede será eleito como o DR. No caso de um empate (i.e. no caso de mais de um roteador se candidatar com o maior valor de *Router Priority* divulgado), o roteador que apresentar o maior *Router ID* será o escolhido. O *Router ID* é um número único que identifica cada roteador da rede e que também faz parte das informações propagadas nos pacotes *Hello*.

3.3.6 - O Banco de Dados de Estado do Enlace

Em um protocolo de roteamento baseado no estado do enlace, cada roteador mantém um banco de dados (chamado banco de dados de estado do enlace) descrevendo a topologia do AS. Cada pedaço do banco de dados é um estado local de um roteador em particular (suas interfaces ativas e vizinhos alcançáveis, por exemplo). Cada roteador distribui seu estado local ao longo do AS através do *flooding* (ou inundação). Assim, passado o tempo de inundação, cada roteador participante do AS tem um banco de dados idêntico.

O banco de dados de estado do enlace de um AS descreve um grafo dirigido que representa a topologia e as relações de vizinhanças do AS. A partir das informações de vizinhança e topologia do AS descritas no grafo dirigido, é possível determinar os melhores caminhos do AS a partir de cada roteador e assim construir sua tabela de roteamento.

Maiores detalhes sobre os procedimentos para a construção de um grafo dirigido podem ser encontrados em [MOY98].

3.3.7 – A Determinação dos Melhores Caminhos

Após todo o processo de formação das relações de adjacência, troca de informações de topologia por meio das adjacências, construção do grafo dirigido a partir das informações recebidas e representação do grafo dirigido em um banco de dados de estado do enlace para o AS, cada roteador implementa sua árvore dos melhores caminhos tendo o próprio roteador como nó raiz da árvore. Todos os roteadores executam exatamente o mesmo algoritmo (Algoritmo de Dijkstra) em paralelo para obter a árvore dos melhores caminhos.

O conceito de árvore

A árvore define o caminho completo do roteador que é o nó raiz da árvore para qualquer rede ou *host* de destino. Embora a árvore defina o caminho completo, apenas o próximo roteador do caminho (a partir do roteador que é o nó raiz da árvore) é usado para a montagem da tabela de roteamento.

Uma árvore pode definir o caminho para redes que não pertençam ao AS em questão, utilizando-se de informações de roteamento externo ao AS. Esta informação de roteamento externo pode originar-se de outro protocolo de roteamento (como o BGP) ou pode ser estaticamente configurada (rotas estáticas). Rotas *default* podem também ser incluídas como parte das informações de roteamento externo do AS.

Se existirem múltiplas rotas de igual custo para um mesmo destino, elas podem ser descobertas pela árvore dos menores caminhos. Caso o protocolo de roteamento suporte múltiplas rotas para um mesmo destino, o roteador passa a ter vários *next-hop* disponíveis na direção de um destino. O protocolo OSPF é um protocolo de roteamento que suporta o conceito de múltiplas rotas, tornando mais eficiente a distribuição de carga na rede.

O conceito de melhor caminho

O conceito de melhor caminho leva em consideração a menor soma dos custos associados às interfaces de saída de cada roteador pertencente ao caminho. Quanto menor a soma dos custos, mais provável que um caminho seja eleito como o melhor caminho para um destino. Custos podem ser configurados estaticamente pelo administrador do sistema ou dinamicamente por alguma política de atualização de custos.

O trabalho em questão aborda, entre outras coisas, uma estratégia de roteamento onde o custo das interfaces de saída dos roteadores é uma função da banda estimada para o enlace conectado a respectiva interface de saída. Tal estratégia de cálculo do custo dos enlaces da rede possibilita que os custos dos melhores caminhos da rede, conseqüentemente, sejam também função da ocupação atual dos enlaces da rede.

3.3.8 – O Recálculo da Tabela de Roteamento

Conforme abordado na seção 3.3.2, atualizações de roteamento fluem na forma pacotes OSPF compostos de LSAs. A instalação de um novo LSA (resultado de uma inundação ou auto-originado) no banco de dados de estado do enlace pode causar o recálculo da tabela de roteamento do OSPF.

Ao ser recebido, o LSA tem seu conteúdo comparado com a instância antiga (caso ela exista). Se existir diferença entre as duas instâncias, a velha instância do LSA é removida do banco de dados, o novo LSA é instalado e pedaços da tabela de roteamento precisam ser recalculados. Dependendo do tipo do novo LSA instalado (Tabela 3.2) tem-se o pedaço da tabela de roteamento que precisa ser recalculado. A seguir listamos os pedaços da tabela de roteamento que precisam ser recalculados em função do tipo do novo LSA instalado:

Router-LSAs e Network-LSAs

Toda a tabela de roteamento precisa ser recalculada, começando com os cálculos dos menores caminhos para cada área (não somente para a área cujo banco de dados de estado do enlace foi modificado) [MOY98]. A razão pela qual o cálculo do

menor caminho não pode ser restrito apenas à área modificada tem a ver com o fato de que roteadores de borda do AS podem pertencer a múltiplas áreas. Uma mudança na área que fornece a melhor rota pode forçar o roteador a usar uma rota intra-área, fornecida por uma área diferente.

Summary-LSAs

A melhor rota para o destino descrito pelo *Summary-LSA* deve ser recalculada. Se este destino é um roteador de borda do AS, pode também ser necessário reexaminar todos os *AS-External-LSAs*.

AS-External-LSAs

A melhor rota para o destino descrito pelo *AS-External-LSA* deve ser recalculada.

3.3.9 – A Sincronização dos Bancos de Dados

Em um algoritmo de roteamento baseado no estado do enlace é muito importante que o banco de dados do estado do enlace de todos os roteadores esteja sincronizado. O OSPF simplifica isso, exigindo que apenas roteadores adjacentes mantenham-se sincronizados.

O processo de sincronização começa tão logo os roteadores tentem estabelecer a adjacência. Para estabelecer a adjacência, cada roteador descreve seu banco de dados enviando uma seqüência de pacotes do tipo *Database Description* para seu vizinho. Cada pacote *Database Description* descreve um conjunto de LSAs pertencentes ao banco de dados do roteador. Quando um vizinho recebe um LSA que é mais recente que sua própria cópia do banco de dados, ele gera uma nota informando que este novo LSA deve ser requisitado.

Este envio e recebimento de pacotes *Database Description* é chamado *Database Exchange Process*. Durante este processo os dois roteadores formam uma relação mestre/escravo. Cada pacote *Database Description* tem um número de seqüência. Pacotes *Database Description* enviados pelo mestre são reconhecidos (*acknowledged*) pelo escravo

através do eco do número de seqüência. O mestre é o único que pode retransmitir pacotes *Database Description*. Esta retransmissão é feita somente em intervalos fixos.

Cada pacote *Database Description* contém uma indicação de que há (ou não) mais pacotes a seguir (o bit M). O processo *Database Exchange* termina quando um roteador já recebeu e enviou pacotes *Database Description* com o bit M *off*.

Durante e após o processo *Database Exchange*, cada roteador mantém uma lista dos LSAs para os quais o vizinho possui instância mais atual. Estes LSAs são requisitados através de pacotes *Link State Request*. Pacotes *Link State Request* não satisfeitos são retransmitidos em intervalos fixos de tempo.

Quando o processo *Database Exchange* termina e todos os *Link State Requests* foram satisfeitos, os bancos de dados são ditos sincronizados e os roteadores são marcados como adjacentes. Neste momento a adjacência está totalmente funcional e é anunciada nos *Router-LSAs* dos dois roteadores. A adjacência é utilizada pelo procedimento de *flooding* tão logo o processo *Database Exchange* se inicie. Isto simplifica a sincronização do banco de dados, e garante que ele termina em um período previsível de tempo.

Depois desta primeira sincronização (quando os roteadores tentam também estabelecer relações de adjacência) o processo de sincronização se fará necessário sempre que um novo LSA for instalado no banco de dados. Os processos de sincronização seguintes ocorrerão da mesma forma que o descrito nesta seção, mudando-se tão apenas os tipos das mensagens para *Link State Update* e *Link State ACK*.

3.4 – Considerações Finais

Resumindo, o OSPF é um interessante protocolo de roteamento que permite uma visão fim-a-fim da rota (ao invés de uma visão limitada do *next-hop*, como no protocolo RIP [MAL98]), além de suportar um roteamento por múltiplos caminhos de igual custo.

Roteadores OSPF são capazes de manter mais de um caminho para um único destino, realizando assim certo balanceamento da carga da rede. Para estes roteadores, o cálculo dos menores caminhos baseia-se na soma dos custos associados às interfaces de saída dos roteadores ao longo do caminho.

Os custos destas interfaces podem ser ajustados todos para 1, resultando na escolha dos caminhos de menor número de *hops*, ou podem ser configurados pelo administrador do sistema segundo alguma heurística. A heurística padrão recomendada pela Cisco é tornar os pesos dos enlaces inversamente proporcionais à sua capacidade, resultando na escolha das rotas que possuem os enlaces de maior capacidade.

Mais interessante, no entanto, talvez seria se estes custos pudessem retratar a situação de ocupação atual dos enlaces de modo que os melhores caminhos não fossem sempre os mesmos, possibilitando uma distribuição mais uniforme do tráfego pela rede. A proposta de roteamento deste trabalho expõe e analisa, nos próximos capítulos, uma estratégia de roteamento OSPF com projeção dinâmica do estado dos enlaces nos custos das interfaces de saída dos roteadores do AS.

CAPÍTULO 4

O Roteamento OSPF Adaptativo com Estimação de Banda

4.1 – Introdução

Conforme mencionado no capítulo 2, um dos principais motivos para a adoção de um roteamento adaptativo é permitir que as decisões de roteamento reflitam as condições de congestionamento da rede ou o “estado da rede”. Várias formas de retratar o estado da rede, para fins de roteamento, já foram consideradas em outros trabalhos: através da vazão média dos enlaces em conjunto com a utilização média dos buffers [GLA90] [KAU00] [YE01], do atraso mínimo [QUI80] [VUT99], da porcentagem de utilização dos enlaces [SHA97] [SHA01], etc.

O trabalho em questão experimenta uma nova forma de retratação do estado da rede: através de estimações de banda realizadas periodicamente nas “interfaces ativas” dos roteadores. Por “interface ativa” entenda uma interface (ou porta de saída) do roteador que se encontra conectada a um link. Por meio de estimações de banda efetiva, realizadas a partir de caracterizações de tráfego e especificações de índices desejados de qualidade dos links, tomamos conhecimento da banda necessária para transmissão deste tráfego com certa qualidade (especificada, por exemplo, em taxa de perda de pacotes). A partir desta banda estimada recalculamos os custos dos enlaces e atualizamos as tabelas de roteamento, de modo que apontem para a utilização de caminhos de menor custo.

O algoritmo de roteamento OSPF adaptativo, proposto neste capítulo, realiza a computação das rotas que farão parte da tabela de roteamento utilizando-se do mesmo mecanismo de construção da árvore dos menores caminhos do protocolo OSPF tradicional – RFC 2328 [MOY98]. Entretanto, ao invés de atribuir custo 1 a cada um dos enlaces, utilizamos uma fórmula de custo de enlace em função da banda efetiva estimada. As seções 4.3 e 4.4 apresentam e justificam, respectivamente, a fórmula de custo do enlace. A estimação de banda é abordada na seção 4.2.

Assim, o custo de um enlace passa a ser variável e função da utilização do enlace e da qualidade desejada para o tráfego que o percorre, agregando à estratégia de roteamento a característica de “adaptação” das decisões de roteamento ao estado da rede. Mas, se por um lado a variação nos valores dos custos dos enlaces faz com que tabelas de roteamento apontem para caminhos menos congestionados e com menor custo; por outro lado, a variação implica na necessidade de propagação destes novos custos - a fim de que seja mantida a consistência entre as tabelas de roteamento dos vários nós/elementos da rede. A seção 2.2.2 do capítulo 2 descreve melhor a necessidade de consistência entre tabelas de roteamento.

A propagação freqüente de mensagens de atualização do custo dos enlaces adiciona à rede uma sobrecarga de atualização que não existia no roteamento OSPF tradicional e que pode degradar parâmetros de desempenho da rede (como parâmetros de atraso de pacote e de taxa de perda de pacotes).

Em função disso, estratégias de roteamento adaptativas comumente trabalham com alguma forma de controle do número ou da freqüência de atualizações; ponderando entre a precisão na informação do estado da rede e a sobrecarga decorrente da atualização do estado da rede. A seção 4.5 descreverá a regra adotada para controle das atualizações na estratégia de roteamento adaptativa proposta, aqui denominada “política de decisão de atualização dos novos custos”.

Algoritmos de roteamento adaptativos podem ser estudados com foco na estratégia de determinação dos melhores caminhos ou com foco na estratégia de atualização das rotas (i.e. com foco nas regras de propagação de mensagens de atualização, no impacto de sobrecarga causado por estas mensagens de atualização e no desempenho final da rede submetida ao roteamento adaptativo em termos de vazão da rede, atraso e perda de pacotes na rede). A linha de estudo de algoritmos de roteamento adaptativos com foco na estratégia de determinação dos melhores caminhos costuma basear-se em grafos e na otimização de fórmulas de custo. A linha de estudo com foco na estratégia de atualização das rotas costuma utilizar-se de simuladores de rede que permitam a obtenção de resultados de desempenho de rede e de resultados de sobrecargas de atualização e de protocolos a custos monetários menores do que na realização de testes em redes reais. O trabalho em questão faz parte da linha de estudo focada na estratégia de atualização das rotas.

Considerando que o simulador de redes OPNET Modeler foi a ferramenta utilizada para experimentação desta nova estratégia; a seção 4.6 deste capítulo apresentará uma visão geral do simulador OPNET e de seus vários níveis de implementação. A seção 4.7 apresentará maiores detalhes das implementações realizadas no OPNET.

Finalmente, na seção 4.8 serão feitas algumas considerações finais sobre o modelo desenvolvido.

4.2 – O Método de Estimação da Banda Efetiva

Um método de estimação da banda efetiva pode ser visto como uma regra para obtenção da menor largura de banda que é capaz de assegurar certa qualidade (em termos de probabilidade de perda, variação do atraso ou atraso máximo, por exemplo) para um dado tráfego. Métodos de estimação da banda efetiva são normalmente utilizados para dimensionamento dos enlaces de uma rede com um certo grau de qualidade de serviço.

Este trabalho utiliza-se de estimativas de banda efetiva na fórmula de custo dos enlaces como forma de não apenas medir o estado de ocupação destes enlaces, como também, visualizar tais estados de acordo com índices de qualidade desejados para a rede ou enlace. A medição da ocupação ou estado dos enlaces fica explícita na caracterização do tráfego em termos de parâmetros como: taxa de pico (PPR – *Peak Packet Rate*), taxa média (SPR – *Sustainable Packet Rate*), tamanho máximo de rajada (MBS – *Maximum Burst Size*) e grau de auto-similaridade do tráfego (H - parâmetro de Hurst, melhor explicado na sub-seção 4.2.2). O índice de qualidade desejado, por sua vez, fica explícito no parâmetro de taxa de perda de pacotes (PLR – *Packet Loss Rate*). Todos estes parâmetros (PPR, SPR, MBS, H e PLR), somados a informações de tamanho de buffer, constituem-se nos dados de entrada necessários à aplicação do método de estimação de banda adotado.

Assim, o valor estimado de banda efetiva é inserido na fórmula de custo dos enlaces, refletindo nas decisões de roteamento a carga do enlace segundo uma lógica de qualidade do enlace. Por “lógica de qualidade do enlace” deve-se entender que: enlaces distintos podem apresentar diferentes índices de qualidade (PLR) e que a carga ocupada por um dado tráfego é vista pelo protocolo de roteamento de acordo com o índice de qualidade (PLR) especificado para o enlace.

A respeito dos métodos de estimação de banda, pode-se dizer que a maioria deles fundamenta-se em uma probabilidade de perda admissível (como o Método de Kesidis [KES93]) ou no atraso de pior caso dos pacotes (como o Método de Le Boudec [BOU96]), como forma de especificação da qualidade desejada. O método de estimação de banda utilizado neste trabalho funciona como uma generalização do método de estimação de banda proposto por Kesidis. As sub-seções 4.2.1 e 4.2.2 descrevem, respectivamente, o método de estimação da banda efetiva proposto por Kesidis e a generalização do método de Kesidis proposta em [PER99].

4.2.1 – O Método de Kesidis para Estimação da Banda Efetiva

O método de Kesidis para estimação da banda efetiva pressupõe a especificação de uma probabilidade de perda admissível, obedecendo ao seguinte critério:

$$P\{X > b\} \leq \exp(-b\delta) \quad (\text{Equação 4.1})$$

onde,

- $P\{X > b\}$ é a probabilidade de *buffer overflow* para um *buffer* de tamanho b ,
- X é uma variável randômica representando a ocupação do *buffer* (em bytes),
- b é uma constante que representa o tamanho do *buffer* (em bytes),
- δ é uma constante de escala.

A partir deste critério de perda admissível (Equação 4.1), o trabalho de Kesidis apresenta o cálculo de estimação da banda efetiva para diversos tipos de fontes de tráfego, dentre as quais as do tipo Fluido Markoviano ON/OFF.

As Equações 4.2 a 4.7 definem o cálculo de estimação da banda efetiva c para a fonte Fluido Markoviano ON/OFF de entrada no *buffer* [OLI98] [PER99]:

$$c = \alpha + \sqrt{\alpha^2 + \beta} \quad (\text{Equação 4.2})$$

$$\alpha = \frac{1}{2\delta} \left(PPR \times \delta - \frac{1}{T_{on}} - \frac{1}{T_{off}} \right) \quad , \quad \beta = \frac{PPR}{\delta \times T_{off}} \quad (\text{Equações 4.3 e 4.4})$$

$$T_{on} = \frac{MBS}{PPR} \quad , \quad T_{off} = MBS \left(\frac{1}{SPR} - \frac{1}{PPR} \right) \quad (\text{Equações 4.5 e 4.6})$$

$$\exp(-b \times \delta) = PLR \quad (\text{Equação 4.7})$$

onde,

- c é a banda efetiva,
- α, β são parâmetros intermediários do cálculo de estimação de banda,
- δ é a constante de escala da probabilidade de perda admissível,
- T_{on}, T_{off} são os tempos médios ON e OFF da fonte fluido Markoviano,
- PPR é a taxa de pico do tráfego (em bytes/seg),
- MBS é o tamanho máximo de rajada do tráfego (em bytes/seg),
- SPR é a taxa média do tráfego (em bytes/seg),
- PLR é a taxa de perda desejada (em bytes/seg),
- b é o tamanho do *buffer* (em bytes).

A partir dos valores de tamanho do buffer (b) e da taxa de perda desejada (PLR) obtém-se a constante de escala δ (Equação 4.7). Caracterizações de tráfego, realizadas para cada intervalo entre estimações, têm como resultado os parâmetros de: taxa de pico (PPR), taxa média (SPR) e tamanho máximo de rajada (MBS). A partir destes parâmetros é direta a obtenção de $T_{on}, T_{off}, \alpha, \beta$ e, finalmente, da banda efetiva c (Equações 4.5, 4.6, 4.3, 4.4 e 4.2 respectivamente).

4.2.2 – O Método Adotado para Estimação da Banda Efetiva

O método adotado neste trabalho para estimação da banda efetiva pode ser encontrado em [PER99] e é visto como uma generalização do método de estimação de banda proposto por Kesidis exposto na seção anterior.

Resultados em [PER99] justificam a adoção deste método para a estimação da banda efetiva mostrando que:

- o método de Kesidis nem sempre fornece uma boa aproximação na banda calculada quando o tráfego possui característica auto-similar, podendo subestimar a banda efetiva para determinados tamanhos de *buffers*;
- a inclusão do parâmetro H na expressão da probabilidade de perda admissível do método de Kesidis (Equação 4.1) é capaz de aproximar mais os resultados de estimação da banda efetiva dos valores de utilização reais, evitando a perda excessiva para determinados tipos de tráfego de comportamento auto-similar e com dependência de longo prazo.

O parâmetro de Hurst (H) é um importante parâmetro de caracterização de tráfego, capaz de medir o grau de auto-similaridade de um tráfego. Por auto-similar pode-se entender que o tráfego mantém a variabilidade dos surtos em diferentes escalas de tempo de agregação. Por meio do parâmetro H é possível quantificar o grau de similaridade existente entre as diferentes escalas de agregação.

Valores observáveis de H variam entre 0 e 1. Um tráfego é dito auto-similar se $H > \frac{1}{2}$. Quanto maior for H, maior será o grau de auto-similaridade. Para $H = \frac{1}{2}$ o tráfego é não correlacionado, normalmente considerado como de dependência de curto prazo. O tráfego com $H < \frac{1}{2}$ é chamado de tráfego com correlação negativa. Neste trabalho considerar apenas $\frac{1}{2} \leq H \leq 1$.

Baseando-se na Teoria dos Grandes Desvios, a generalização proposta em [PER99] reescreve a probabilidade de perda admissível de Kesidis (Equação 4.1) como:

$$P\{X > b\} \leq \exp(-\delta b^{2(1-H)}) \quad (\text{Equação 4.8})$$

implicando em uma nova definição da Equação 4.7:

$$\exp(-\delta \times b^{2(1-H)}) = PLR \quad (\text{Equação 4.9})$$

Com exceção da substituição da Equação 4.7 pela Equação 4.9, as equações de definição do cálculo de estimação da banda efetiva c para a fonte Fluido Markoviano ON/OFF (Equações 4.2 a 4.6) não sofrem alteração no método de estimação de banda adotado. Assim, o procedimento adotado para a estimação da banda efetiva segue o mesmo raciocínio apresentado para a estimação da banda efetiva pelo método de Kesidis.

A partir dos valores de tamanho do buffer (b) e da taxa de perda desejada (PLR) obtém-se a constante de escala δ (Equação 4.9). Caracterizações de tráfego, realizadas para cada intervalo entre estimações, têm como resultado os parâmetros de: taxa de pico (PPR), taxa média (SPR) e tamanho máximo de rajada (MBS). A partir destes parâmetros é direta a obtenção de T_{on} , T_{off} , α , β e, finalmente, da banda efetiva c (Equações 4.5, 4.6, 4.3, 4.4 e 4.2 respectivamente).

Um último adendo ao método de Kesidis, realizado pelo método de estimação de banda apresentado em [PER99] e adotado neste trabalho, trata-se da utilização de um “fator de otimização da banda estimada”. Após a banda efetiva c ter sido calculada, um fator de otimização f_o é aplicado à banda. O fator de otimização é uma função dependente do tamanho do buffer b e do parâmetro de Hurst H , obtida empiricamente e descrita matematicamente por:

$$f_o = \frac{1}{2} \arcsen h(H \times \ln b) \quad (\text{Equação 4.10})$$

A introdução do fator de otimização tem por finalidade obter uma aproximação mais realista da banda efetiva para diferentes tamanhos de buffer e diferentes valores de H . Experimentos em [PER99] verificaram que para *buffers* de até 300 células o fator de otimização $f_o = \text{constante} = 1.07$ pode ser adotado.

Por fim, a banda efetiva otimizada c_o é descrita pela Equação 4.11 como uma função do fator de otimização f_o e da banda efetiva c , calculados nas Equações 4.10 e 4.2 respectivamente.

$$c_o = f_o^{-1} \times c \quad (\text{Equação 4.11})$$

4.3 – O Algoritmo de Roteamento Adaptativo Proposto

Conforme mencionado na seção 2.3.1, um algoritmo de roteamento adaptativo tem dois procedimentos chaves: a estimação dos custos dos enlaces e a “política de decisão de atualização dos novos custos”, com conseqüente determinação das novas rotas. O procedimento de estimação dos custos dos enlaces calcula os custos a serem utilizados no próximo tempo de atualização das tabelas de roteamento. A “política de decisão de atualização dos novos custos” analisa a variação nos valores destes custos, decidindo por sua atualização ou não no banco de dados de estado dos enlaces e conseqüente recomputação ou não da tabela de roteamento.

O algoritmo de roteamento OSPF adaptativo, implementado no simulador de redes OPNET Modeler, calcula os custos dos enlaces com base em estimções de banda efetiva realizadas em cada interface ativa do roteador. A Figura 4.1 apresenta o mecanismo de funcionamento geral da estratégia de roteamento implementada. Caixas são utilizadas para representar as interfaces ativas dos roteadores, os módulos de estimação de banda e o módulo OSPF. Setas pontilhadas indicam a ocorrência de um evento e setas contínuas indicam a leitura de um dado ou um fluxo de informação entre módulos. A seguir apresenta-se uma descrição mais detalhada do funcionamento da estratégia de roteamento adaptativa, relacionando os blocos de: interfaces ativas do roteador, módulos de estimação de banda e o módulo OSPF.

Para cada interface ativa do roteador, existe um módulo de estimação de banda associado. A correspondência entre um módulo de estimação e uma interface do roteador é feita através do número da interface $\{0, 1, \dots, N\}$. Cada vez que um pacote chega para transmissão através da interface $Y \in \{0, 1, \dots, N\}$ do roteador, informações de tempo atual e tamanho do pacote são passadas ao módulo de estimação Y associado. Por “tempo atual” queremos dizer o tempo real do sistema e não o tempo gasto na simulação. Assim, cada módulo de estimação de banda armazenará continuamente informações de tempo e tamanho dos pacotes transmitidos pela interface associada.

Estimções de banda são realizadas periodicamente a partir de auto-interrupções geradas. Utilizando-se de informações de tamanho de buffer, taxa de perda desejada para o enlace associado e das informações armazenadas; o módulo de estimação Y calcula a banda

ocupada com a transmissão do tráfego encaminhado pela interface Y desde o tempo da estimação anterior ($t - BEP$, na Equação 4.12) até o tempo atual (t , na Equação 4.12).

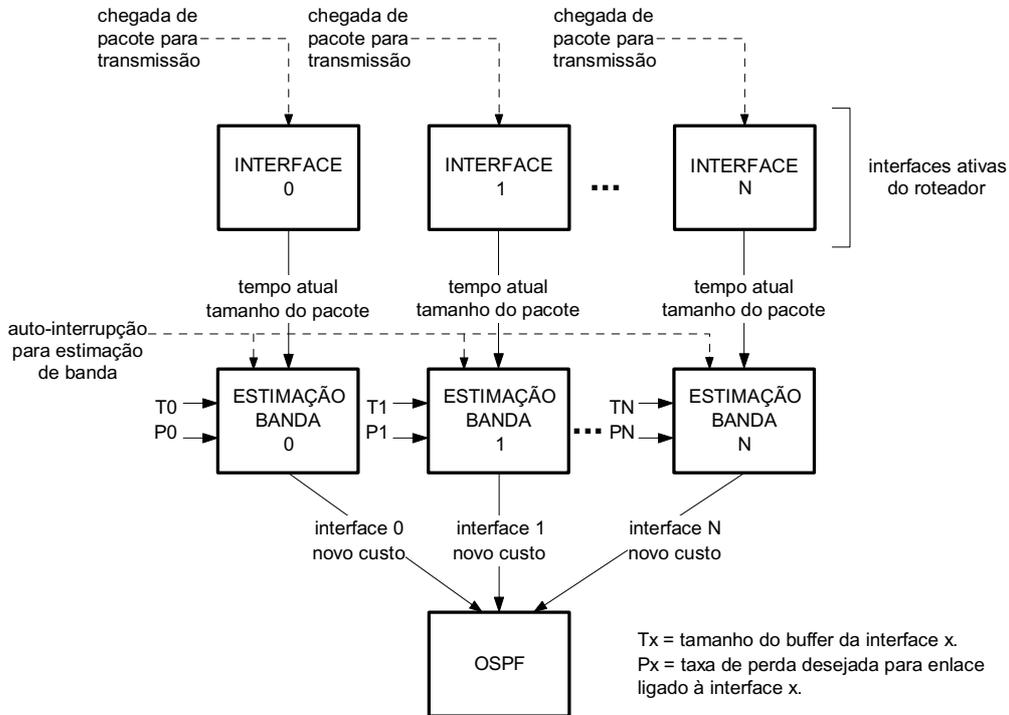


Figura 4.1 - O Roteamento OSPF Adaptativo Baseado em Estimação de Banda.

