

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

PERICELES JOSÉ VIEIRA VIANNA

APLICAÇÃO DA TECNOLOGIA DE ROTEAMENTO DE ESTADO  
DE ENLACE EM PROJETOS DE SISTEMAS AUTÔNOMOS  
AUTO-BALANCEADOS PARA ENGENHARIA DE TRÁFEGO

Rio de Janeiro  
2008

# **Livros Grátis**

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

Milhares de livros grátis para download.

INSTITUTO MILITAR DE ENGENHARIA

PERICELES JOSÉ VIEIRA VIANNA

APLICAÇÃO DA TECNOLOGIA DE ROTEAMENTO DE ESTADO DE  
ENLACE EM PROJETOS DE SISTEMAS AUTÔNOMOS  
AUTO-BALANCEADOS PARA ENGENHARIA DE TRÁFEGO

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

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

Rio de Janeiro  
2008

c2008

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

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

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

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

388.41 Vianna, Periceles

V617      Aplicação da Tecnologia de Roteamento de Estado de Enlace em Projetos de Sistemas Autônomos Auto-Balancados para Engenharia de Tráfego, Periceles José Vieira Vianna. – Rio de Janeiro: Instituto Militar de Engenharia, 2008.

76 p.:il.

Dissertação: (mestrado) – Instituto Militar de Engenharia, Rio de Janeiro, 2008.

1. Engenharia de Tráfego. 2. Protocolos de Roteamento. I. Instituto Militar de Engenharia. II. Título.

CDD 388.41

INSTITUTO MILITAR DE ENGENHARIA

PERICELES JOSÉ VIEIRA VIANNA

**APLICAÇÃO DA TECNOLOGIA DE ROTEAMENTO DE ESTADO DE  
ENLACE EM PROJETOS DE SISTEMAS AUTÔNOMOS  
AUTO-BALANCEADOS PARA ENGENHARIA DE TRÁFEGO**

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

Orientador: Prof. Ronaldo Moreira Salles. - Ph. D. Aprovada em 31/01/2008 pela seguinte Banca Examinadora:

---

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

---

Prof. Raquel Coelho Gomes Pinto - D. Sc. do IME

---

Prof. Artur Ziviani - D. Sc. do LNCC

Rio de Janeiro  
2008

Para meus queridos pais, esposa e filho, fontes eternas  
de amor e de inspiração.

## AGRADECIMENTOS

Ao professor Ronaldo Moreira Salles, pela atenção, paciência e trabalho que foram muito além das obrigações de um orientador de mestrado.

Aos meus professores do curso de mestrado, pela generosidade em compartilhar sabedoria e conhecimento.

Ao Instituto Militar de Engenharia e seus integrantes, por ter ao longo de sete enriquecedores anos contribuído para me tornar um ser humano melhor.

Aos meus dois queridos irmãos, Fidel e Roberto, companheiros insubstituíveis nas estradas da vida.

A Deus, por ter me privilegiado com uma maravilhosa família.

## SUMÁRIO

LISTA DE ILUSTRAÇÕES .....	8
LISTA DE TABELAS .....	10
LISTA DE ABREVIATURAS E SÍMBOLOS .....	11
<b>1 INTRODUÇÃO .....</b>	<b>14</b>
1.1 Contexto e Motivação.....	14
1.2 Objetivo da Dissertação.....	14
1.3 Organização da Dissertação.....	16
<b>2 CONCEITOS BÁSICOS .....</b>	<b>18</b>
2.1 Protocolos de Roteamento em Engenharia de Tráfego .....	18
2.2 Taxonomia dos Protocolos de Roteamento .....	18
2.3 Tecnologias de Protocolos de Roteamento .....	19
<b>3 TRABALHOS RELACIONADOS .....</b>	<b>21</b>
3.1 Utilização de Protocolos de Roteamento em Engenharia de Tráfego .....	21
3.2 Análise dos Trabalhos Realizados sobre Utilização de Protocolos de Roteamento de Estado de Enlace em Engenharia de Tráfego .....	22
3.2.1 Redução do Espaço de Busca das Heurísticas .....	22
3.2.2 Relevância dos Custos dos Enlaces .....	24
<b>4 SISTEMAS AUTÔNOMOS AUTO-BALANCEADOS .....</b>	<b>30</b>
4.1 Projeto de Sistemas Autônomos Auto-Balanceados .....	30
4.2 Verificação do Nível de Ocupação dos Enlaces .....	34
4.3 Divulgação do Nível de Ocupação dos Enlaces.....	35
4.3.1 Método para Tráfego de Informações Embutidas nos Custos dos Enlaces ....	35
4.3.2 Formatação dos Custos dos Enlaces.....	48
4.4 Alteração no Peso do Enlace .....	50
4.5 Escolha do Roteador Encarregado de Redistribuir a Carga .....	53
<b>5 ANÁLISE DE DESEMPENHO .....</b>	<b>55</b>
5.1 Ambiente de Simulação .....	55