A partir do valor da banda calculada, o custo do enlace associado à interface de saída Y do roteador é obtido segundo a equação:

$$C_{l,t} = \left\lceil 10 \times \left(\frac{BE_{(t-BEP,t]}}{CT_l} \right) \right\rceil \quad (\text{Equação 4.12})$$

onde,

$C_{l,t}$ é o custo associado ao enlace l no instante t .

t é o instante atual (instante de Estimação da Banda Efetiva).

BEP é o período da estimação de banda (*Bandwidth Estimation Period*).

$BE_{(t-BEP,t]}$ é a banda estimada no período $(t - BEP, t]$.

CT_l é a capacidade total de transmissão do enlace l .

$\lfloor X \rfloor$ é a parte inteira do número real X .

As considerações a respeito da fórmula de custo do enlace adotada (Equação 4.12) são apresentadas na seção 4.4.

O próprio módulo responsável pela estimação de banda de uma determinada interface do roteador realiza o cálculo do novo custo da interface assim que a estimação é efetuada. O cálculo do custo dos enlaces obedece ao mesmo período BEP do cálculo de estimação de banda. A seguir, este novo custo, juntamente com o número da respectiva interface, é passado ao módulo OSPF através de uma mensagem do tipo *NEW_COST_MESSAGE*. Assim são chamadas as mensagens de notificação de novo custo que fluem entre os módulos de estimação de banda de cada interface e o módulo OSPF.

Como todo o procedimento de estimação da banda efetiva e cálculo do novo custo do enlace é realizado de forma independente e paralela por cada módulo de estimação de banda do roteador a cada período BEP, o módulo OSPF receberá uma mensagem *NEW_COST_MESSAGE* referente a cada interface ativa do roteador a cada BEP.

No módulo OSPF, estes novos custos serão avaliados perante uma “política de decisão de atualização dos novos custos”, que indicará se os custos das interfaces do roteador serão atualizados e propagados ou serão simplesmente ignorados. Tal política pondera entre a utilização de uma informação mais atual nas decisões de roteamento e a economia na sobrecarga de atualização do custo dos enlaces e recálculo das rotas menor custo.

Conforme visto no capítulo 3, um Router-LSA carrega (em uma mesma mensagem) informações de custo de todas as interfaces ativas do roteador. Assim, se a alteração de custo de pelo menos uma das interfaces ativas do roteador justifica a geração de uma mensagem de atualização; então todas as interfaces do roteador terão seu custo atualizado. Esta atualização é feita através da correção do valor dos custos das interfaces ativas no banco de dados de estado do enlace do roteador e da propagação de LSU's pela rede. Quanto à justificativa de atualização, ela é dada pelo que denominamos “política de decisão de atualização dos novos custos” (descrita na Seção 4.5).

Por fim, demais roteadores ao receberem estas LSU's propagadas atualizam seu banco de dados de estado do enlace, utilizado periodicamente na re-construção da tabela de roteamento.

4.4 – A Fórmula de Custo do Enlace

A fórmula de custo dos enlaces adotada (Equação 4.12) estabelece uma relação de dependência linear entre o custo do enlace e a banda estimada e capacidade de transmissão do enlace. Numa versão preliminar do trabalho [PER02a] chegou-se a adotar uma relação de dependência exponencial do custo dos enlaces em relação à banda estimada e capacidade de transmissão do enlace (Equação 4.13). A relação de dependência exponencial adotada no início do trabalho se deve a observação desta relação exponencial nos trabalhos de [RES01], [FOR02a] e [FOR02b]. Tais trabalhos indicam a relação de dependência exponencial observada entre a banda e o custo dos enlaces.

$$C_{l,t} = 1000 \times \left\lceil \exp\left(\frac{BE_{(t-BEP,t]}}{CT_l}\right) \right\rceil \quad (\text{Equação 4.13})$$

onde,

$C_{l,t}$ é o custo associado ao enlace l no instante t .

t é o instante atual (instante de Estimação da Banda Efetiva).

BEP é o período da estimação de banda (*Bandwidth Estimation Period*).

$BE_{(t-BEP,t]}$ é a banda estimada desde o instante da estimação anterior ($t-BEP$) até o instante atual (t).

CT_l é a capacidade de transmissão do enlace l .

$\lceil X \rceil$ é a parte inteira do número real X .

Entretanto, o problema da Equação 4.13 foi a grande variação do custo do enlace mesmo com pequenas variações da banda estimada. Esta variação grande no custo dos enlaces faz com que o re-cálculo de rotas se torne freqüente gerando grande sobrecarga de

atualização dos custos dos enlaces e conseqüentemente maiores atrasos que na execução da estratégia OSPF convencional (resultados em [PER02a] e na seção 5.3.2 – capítulo 5).

Nenhum outro trabalho de roteamento adaptativo baseado em banda estimada foi encontrado na literatura.

4.5 – A Política de Decisão de Atualização dos Novos Custos

Um ponto que se mostrou extremamente importante no que diz respeito ao roteamento adaptativo foi o que denominou-se “política de decisão de atualização dos novos custos”. Trata-se de uma seqüência de testes realizados a fim de se decidir pela atualização (ou não) do valor dos custos das interfaces de saída do roteador (i.e. custo do enlace ligado a esta interface) e conseqüente propagação (ou não) destas informações aos demais roteadores.

É fácil perceber que um roteamento adaptativo vai melhor distribuir a carga de tráfego pela rede a medida em que os melhores caminhos mudam em uma estratégia de roteamento adaptativa. Assim, melhores resultados de vazão da rede podem ser obtidos, quando da aplicação da estratégia de roteamento adaptativa, até mesmo quando nenhum mecanismo de controle das atualizações é empregado. Este fato pode ser observado em uma versão preliminar do trabalho [PER02a] e nos resultados da sub-seção 5.3.2 – capítulo 5.

Entretanto, para que associado ao ganho na distribuição do tráfego pela rede e na vazão da rede, observe-se também uma diminuição no atraso e na taxa de perda dos pacotes, é preciso atentar para a sobrecarga causada pelas atualizações. Atualizações tornam melhores as decisões de roteamento, mas adicionam pacotes na rede, podendo encher os *buffers* e conseqüentemente aumentar o atraso e a taxa de perda de pacotes. Por isso, atualizações precisam ser controladas, a fim de que não sejam feitas em vão. Daí a necessidade de uma política de decisão de atualização dos novos custos.

Aceves em [ACE98] reduziu a sobrecarga imposta pelo algoritmo de roteamento adaptativo proposto através da disseminação de atualizações de custo apenas para os enlaces que participam dos melhores caminhos.

Shaikh em [SHA01] e [SHA97] diminui as atualizações de custo através da adoção de um custo mínimo. Como seu critério de custo envolve a porcentagem de utilização dos

enlaces, este custo mínimo implica que qualquer utilização abaixo deste nível mínimo parecerá a mesma utilização, obtendo o mesmo valor de custo. Outros critérios também utilizados em [SHA01] para diminuição da sobrecarga foram: um tempo mínimo entre as atualizações, um período de *refresh* que forneça um limite superior para o tempo entre as atualizações e um pequeno componente randômico para que o período de *refresh* não coincida para os vários enlaces.

Apostolopoulos em [APO98] utiliza-se de um limiar para disparo das atualizações e de um relógio regressivo a fim de limitar a taxa das atualizações.

Shaikh em [SHA99] procura diminuir a sobrecarga proveniente da propagação de atualizações de estado do enlace através do tratamento diferenciado de fluxos de curta e longa duração. O estado do enlace é caracterizado pelos dados de recursos alocados apenas para os fluxos de longa duração (mais duradouros e normalmente com menos rajadas). Como consequência tem-se grande diminuição na frequência de propagação das atualizações (pois seriam propagadas apenas quando da mudança nos fluxos de longa duração) e, portanto, diminuição na sobrecarga gerada pelas atualizações.

A política de decisão de atualização dos novos custos, adotada neste trabalho, optou por um **custo mínimo**, um **limite máximo de variação dos custos** e um **limite mínimo para atualização dos custos**. Os próximos parágrafos explicam o porque da adoção de tal política.

Quando a utilização de um enlace é baixa (entre zero e um valor considerado mínimo), não é interessante refletir nos custos dos enlaces esta oscilação e nem sobrecarregar a rede com atualizações de custo. Assim, a adoção de um **custo mínimo** (como em [SHA01] e [SHA97]) faz com que qualquer utilização abaixo do mínimo seja vista como uma mesma utilização (pois recebe o mesmo valor de custo), evitando a oscilação do custo e diminuindo as sobrecargas de atualização.

O **limite máximo de variação dos custos**, como o próprio nome indica, controla a variação dos custos impondo uma variação máxima. O interessante da adoção deste limite é que através dele é possível diminuir a amplitude de oscilação do custo dos enlaces, evitando situações como a descrita na sub-seção 2.2.2, onde o melhor caminho fica oscilando entre 2 rotas P1 e P2. Os caminhos entre uma origem e um destino deixam de

parecer muito bons (com custo total baixo) ou muito ruins (com custo total muito alto) se os custos dos enlaces têm uma amplitude de oscilação menor.

Por sua vez, a adoção de um **limite mínimo** para a variação do custo dos enlaces diminui a frequência das atualizações. Se a variação na utilização do enlace é muito pequena (oscilando entre zero e um limite mínimo), deixa de ser interessante a propagação de atualizações de custo porque os melhores caminhos provavelmente não mudariam.

Assim, a “política de decisão de atualização dos novos custos” impõe limites ao grau de oscilação dos custos dos enlaces, minimizando a sobrecarga de atualização destes custos e recálculos da tabela de roteamento.

A política de decisão de atualização dos novos custos adotada na segunda, terceira e quarta fase de simulações deste trabalho adotou os valores de 1, 2 e 3, respectivamente, para os parâmetros de custo mínimo, limite mínimo para atualização dos custos e limite máximo de variação dos custos.

4.6 – Sobre o Simulador OPNET Modeler e os Vários Níveis de Implementação.

O simulador de redes OPNET Modeler (de aqui em diante apenas OPNET) foi a ferramenta adotada para a obtenção e comparação de resultados de desempenho de redes na utilização da estratégia de roteamento proposta e do roteamento OSPF convencional.

O OPNET é um simulador orientado a eventos que trabalha principalmente com três níveis hierárquicos de implementação: rede, nó e processo. Por “orientado a eventos” entenda que o simulador de redes OPNET segue as regras da programação orientada a eventos, onde métodos ou blocos de código são executados à medida que determinados eventos acontecem [SCH02]. Eventos em um simulador de redes podem ser, por exemplo, a chegada de um pacote na interface de um roteador, a satisfação de alguma condição envolvendo variáveis de um processo, etc.

Para cada um destes três níveis principais de implementação do OPNET temos um editor associado. Assim, os três principais editores do OPNET são: o Editor de Projeto, o Editor de Nós e o Editor de Processo. Além disso, existem alguns outros editores para especificação de: modelos de link, formatos de pacote, funções densidades de probabilidade, seqüências de cenários de simulação, filtros para estatísticas coletadas, etc.

A Figura 4.2 mostra a estrutura hierárquica dos três principais editores do OPNET e como estes editores se inter-relacionam. O Editor de Projeto fornece um espaço para a disposição, interconexão e configuração dos elementos de rede (como por exemplo, roteadores, *workstations*, servidores, enlaces de rede, etc) que caracterizam o cenário de redes a ser simulado [OPNET-MC1]. Cada elemento do Editor de Projeto é denominado genericamente como um nó. O Editor de Nó fornece um espaço para o modelamento do funcionamento interno de um nó [OPNET-MC1]. Tal modelamento é normalmente realizado pela disposição, interconexão e configuração de elementos denominados “módulos” que representam processadores e/ou *buffers* de propriedade do nó. O Editor de Processo, por sua vez, representa na forma de variáveis e de um diagrama de transição de estados o comportamento seguido por um *buffer* ou processador possível de ser utilizado em um modelo de nó [OPNET-MC1].

Assim, a inter-relação entre os editores pode ser resumida no seguinte:

Cada nó no Editor de Projeto corresponde a uma instância de um modelo de nó. Um modelo de nó, por sua vez, é especificado no Editor de Nó por elementos chamados “módulos” que correspondem a instâncias de modelos de processos. Finalmente, são os modelos de processos que especificam através de um diagrama de transição de estado e programação orientada a evento todo o comportamento de um módulo. Modelos de processo são especificados no Editor de Processo.

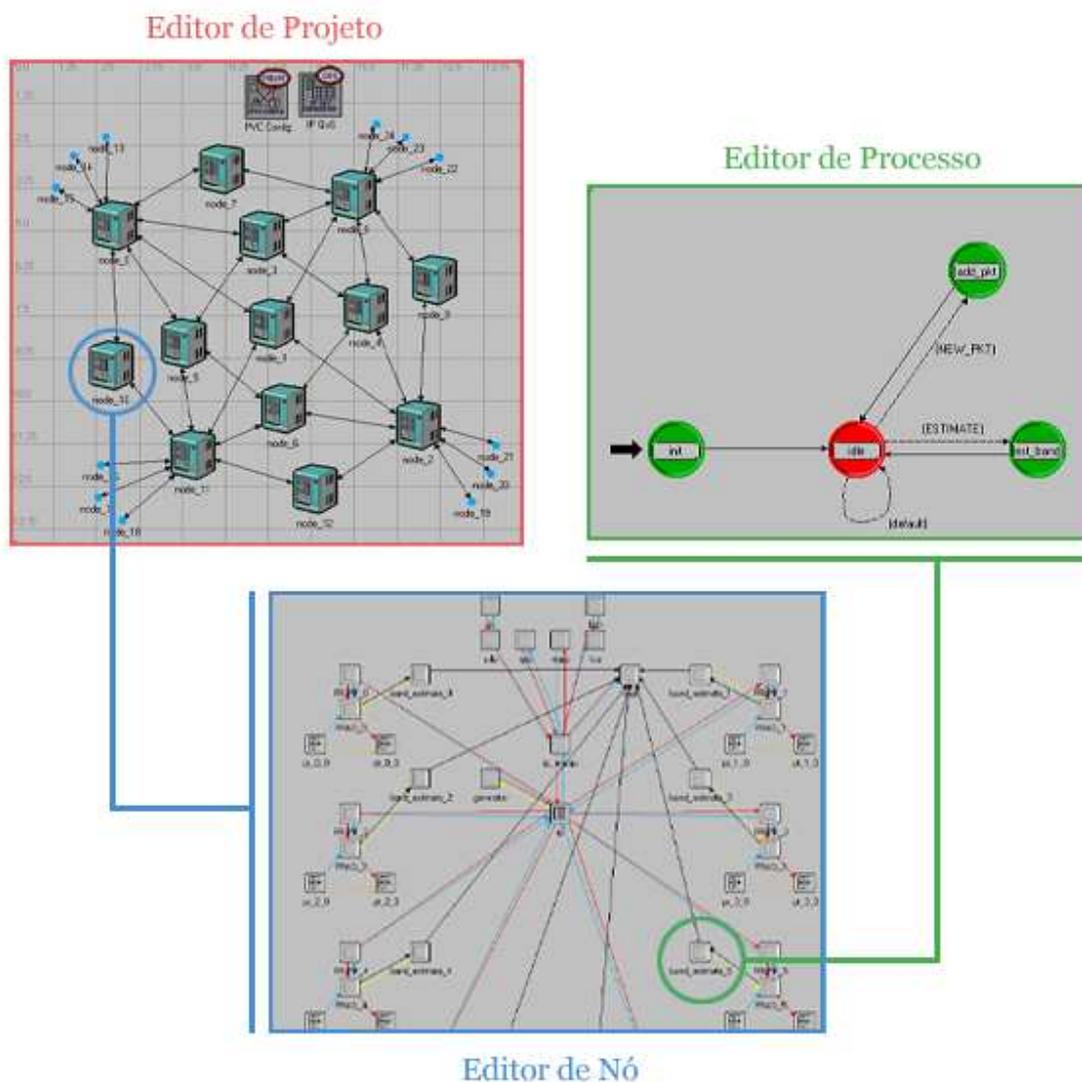


Figura 4.2 - Estrutura Hierárquica dos Três Principais Editores do OPNET

A existência desta estrutura hierárquica de editores simplifica a especificação de um novo projeto e/ou alteração/criação de novos módulos de simulação, como um novo elemento de rede, ou um novo protocolo de roteamento, esquema de fila, etc.

No nível de rede representa-se graficamente a topologia da rede, instanciando modelos de nós e *links*, configurando-os e interconectando-os. Também neste nível é especificado o tráfego à que a rede estará submetida, são selecionadas as estatísticas a serem coletadas e é executada a simulação. O nível de rede especifica o que denominamos um “cenário de simulação”. Através do Editor de Projeto pode-se especificar vários

cenários de simulação para um mesmo projeto, cada cenário com seus nós, links, topologia, tráfego e estatísticas a serem coletadas.

A Figura 4.3 apresenta o Editor de Projetos do OPNET e um dos cenários utilizados nas simulações realizadas. Além de roteadores (nós *node_0* a *node_22*) e links, os cenários criados para as simulações realizadas possuem também dois outros elementos nomeados *PVC Config* e *IP QoS*, objetos especiais do nível de rede utilizados respectivamente para a configuração de PVCs (*Permanent Virtual Circuits*) em uma rede Frame Relay e para a especificação do perfil das filas das interfaces dos roteadores (FIFO – *First-In-First-Out*, WFQ – *Weighted Fair Queuing*, Prioridade, etc.).

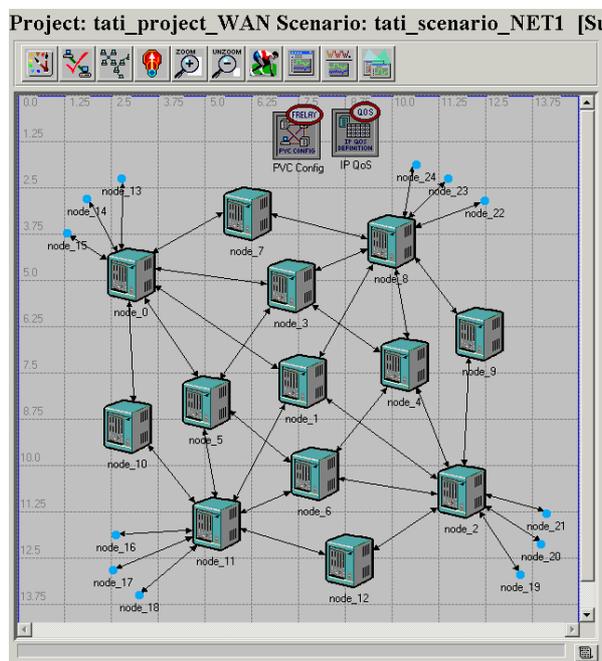


Figura 4.3 - Exemplo de Cenário do Projeto Desenvolvido no OPNET – Editor de Projeto – Nível de Rede

Cada nó adicionado a um cenário de simulação corresponde a uma instância de um “modelo de nó”. Nós são utilizados para representar dispositivos que podem ser conectados formando uma rede. Um modelo de nó tem sua estrutura interna especificada no nível de nó (Editor de Nó). Cada elemento da estrutura interna de um modelo de nó é denominado “módulo”, podendo gerar, enviar e receber pacotes dos outros módulos a fim de realizar sua função dentro do módulo. Módulos normalmente representam protocolos de comunicação,

algoritmos, disciplinas de filas, geradores de tráfego, portas de comunicação, etc. É no Editor de Nós, portanto, que vemos a pilha de protocolos do roteador, os módulos de geração de tráfego e estimação de banda e o protocolo OSPF.

A Figura 4.4 apresenta o Editor de Nó do OPNET e o modelo de nó que define a estrutura interna dos roteadores utilizados nas simulações. Os módulos nomeados *pr_X_0* e *pt_X_0* correspondem respectivamente à interface de entrada *X* e à interface de saída *X* do roteador. *FRAD_X* e *FRIPIF_X* representam a camada Frame Relay da interface *X* do roteador. *Band_estimate_X* é o módulo de estimação de banda associado à interface *X* do roteador. Ademais, temos os módulos correspondentes ao gerador de tráfego IP (*generator*), camada IP (*ip* e *ip_encap*), roteamento OSPF (*ospf*) e outros módulos menos significativos para o estudo em questão (*udp*, *rip*, *igrp*, *eigrp*, *tcp*, *bgp*).

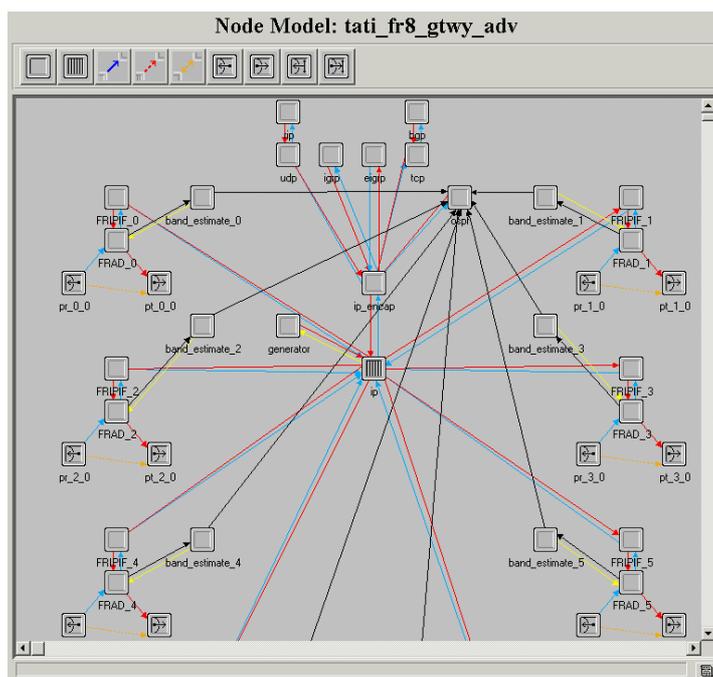


Figura 4.4 - Modelo de Nó Desenvolvido no OPNET – Editor de Nó – Nível de Nó

Com exceção dos módulos correspondentes às interfaces de entrada e saída do roteador (denominados no OPNET transmissores e receptores, respectivamente), todos os demais módulos de um modelo de nó (buffers e processadores) correspondem à uma instância de um modelo de processo.

Um modelo de processo (especificado no Editor de Processo) define o comportamento de um módulo através de um diagrama de transição de estado. De certa forma pode-se dizer que o núcleo de todo o comportamento final de um nó localiza-se, enfim, neste último nível da hierarquia. São os modelos de processo que implementam o comportamento dos protocolos de comunicação, algoritmos, disciplinas de filas, geradores de tráfego, etc. Além de definir também seus atributos e estatísticas. As Figuras 4.5, 4.6 e 4.7 apresentam o Editor de Nó do OPNET e os modelos de processo implementados para a especificação do comportamento dos módulos de estimação de banda, do módulo de roteamento OSPF adaptativo e do módulo de geração de tráfego.

A próxima seção expõe em maiores detalhes o modelo de nó e os modelos de processo implementados no simulador OPNET para fins de avaliação do roteamento adaptativo proposto e criação da plataforma de avaliação de desempenho das redes.

4.7 – As Implementações Realizadas no OPNET

O trabalho em questão modificou e/ou criou vários modelos de processo. Além da definição de um novo modelo de nó, incluindo instâncias de modelos existentes e dos novos modelos de processo.

O modelo de nó criado (Figura 4.4) possui os módulos básicos de um roteador: transmissores e receptores para as interfaces, camada 2 (Frame Relay), camada 3 (IP), um módulo responsável pelo encapsulamento IP e protocolos de roteamento e transporte; além de outros módulos adicionados para fins de estimação de banda, geração de tráfego e roteamento OSPF adaptativo.

Correspondente a cada módulo adicionado temos associado um modelo de processo que foi criado e/ou modificado. Assim, as Figuras 4.5, 4.6 e 4.7 apresentam o Editor de Processo do OPNET e os modelos de processo correspondentes a cada um destes módulos adicionados.

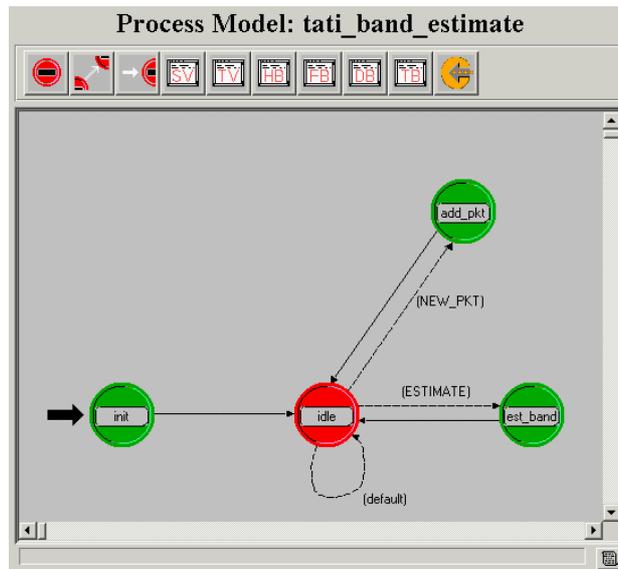


Figura 4.5 - Modelo de Processo para Estimação de Banda
Desenvolvido no OPNET – Editor de Processo – Nível de Processo

O modelo de processo para estimação de banda (Figura 4.5) trata principalmente do recebimento de notificações de tempo de chegada de pacote e tamanho de pacote e do posterior cálculo de banda a partir de tais informações. Estas notificações recebidas pelo módulo de estimação são na verdade mensagens enviadas pela interface de saída do roteador associada ao respectivo módulo de estimação de banda. Cada vez que um pacote é transmitido por uma interface de saída, uma notificação com tamanho e tempo de transmissão deste pacote é enviada para um módulo de estimação de banda; causando uma interrupção do tipo *stream interrupt* no processo de estimação de banda.

O ocorrência de uma *stream interrupt* num processo de estimação (Figura 4.5) satisfaz à condição NEW_PKT causando a transição para o estado ADD_PKT. Nesse estado o processo registra a informação contida na mensagem e adianta alguns cálculos. A seguir o processo retorna para o estado IDLE à espera de novas interrupções.

Interrupções do tipo *self-interrupt* são recebidas a cada BEP, disparando o cálculo de estimação de banda. O recebimento de uma *self-interrupt* satisfaz à condição ESTIMATE causando a transição para o estado EST_BAND, onde é realizada a estimação de banda e o cálculo do novo custo do enlace associado à interface de saída correspondente. A seguir, este novo custo é enviado para o módulo OSPF através de uma mensagem do tipo

NEW_COST_MESSAGE, os dados de tempo de chegada e tamanho dos pacotes utilizados para estimação são descartados (liberando memória para novos cálculos) e o processo retorna para o estado IDLE à espera de novas interrupções.

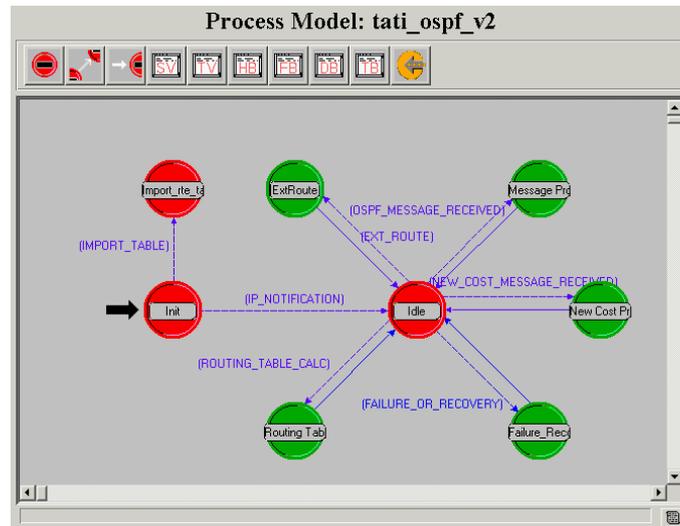


Figura 4.6 - Modelo de Processo para Roteamento OSPF Adaptativo
Desenvolvido no OPNET – Editor de Processo – Nível de Processo

O modelo de processo para roteamento OSPF adaptativo (Figura 4.6) adiciona ao modelo de processo OSPF convencional apenas mais um estado, denominado NEW COST PROCESS. Cada vez que uma mensagem de notificação de novo custo (mensagem do tipo NEW_COST_MESSAGE) é recebida pelo módulo OSPF adaptativo (a partir de um dos módulos de estimação de banda do roteador), a condição NEW_COST_MESSAGE_RECEIVED (Figura 4.6) é satisfeita, causando a transição para o estado NEW COST PROCESS.

No estado NEW COST PROCESS o custo recebido é avaliado segundo a explicitada “política de decisão de atualização dos novos custos” (seção 4.5). Após o recebimento e avaliação dos novos custos de todas as interfaces, se a variação do custo de pelo menos uma das interfaces do roteador justificar uma atualização, então o banco de dados de estado do enlace do roteador terá os custos de todas as interfaces do roteador atualizados e Router-LSAs serão inundados contendo estes novos valores de custo. Caso contrário, estes novos valores de custo das interfaces são simplesmente ignorados.

Terminado todo este processo de decisão e atualização (ou não) dos custos, retorna-se ao estado IDLE.

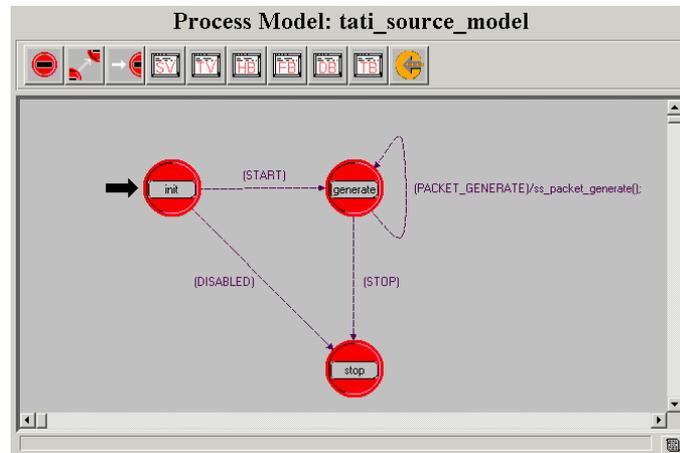


Figura 4.7 - Modelo de Processo para Geração de Tráfego
Desenvolvido no OPNET – Editor de Processo – Nível de Processo

Conforme ilustrado na Figura 4.4, cada instância do nó roteador adicionado ao projeto possui internamente um módulo de geração de tráfego (módulo de nome *generator*). Em outras palavras, graças ao modelo de nó criado é possível especificar a partir de cada nó roteador do projeto uma demanda de tráfego distinta e independente dos demais nós. Cada demanda é especificada em termos dos parâmetros: tempo entre chegada dos pacotes, tamanho dos pacotes, tempo de início e fim da geração, e endereço de destino dos pacotes. O modelo de processo para geração de tráfego (Figura 4.7) trata da geração de pacotes no formato IPv4, segundo os parâmetros acima mencionados.

Os tempos de início e fim da geração ficam representados no diagrama de transição de estado (Figura 4.7) pelas condições START e STOP respectivamente e o estado GENERATE indica que o processo está dentro do período de geração de tráfego. A partir daí, cada vez que o processo alcança um “tempo de chegada de pacote” uma auto-interrupção específica é gerada, satisfazendo à condição PACKET_GENERATE e invocando a função SS_PACKET_GENERATE. Esta função é responsável pela criação do novo pacote IPv4, com o tamanho e destino apropriados, e pelo encaminhamento deste pacote para a camada IP.

4.8 – Considerações Finais

A proposição de um roteamento OSPF adaptativo com estimação de banda envolve importantes decisões acerca: do cálculo de estimação da banda efetiva, da fórmula de custo dos enlaces, da política de decisão de atualização dos novos custos e dos detalhes de implementação de cada uma destas decisões.

As seções apresentadas neste capítulo fornecem base para compreensão das dificuldades, vantagens e desvantagens de uma estratégia de roteamento adaptativa. As seções 4.2 a 4.4 e a seção 4.6 abordam cada uma das decisões mencionadas no parágrafo anterior. A seção 4.5 expõe detalhes da estrutura hierárquica do simulador OPNET, necessários para o entendimento da seção 4.6. Vantagens e desvantagens serão melhor compreendidas com os resultados de simulação do capítulo 5 e a conclusão apresentada no capítulo 6.

CAPÍTULO 5

Estudos Experimentais e Análise de Resultados

5.1 – Introdução

Devido à alta heterogeneidade das redes e à rápida mudança do padrão do tráfego Internet, não existe um único conjunto finito de cenários de simulação, suficientes para comprovar que um protocolo de roteamento é capaz de comportar-se bem na evolução da Internet independente da topologia de rede ou do perfil de tráfego. Diante da diversidade de possíveis cenários, limitações no escopo da topologia ou do perfil de tráfego adotados fazem parte das dificuldades de um estudo como este, de proposição ou análise de novas implementações de protocolos de roteamento.

Apesar disso, a simulação, por meio do experimento de cenários de simulação com variados perfis de tráfego e topologias, continua sendo um meio eficiente. A simulação é capaz de traçar comparações entre implementações de protocolos de roteamento, examinando resultados e/ou problemas particulares de cada uma das implementações e adicionando ao entendimento a dinâmica por trás de cada uma das implementações nos cenários especificados. Em particular, a diversidade de topologias e a complexidade do tráfego Internet fazem da simulação a ferramenta mais promissora na abordagem de muitas das questões relacionadas ao dinamismo do tráfego Internet [FLO97].

Assim, a simulação é uma ferramenta poderosa na compreensão de um processo de roteamento, permitindo maior entendimento sobre redes complexas e indicando como mudanças propostas na estratégia de roteamento podem alterar propriedades de desempenho da rede ou de aplicações. De fato, simulações são complementos a um estudo analítico, provendo a checagem de afirmações, a validação de análises, a exploração de cenários complicados, difíceis ou impossíveis de serem analisados teoricamente e auxiliando no desenvolvimento da intuição.

Este capítulo expõe os cenários de simulação criados para análise e comparação da estratégia de roteamento proposta neste trabalho versus o roteamento OSPF tradicional. O

capítulo organiza-se segundo as quatro fases de simulação realizadas ao longo do trabalho. A seção 5.2 apresenta uma breve descrição do enfoque dos cenários de simulação construídos para cada uma das fases. A seção 5.3 apresenta os detalhes de cada um dos cenários simulados e os resultados de desempenho de rede obtidos para cada cenário. A comparação efetuada entre os cenários é realizada em função da vazão, atraso médio total e taxa de perda de pacotes. As simulações são realizadas no simulador de redes OPNET Modeler.

Os sub-itens da seção 5.3 apresentam cronologicamente os cenários de simulação construídos para a primeira fase de simulações (sub-seção 5.3.1), os resultados obtidos para esta primeira fase (sub-seção 5.3.2), os cenários de simulação construídos para a segunda fase de simulações (sub-seção 5.3.3), os resultados obtidos para esta segunda fase (sub-seção 5.3.4) e assim por diante até que os cenários e os resultados da quarta e última fase de simulações são apresentados na sub-seção 5.3.7.

5.2 – As Fases das Simulações Realizadas

Todo o trabalho de proposição e análise desta nova estratégia de roteamento OSPF adaptativa realizou-se em quatro fases de simulação. As fases de simulação evoluíram na medida que novas implementações foram realizadas para a estratégia de roteamento adaptativa e/ou na medida em que novas observações eram feitas a partir da fase de simulação anterior. Esta seção caracteriza e diferencia cada uma das quatro fases que fizeram parte do presente trabalho.

Primeira Fase

A primeira fase das simulações (seção 5.3.2 e [PER02a]) explorou o roteamento OSPF adaptativo proposto com as seguintes características:

- o uso de uma fórmula de custo dos enlaces estabelecendo uma relação de dependência exponencial entre o custo do enlace e a banda estimada (Equação 4.13); e

- sem a adoção de nenhum mecanismo de controle de atualização ou “política de decisão de atualização dos novos custos” (seção 4.5).

Ainda não era conhecida nesta fase a importância de usar uma fórmula de custo que não provocasse grandes variações nos custos dos enlaces no caso de leves variações na banda estimada, assim como a importância do uso de controle das atualizações. Conforme mencionado no capítulo 4, seção 4.4, a relação exponencial entre o valor da banda estimada e o custo do enlace pode resultar em variações drásticas no custo dos enlaces, mesmo com variações moderadas na banda estimada. Como consequência, podem ocorrer sobrecargas de atualização dos custos dos enlaces, mesmo quando o estado de utilização atual dos enlaces pouco se diferencia do estado na última atualização de custos. É importante lembrar que o mecanismo de controle das atualizações ou “política de decisão de atualização dos novos custos” (como apresentado na seção 4.5) tem como objetivo ponderar as atualizações dos custos dos enlaces evitando sobrecargas desnecessárias.

Como conclusão, a adoção de uma fórmula de custo dependente exponencialmente dos valores de banda estimada e a não utilização de uma “política de decisão de atualização dos novos custos” pode fazer com que a estratégia adaptativa fique menos atraente. Isto é comprovado pelos resultados de simulação apresentados na seção 5.3.2, o que motivou uma segunda fase de simulações abaixo.

Segunda Fase

A segunda fase das simulações (seção 5.3.4, [PER02b] e [PER03]) tem como objetivo diminuir o grau de variação dos custos dos enlaces e limitar a sobrecarga das atualizações. Para o fim de diminuir a escala de variação dos custos dos enlaces, a fórmula de custo dos enlaces foi modificada de modo que a banda estimada passasse a influenciá-la linearmente (Equação 4.12). A limitação da sobrecarga das atualizações é alcançada nesta fase de simulação pela adoção da explicitada “política de decisão de atualização dos custos” (referida na seção 4.5). Os resultados desta segunda fase, apresentados na seção 5.3.4, permitem observar o impacto causado nos resultado de desempenho de rede, pelo uso

de um controle de atualização dos custos dos enlaces associado a uma estratégia de roteamento adaptativa.

É importante ressaltar ainda que esta segunda fase de simulações comparou resultados de desempenho de rede proporcionados pela estratégia de roteamento OSPF adaptativa versus o roteamento OSPF tradicional em situações de irregularidade do tráfego na rede. Por “irregularidade do tráfego na rede” quer-se dizer que a carga de tráfego da rede variou ao longo de toda a simulação. Segundo [CHI98], situações de regularidade do tráfego na rede não são suficientes para concluir sobre a eficiência de um algoritmo adaptativo num contexto realístico.

Terceira Fase

A terceira fase de simulações completou os resultados da segunda fase, comparando resultados de desempenho de rede proporcionados pela estratégia de roteamento OSPF adaptativa versus o roteamento OSPF tradicional em situações de regularidade do tráfego na rede. Os resultados desta terceira fase são apresentados na seção 5.3.6. Assim como a segunda fase, a terceira fase de simulações utilizou-se da fórmula de custo dos enlaces representada como uma função linear da banda estimada (Equação 4.12) e adotou a explicitada “política de decisão de atualização dos custos” (seção 4.5).

Quarta Fase

Por fim, a quarta fase de simulações procurou avaliar a estratégia de roteamento adaptativa proposta, em função de diferentes índices de auto-similaridade do tráfego. Os cenários e resultados desta quarta fase de simulações são apresentados na seção 5.3.7.

5.3 – Cenários e Resultados de Simulação

Esta seção descreve os 64 cenários de simulação usados para a avaliação da estratégia de roteamento proposta e expõe os resultados de simulação obtidos para cada um destes cenários. Cenários de simulação distinguem-se basicamente pela: topologia da rede,

tráfego inserido na rede e estratégia de roteamento adotada (OSPF adaptativo proposto ou OSPF convencional). A análise da implicação de cada uma das estratégias de roteamento (convencional ou adaptativo) no desempenho das redes baseou-se nos resultados de: vazão (pacotes/segundo ou bits/segundo), atraso (segundos) e taxa de perda de pacotes (pacotes/seg).

Todos os cenários analisados na primeira fase do estudo correspondem a um “tempo real” de 2000 segundos (= 33 min. e 20 seg.), enquanto que os analisados na segunda, terceira e quarta fase do estudo correspondem a um “tempo real” de 3600 segundos (= 1 hora). Por tempo real entenda não o tempo gasto para simulação (ou “tempo de simulação”), mas o tempo que esta simulação representou (ou “tempo simulado”).

Considerando que o roteamento adaptativo é especialmente eficaz para redes que ofereçam múltiplos caminhos entre uma origem e um destino e/ou alto grau de conectividade, todas as topologias escolhidas para os vários cenários de simulação experimentados (Figuras 5.1 e 5.4) procuraram explorar redes com múltiplos caminhos e alta conectividade.

As sub-seções 5.3.1, 5.3.3, 5.3.5 e 5.3.7 especificam a topologia e a carga de tráfego adotadas nos cenários de simulação da primeira, segunda, terceira e quarta fase, respectivamente. Os resultados de desempenho obtidos em cada uma destas quatro fases de simulação são apresentados nas sub-seções 5.3.2, 5.3.4, 5.3.6 e 5.3.7, respectivamente.

5.3.1 – Cenários de Simulação da Primeira Fase – Atualização sem Limites

Esta sub-seção descreve os cenários de simulação descritos no simulador de redes OPNET para a primeira fase do estudo realizado. A Figura 5.1 ilustra a topologia NET0, adotada nesta primeira fase. Todos os enlaces são *Frame Relay* com taxa de transmissão de 1.544 Mbps e todos os nós possuem filas do tipo FIFO (*First-In-First-Out*) de 50 Kbytes em cada interface de saída do roteador. Lembre-se do capítulo 4 que, o modelo de nó construído no simulador OPNET para representar os roteadores possui 8 interfaces de entrada (receptores da Figura 4.4) e 8 interfaces de saída (transmissores da Figura 4.4), suportando até 8 enlaces *full-duplex* conectados ao roteador.

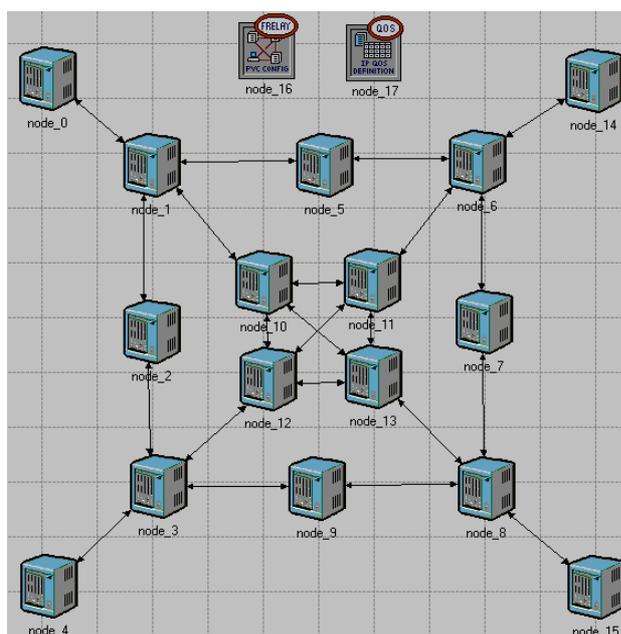


Figura 5.1 – Topologia NET0.

Esta fase analisou 6 cenários de simulação nomeados: NET0_1a, NET0_1c, NET0_2a, NET0_2c, NET0_3a e NET0_3c. A notação de cenário *NET0_1a* equivale a dizer que a simulação foi conduzida na topologia NET0, segundo uma especificação de tráfego 1 e utilizando-se da estratégia de roteamento OSPF adaptativa (“a” denota adaptativo). Se o mesmo ocorresse utilizando-se da estratégia de roteamento OSPF convencional a notação seria *NET0_1c* (“c” denota convencional). Não existe, portanto, “b”.

Simulações foram executadas, nesta primeira fase, para 3 especificações de tráfego distintas. Cada uma destas especificações de tráfego foi analisada utilizando-se ora da estratégia de roteamento OSPF adaptativa proposta, ora do roteamento OSPF convencional. Desta forma obtivemos os 6 cenários de simulação listados no parágrafo anterior.

As 3 especificações de tráfego analisadas nos cenários de simulação desta primeira fase espalharam de diferentes formas uma mesma carga útil de tráfego pela rede. Na especificação de tráfego 1 (cenários NET0_1a e NET0_1c) toda a carga de tráfego da rede flui do nó 1 para o nó 15. Na especificação de tráfego 2 (cenários NET0_2a e NET0_2c) esta mesma carga de tráfego foi dividida igualmente entre os pares <nó origem, nó destino>: <1, 15> e <8,0>. Na especificação de tráfego 3 (cenários NET0_3a e NET0_3c)

novamente a carga dividiu-se, resultando em $\frac{1}{4}$ da especificação de tráfego 1 fluindo entre cada um dos pares <nó origem, nó destino>: <1,15>, <8,0>, <3,14> e <6,4>. A especificação de tráfego 3 retrata os cenários de roteamento adaptativo e convencional (NET0_3a e NET0_3c, respectivamente) em que a carga de tráfego está melhor espalhada pela rede e assim iremos nos referir a estes cenários na análise dos resultados desta primeira fase de simulações.

Conforme mencionado no capítulo 4, o processo de geração de tráfego (Figura 4.7) adicionado à estrutura interna do modelo de roteador utilizado (Figura 4.4) permite que a partir de cada roteador seja possível especificar um tráfego nele originado, independente dos demais roteadores, e com os seguintes parâmetros:

- tempo de início da geração de tráfego;
- tempo de término da geração de tráfego;
- tempo médio entre pacotes (referido como *delta time* médio);
- tamanho médio dos pacotes; e
- endereço IP de destino dos pacotes.

A Tabela 5.1 ilustra o tráfego inserido na rede para cada um dos 6 cenários de simulação desta primeira fase por meio de informações:

- dos pares <origem, destino> adotados em cada cenário; e
- do tamanho médio dos pacotes para cada uma das 3 especificações de tráfego analisadas nesta fase.

Tanto o *delta time* quanto o tamanho dos pacotes gerados seguiram distribuição de Poisson. Para todos os pares <nó origem, nó destino> de tráfego foi adotado o mesmo tempo médio entre os pacotes (= 700us) e tempo de início (= 180 seg) e tempo de término (= 2000 seg) da geração de pacotes.

Os resultados de desempenho de rede, medidos nesta fase por meio da vazão e do atraso médio total dos pacotes, são apresentados na seção 5.3.2.

Cenário	Tráfegos <nó origem, nó destino>	Tamanho Médio do Pacote (bytes)
NET0_1a	<1,15>	100
NET0_1c		
NET0_2a	<1,15>	50
NET0_2c	<8,0>	50
NET0_3a	<1,15>	25
	<8,0>	25
	<3,14>	25
NET0_3c	<6,4>	25

Tabela 5.1 – Especificação dos Tráfegos – Topologia NET0
– Cenários Adaptativos e Convencionais.

5.3.2 – Resultados de Simulação da Primeira Fase – Atualização sem Limites

As Figuras 5.2 e 5.3 ilustram os resultados de desempenho de rede obtidos para cada um dos 6 cenários de simulação apresentados na seção 5.3.1 (primeira fase da etapa de simulação). Tais resultados de desempenho de rede são expressos por meio dos gráficos de vazão média da rede em bit/s (Figura 5.2) e de atraso médio dos pacotes em segundos (Figura 5.3) ao longo do tempo simulado (em segundos). Não houve descarte de pacotes para nenhum dos 6 cenários de simulação analisados nesta fase.

Analisaremos primeiramente a relação entre os resultados de vazão da rede apresentados na Figura 5.2 para os cenários de roteamento convencional (cenários NET0_1c, NET0_2c e NET0_3c) para então compararmos resultados de desempenho de rede do roteamento adaptativo versus o roteamento convencional.

Comparando-se os resultados de vazão da rede da Figura 5.2 para os cenários de roteamento convencional é possível observar que:

- o cenário NET0_1c onde a carga de tráfego flui exclusivamente entre os nós <1,15> apresenta a menor vazão dentre os cenários de roteamento convencional; e

- o cenário NET0_3c onde a mesma carga de tráfego flui entre os pares de nós <1,15>, <8,0>, <3,14> e <6,4> apresenta a maior vazão dentre os cenários de roteamento convencional.

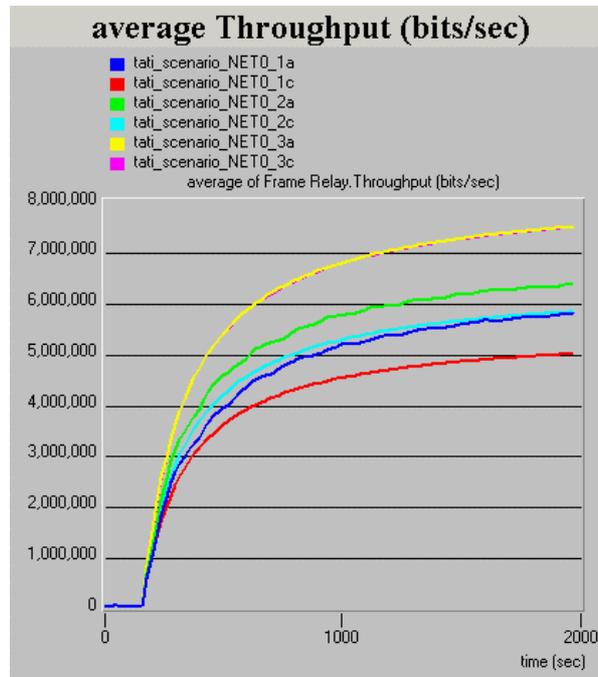


Figura 5.2 – Vazão Média da Rede ao longo do tempo – NET0 – Cenários Fase 1 – Adaptativo X Convencional.

Tais diferenças de vazão da rede observadas para os cenários de roteamento convencional (cenários NET0_1c, NET0_2c e NET0_3c) podem ser explicadas pelo fato de que apesar de apresentarem ambos a mesma carga útil:

- o cenário NET0_2c possui o dobro de pacotes do cenário NET0_1c;
- o cenário NET0_3c possui o dobro de pacotes do cenário NET0_2c (quatro vezes mais pacotes que o cenário NET0_1c); e
- apesar dos 3 cenários de roteamento convencional apresentarem todos a mesma carga de tráfego útil, cada pacote gerado é entregue à camada IP para o encapsulamento e encaminhamento. De modo que, o cenário NET0_1c carrega uma menor sobrecarga de cabeçalhos de pacotes que o

cenário NET0_2c, que por sua vez carrega menor sobrecarga de cabeçalhos que o cenário NET0_3c.

O intuito das simulações desta primeira fase, entretanto, é a comparação de desempenho entre cenários adaptativos e convencionais, ou seja:

- NET0_1a versus NET0_1c;
- NET0_2a versus NET0_2c; e
- NET0_3a versus NET0_3c;

Com relação a estas comparações pode-se observar da Figura 5.2 que quando o tráfego está bem espalhado pela rede (caso dos cenários NET0_3a e NET0_3c) praticamente a mesma vazão é observada comparando-se o cenário adaptativo (NET0_3a) com o convencional (NET0_3c). Já, no caso dos demais cenários (NET0_1a, NET0_1c, NET0_2a e NET0_2c), onde o tráfego concentra-se mais em determinados pontos da rede, a estratégia adaptativa supera a estratégia convencional no que diz respeito a vazão da rede.

Isto pode ser explicado pelo fato de que quando o tráfego já se encontra bem distribuído pela rede, pouco o roteamento adaptativo pode contribuir no equilíbrio da carga de tráfego na rede. Ao passo que, em cenários de maior desequilíbrio na forma de dispersão do tráfego pela rede o roteamento adaptativo é capaz de agir no sentido de melhor distribuir o tráfego pela rede, aumentando portanto a vazão geral da rede.

A Tabela 5.2 apresenta a média dos resultados de vazão da rede (em bits/segundo) para cada um dos cenários simulados. Os valores em negritos reforçam maiores/melhores resultados de vazão.

ESTRATÉGIA DE ROTEAMENTO	VAZÃO MÉDIA (BPS) PARA CADA UMA DAS E.T.		
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3
Adaptativa	5,788,769	6,367,198	7,502,822
Convencional	4,996,350	5,828,170	7,492,188

Tabela 5.2 – Valores de Vazão Média da Rede – Cenários Fase 1.

E.T.: Especificação de Tráfego. BPS: bits/segundo.

O aumento de vazão observado para cada linha da Tabela 5.2 conforme caminhamos da E.T. 1 para a E.T. 2 e da E.T. 2 para a E.T. 3 pode ser explicado pelo fato de que apesar das três E.T. gerarem a mesma carga útil de tráfego, a E.T. 3 gera o dobro de pacotes da E.T. 2 que gera o dobro de pacotes da E.T. 1. Assim, a E.T. 3 apresenta o dobro de sobrecarga de cabeçalhos das camadas TCP/IP em relação à E.T. 2 e a E.T. 2 apresenta o dobro de sobrecarga de cabeçalhos em relação à E.T. 1. Daí o aumento de vazão da E.T. 1 para a E.T. 2 e da E.T. 2 para a E.T. 3 mesmo na utilização de uma mesma estratégia de roteamento (adaptativa ou convencional). Para o caso da estratégia de roteamento adaptativa o número de mensagens de atualização de custo dos enlaces pode também implicar neste aumento de vazão.

O aumento de vazão observado para cada coluna da Tabela 5.2 (maior vazão na utilização da estratégia de roteamento adaptativa do que na utilização do roteamento convencional, independente da E.T.) pode ser explicado pelos seguintes fatores:

- pela melhor distribuição do tráfego pela rede proporcionada pelo roteamento adaptativo; e
- pela propagação de mensagens de atualização de custo dos enlaces no roteamento adaptativo (tais mensagens não existem no roteamento convencional).