5.2	Avaliação do Cenário 1 .....	60
5.3	Avaliação do Cenário 2 .....	62
5.4	Avaliação do Cenário 3 .....	65
5.5	Avaliação do Cenário 4 .....	68
<b>6</b>	<b>CONCLUSÃO</b> .....	<b>72</b>
6.1	Considerações Finais .....	72
6.2	Trabalhos Futuros .....	73
<b>7</b>	<b>REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS</b> .....	<b>74</b>

## LISTA DE ILUSTRAÇÕES

FIG.3.1	Rede OSPF com Custos dos Enlaces Irrelevantes	24
FIG.3.2	Rede OSPF com Vários Custos de Enlaces Irrelevantes	25
FIG.3.3	Relevância dos Custos dos Enlaces	26
FIG.4.1	Ciclo de Trabalho do SAAB	31
FIG.4.2	Protocolo de Roteamento de Estado de Enlace	32
FIG.4.3	Funcionamento do SAAB	33
FIG.4.4	Diagrama de Estados do SAAB	34
FIG.4.5	Topologia de Rede do Exemplo 1	39
FIG.4.6	Formatação dos Custos dos Enlaces do Exemplo 1	40
FIG.4.7	Acoplamento de Caminhos	43
FIG.4.8	Topologia de Rede do Exemplo 3	44
FIG.4.9	Formatação dos Custos dos Enlaces do Exemplo 3	45
FIG.4.10	Topologia de Rede do Exemplo 4	47
FIG.4.11	Formatação dos Custos dos Enlaces do Exemplo 4	48
FIG.4.12	Formatação do Custo no SAAB	48
FIG.4.13	Topologia de Rede em Anel	51
FIG.4.14	Modelagem do Peso do Enlace $E$ como uma Barreira	52
FIG.5.1	Ambiente de Simulação da Arquitetura SAAB	56
FIG.5.2	Desvio Padrão como Função do Tempo	56
FIG.5.3	Métrica do Menor Desvio Padrão Máximo	57
FIG.5.4	Métrica do Menor Desvio Padrão Médio	58
FIG.5.5	Menu Arquivo - Salvar	59
FIG.5.6	Arquivo Relatório.txt Gerado ao Término da Simulação	60
FIG.5.7	Topologia da Rede do Cenário 1	61
FIG.5.8	Gráfico da Evolução Temporal do Desvio Padrão no Cenário 1	62
FIG.5.9	Perda de Dados no Cenário 1	62
FIG.5.10	Topologia da Rede do Cenário 2	63
FIG.5.11	Gráfico da Evolução Temporal do Desvio Padrão no Cenário 2	64
FIG.5.12	Perda de Dados no Cenário 2	64
FIG.5.13	Topologia da Rede do Cenário 3	65

FIG.5.14	Perda de Dados no Cenário 3 .....	67
FIG.5.15	Gráfico da Evolução Temporal do Desvio Padrão no Cenário 3 .....	67
FIG.5.16	Topologia da Rede do Cenário 4 .....	68
FIG.5.17	Perda de Dados no Cenário 4 .....	69
FIG.5.18	Gráfico da Evolução Temporal do Desvio Padrão no Cenário 4 .....	69

## LISTA DE TABELAS

TAB.3.1	Matriz de Roteamento de Rede com Custos Irrelevantes .....	25
TAB.3.2	Matriz de Roteamento de Rede OSPF com Vários Custos de Enlaces Irrelevantes .....	26
TAB.4.1	Diferença dos Pesos entre os Caminhos $\Gamma_{not\ E}$ e $\Gamma_E$ .....	51
TAB.5.1	Lista de Eventos Futuros do Cenário 1 .....	61
TAB.5.2	Lista de Eventos Futuros do Cenário 2 .....	63