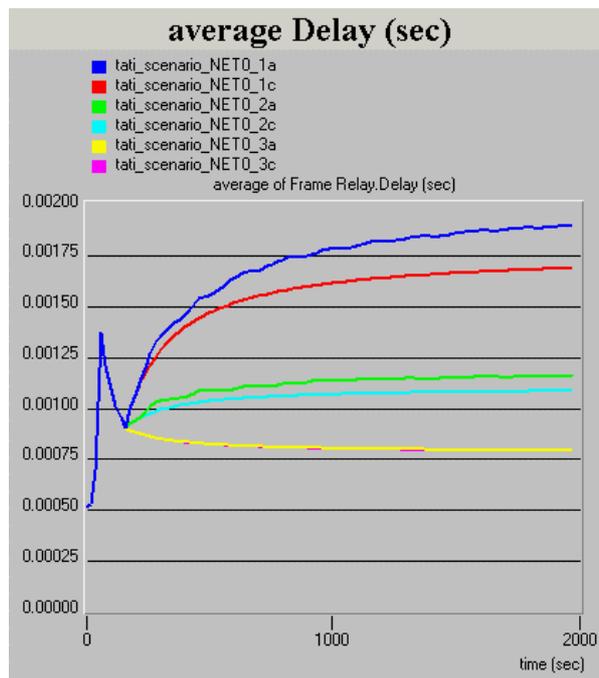


Figura 5.3 – Atraso Médio dos Pacotes ao longo do tempo – NET0 – Cenários Fase 1 – Adaptativo X Convencional.

Com relação a comparação dos resultados de atraso de pacote é possível observar da Figura 5.3 que quando o tráfego está bem espalhado pela rede (caso dos cenários NET0_3a e NET0_3c) o mesmo ocorrido com a vazão acontece para o atraso. Neste caso praticamente o mesmo valor de atraso é observado comparando-se o cenário de roteamento adaptativo com o cenário convencional. Já no caso dos demais cenários (*NET0_1a*, *NET0_1c*, *NET0_2a* e *NET0_2c*), onde o tráfego concentra-se mais em determinados pontos da rede, os resultados de atraso foram maiores/piores com a utilização da estratégia adaptativa.

Isto pode ser explicado por dois motivos. Primeiramente, o roteamento adaptativo desvia os “melhores caminhos” dos “menores caminhos”, o que favorece uma melhor distribuição do tráfego pela rede (que pode ser verificada nos resultados de vazão da rede), mas pode aumentar o atraso médio total. Por *melhores caminhos* entenda os caminhos que farão parte da tabela de roteamento, por consequência da estratégia de roteamento adotada. Por *menores caminhos* entenda os caminhos com menor número de *hops*. Além disso (segundo motivo), a sobrecarga adicionada pelas mensagens de atualização dos custos dos

enlaces pode encher os *buffers*, aumentando o tempo de espera para transmissão dos pacotes e conseqüentemente aumentando o atraso médio total dos pacotes.

A Tabela 5.3 apresenta a média dos resultados de atraso de pacote (em segundos) para cada um dos cenários simulados. Os valores em negritos reforçam os menores/melhores resultados de atraso.

ESTRATÉGIA DE ROTEAMENTO	ATRASSO MÉDIO (SEG) PARA CADA UMA DAS E.T.		
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3
Adaptativa	0.001894	0.001153	0.000785
Convencional	0.001683	0.001079	0.000784

Tabela 5.3 – Valores de Atraso Médio de Pacotes – Cenários Fase 1.

E.T.: Especificação de Tráfego. SEG: segundos.

Assim, a primeira fase dos experimentos de simulação realizados utilizou a fórmula de custo dos enlaces com relação de dependência exponencial da banda estimada e nenhuma “política de decisão de atualização dos novos custos”. Mesmo sem a preocupação com o controle das mensagens de atualização de custo, nesta primeira fase já foi possível observar melhores resultados de vazão da rede para o roteamento OSPF adaptativo proposto do que para o roteamento OSPF convencional. Especialmente em cenários onde o tráfego da rede está espacialmente concentrado em determinados pontos da rede.

Entretanto, os resultados de desempenho desta primeira fase de simulações de modo algum encorajariam a aplicação da estratégia de roteamento adaptativa proposta, pois não seria aconselhada a busca de um aumento na vazão da rede à custa de um maior atraso dos pacotes. O parâmetro de vazão tem de ser analisado em conjunto com o parâmetro de atraso. Por outro lado, tais resultados foram um ponto de partida para o estudo de outras estratégias de roteamento adaptativas que, enfim, conduziu a formulação de uma equação de custo dos enlaces com relação de dependência linear entre a banda estimada e o custo do enlace (Equação 4.12) e também conduziu a adoção do que denominou-se “política de decisão de atualização dos novos custos” (seção 4.5); ambas no sentido de diminuir a sobrecarga causada pelas atualizações de custo do enlace na estratégia adaptativa.

Todas as simulações seguintes a esta primeira fase adotaram a fórmula de custo dos enlaces da Equação 4.12 e a “política de decisão de atualização dos novos custos”.

5.3.3 – Cenários de Simulação da Segunda Fase – Atualização com Limites

Os cenários de simulação da segunda fase adotaram a topologia NET1, apresentada na Figura 5.4, onde os enlaces são Frame Relay de 4.0 Mbps e todos os nós possuem filas do tipo FIFO (*First-In-First-Out*) de 70 Kbytes em cada interface de saída.

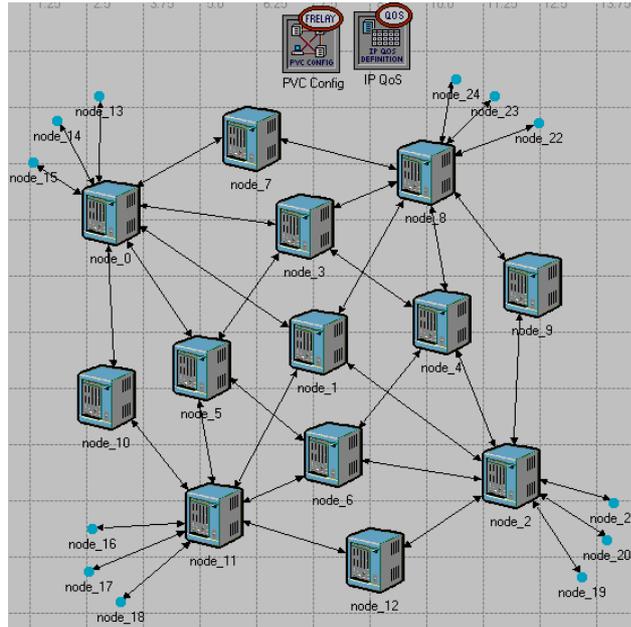


Figura 5.4 – Topologia NET1.

Conforme mencionado na seção 5.2 os cenários de simulação analisados nesta segunda fase procuraram diminuir a escala de variação do custo dos enlaces e limitar a sobrecarga das atualizações de custo dos enlaces. Para isso, o modelo de nó utilizado nas simulações da primeira fase sofreu as seguintes alterações para as simulações da segunda fase:

- a fórmula de custo dos enlaces que na primeira fase das simulações era uma função exponencial da banda estimada (Equação 4.13) foi substituída por uma função linear da banda estimada (Equação 4.12); e
- as atualizações de custo dos enlaces que na primeira fase das simulações eram feitas periodicamente independente do grau de variação destes custos

passou a ocorrer apenas quando atendesse a chamada “política de decisão de atualização dos novos custos” explicitada na seção 4.5.

Cinco especificações de tráfego (E.T.) distintas foram analisadas nesta segunda fase para cada uma das estratégias de roteamento (adaptativo e convencional), resultando em 10 cenários de simulação. Novamente os cenários de simulação foram nomeados de acordo com a topologia adotada (NET1, para o caso desta fase), o número da E.T. (que variou de 1 a 5 nesta segunda fase) e a estratégia de roteamento escolhida (adaptativa ou convencional). Mais especificamente:

- a simulação da E.T. 1 com a estratégia OSPF convencional é referida como “tati_scenario_NET1_1c”;
- enquanto que, a mesma E.T. 1 com a estratégia OSPF adaptativa é referida como “tati_scenario_NET1_1a”;
- a simulação da E.T. 2 com a estratégia OSPF convencional é referida como “tati_scenario_NET1_2c”;
- enquanto que, a mesma E.T. 2 com a estratégia OSPF adaptativa é referida como “tati_scenario_NET1_2a”;
- e assim por diante.

Nenhuma alteração foi feita no processo de geração de tráfego utilizado para os cenários de simulação da primeira fase, de modo que o tráfego inserido na rede continuou sendo descrito por meio dos parâmetros:

- pares <nó origem, nó destino> do tráfego;
- tempo de início e tempo de término da geração de pacotes IP;
- tempo médio entre os pacotes (referido como *delta time* médio); e
- tamanho médio dos pacotes.

Para os cenários desta segunda fase, o tráfego parte dos nós 13-18 para os nós 19-24 de acordo com os seguintes pares <nó origem, nó destino>: <13,19>, <14,20>, <15,21>, <16,22>, <17,23>, <18,24>. A Tabela 5.4 descreve os tempos de início e término da geração de cada um destes pares <nó origem, nó destino> de tráfego, assim com o *delta*

time médio e o tamanho médio dos pacotes de cada um destes pares que constituem a especificação de tráfego 1 da segunda fase de simulação. Tanto o tempo entre pacotes (*delta time*) quanto o tamanho dos pacotes seguiram distribuição de Poisson com médias conforme explicitadas na Tabela 5.4.

<nó origem, nó destino>	Tempo Início	Tempo Término	Delta Time Médio (μ s)	Tamanho Médio Pacotes (bytes)
<13,19>	200	1500	2800	600
<14,20>	700	2300	900	200
<15,21>	2000	3600	1500	350
<16,22>	400	1200	1700	300
<17,23>	800	1000	2600	450
<18,24>	1400	3600	1800	600

Tabela 5.4 – Especificação de Tráfego 1 (Cenário 1a e 1c) – Segunda Fase da Simulação.

Diferentemente dos cenários de simulação da primeira fase, os cenários desta segunda fase adotaram diferentes tempos de início e de término para os diversos fluxos <nó origem, nó destino> de tráfego (conforme Tabela 5.4), resultando em cargas de tráfego variáveis impostas à rede ao longo de toda a simulação. A adoção de pares (tempo de início, tempo de término) independentes e distintos para cada par <origem, destino> de tráfego explora a característica de independência dos nós da rede no processo de geração de tráfego e permite retratar e analisar o comportamento da estratégia OSPF adaptativa versus a estratégia OSPF convencional num cenário de carga transiente na rede.

A Figura 5.5 expõe mais claramente a não uniformidade da carga de tráfego imposta à rede para as simulações desta segunda fase, tomando como exemplo a E.T. 1. Os valores em Mbps revelam a carga de tráfego média imposta à rede por cada par <origem, destino> de tráfego, obedecendo aos tempos de início e fim de cada fluxo <origem, destino>. Os valores de taxa média de cada fluxo da E.T. 1, apresentados na Figura 5.5, podem ser calculados pela razão do tamanho médio de pacote (em bits) pelo tempo médio entre pacotes (*delta time* em micro-segundos) descritos na Tabela 5.4.

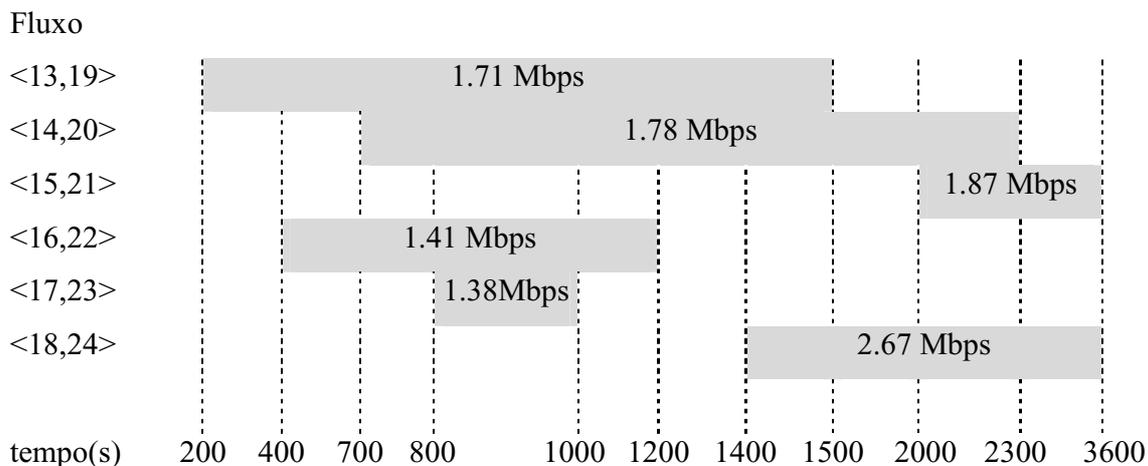


Figura 5.5 – Carga Média Imposta pela E.T. 1 durante a Simulação.

A carga de tráfego imposta à rede em cada intervalo de tempo pode ser calculada pela soma das taxas de cada fluxo presente. Assim, para o caso da E.T. 1, por exemplo, somando-se as taxas dos fluxos presentes em cada intervalo de tempo apresentado na Figura 5.5 pode-se observar que os intervalos de tempo - denotados na forma (tempo de início, tempo de fim) - de maior sobrecarga na rede são os seguintes: (800,1000), (1400,1500) e (2000,2300), com cargas iguais a respectivamente 6.28 Mbps, 6.16 Mbps e 6.32 Mbps. Tais intervalos serão especialmente observados na seção 5.3.4 que apresenta a análise dos resultados de desempenho de rede para os cenários de simulação desta segunda fase.

Para as demais especificações de tráfego (especificações 2 a 5) desta segunda fase de simulações aumentou-se gradativamente a intensidade do tráfego diminuindo os valores de *delta time* médio. Apenas os valores de *delta time* médio entre os pacotes diferenciam as especificações de tráfego 1 a 5 simuladas na topologia NET1. Os demais atributos de tempo de início, tempo de término e tamanho médio dos pacotes (ilustrados na Tabela 5.4 para a ET 1) se repetem para as ET 2 a 5. O objetivo é verificar como uma maior carga na rede implicaria em melhor adequação ou não do roteamento adaptativo. A Tabela 5.5 apresenta os novos valores de *delta time* médio para as especificações de tráfego 2 a 5. Ilustrou-se novamente os valores de *delta time* médio da especificação de tráfego 1 apenas para facilitar a comparação de valores das 5 especificações de tráfego.

<nó origem, nó destino>	Delta Time Médio (μ s)				
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5
<13,19>	2800	2600	2500	2400	2300
<14,20>	900	800	700	650	500
<15,21>	1500	1300	1100	1000	950
<16,22>	1700	1600	1500	1300	1200
<17,23>	2600	2400	2300	2200	2000
<18,24>	1800	1700	1650	1600	1400

Tabela 5.5 – *Delta Times* Médios – E.T. 1 a 5 – Segunda Fase da Simulação.

μ s: micro-segundos

E.T.: Especificação de Tráfego.

5.3.4 – Resultados de Simulação da Segunda Fase – Atualização com Limites

As Figuras 5.6, 5.7 e 5.8 ilustram os resultados de desempenho de rede (vazão, atraso e taxa de descarte de pacotes, respectivamente) obtidos para os 10 cenários de simulação desta segunda fase (especificados na seção 5.3.3). As Tabelas 5.6, 5.7 e 5.8 apresentam numericamente o valor final de média dos resultados de vazão, atraso e taxa de descarte de pacotes, respectivamente. Os valores em negrito reforçam os melhores resultados de desempenho da rede na comparação estratégia de roteamento adaptativa versus estratégia OSPF tradicional, i.e., maior vazão, menor atraso ou menor taxa de descarte de pacotes.

Da Figura 5.6 e Tabela 5.6 pode-se observar que a estratégia adaptativa melhorou/aumentou os resultados de vazão da rede (em comparação com a estratégia de roteamento convencional) para as 5 especificações de tráfego descritas na seção anterior:

- vazão do cenário NET1_1a é maior que vazão do cenário NET1_1c,
- vazão do cenário NET1_2a é maior que vazão do cenário NET1_2c,
- vazão do cenário NET1_3a é maior que vazão do cenário NET1_3c,
- vazão do cenário NET1_4a é maior que vazão do cenário NET1_4c, e
- vazão do cenário NET1_5a é maior que vazão do cenário NET1_5c.

Tais resultados podem ser explicados tanto pelo fato da estratégia adaptativa adicionar à rede pacotes de atualização dos custos dos enlaces antes inexistentes, quanto

pelo fato do roteamento adaptativo aproveitar-se de caminhos antes não utilizados, aumentando assim a vazão na rede.

Vale observar ainda que, a vazão é o parâmetro que primeiro sofre os reflexos de melhoria de desempenho de rede causados pelo roteamento adaptativo. Já na primeira fase das simulações (seção 5.3.1 e 5.3.2), onde nenhum mecanismo de controle das atualizações foi adotado, a vazão da rede aumentou com a utilização da estratégia adaptativa.

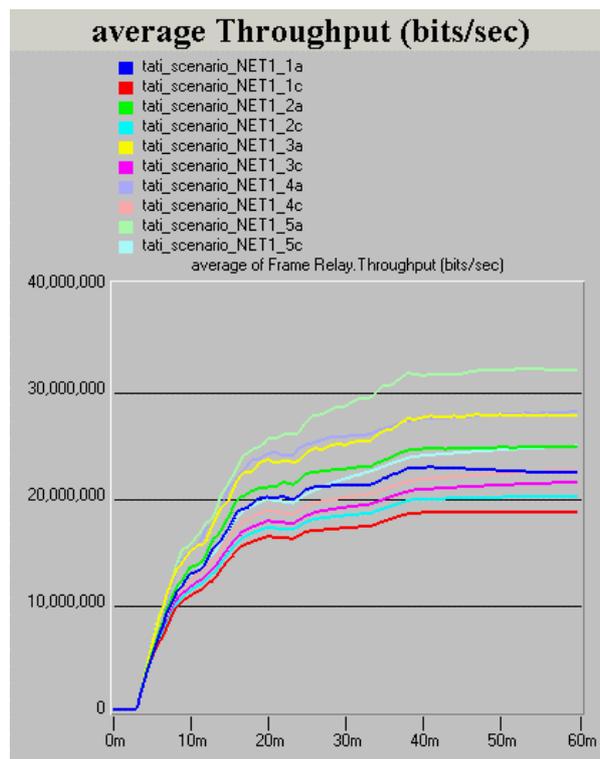


Figura 5.6 – Vazão Média da Rede (bits/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 2 – Adaptativo X Convencional.

ESTRATÉGIA DE ROTEAMENTO	VAZÃO MÉDIA (BPS) PARA CADA UMA DAS E.T.				
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5
Adaptativa	22,331,899	24,754,971	27,651,228	28,012,860	31,908,598
Convencional	18,663,367	20,127,044	21,415,838	22,537,318	24,811,583

Tabela 5.6 – Vazão Média para cada uma das E.T. – Segunda Fase da Simulação.

BPS: bits por segundo.

E.T.: Especificação de Tráfego.

Quando aos resultados de atraso de pacote da rede, da Figura 5.7 e Tabela 5.7 é possível observar que:

- Para a especificação de tráfego mais leve (E.T. 1) o atraso é menor usando a estratégia de roteamento adaptativa (cenário NET1_1a) do que no cenário de roteamento convencional (cenário NET1_1c), mas esta diferença não é muito grande.
- Já observando-se especificações de tráfego mais intensas (E.T. 2, 3, 4 e 5), os resultados de atraso médio são bem menores com o roteamento adaptativo proposto, passando de valores em torno de 2.2 segundos para valores em torno de 0.1 segundos (Tabela 5.7).

Tais resultados de atraso podem ser explicados pelo seguinte:

- para especificações de tráfego menos intensas (E.T. 1), as mensagens de atualização dos custos dos enlaces, que enchem os buffers com a intenção de alertar roteadores sobre as condições de carga da rede, mais prejudicam que ajudam, uma vez que a rede não se encontra tão congestionada;
- mas, conforme a situação de carga da rede aumenta (E.T. 2 a 5), experimentando cenários mais sobrecarregados, o aproveitamento de caminhos antes não utilizados resulta em menores atrasos de pacotes, a despeito da sobrecarga causada pelas mensagens de atualização dos custos dos enlaces.

O crescente atraso observado na Figura 5.7 a partir do tempo $t = 15$ minutos e os picos de valores de atraso de pacote apresentados pela rede por volta de $t = 24$ minutos e $t = 36$ minutos podem ser explicados pela maior carga de tráfego imposta à rede nos intervalos de tempo de:

- $t = 800$ a $t = 1000$ segundos (intervalo por volta de $t = 15$ minutos),
- $t = 1400$ a $t = 1500$ segundos (intervalo por volta de $t = 24$ minutos) e
- $t = 2000$ a $t = 2300$ segundos (intervalo por volta de $t = 36$ minutos),

conforme mencionado na sub-seção 5.3.3 e apresentado na Figura 5.5.

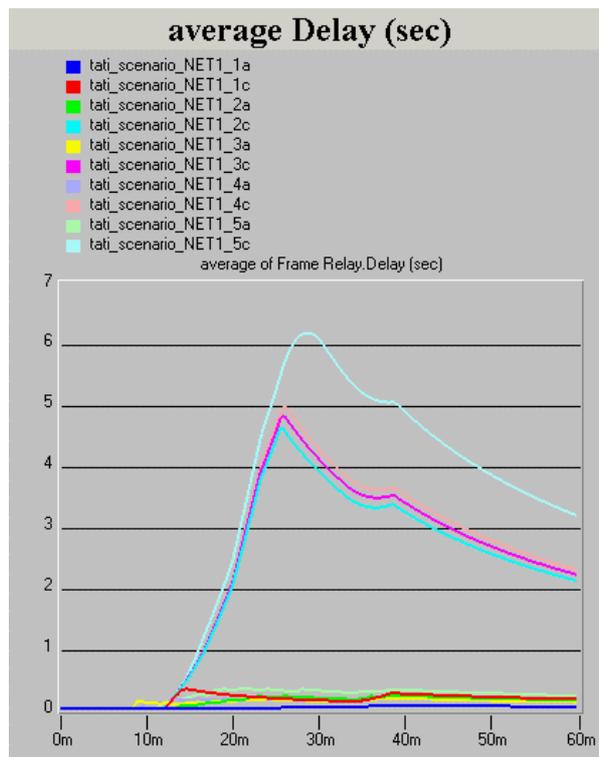


Figura 5.7 – Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 2 – Adaptativo X Convencional.

ESTRATÉGIA DE ROTEAMENTO	ATRASSO MÉDIO (SEG) PARA CADA UMA DAS E.T.				
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5
Adaptativa	0.040759	0.146827	0.115827	0.132146	0.219044
Convencional	0.165754	2.107570	2.208358	2.291846	3.179885

Tabela 5.7 – Atraso Médio para cada uma das E.T. – Segunda Fase da Simulação.

SEG: segundos.

E.T.: Especificação de Tráfego.

Vale ainda observar que, a irregularidade da carga de tráfego imposta propositalmente à rede nesta segunda fase das simulações faz com que não se observe curvas assintóticas (ou curvas entrando em regime) nos gráficos dos resultados de desempenho de rede desta seção (Figuras 5.6, 5.7 e 5.8).

Quando aos resultados de taxa de descarte de pacote, da Figura 5.8 e Tabela 5.8 é possível observar que:

- Para as especificações de tráfego 1 e 2, a estratégia de roteamento adaptativo (cenários NET1_1a e NET1_2a) resultou em maior taxa de descarte de pacote que a estratégia de roteamento convencional (cenários NET1_1c e NET1_2c).
- Já para as especificações de tráfego 3, 4 e 5 (de maior volume de tráfego), a estratégia de roteamento adaptativo (cenários NET1_3a, NET1_4a e NET1_5a) contribuiu para uma menor taxa de descarte de pacote que a estratégia convencional (cenários NET1_3c, NET1_4c e NET1_5c).

Resultados de descarte de pacote piores para as especificações de tráfego 1 e 2 e melhores para as especificações de tráfego 3, 4 e 5 se explicam pelos mesmos motivos dos resultados de atraso de pacote:

- para especificações de tráfego menos intensas (E.T. 1 e 2) as mensagens de atualização dos custos dos enlaces que enchem os buffers (com a intenção de alertar roteadores sobre as condições de carga da rede) mais prejudicam que ajudam, uma vez que a rede não se encontra tão congestionada;
- mas, conforme a situação de carga da rede aumenta (E.T. 3 a 5), experimentando cenários mais sobrecarregados, o aproveitamento de caminhos antes não utilizados resulta em menor taxa de descarte de pacotes, a despeito da sobrecarga causada pelas mensagens de atualização dos custos dos enlaces.

Vale, porém, ressaltar que resultados de atraso de pacote sofrem primeiro os reflexos de melhoria de desempenho de rede causados pelo roteamento adaptativo, que os resultados de taxa de descarte de pacotes. Enquanto resultados de atraso de pacote ficaram melhores (utilizando-se da estratégia de roteamento adaptativa) a partir da especificação de tráfego 2, resultados de taxa de descarte de pacote ficaram melhores a partir da especificação de tráfego 3.



Figura 5.8 – Taxa de Descarte Média (pacotes/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 2 – Adaptativo X Convencional

ESTRATÉGIA DE ROTEAMENTO	TAXA DE DESCARTE (PPS) MÉDIA PARA CADA UMA DAS E.T.				
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5
Adaptativa	15.382	50.776	47.415	91.648	179.672
Convencional	7.249	32.854	80.952	107.922	187.389

Tabela 5.8 – Taxa de Descarte Média para cada uma das E.T. – Segunda Fase das Simulações.

PPS: pacotes por segundo. E.T.: especificações de tráfego.

Resumindo os resultados desta sub-seção, pode-se concluir das simulações desta segunda fase que:

- a estratégia de roteamento adaptativa proposta é capaz de obter melhores resultados de vazão, atraso e taxa de descarte de pacotes à medida que a rede é submetida a especificações de tráfego mais intensas (como no caso das E.T. 3, 4 e 5, apresentadas na sub-seção 5.3.3);

- a ordem ou sequência de melhoria nos parâmetros de desempenho de rede, à medida que intensifica-se o tráfego na rede utilizando-se do roteamento adaptativo proposto, é dada respectivamente pelos parâmetros de vazão, atraso de pacotes e taxa de descarte de pacotes.

Assim, a carga de tráfego presente na rede é de fundamental importância para a decisão pela adoção (ou não) de uma estratégia de roteamento adaptativa. Também, parâmetros de vazão, atraso e descarte de pacotes devem ser analisados em conjunto na decisão pela adoção (ou não) de uma estratégia de roteamento adaptativa para que um resultado de aumento de vazão, por exemplo, signifique também menores atrasos e menores descartes.

5.3.5 – Cenários de Simulação da Terceira Fase – Atualização com Limites e Carga de Tráfego em Situação de Regime.

A comparação de resultados de vazão, atraso e taxa de descarte de pacotes, obtidos nas simulações da sub-seção anterior ([PER02b] e [PER03]), permitiram provar a superioridade da estratégia de roteamento adaptativo em determinados cenários de carga de tráfego transiente apresentados na seção 5.3.3. Entretanto, conforme observado na sub-seção anterior, a própria irregularidade do tráfego adotado não permitiu que condições de regime pudessem ser obtidas nos resultados de desempenho de rede apresentados nas Figuras 5.6, 5.7 e 5.8.

Com o propósito de preencher tal lacuna do teste de validação da estratégia de roteamento OSPF adaptativo, novos cenários de simulação foram definidos com distribuições de tempo entre pacotes e de tamanho de pacotes seguidas por cada par <nó origem, nó destino> de tráfego desde o tempo de início até o tempo de término da simulação. A mesma topologia da segunda fase de simulação foi adotada (Figura 5.4), com os mesmos modelos de nós e as mesmas configurações de nós e enlaces.

Desta vez, porém, todos os pares <nó origem, nó destino> de tráfego caracterizaram-se pelo mesmo tempo de início igual a 200 segundos e tempo de término igual a 3600 segundos. Distribuições exponenciais foram utilizadas para o tempo entre

pacotes e distribuições de Poisson com “shape” igual a 1.5 foram empregadas para a geração do tamanho dos pacotes. A Tabela 5.9 revela as médias de tempo entre pacotes e de tamanho dos pacotes para cada fluxo de cada uma das nove E.T. desta terceira fase de simulações.

<origem,destino>	Delta Time Médio (μ s)									Tamanho Médio (bytes)
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5	E.T. 6	E.T. 7	E.T. 8	E.T. 9	
<13,19>	9800	9400	9000	8600	7800	7000	6800	6400	6200	1800
<14,20>	5300	4900	4500	4100	3300	2500	2300	1900	1700	600
<15,21>	6500	6100	5700	5300	4500	3700	3500	3100	2900	1050
<16,22>	7400	7000	6600	6200	5400	4600	4400	4000	3800	900
<17,23>	9300	8900	8500	8100	7300	6500	6300	5900	5700	1350
<18,24>	6700	6300	5900	5500	4700	3900	3700	3300	3100	1800

Tabela 5.9 – Especificação de Tráfego 1 a 9 - Terceira Fase das Simulações.

A adoção de pares (tempo de início, tempo de término) idênticos e que se prolongam por todo o tempo de simulação para todo e qualquer par <origem, destino> de tráfego permite analisar o comportamento da estratégia OSPF adaptativa versus a estratégia OSPF convencional num cenário de carga de tráfego na rede em regime.

A seção seguinte apresenta os resultados obtidos.

5.3.6 – Resultados de Simulação da Terceira Fase – Atualização com Limites e Carga de Tráfego em Situação de Regime.

As Figuras 5.9, 5.10 e 5.11 ilustram os resultados de desempenho de rede (vazão, atraso e taxa de descarte de pacotes, respectivamente) obtidos para cada uma das nove E.T. da terceira fase de simulação (especificada na seção 5.3.5).

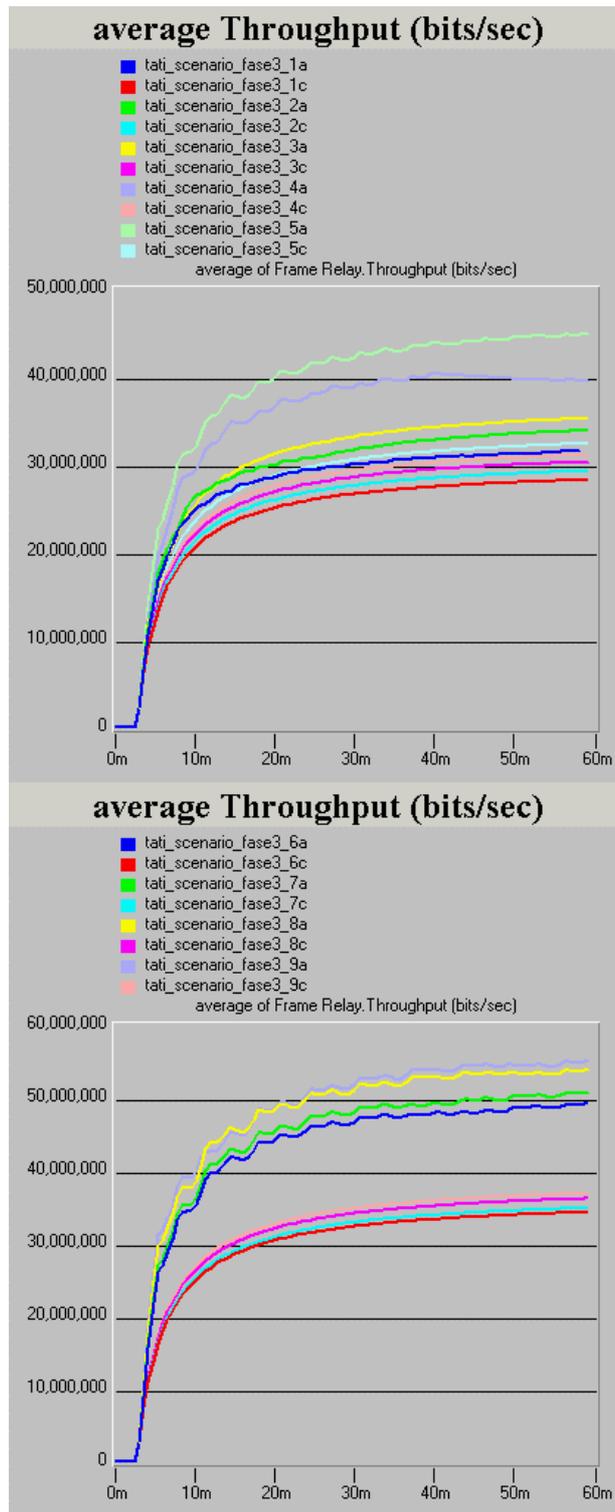


Figura 5.9 – Vazão Média da Rede (bits/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 3 – Adaptativo X Convencional.

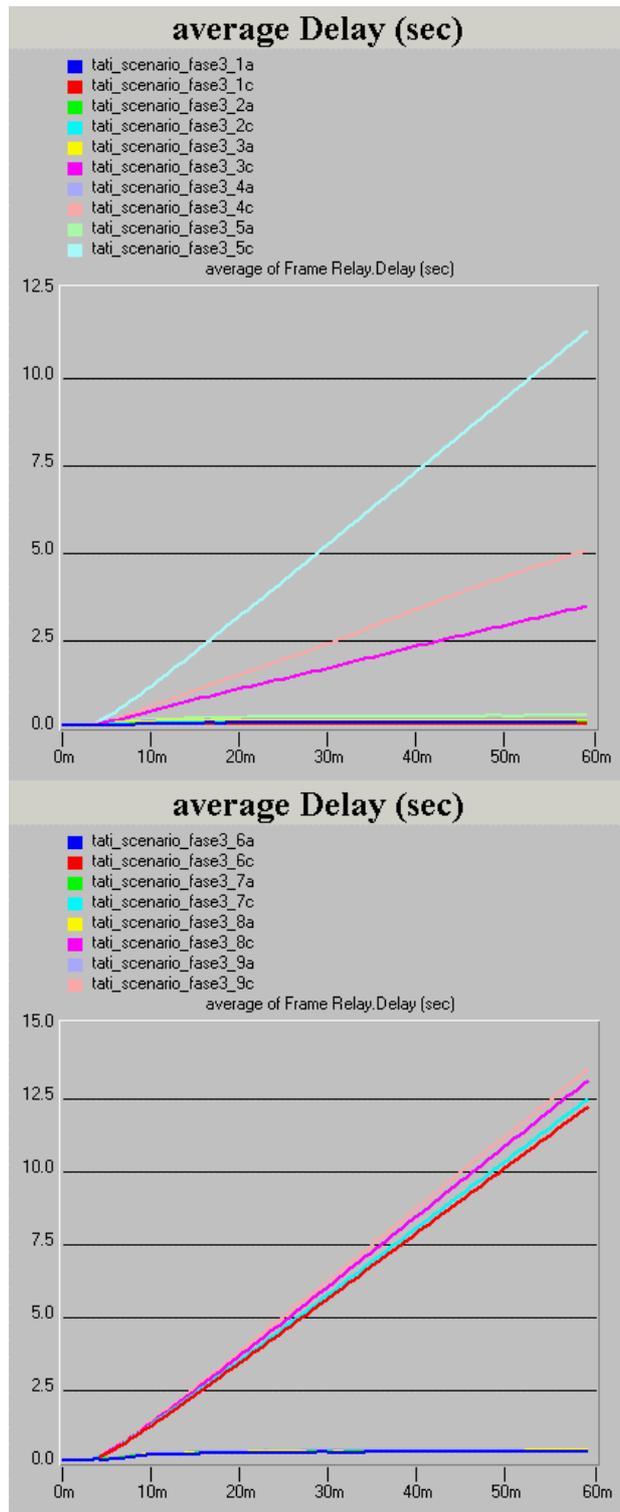


Figura 5.10 – Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 3 – Adaptativo X Convencional.

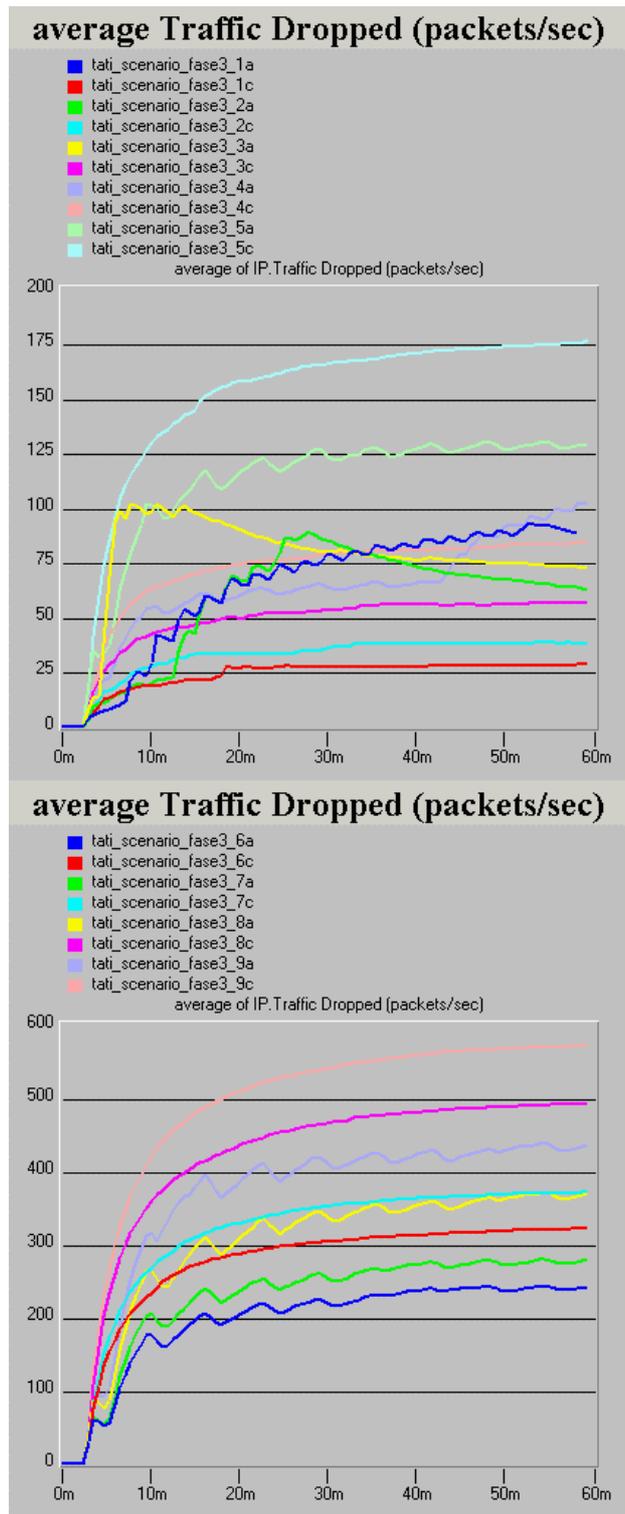


Figura 5.11 – Taxa de Descarte Média (pacotes/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 3 – Adaptativo X Convencional

As Tabelas 5.10, 5.11 e 5.12 apresentam os valores finais de média dos resultados de vazão da rede, atraso de pacote e taxa de descarte de pacotes, respectivamente. O negrito utilizado nas tabelas indica melhores resultados de vazão, atraso ou taxa de descarte de pacotes, i.e., maior vazão, menor atraso ou menor descarte. As abreviações RTM, ADAP, CONV, BPS, PPS e ET utilizadas nas tabelas 5.10 a 5.12 correspondem, respectivamente, aos termos: “Estratégia de Roteamento”, “Roteamento OSPF Adaptativo”, “Roteamento OSPF Convencional”, “bits por segundo”, “pacotes por segundo” e “especificação de tráfego”.

RTM	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5
ADAP	31,678,396	33,921,234	35,293,047	39,700,707	45,158,646
CONV	28,292,441	29,329,290	30,339,033	31,135,324	32,468,787
	E.T. 6	E.T. 7	E.T. 8	E.T. 9	
ADAP	49,372,626	50,956,540	54,028,784	55,234,317	
CONV	34,358,687	34,948,694	36,239,276	36,977,551	

Tabela 5.10 – Vazão Média para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação.

RTM	ATRASSO MÉDIO DE PACOTE (EM BPS) PARA CADA UMA DAS E.T.								
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5	E.T. 6	E.T. 7	E.T. 8	E.T. 9
ADAP	0.113	0.103	0.163	0.204	0.297	0.332	0.336	0.357	0.387
CONV	0.058	0.119	3.441	5.039	11.313	12.176	12.449	13.084	13.492

Tabela 5.11 – Atraso Médio para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação.

RTM	TAXA DESCARTE MÉDIA (EM PPS) PARA CADA UMA DAS E.T.								
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5	E.T. 6	E.T. 7	E.T. 8	E.T. 9
ADAP	88.361	62.577	72.511	101.855	128.793	240.005	277.136	367.445	434.591
CONV	28.399	37.842	56.544	83.341	176.924	320.653	370.453	491.783	571.033

Tabela 5.12 – Taxa de Descarte Média para cada uma das E.T. –

Terceira Fase da Simulação.

Quanto aos resultados de vazão de rede, é possível observar da Figura 5.9 e Tabela 5.10 que a estratégia de roteamento adaptativo aumentou os resultados de vazão da rede (em relação à estratégia de roteamento convencional) para todas as especificações de tráfego, assim como ocorrido na primeira e segunda fase de simulações:

- vazão do cenário fase3_1a é maior que vazão do cenário fase3_1c,

- vazão do cenário fase3_2a é maior que vazão do cenário fase3_2c, e assim por diante, até que a vazão do cenário fase3_9a é maior que vazão do cenário fase3_9c.

Um melhor espalhamento do tráfego pelos enlaces da rede e a propagação de mensagens de atualização de custos (inexistentes no roteamento convencional) são as causas de tal aumento. Vale lembrar das conclusões da segunda fase de simulações que a vazão era o primeiro parâmetro de desempenho de rede a acusar melhoria nas condições da rede com a adoção do roteamento adaptativo proposto.

Quanto aos resultados de atraso de pacote da rede, é possível observar da Figura 5.10 e Tabela 5.11 que a estratégia adaptativa obteve:

- maior resultado de atraso de pacote em relação à estratégia de roteamento convencional para a E.T. 1 (cenário fase3_1a com maior atraso de pacote que cenário fase3_1c),
- resultado de atraso de pacote bastante próximo ao obtido pela estratégia de roteamento convencional para a E.T. 2 (cenário fase3_2a com resultado atraso de pacote 16 mili-segundos menor que cenário fase3_2c), e
- resultados de atraso de pacote bem menores que a estratégia de roteamento convencional a partir da E.T. 3 até a E.T. 9 (cenários fase3_3a a fase3_9a com resultados de atraso bem menores que cenários fase3_3c a fase3_9c, respectivamente).

O fato das E.T. 1 e 2 representarem cargas de tráfego mais leves explica tais resultados. Para o caso de cargas de tráfego menores, mensagens de atualização de rotas que enchem os *buffers* (com a intenção de alertar roteadores sobre melhores rotas) mais prejudicam que ajudam, já que a rede não está tão congestionada. Tanto que, conforme a situação de carga da rede aumenta (E.T. 3 a 9) é possível observar um atraso de pacote bem menor, a despeito da sobrecarga causada pelas mensagens de atualização de rotas. Assim, respeitando também as conclusões da segunda fase de simulações, é possível observar a partir dos resultados desta sub-seção que o atraso de pacotes:

- mostrou-se melhor/menor a medida que a carga de tráfego na rede aumenta; e

- foi o segundo parâmetro de desempenho de rede a apresentar melhoras (sendo o primeiro parâmetro a vazão da rede e o terceiro a taxa de descarte de pacotes – como será apresentado ainda nesta sub-seção).

Quanto a taxa de descarte de pacotes é possível observar da Figura 5.11 e Tabela 5.12 que a estratégia de roteamento adaptativo obteve:

- maiores resultados de taxa de descarte de pacotes em relação à estratégia de roteamento convencional para as E.T. 1 a 4 (cenários fase3_1a, fase3_2a, fase3_3a e fase3_4a com maiores taxas de descarte de pacotes que cenários fase3_1c, fase3_2c, fase3_3c e fase3_4c, respectivamente), e
- menores resultados de taxa de descarte de pacotes em relação à estratégia de roteamento convencional para as E.T. 5 a 9 (cenários fase3_5a, fase3_6a, fase3_7a, fase3_8a e fase3_9a com menores taxas de descarte de pacotes que cenários fase3_5c, fase3_6c, fase3_7c, fase3_8c e fase3_9c, respectivamente).

O fato das E.T. 1 a 4 representarem cargas de tráfego mais leves explica tais resultados. Para especificações de tráfego menos intensas as mensagens de atualização de rotas que enchem os buffers (com a intenção de alertar roteadores sobre melhores rotas) representam uma sobrecarga maior que no caso de especificações de tráfego mais intensas.

Enfim, resumindo o conjunto de resultados (vazão da rede, atraso de pacote e taxa de descarte de pacote) desta terceira fase de simulações, pode-se observar que com a utilização do roteamento OSPF adaptativo:

- resultados de vazão ficaram melhores para todas as especificações de tráfego (E.T. 1 a E.T. 9);
- resultados de atraso ficaram melhores a partir da E.T. 3; e
- resultados de descarte ficaram melhores a partir da E.T. 5.

Assim, melhores resultados de vazão, atraso e descarte de pacotes puderam ser obtidos mesmo em condições de tráfego estável. Mais ainda, novamente foi possível observar que conforme a carga de tráfego da rede aumenta, a vazão é o primeiro parâmetro de desempenho a se privilegiar da estratégia de roteamento adaptativa (já na E.T.1), seguida

pelo atraso (a partir da E.T. 3) e só então pela taxa de descarte de pacotes (a partir da E.T. 5).

Daí, novamente é possível observar que, a carga de tráfego presente na rede é de fundamental importância para a decisão pela adoção (ou não) de uma estratégia de roteamento adaptativa. Também, parâmetros de vazão, atraso e descarte de pacotes devem ser analisados em conjunto na decisão pela adoção (ou não) de uma estratégia de roteamento adaptativa para que um resultado de aumento de vazão, por exemplo, signifique também menores atrasos e menores descartes.

Resultados interessantes de porcentagem de utilização dos enlaces que partem do roteador *node_0* (Figura 5.4) para todos os demais roteadores vizinhos no sentido *downstream* do tráfego (roteadores *node_1*, *node_3*, *node_5*, *node_7* e *node_10*) para os 9 cenários de simulação desta fase podem ainda ser observados nas Figuras 5.12 a 5.16. É possível notar a partir destas figuras que para o caso dos cenários com o roteamento OSPF convencional (cenários com denominação terminada por “a”) praticamente todo o tráfego de saída do roteador *node_0* é encaminhado para o roteador *node_1*. Já para o caso dos cenários com o roteamento OSPF adaptativo proposto, o tráfego de saída do roteador *node_0* acaba sendo distribuído de forma justa para todos os demais roteadores vizinhos (*node_1*, *node_3*, *node_5*, *node_7* e *node_10*).

Enquanto o roteamento OSPF tradicional utiliza-se apenas do caminho *node_0* => *node_1* => *node_2* para o encaminhamento de pacotes dos fluxos <13,19>, <14,20> e <15,21>; o roteamento OSPF adaptativo distribui os pacotes destes fluxos de modo a utilizar-se também dos demais caminhos existentes. Daí, o porquê da melhoria dos resultados de desempenho da rede com a utilização da estratégia de roteamento OSPF adaptativa.

As Tabelas 5.13 a 5.17 apresentam os valores de porcentagem de utilização média de cada um dos enlaces apresentados nas Figuras 5.12 a 5.16 para cada E.T. Pode-se observar através destes resultados que:

- enquanto a estratégia de roteamento OSPF convencional utiliza-se apenas do enlace *node_0*=>*node_1* para encaminhamento do tráfego de saída do nó *node_0* (para a estratégia de roteamento OSPF convencional a

porcentagem de utilização dos enlaces *node_0=>node_3*, *node_0=>node_5*, *node_0=>node_7* e *node_0=>node_10* é zero – vide Tabelas 5.14 a 5.17),

- a estratégia de roteamento OSPF adaptativa distribui a carga de tráfego de saída do nó *node_0* também pelos enlaces: *node_0=>node_3*, *node_0=>node_5*, *node_0=>node_7* e *node_0=>node_10*.

É complicado explicar exatamente o porquê de cada valor das Tabelas 5.13 a 5.17, mas as seguintes observações podem ser feitas:

- utilizando-se do esquema de roteamento OSPF tradicional, todo o tráfego que sai do roteador *node_0* é encaminhado pelo enlace *node_0=>node_1*, resultando em aproximadamente 84% de ocupação deste enlace e 0% de ocupação dos demais enlaces de saída do nó *node_0*.
- a adoção da estratégia de roteamento adaptativa resulta em valores de utilização dos enlaces sempre menores que 40% de utilização (para o caso dos cenários simulados nesta fase), enquanto que no roteamento tradicional chegamos a obter 94% de utilização para o enlace *node_0=>node_1* na E.T. 9.
- conforme a carga de tráfego na rede aumenta (da E.T. 1 à E.T. 9), a porcentagem de utilização do enlace *node_0=>node_1* se aproxima muito da porcentagem de utilização do enlace *node_0=>node_3* em cenários de roteamento adaptativo. O mesmo ocorre com os enlaces *node_0=>node_5* e *node_0=>node_7*.

Estudos a respeito da “seqüência de variação” das melhores rotas são encorajados a fim de se justificar ou obter previamente os grupos de enlaces que apresentariam semelhante porcentagem de utilização.

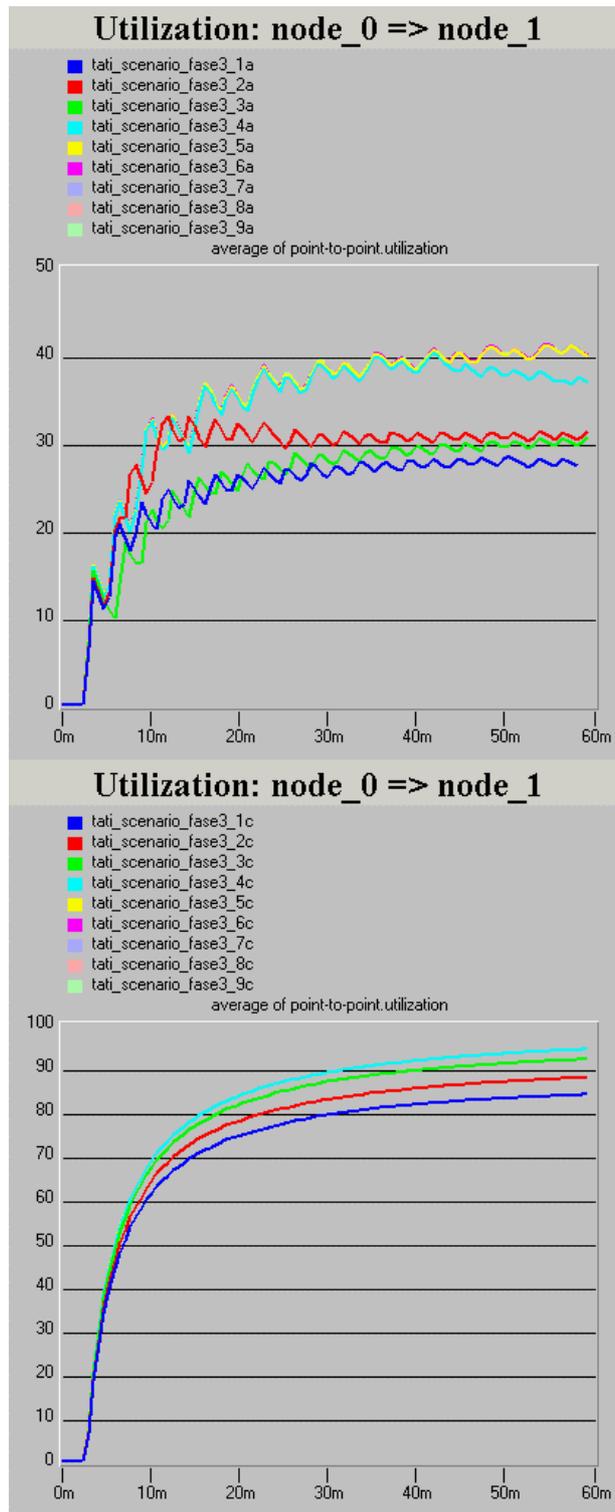


Figura 5.12 – Porcentagem de Utilização do enlace node_0 => node_1

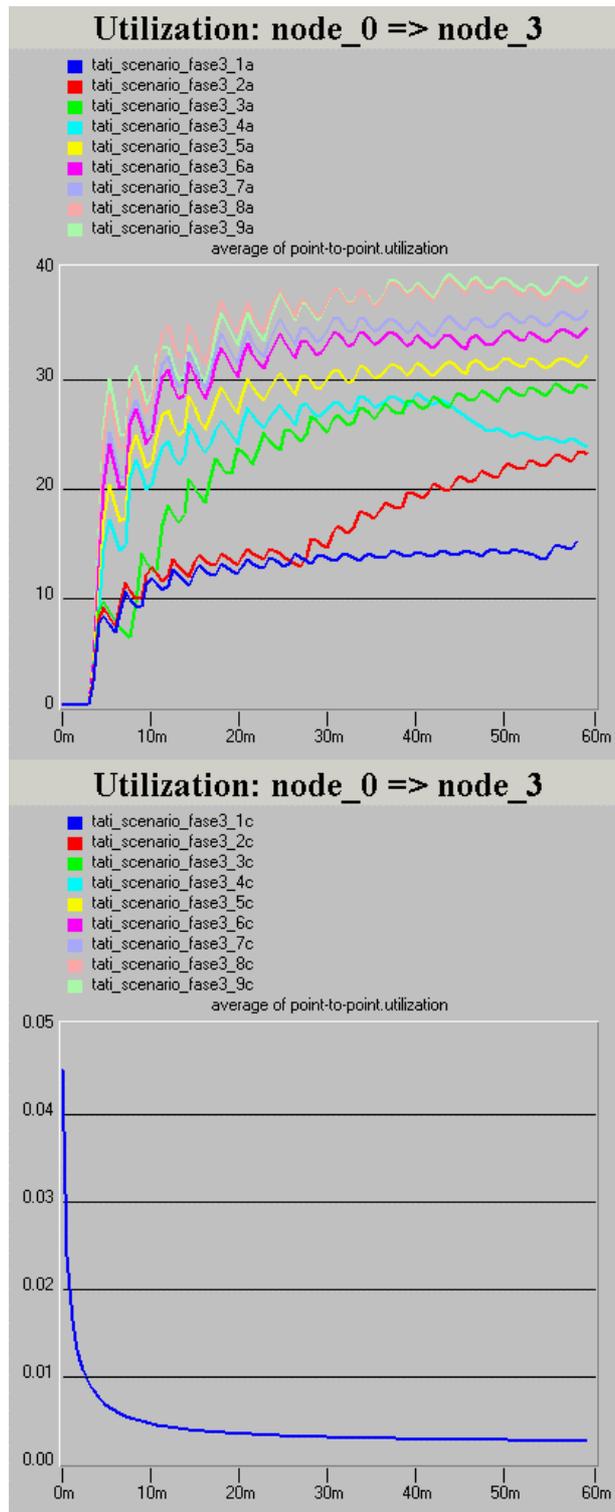


Figura 5.13 – Porcentagem de Utilização do enlace node_0 => node_3

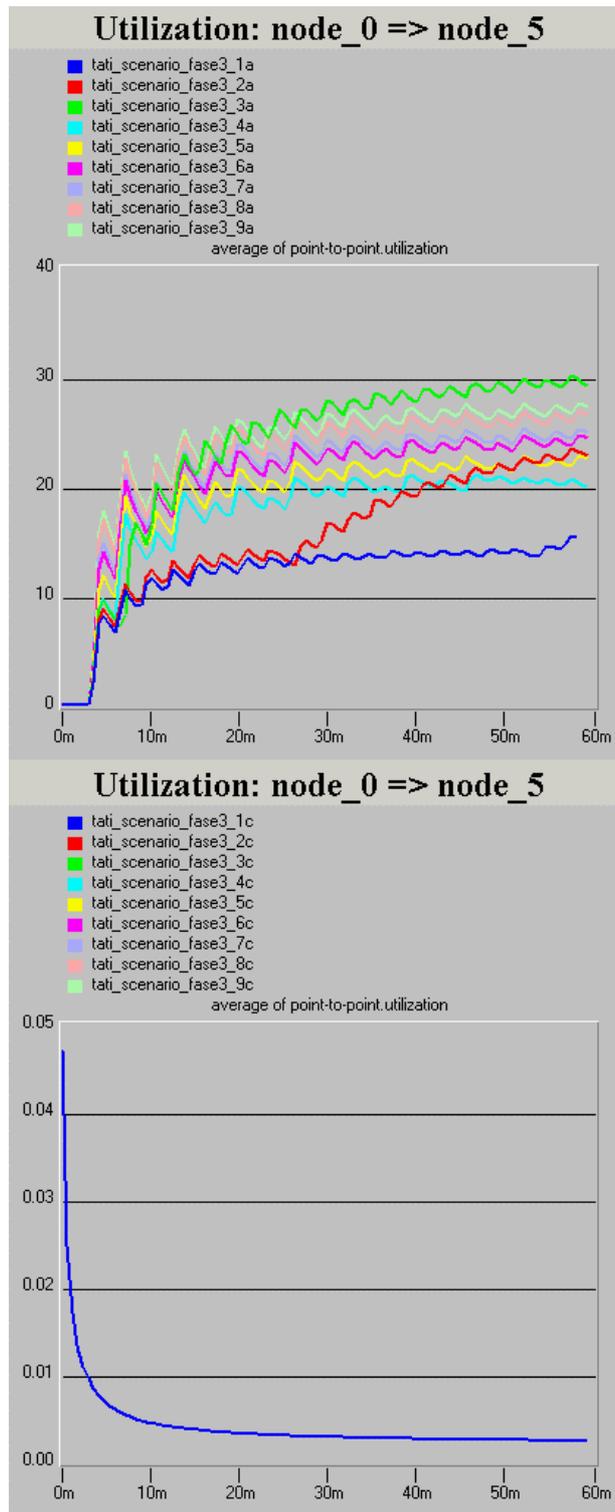


Figura 5.14 – Porcentagem de Utilização do enlace node_0 => node_5

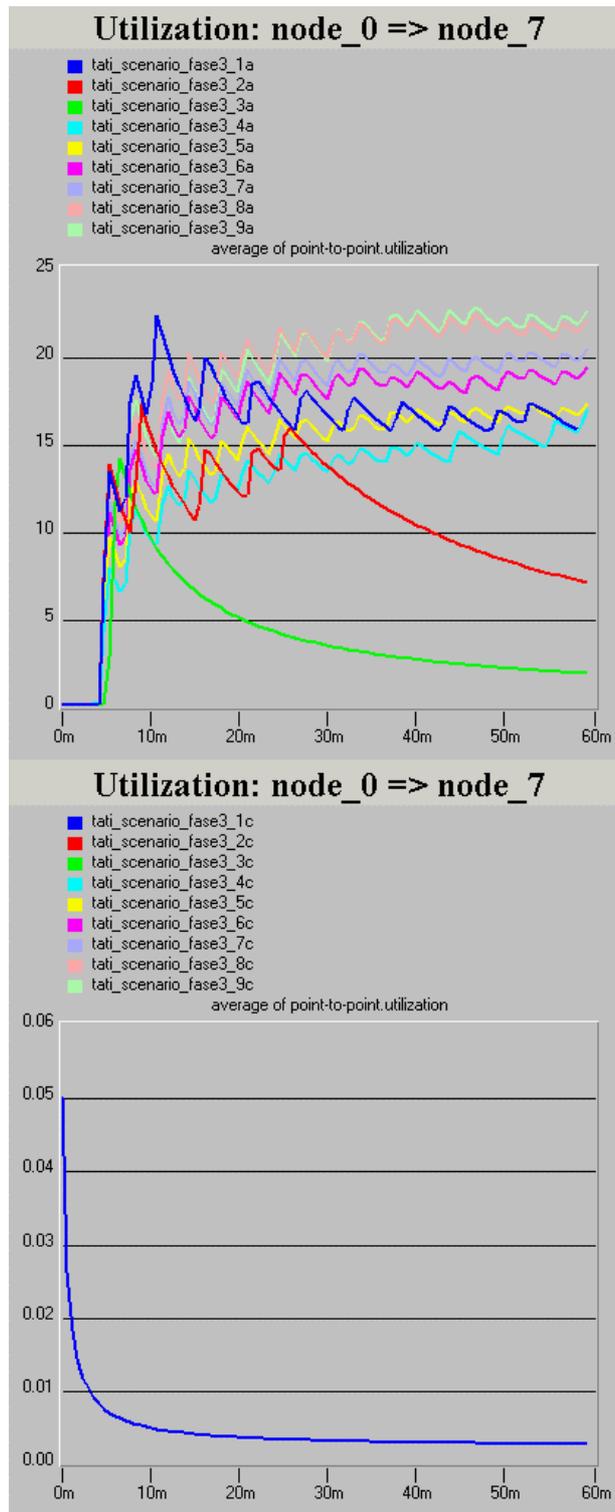


Figura 5.15 – Porcentagem de Utilização do enlace node_0 => node_7

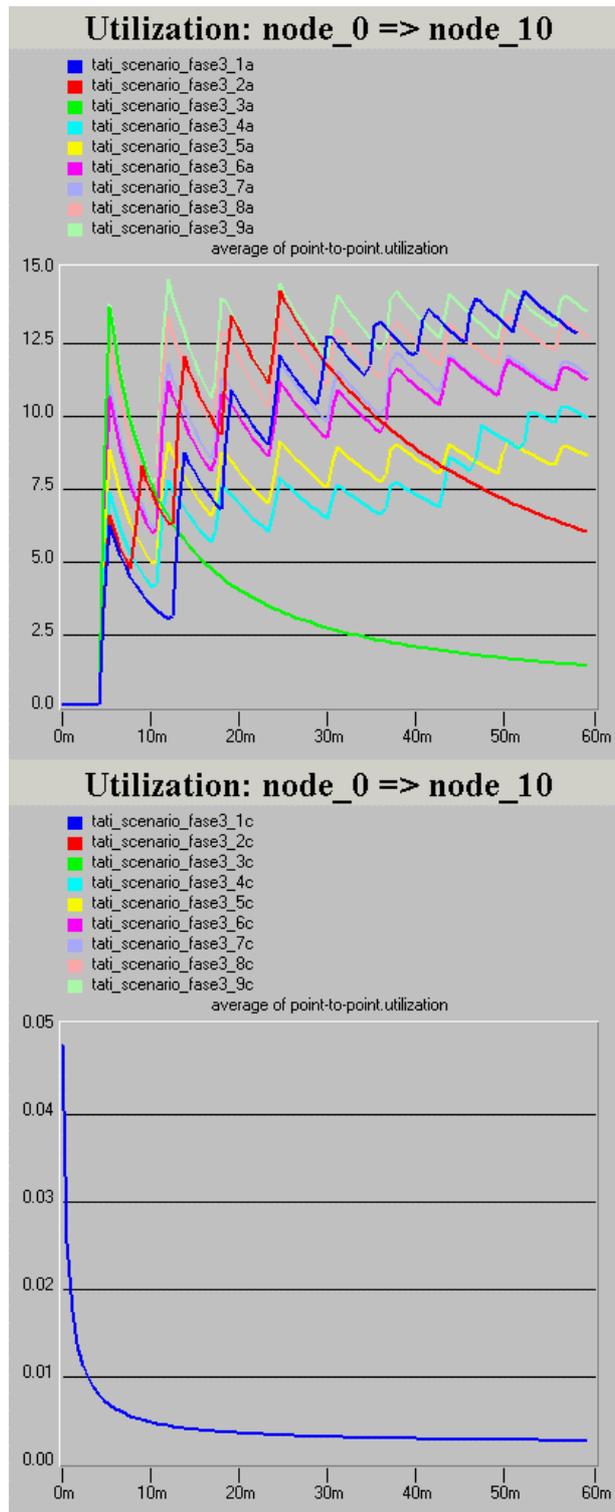


Figura 5.16 – Porcentagem de Utilização do enlace node_0 => node_10

RTM	% UTILIZAÇÃO LINK NODE_0=>NODE_1 PARA CADA UMA DAS E.T.								
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5	E.T. 6	E.T. 7	E.T. 8	E.T. 9
ADAP	27.49	31.35	30.76	36.98	39.94	40.00	40.02	40.06	40.09
CONV	84.03	87.92	92.15	94.43	94.44	94.44	94.44	94.44	94.44

Tabela 5.13 – Porcentagem de Utilização Média do Link node_0=>node_1 para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação.

RTM	% UTILIZAÇÃO LINK NODE_0=>NODE_3 PARA CADA UMA DAS E.T.								
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5	E.T. 6	E.T. 7	E.T. 8	E.T. 9
ADAP	15.10	22.98	29.04	23.73	32.08	34.66	36.17	38.67	39.22
CONV	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024

Tabela 5.14 – Porcentagem de Utilização Média do Link node_0=>node_3 para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação.

RTM	% UTILIZAÇÃO LINK NODE_0=>NODE_5 PARA CADA UMA DAS E.T.								
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5	E.T. 6	E.T. 7	E.T. 8	E.T. 9
ADAP	15.37	22.86	29.28	20.06	22.58	24.43	25.05	26.54	27.33
CONV	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024	0.0024

Tabela 5.15 – Porcentagem de Utilização Média do Link node_0=>node_5 para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação.

RTM	% UTILIZAÇÃO LINK NODE_0=>NODE_7 PARA CADA UMA DAS E.T.								
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5	E.T. 6	E.T. 7	E.T. 8	E.T. 9
ADAP	15.83	7.05	1.84	16.97	17.29	19.39	20.42	22.14	22.64
CONV	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025

Tabela 5.16 – Porcentagem de Utilização Média do Link node_0=>node_7 para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação.

RTM	% UTILIZAÇÃO LINK NODE_0=>NODE_10 PARA CADA UMA DAS E.T.								
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5	E.T. 6	E.T. 7	E.T. 8	E.T. 9
ADAP	12.76	5.97	1.38	9.86	8.57	11.18	11.37	12.65	13.51
CONV	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025	0.0025

Tabela 5.17 – Porcentagem de Utilização Média do Link node_0=>node_10 para cada uma das E.T. – Terceira Fase da Simulação.

5.3.7 – Cenários e Resultados de Simulação da Quarta Fase – Breve Observação da Estratégia de Roteamento Proposta versus a Auto-Similaridade do Tráfego.

Entendendo ser o parâmetro de Hurst de grande importância para os cálculos de estimação de banda, alguns testes se seguiram nesta quarta fase de simulações a fim de se observar o comportamento da estratégia de roteamento adaptativa proposta versus a auto-similaridade do tráfego.

Lembrando que o tráfego inserido nas simulações anteriores foi gerado baseando-se em distribuições para o tempo entre pacotes e tamanho dos pacotes, sem comprometimento algum com valores fixos do parâmetro H de auto-similaridade do tráfego, seria impossível avaliar por meio dos cenários de simulação anteriores o comportamento da estratégia de roteamento proposta versus a característica auto-similar do tráfego.

Assim novos cenários de simulação foram criados para esta quarta fase com o tráfego destes novos cenários tendo sido especificados por meio da utilização de arquivos de tráfego sintético gerados com determinado grau de auto-similaridade (valor de H). A mesma topologia NET1 utilizada na segunda e terceira fase das simulações (Figura 5.4), com enlaces Frame Relay de 4Mbps e nós com filas do tipo FIFO de 70 Kbytes em cada interface de saída do roteador, foi adotada para esta quarta fase.

Cinco especificações de tráfego foram testadas. Para cada especificação de tráfego testada foi gerado um arquivo de tráfego sintético para cada par <origem,destino> de tráfego para cada um dos valores de $H = \{0.6, 0.7, 0.8\}$. Os seguintes pares <origem, destino> de tráfego foram utilizados: <13,19>, <14, 20>, <15,21>, <16,22>, <17,23>, <18,24>. O aplicativo adotado para geração de arquivos de tráfego sintético utilizado faz parte das ferramentas desenvolvidas pelo grupo de trabalho do LRPRC – DECOM – FEE - UNICAMP (Laboratório de Reconhecimento de Padrões e Redes de Comunicações – Departamento de Comunicações – Faculdade de Engenharia Elétrica - UNICAMP).

Dentre os argumentos de entrada do aplicativo utilizado para a geração dos arquivos de tráfego sintético temos: o tamanho médio dos pacotes, o tempo entre pacotes e o parâmetro de Hurst. A Tabela 5.18 mostra o tamanho médio de pacote adotado para cada um dos pares <origem, destino> de tráfego em cada uma das 5 especificações de tráfego analisadas. O valor de 0.0008 segundos foi adotado para o tempo entre pacotes para as 5

especificações de tráfego. Arquivos de tráfego foram gerados para diferentes níveis de auto-similaridade: 0.8, 0.7 e 0.6.

E.T.	Origem	Destino	Tamanho Médio de Pacote (bytes)
1	13	19	170
	14	20	175
	15	21	185
	16	22	141
	17	23	138
	18	24	265
2	13	19	185
	14	20	200
	15	21	215
	16	22	150
	17	23	150
	18	24	480
3	13	19	192
	14	20	229
	15	21	255
	16	22	160
	17	23	157
	18	24	291
4	13	19	200
	14	20	246
	15	21	280
	16	22	185
	17	23	164
	18	24	300
5	13	19	209
	14	20	320
	15	21	295
	16	22	200
	17	23	180
	18	24	343

Tabela 5.18 - Parâmetros para Geração dos Arquivos de Tráfego Sintético.

Os cenários foram nomeados segundo as mesmas regras das fases de simulação anteriores, identificando a topologia (NET1, no caso desta fase), a ET (que varia entre 1 e 5 conforme mostrado em Tabela 5.18), a estratégia de roteamento utilizada (adaptativo ou convencional) e o valor de H. As Figuras 5.17, 5.20 e 5.23 mostram os resultados de vazão da rede para cada uma das 5 E.T. testadas com $H = 0.8, 0.7$ e 0.6 respectivamente. Os resultados de atraso de pacote da rede são ilustrados nas Figuras 5.18 e 5.19 (para $H=0.8$), 5.21 e 5.22 (para $H=0.7$) e 5.24 e 5.25 (para $H=0.6$). Não houve descarte de pacotes. As Tabelas 5.19 a 5.24 apresentam os valores médios de vazão da rede e atraso de pacotes para cada E.T. e valor de H simulados nesta quarta fase.

Comparando, primeiramente, os resultados de vazão e atraso da rede em uma análise semelhante às fases anteriores (roteamento adaptativo versus roteamento convencional) é possível observar que:

- Independente do valor de $H=\{0.8, 0.7, 0.6\}$, para as 5 E.T. testadas a vazão da rede aumentou/melhorou com a adoção do roteamento adaptativo. Para verificar isso basta observar nas Figuras 5.17, 5.20 e 5.23 que seja qual for a E.T. x , com x variando de 1 a 5, a vazão é sempre maior no cenário de roteamento adaptativo do que no cenário de roteamento convencional cenário. Para $x=1$, por exemplo, é possível observar que a vazão dos cenários NET1_1a_H08, NET1_1a_H07 e NET1_1a_H06 é maior do que a vazão dos cenários NET1_1c_H08, NET1_1c_H07 e NET1_1c_H06, respectivamente. Tais observações também podem ser feitas a partir dos dados das Tabelas 5.19, 5.21 e 5.23.
- Independente do valor de $H=\{0.8, 0.7, 0.6\}$, o atraso de pacote aumentou um pouco com a adoção do roteamento adaptativo para as E.T. 1 e 2, mas diminuiu consideravelmente com a adoção do roteamento adaptativo para as E.T. 3, 4 e 5. Isto pode ser verificado nas Figuras 5.18, 5.19, 5.21, 5.22, 5.24 e 5.25 comparando cada cenário adaptativo com seu respectivo cenário convencional que utilize a mesma E.T. e o mesmo valor de H, ou observando os valores em negrito das Tabelas 5.20, 5.22 e 5.24. Os valores em negrito destas tabelas indicam os menores/melhores valores de

atraso na comparação estratégia de roteamento adaptativo versus estratégia de roteamento convencional. Deste modo, para as E.T. 1 e 2 os valores de atraso em negrito correspondem a estratégia de roteamento convencional e para as E.T. 3, 4 e 5 os valores de atraso em negrito correspondem a estratégia de roteamento adaptativo.

Os resultados desta primeira análise/comparação podem ser explicados pelo seguinte:

- O espalhamento mais equilibrado do tráfego pelos enlaces da rede e a propagação de informações extra de atualização dos custos dos enlaces, ambos propiciados pela estratégia de roteamento adaptativa, favorecem o aumento de vazão da rede e re-afirmam a observação de que vazão é o primeiro parâmetro de desempenho de rede a apresentar melhores resultados em função da adoção da estratégia de roteamento adaptativa proposta.
- Para o caso de E.T. mais leves (E.T. 1 e 2) mensagens de atualização de rotas que encham os *buffers* (com a intenção de alertar roteadores sobre melhores rotas) mais prejudicam que ajudam, já que a rede não está tão congestionada. Tanto que, conforme a situação de carga da rede aumenta (E.T. 3 a 5) é possível observar um atraso de pacote bem menor, a despeito da sobrecarga causada pelas mensagens de atualização de rotas.

Resumindo, a segunda, terceira e quarta fase das simulações realizadas utilizaram a fórmula de custo dos enlaces com relação de dependência linear da banda estimada e adotaram a chamada “política de decisão dos novos custos”. Podemos afirmar dos resultados de desempenho de rede apresentados por estas três fases que, a despeito da sobrecarga de tráfego causada pelas mensagens de atualização do custo dos enlaces, a estratégia de roteamento adaptativa proposta é capaz de aumentar a vazão da rede, reduzir o atraso fim-a-fim de pacotes e diminuir a taxa de descarte dos pacotes. Especialmente no caso de cargas de tráfego mais intensas.

Uma segunda análise/comparação realizada para esta quarta fase de simulações procura avaliar se existe alguma relação entre as porcentagens de aumento da vazão da rede (ou decaimento do atraso de pacotes) e o grau de auto-similaridade dos arquivos de tráfego. Para isso, a Tabela 5.25 expõe as porcentagens de crescimento da vazão e decaimento do atraso em comparação com a estratégia de roteamento convencional para cada grau de auto-similaridade das especificações de tráfego 3, 4 e 5. Tal comparação foi realizada apenas para as E.T. 3, 4 e 5 porque, assim como revelado na primeira análise de resultados desta quarta fase, apenas estas três E.T. apresentaram melhoria em ambos os parâmetros de vazão da rede e atraso de pacotes. As porcentagens apresentadas na Tabela 5.25 foram calculadas a partir das Tabelas 5.19 a 5.24.

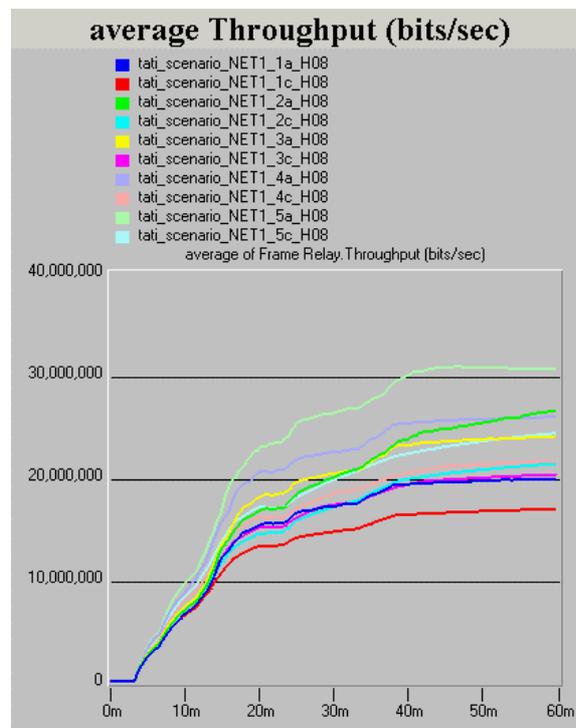
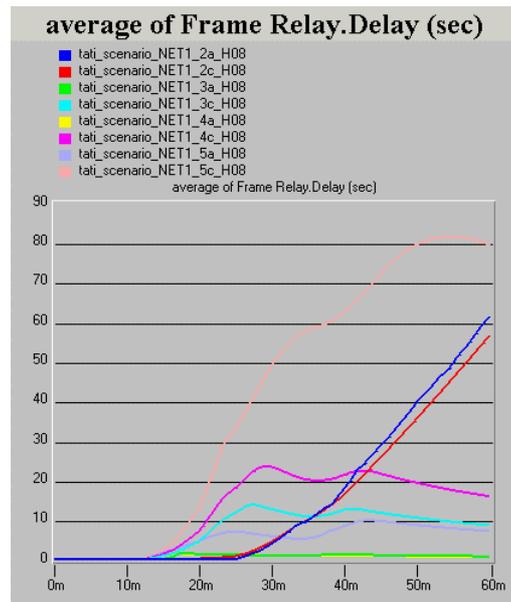
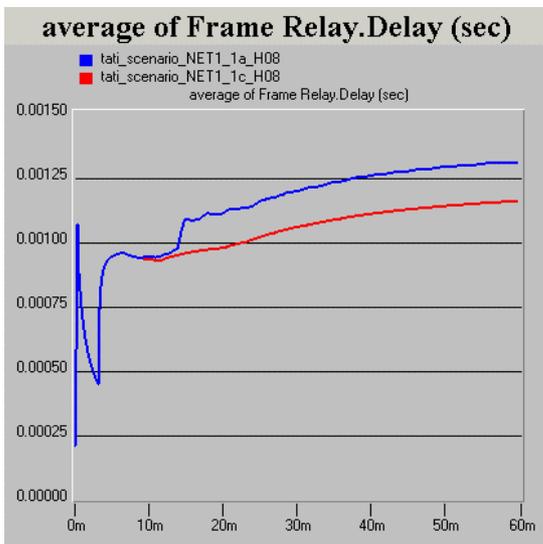


Figura 5.17 – Vazão Média da Rede (bits/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional.



Figuras 5.18 e 5.19 – Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional.

ESTRATÉGIA DE ROTEAMENTO	VAZÃO MÉDIA PARA CADA UMA DAS E.T. COM H = 0.8				
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5
Adaptativa	19,794,233	26,499,525	24,014,471	25,914,277	30,533,820
Convencional	16,899,201	21,329,850	20,268,105	21,588,247	24,315,946

Tabela 5.19 – Vazão Média (bits/segundo) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.8.

ESTRATÉGIA DE ROTEAMENTO	ATRASO MÉDIO PARA CADA UMA DAS E.T. COM H = 0.8				
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5
Adaptativa	0.001304	61.429114	0.862468	0.718487	7.204505
Convencional	0.001154	56.670347	8.701419	15.976063	79.435387

Tabela 5.20 – Atraso Médio (segundos) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.8.

E.T.: especificações de tráfego.

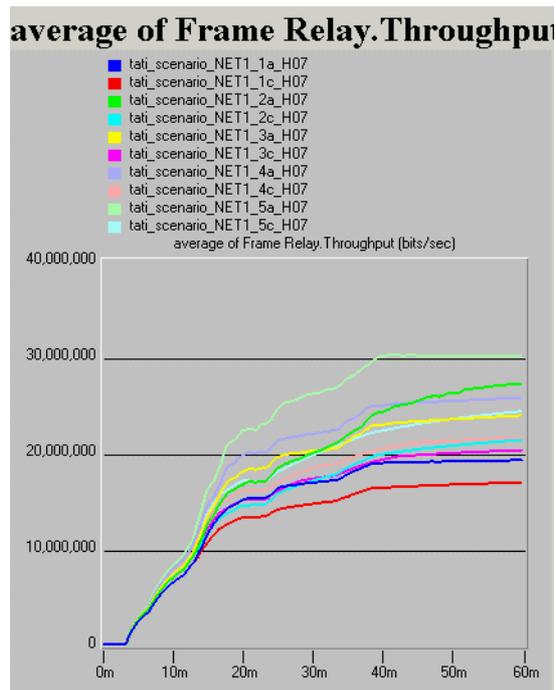
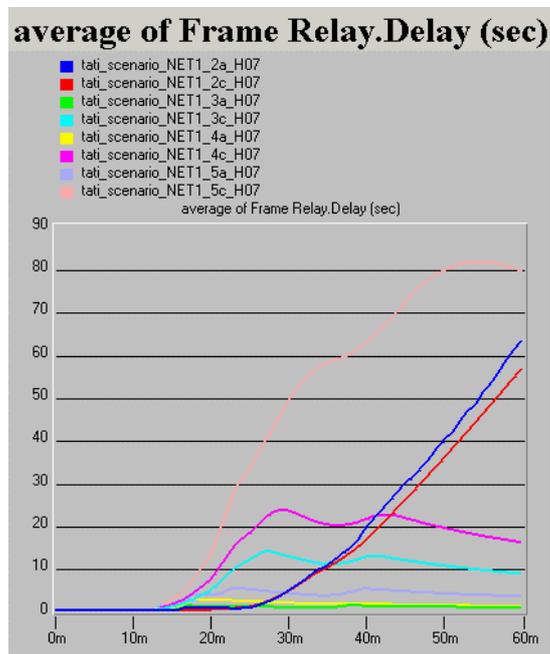
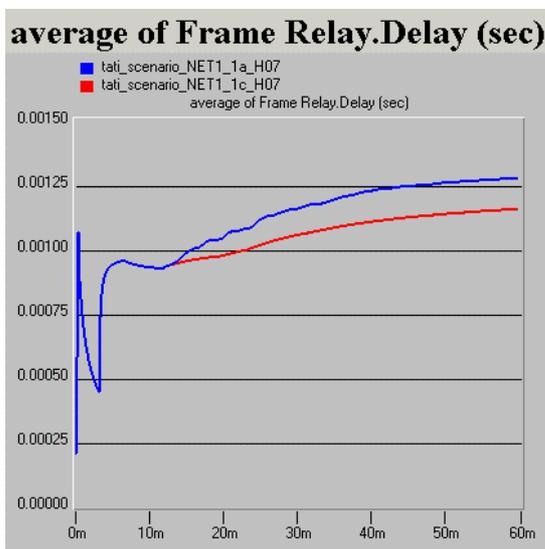


Figura 5.20 – Vazão Média da Rede (bits/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional.



Figuras 5.21 e 5.22 – Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional.

ESTRATÉGIA DE ROTEAMENTO	VAZÃO MÉDIA PARA CADA UMA DAS E.T. COM H = 0.7				
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5
Adaptativa	19,198,780	27,088,365	23,905,805	25,682,362	30,045,136
Convencional	16,899,203	21,330,007	20,268,216	21,588,137	24,315,932

Tabela 5.21 – Vazão Média (bits/segundo) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.7.

ESTRATÉGIA DE ROTEAMENTO	ATRASSO MÉDIO PARA CADA UMA DAS E.T. COM H = 0.7				
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5
Adaptativa	0.001273	63.154931	0.767889	1.061527	3.362353
Convencional	0.001154	56.668721	8.701807	15.976756	79.427907

Tabela 5.22 – Atraso Médio (segundos) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.7.

E.T.: especificações de tráfego.

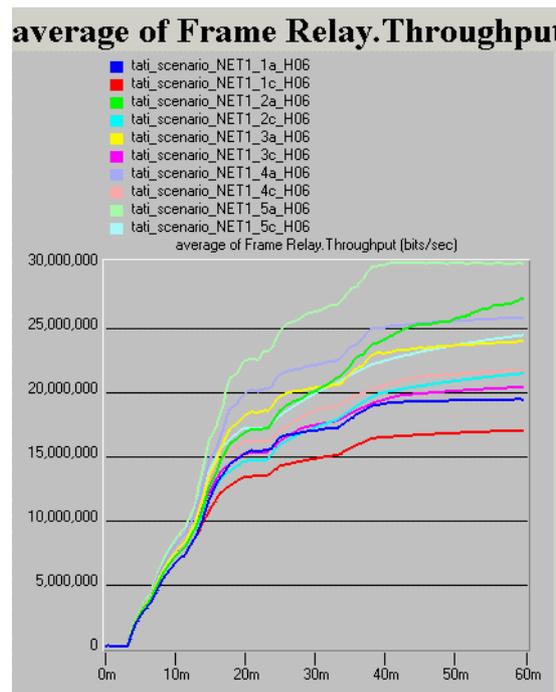
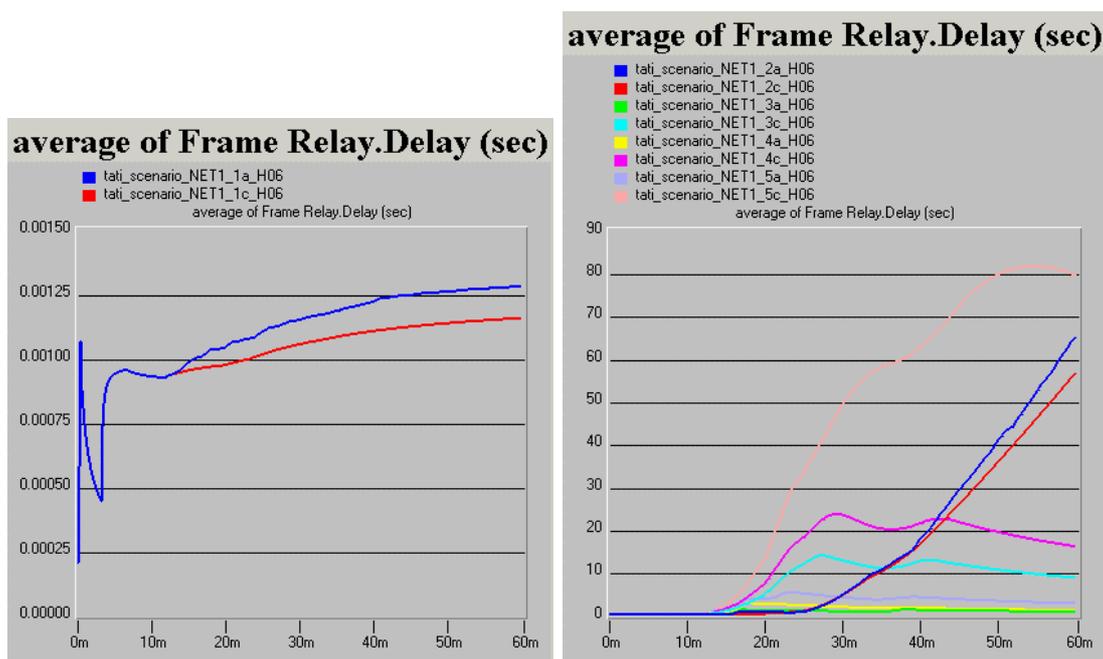


Figura 5.23– Vazão Média da Rede (bits/seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional.



Figuras 5.24 e 5.25 – Atraso Médio dos Pacotes (seg) ao longo do tempo (minutos) – NET1 - Cenários Fase 4 – Adaptativo X Convencional.

ESTRATÉGIA DE ROTEAMENTO	VAZÃO MÉDIA PARA CADA UMA DAS E.T. COM H = 0.6				
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5
Adaptativa	19,288,461	27,163,800	23,862,973	25,682,470	29,893,166
Convencional	16,899,280	21,329,717	20,267,986	21,588,075	24,316,147

Tabela 5.23 – Vazão Média (bits/segundo) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.6.

ESTRATÉGIA DE ROTEAMENTO	ATRASO MÉDIO PARA CADA UMA DAS E.T. COM H = 0.6				
	E.T. 1	E.T. 2	E.T. 3	E.T. 4	E.T. 5
Adaptativa	0.001276	65.016335	0.766161	1.061513	2.703696
Convencional	0.001154	56.673917	8.701764	15.975913	79.425770

Tabela 5.24 – Atraso Médio (segundos) para cada uma das E.T. – Quarta Fase – H = 0.6.

E.T.: especificações de tráfego.

E.T.	H	% crescimento na vazão da rede	% decaimento no atraso de pacote da rede
3	0.6	17.74	91.20
	0.7	17.95	91.18
	0.8	18.48	90.09
4	0.6	18.97	93.36
	0.7	18.97	93.36
	0.8	20.04	95.50
5	0.6	22.94	96.60
	0.7	23.56	95.77
	0.8	25.57	90.93

Tabela 5.25 – Porcentagem de melhoria na vazão e no atraso para cada E.T. em função do valor de H.

As setas vermelhas da Tabela 5.25 indicam o sentido de aumento da auto-similaridade para uma mesma E.T. As setas azuis indicam o sentido de aumento na porcentagem de crescimento da vazão da rede e as setas verdes indicam o sentido de aumento na porcentagem de decaimento no atraso de pacotes da rede. Assim, da interpretação dos resultados da Tabela 5.25 pode-se afirmar que:

- para um mesmo volume de tráfego (i.e. para uma mesma E.T.), as porcentagens de crescimento da vazão aumentaram com o aumento do grau de auto-similaridade para o caso das três especificações de tráfego (E.T. 3, 4 e 5);
- mas o mesmo não pode ser afirmado com relação a porcentagem de decaimento no atraso de pacotes da rede. Para a E.T 4, o aumento no grau de auto-similaridade foi acompanhado de um aumento na porcentagem de decaimento do atraso. Mas o mesmo não ocorreu para as E.T. 3 e 5.

Assim, quanto a auto-similaridade do tráfego tornará mais atrativa (ou não) a adoção da estratégia de roteamento adaptativa proposta é uma questão que merece ainda

melhores estudos; ficando a plataforma de simulação desenvolvida como uma ferramenta de prosseguimento desta investigação.

Seria interessante uma observação/conclusão de que, por exemplo, quanto mais auto-similar o tráfego passante na rede, melhores (ou piores) são os resultados de desempenho oferecidos pela adaptação. Entretanto, tal informação não pôde ser concluída até o ponto da investigação realizada.

CAPÍTULO 6

Conclusão e Trabalhos Futuros

O crescimento explosivo e a natureza heterogênea da Internet demandam cada vez mais estratégias de roteamento “inteligentes”, que permitam melhores distribuições do tráfego pela rede e melhores resultados de desempenho em vazão, atraso e perda de pacotes. Ao mesmo tempo, métodos de estimação da banda efetiva são capazes de explicitar resultados de largura de banda que possam garantir determinada qualidade a uma caracterização de tráfego.

Assim, o trabalho em questão investigou a utilização de um método de estimação de banda, como forma de visualização das condições de carga da rede e transposição destas condições nos custos atribuídos aos enlaces, proporcionando uma interessante estratégia de roteamento adaptativa.

Estratégias de roteamento adaptativas destacam-se principalmente por proporcionarem decisões de roteamento diretamente ligadas a resultados de desempenho de rede; diferentemente de estratégias comumente usadas de roteamento baseado no número de *hops* entre a origem e o destino ou de estratégias baseadas em custo dos enlaces inversamente proporcional à taxa dos enlaces, por exemplo. Porém, estratégias adaptativas são também conhecidas por adicionar grande quantidade de tráfego à rede com o envio de mensagens de atualização dos custos dos enlaces.

Assim, uma preocupação fundamental da estratégia de roteamento adaptativa apresentada foi a atenção para que mensagens de atualização do custo dos enlaces fossem propagadas apenas na ocorrência de mudanças significativas nas condições de carga da rede. Para isso, a fórmula de custo dos enlaces que inicialmente era uma função exponencial da banda estimada passou a ser uma função linear da banda estimada e também um conjunto de regras a que denominou-se “política de decisão de atualização dos novos custos” passou a ser seguido nas decisões por atualização ou não dos custos dos enlaces.

A primeira fase dos experimentos de simulação realizados utilizou a fórmula de custo dos enlaces com relação de dependência exponencial da banda estimada e nenhuma

“política de decisão de atualização dos novos custos”. Porém, mesmo sem a preocupação com o controle das mensagens de atualização de custo, nesta primeira fase já foi possível observar melhores resultados de vazão da rede para o roteamento OSPF adaptativo proposto do que para o roteamento OSPF convencional. Especialmente em cenários onde o tráfego da rede está espacialmente concentrado em determinados pontos da rede.

A segunda, terceira e quarta fase das simulações realizadas utilizaram a fórmula de custo dos enlaces com relação de dependência linear da banda estimada e adotaram a chamada “política de decisão dos novos custos”. Podemos afirmar dos resultados de desempenho de rede apresentados por estas três fases que, a despeito da sobrecarga de tráfego causada pelas mensagens de atualização do custo dos enlaces, a estratégia de roteamento adaptativa proposta é capaz de aumentar a vazão da rede, reduzir o atraso fim-a-fim de pacotes e diminuir a taxa de descarte dos pacotes. Especialmente no caso de cargas de tráfego mais intensas.

Assim, a carga de tráfego presente na rede é de fundamental importância para a decisão pela adoção (ou não) de uma estratégia de roteamento adaptativa. Também, parâmetros de vazão, atraso e descarte de pacotes devem ser analisados em conjunto na decisão pela adoção (ou não) de uma estratégia de roteamento adaptativa para que um resultado de aumento de vazão, por exemplo, signifique também menores atrasos e menores descartes.

A plataforma de simulação resultante deste estudo destaca-se também como uma importante ferramenta de decisão e/ou avaliação da viabilidade de implantação da estratégia de roteamento OSPF adaptativo proposta em uma rede em questão. Bem como, a plataforma cria melhores condições para o entendimento, facilitando o desenvolvimento de estudos futuro de alguma outra forma de evolução da estratégia adaptativa elaborada.

Enfim, o trabalho apresentado não só expõe importantes ganhos nos resultados de desempenho de rede, obtidos com a utilização da estratégia em questão, como também abre caminhos para diferentes pontos de extensão do mesmo. Alguns desses caminhos são para nós bastante oportunos, tais como:

- a análise de novas fórmulas de custo dos enlaces;
- o estudo de mecanismos de controle das atualizações; e

- o estudo das implicações da auto-similaridade do tráfego nos resultados de desempenho obtidos pelo roteamento adaptativo. Arquivos de tráfego sintéticos, gerados para diferentes valores de H em diferentes intensidades de tráfego, poderiam ser estudados com foco na porcentagem de melhoria dos parâmetros de desempenho das redes (vazão, atraso e taxa de perda de pacotes das redes) em função da auto-similaridade do tráfego.

Esperamos ter deixado uma contribuição que facilite e instigue novas investigações nesta área, a nosso ver bastante promissora.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- [ACE98] ACEVES, J. J. G. L., SPOHN, M. – “Scalable Link-State Internet Routing”, Proceedings Sixth International Conference on Network Protocols, pp. 52-61, 1998.
- [APO98] APOSTOLOPOULOS, G., GUERIN, R., KAMAT, S., TRIPATHI, S. – “Quality of service based routing: A performance perspective”, ACM SIGCOMM, September, 1998.
- [BEL] Bellman-Ford’s Algorithm
http://www.ece.northwestern.edu/~guanghui/Transportation/spt/section3_2.html
- [BER92] BERTSEKAS, D., GALLAGER, R. – “Data Networks”, Second Edition, Prentice-Hall International Editions, 1992.
- [BLA89] BLACK, U. – “Data Networks – Concepts, Theory, and Practice”, Prentice-Hall Inc., 1989.
- [BOU96] BOUDEC, J. Le, “Network Calculus Made Easy”, Technical Report EPFL-DI, December 1996.
- [CHI98] CHICH, T. - "An Adaptive Shortest-Path On-Line Routing Algorithm", GLOBECOM' 98, Vol. 3, pp. 1664-1669, 1998.
- [CIS02] CISCO Documentation – Interior Gateway Routing Protocol
http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/cisintwk/ito_doc/igrp.htm
http://www.cisco.com/univercd/cc/td/doc/cisintwk/ito_doc/igrp.pdf
- [FOR02a] FORTZ, B., REXFORD, J., THORUP, M. – “Traffic Engineering with Traditional IP Routing Protocols”, IEEE Communications Magazine, Vol. 40, p. 118-124, October 2002.
- [FOR02b] FORTZ, B., THORUP, M. – “Optimizing OSPF/IS-IS Weights in a Changing World”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 20, p. 756-767, May 2002.
- [FOR00] FORTZ, B., THORUP, M. – “Internet Traffic Engineering by Optimizing OSPF Weights”, Conference on Computer Communications (IEEE INFOCOM), Tel Aviv – Israel, March 2000.

- [GLA90] GLAZER, D. W., TROPPER, C. – “A New Metric for Dynamic Routing Algorithms”, IEEE Transactions on Communications, Vol. 38, No. 3, March 1990.
- [GOU04] GOUGH, C. – “CCNP BSCI Exam Certification Guide – CCNP Self Study”, Third Edition, Cisco Press, 2004.
- [HUN98] HUNT, C. – “TCP / IP Network Administration”, Second Edition, O’Reilly & Associates Inc., January 1998.
- [KAU00] KAUR, H. T., VASTOLA, K. S. – “The Tunability of Network Routing Using Online Simulation”, SCS Symposium on Performance Evaluation of Computer and Telecommunication Systems (SPECTS 2000), Vancouver, BC, July 2000.
- [KES93] KESIDIS, G., WALRAND, J., CHANG, C., “Effective Bandwidth for Multiclass Markov Fluids and Other ATM Sources”, IEEE Trans. Networking, Vol. 1, August 1993.
- [KES97] KESHAV, S. – “An Engineering Approach to Computer Networking: ATM Networks, the Internet, and the Telephone Network”, Addison-Wesley Publishing Company, 1997.
- [KHA89] KHANNA, A., ZINKY, J. – “The Revised ARPANET Routing Metric”, 1989 ACM SIGCOMM, p. 45-56, 1989.
- [MAL98] MALKIN, G. – “RIP Version 2”, RFC 2453, November 1998.
- [MOY98] MOY, J. – “OSPF Version 2”, RFC 2328, April 1998.
- [OLI98] OLIVEIRA, J. C. – “Dimensionamento de Enlaces em Redes de Telecomunicações”, Tese de Mestrado apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica (FEEC) da Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP), 1998.
- [ORA90] ORAN, D. – “OSI IS-IS Intra-domain Routing Protocol”, RFC 1142, February 1990.
- [PER99] PERLINGEIRO, F. R. – “Estudo de Caracterização de Tráfego e Alocação de Banda para Redes ATM”, Tese de Mestrado apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica (FEEC) da Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP), Julho 1999.

- [PER02a] PEREIRA, T. B., LING, L. L. – “Network Performance Analysis of an Adaptive OSPF Routing Strategy – Effective Bandwidth Estimation”, ITS 2002 (International Telecommunications Symposium 2002), Natal - RN - Brazil, September 2002.
- [PER02b] PEREIRA, T. B., LING, L. L. – “An OPNET Modeler Based Simulation Platform for Adaptive Routing Evaluation”, Proceedings of OPNETWORK 2002, Washington D. C. - EUA, August 2002.
- [PER03] PEREIRA, T. B., LING, L. L. – “An Adaptive OSPF Routing Strategy – Based on Bandwidth Estimation – and a Simulation Platform for Network Performance Analysis”, Revista da Sociedade Brasileira de Telecomunicações, Vol. 18, N. 1, Junho 2003.
- [QUI77] McQuillan, J. M., WALDEN, D. C. - "The ARPA Network Design Decision", Computer Networks, Vol. 1, p. 243-389, 1977.
- [QUI80] McQuillan, J. M., RICHER, I., ROSEN, E. C. – “The New Routing Algorithm for the ARPANET”, IEEE Transactions on Communications, Vol. 28, No. 5, May 1980.
- [REK95] REKHTER, Y., LI, T. – “A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4)”, RFC 1771, March 1995.
- [RES01] RESENDE, R. A., YAMAKAMI, A. – “Roteamento de Tráfego Adaptativo Baseado em Caminho Mínimo em Redes MPLS”, Tese de Mestrado, Faculdade de Engenharia e de Computação da Universidade Estadual de Campinas, Outubro de 2001.
- [SAV99] SAVAGE, S., COLLINS, A., HOFFMAN, E., SNELL, J., ANDERSON, T. – “The End-to-End Effects of Internet Path Selection”, 1999 ACM SIGCOMM Conference, p. 289-299, Cambridge, MA, September 1999.
- [SHA97] SHAIKH, A., REXFORD, J., SHIN, K. G. – “Dynamics of Quality-of-Service Routing with Inaccurate Link-State Information”, University of Michigan Technical Report, November, 1997.
- [SHA99] SHAIKH, A., REXFORD, J., SHIN, K. G. – “Load-Sensitive Routing of Long-Lived IP Flows”, Conference on Applications, Technologies,

- Architectures, and Protocols for Computer Communication, p. 215-266, 1999.
- [SHA01] SHAIKH, A., REXFORD, J., SHIN, K. G. – “Evaluating the Impact of Stale Link State on Quality-of-Service Routing”, IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 9, No. 2, April 2001.
- [VUT99] VUTUKURY, S., ACEVES, J. J. G. L., “A Simple Approximation to Minimum-Delay Routing”, Proceedings of the Conference on Applications, Technologies, Architectures and Protocols for Computer Communication, pp. 227-238, 1999.
- [WAN92] WANG, Z., CROWCROFT, J. – “Analysis of Shortest-Path Routing Algorithms in a Dynamic Network Environment”, ACM Computer Communication Review, Vol. 22, No. 2, p. 63-71, April 1992.
- [YE01] YE, T., HARRISON, D., MO, B., SIKDAR, B., KAUR, H. T., KALYANARAMAN, S., SZYMANSKI, B., VASTOLA, K. – “Traffic Management and Network Control Using Collaborative On-line Simulation”, IEEE International Conference on Communications (ICC 2001), Vol. 1, p. 204-209, 2001.
- [OPNET-WEB] Homepage do simulador de redes OPNET Modeler - www.opnet.com
- [OPNET-MC1] OPNET Modeler - Modeling Concepts Manual Vol. 1, OPNET Technologies, 2000.
- [OPNET-MC2] OPNET Modeler - Modeling Concepts Manual Vol. 2, OPNET Technologies, 2000.

APÊNDICE

Introdução à Plataforma de Simulação

1- Objetivo

O objetivo deste apêndice é mostrar os aspectos básicos da plataforma de simulação desenvolvida.

2- A quem se aplica

Este documento se aplica aos interessados em simulações de estratégias de roteamento em geral e da estratégia de roteamento OSPF adaptativa proposta.

3- Introdução à Plataforma

A plataforma de simulação desenvolvida facilita estudos envolvendo (ou não) estratégias de roteamento adaptativas na medida que coloca a disposição do usuário uma paleta com modelos de nós e *links* facilmente configuráveis. Além de oferecer um conjunto de estatísticas aptas a serem coletadas.

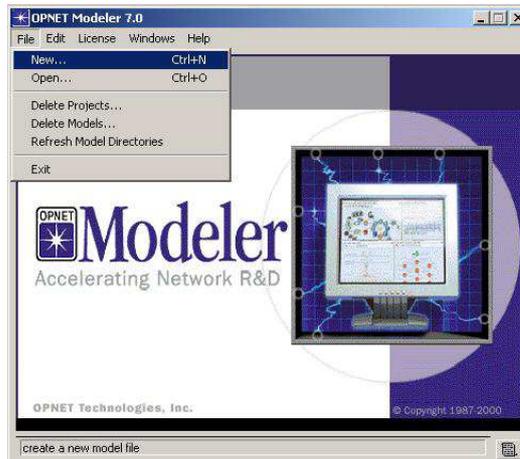
Ademais dos modelos de nós existentes no simulador OPNET o modelo de nó criado permite que, a partir de cada instância do modelo de nó, seja especificado um tráfego originário nesta instância com valores independentes de destino, tempo entre pacotes e tamanho dos pacotes (ambos especificados por meio de uma distribuição).

As subseções a seguir introduzem os passos básicos de utilização da plataforma.

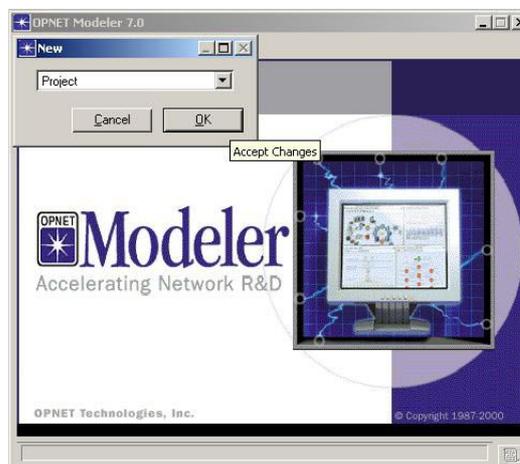
3.1- Criar Projeto

O primeiro passo para o trabalho de especificação e simulação de um cenário de rede submetido a um dado tráfego é a criação de um projeto:

1. Inicializar o OPNET Modeler executando o atalho criado pela instalação.
2. Dentro de *File*, clicar em *New*.

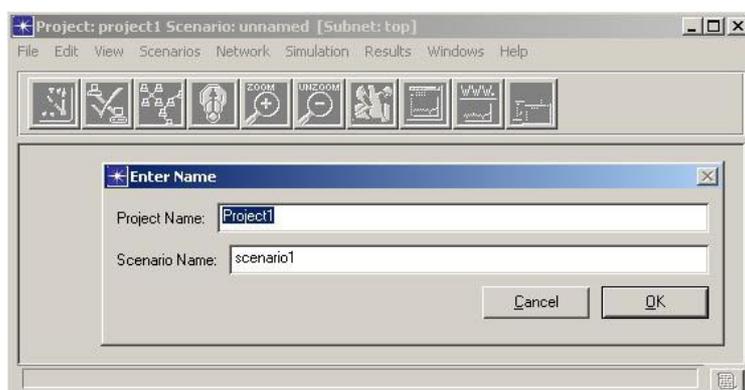


3. Selecionar *Project* e clicar no Botão OK.

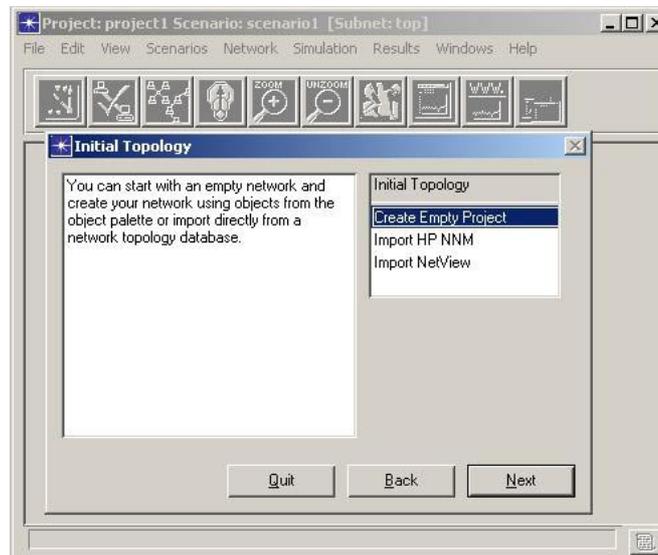


4. Dar nome ao projeto e ao primeiro cenário que será criado utilizando-se dos campos *Project Name* e *Scenario Name* respectivamente.

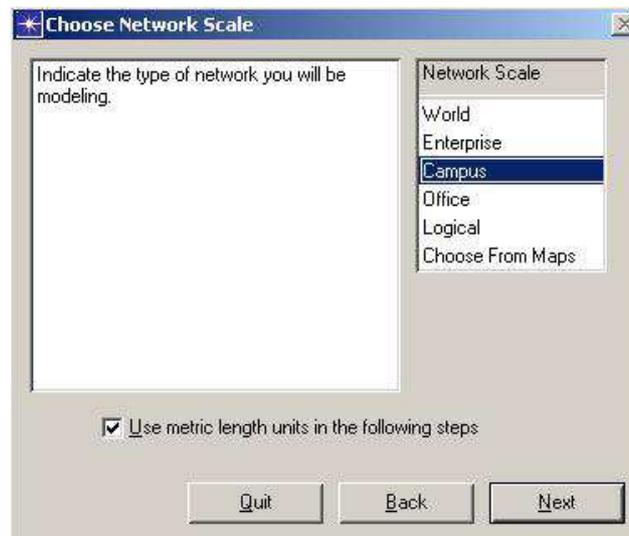
Como observação, evite colocar o caracter '-' (sinal de menos) em ambos os nomes, pois tal caracter é utilizado para separar o nome do projeto do nome do cenário na nomeação dos arquivos de resultado.



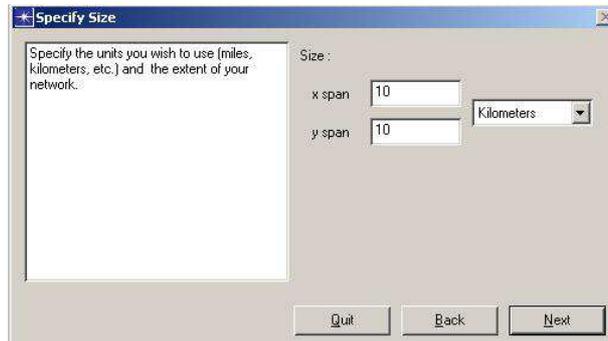
5. Selecionar *Create Empty Scenario* e clicar no Botão *Next*.



6. Selecionar *Campus* e clicar no Botão *Next*. Esta opção indica o tipo de rede que será modelada, é apenas um questão de escala de distância entre os nós.



7. A próxima tela apresenta a unidade e os valores de comprimento total da rede (ou comprimento X e altura Y, na unidade especificada, da área total para especificação dos elementos de rede). Selecionando *Campus* na tela anterior, por exemplo, estes valores seriam por *default*: $X = Y = 10$ km. Altere tais valores, se desejado, e clique no Botão *Next*.



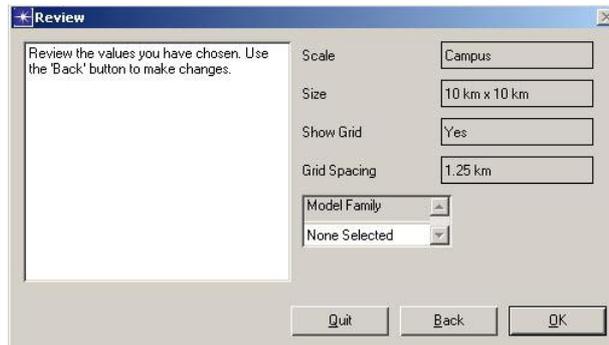
8. Ajustar, se desejado, o espaço entre as linhas verticais e horizontais que formam a grade de fundo do cenário. Tais linhas servem tão apenas para facilitar o posicionamento apropriado de elementos de rede (roteadores, *hubs*, *workstations*, etc) para o caso de consideração do comprimento dos *links* na determinação do atraso de propagação dos mesmos.



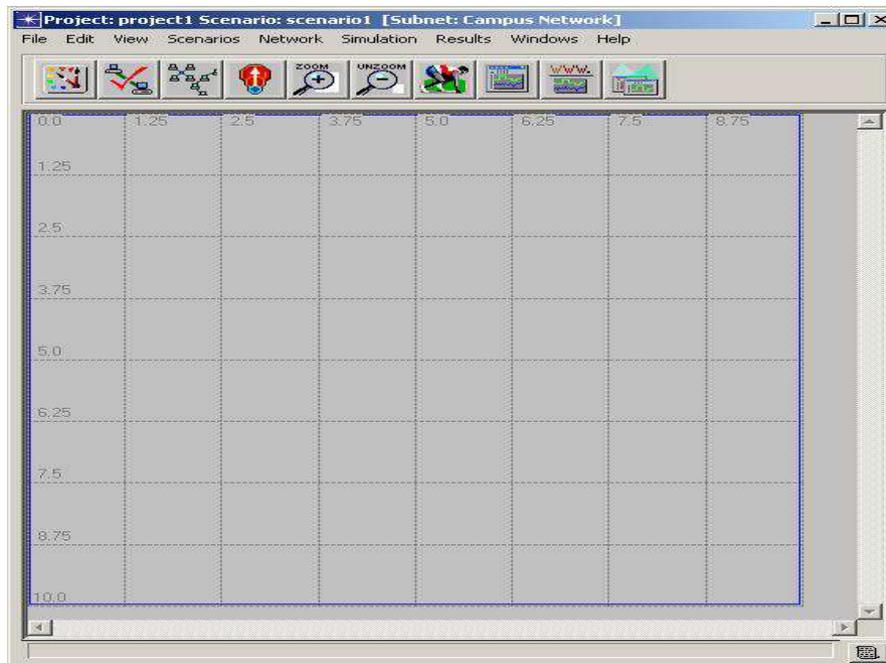
9. Clique em *Next* para a Janela *Select Technologies*. Esta janela seleciona os modelos que farão parte de nossa paleta de objetos. Como estamos trabalhando com modelos novos definiremos o conteúdo desta paleta mais tarde.



10. Clicar OK na tela seguinte.



11. Pronto! O projeto foi criado e com ele o primeiro cenário (ainda vazio). Note que as dimensões do cenário criado seguem as especificações realizadas no item 7.



3.2- Ajustar a Paleta de Objetos

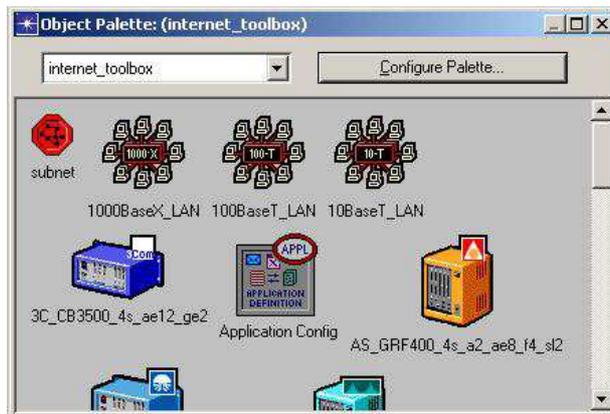
Antes de iniciar a especificação do cenário é interessante ajustarmos a paleta de objetos, facilitando assim a inserção dos elementos de rede.

Passos para ajuste da tabela de objetos do projeto criado:

- 1- Pressione o ícone de abertura da Paleta de Objetos.



- 2- Pressione o Botão *Configure Palette* na Paleta de Objetos.

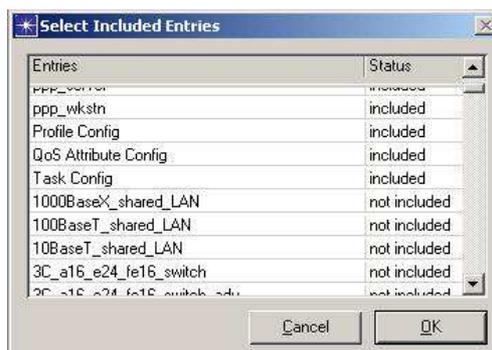


3- Pressione o Botão *Node Models* para definir os modelos de nós da paleta.



4- Percorra a lista de modelos de nós, primeiramente excluindo (marcar como *not included*) todos os modelos de nós inclusos e, a seguir, marcando como *included* os seguintes modelos de nós:

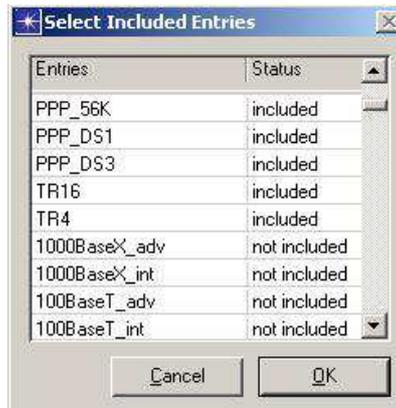
- tati_fr8_gtwy_int
- tati_fr8_font
- pvc_conf_base



5- Clique OK, voltando à janela *Configure Palette*.

6- Pressione o Botão *Link Models* para definir os modelos de enlaces da paleta.

7- Percorra a lista de modelos de enlaces, primeiramente excluindo (marcar como *not included*) todos os modelos de enlaces inclusos e, a seguir, marcando como *included* o modelo de enlace *tati_FR_link*.



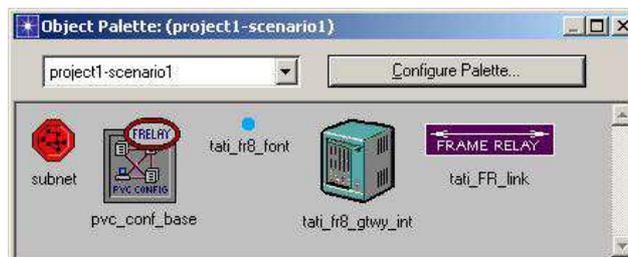
8- Clique OK, voltando à janela *Configure Palette*.

9- Clique OK na janela *Configure Palette*.

10- Uma nova janela surgirá para que seja especificado o nome de referência da paleta. Normalmente este nome especificado é especificado na forma <nome dado ao projeto>-<nome dado ao cenário>. Altere, se desejado, e clique OK para confirmar.



11- Pronto! Você finalizou a especificação da Paleta de Objetos.



3.3- Especificar Cenário

Seguindo a criação do Projeto e a definição dos elementos da Paleta de Objetos, resta especificar o cenário de simulação:

- adicionar elementos de rede (nós, *links* e objetos de configuração);
- configurar elementos de rede; e
- especificar parâmetros de geração de tráfego.

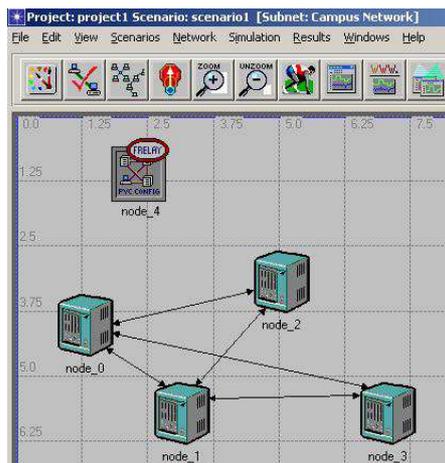
Adição dos Elementos de Rede:

- 1- Abrir a Paleta de Objetos , caso tenha sido fechada.

- 2- Clicar na figura do roteador , dentro da paleta de objetos, e clicar na área de trabalho do cenário tantas vezes quanto desejado, criando para cada clique uma instância do modelo de roteador no local do clique. Com o botão direito do mouse finalizamos a criação das instâncias.

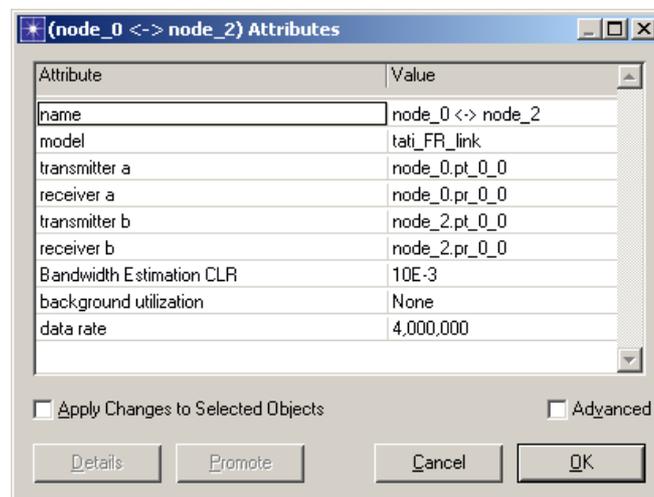
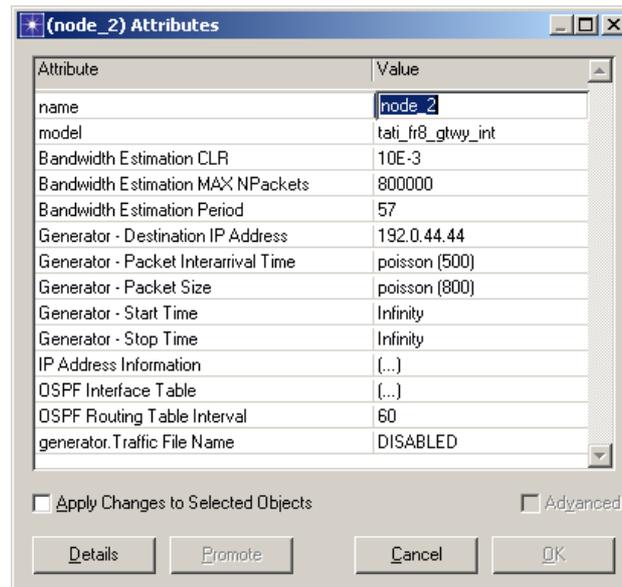
- 3- Clicar na figura do link  e clicar em um dos roteadores que será extremidade do link e a seguir no outro roteador extremidade do link. Seguir com este procedimento até que todos os enlaces desejados sejam adicionados. Da mesma forma que para os nós, com o botão direito do mouse finalizamos a criação das instâncias de enlace.

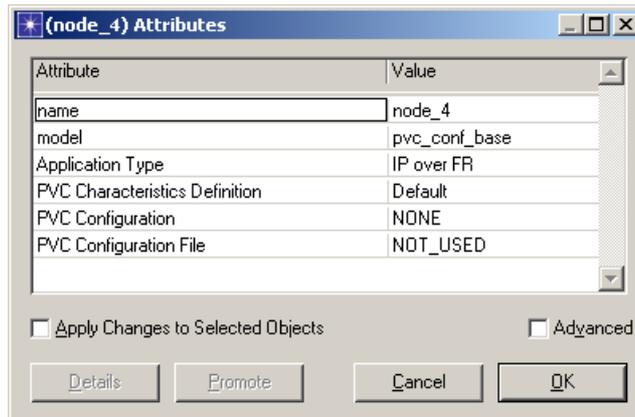
- 4- Clicar na figura do configurador de PVCs  e clicar em um espaço vazio qualquer da área de trabalho. Não importa o local.
- 5- Assim, ao fim da adição dos elementos de rede, poderíamos ter, por exemplo:



Configuração dos Elementos de Rede:

- 1- Clicando com o botão direito do mouse sobre qualquer uma das instâncias e selecionando *Edit Attributes* podemos ver a lista dos atributos configuráveis para o nó em questão. Abaixo temos, como exemplo, os atributos: do roteador *node_2*, do enlace *node_0<->node_2* e do elemento de configuração de PVCs *node_4*; respectivamente.





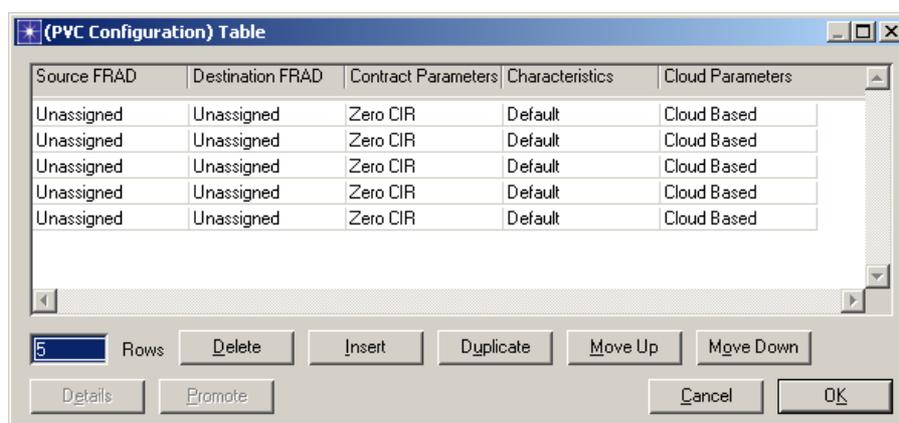
Os modelos de nós e *links* utilizados já foram salvos com valores de configuração dos nós e *links* conforme utilizados nas simulações, mas atributos de configuração estão disponíveis para a alteração do usuário conforme desejado. Apenas os PVCs necessários e o tráfego presente precisam ainda ser setados.

- 2- Clicando com o botão direito do mouse sobre o objeto de configuração de PVCs

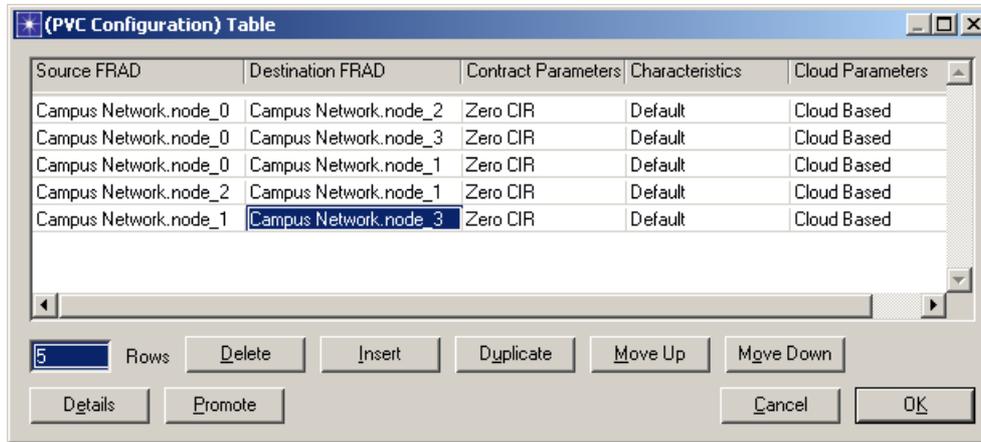


e selecionando *Edit Attributes* podemos ver o atributo *PVC Configuration* setado com o valor *NONE*.

- 3- Clicando duas vezes sobre este valor *NONE*, temos o surgimento uma nova janela denominada (*PVC Configuration*) *Table*. Ajustando o campo *Rows* para o número de PVCs que desejamos criar, tantas linhas quanto especificadas (no campo *Rows*) serão criadas nesta janela.



- 4- Resta agora especificarmos nestas linhas os campos *Source FRAD* e *Destination FRAD* com os nomes dos nós origem e destino dos PVCs. Assim, por exemplo poderíamos ter:



Source FRAD	Destination FRAD	Contract Parameters	Characteristics	Cloud Parameters
Campus Network.node_0	Campus Network.node_2	Zero CIR	Default	Cloud Based
Campus Network.node_0	Campus Network.node_3	Zero CIR	Default	Cloud Based
Campus Network.node_0	Campus Network.node_1	Zero CIR	Default	Cloud Based
Campus Network.node_2	Campus Network.node_1	Zero CIR	Default	Cloud Based
Campus Network.node_1	Campus Network.node_3	Zero CIR	Default	Cloud Based

5 Rows Delete Insert Duplicate Move Up Move Down Details Promote Cancel OK

- 5- Assim, terminamos a configuração dos elementos de rede. Faltando apenas a especificação do tráfego presente.

Especificação dos Parâmetros de Geração de Tráfego:

- 1- Clicando com o botão direito do mouse sobre o roteador a partir do qual se deseja especificar uma origem de tráfego selecione *Edit Attributes*.
- 2- Procure pelos atributos:
 - Generator – Start Time
 - Generator – Stop Time
 - Generator – Packet Interarrival Time
 - Generator – Packet Size
 - Generator – Destination IP Address
- 3- Ajuste todos estes parâmetros conforme a especificação desejada para o tráfego originário no nó em questão. Por exemplo, para que a partir do roteador *node_0* tenhamos especificado um tráfego:
 - destinado ao IP 192.0.44.44;
 - que se inicia no instante $t = 300$ segundos;
 - termina no instante $t = 2000$ segundos;

- com tempo entre pacotes seguindo a distribuição exponencial com média 9800 micro-segundos; e
- com tamanho dos pacotes seguindo a distribuição de poisson com média 4800 bits

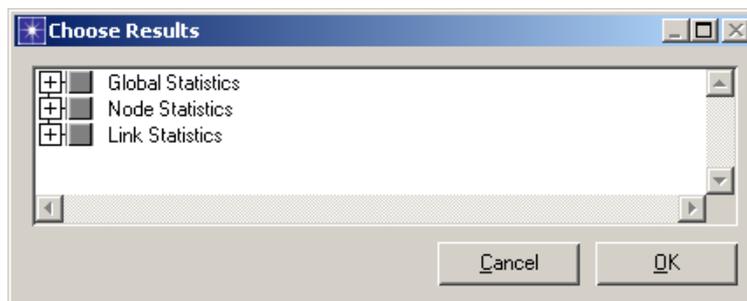
teríamos a seguinte configuração ajustada no nó *node_0*:

Generator - Destination IP Address	192.0.44.44
Generator - Packet Interarrival Time	exponential (9800)
Generator - Packet Size	poisson (4800)
Generator - Start Time	300
Generator - Stop Time	2,000

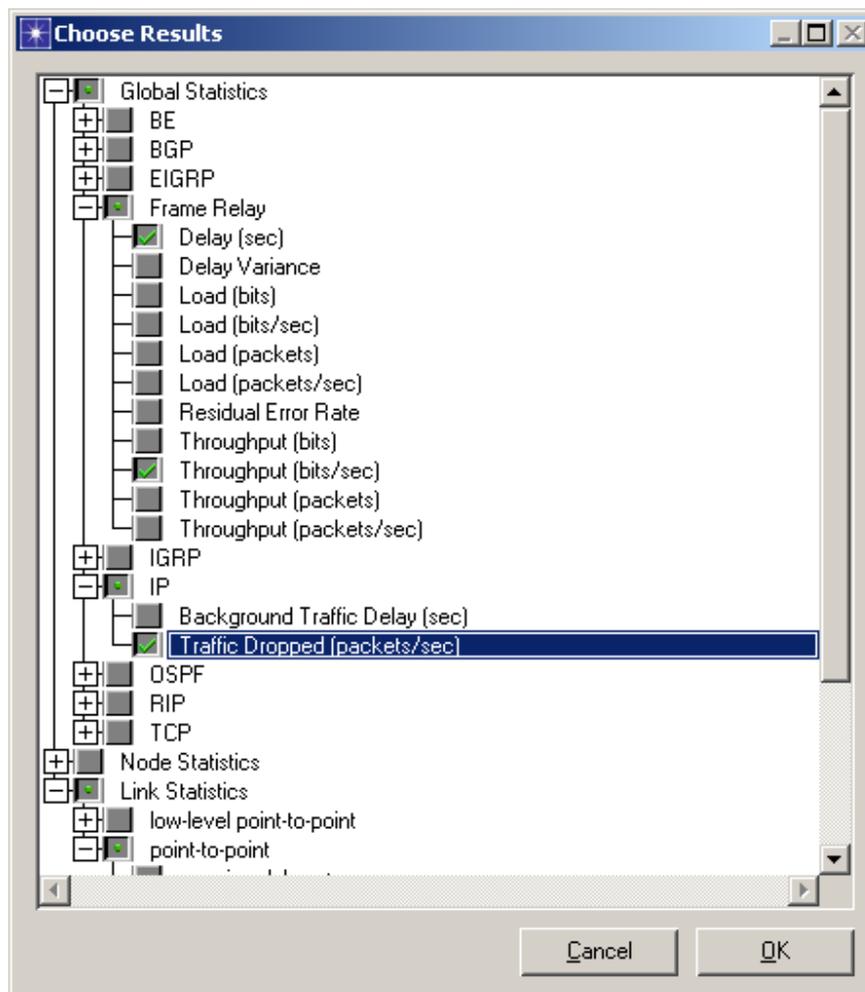
3.3- Marcar Estatísticas a serem Coletadas

Uma variedade de estatísticas encontra-se disponível, precisando apenas ser marcadas para a coleta. Para marcar as estatísticas a serem coletadas:

- 1- Clique com o botão direito do mouse sobre um pedaço vazio da área de trabalho do cenário e selecione a opção *Choose Individual Statistics*.



- 2- Expanda os itens *Global Statistics*, *Node Statistics* e *Links Statistics* e marque as estatísticas desejadas.



3- Clique OK para finalizar a marcação das estatísticas a serem coletadas.

3.4- Executar a Simulação

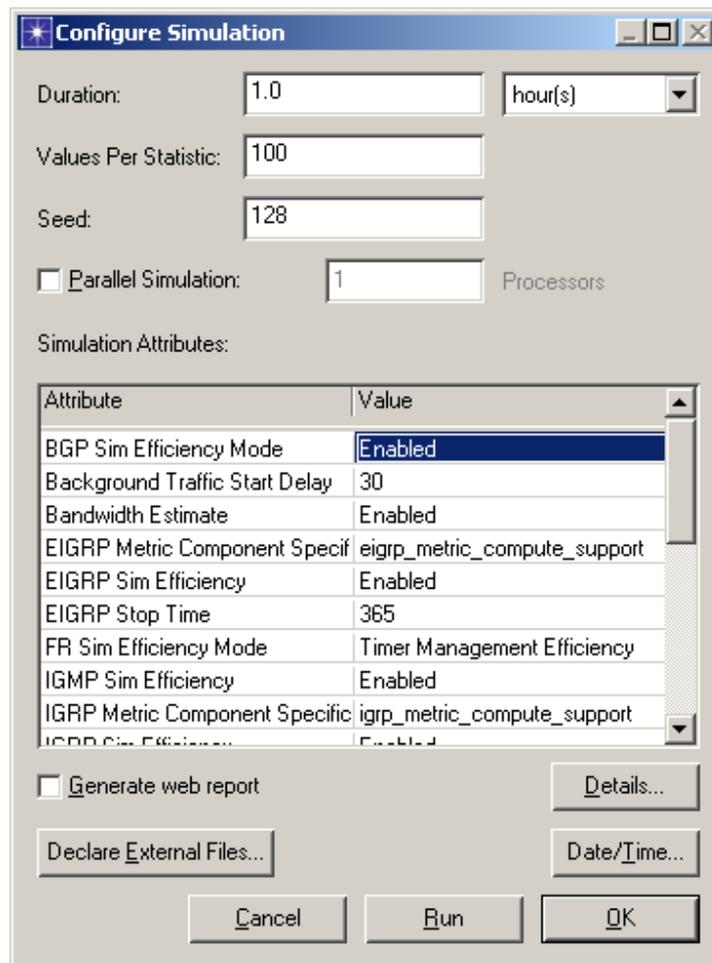
Finalmente podemos executar a simulação.



1- Clique no botão  para rodar a simulação.

2- A janela *Configure Simulation* surgirá. Ajuste:

- a duração da simulação (campo de dados mais acima); e
- selecione a opção pelo roteamento OSPF convencional ou OSPF adaptativo por meio do atributo *Bandwidth Estimate*. Para a execução do roteamento OSPF adaptativo proposto ajuste *Bandwidth Estimate = Enabled*. Para a execução do roteamento OSPF convencional ajuste *Bandwidth Estimate = Disabled*.

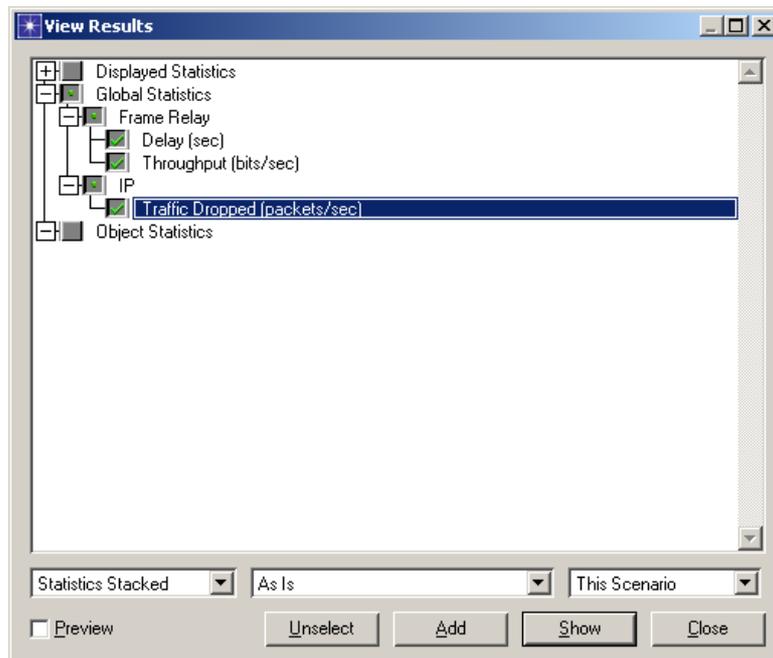


3- Clique *Run* para iniciar a simulação.

3.5- Analisar Resultados

Terminada a execução da simulação podemos visualizar os resultados coletados.

- 1- Clique com o botão direito do mouse sobre um pedaço vazio da área de trabalho do cenário e selecione a opção *View Results*.
- 2- Selecione cada estatística e clique em *Show* para visualizar os resultados.



3- Ademais cada um dos três campos localizados logo acima dos botões *Unselect*, *Add*, *Show* e *Close* podem ser expandidos nas seguintes opções:



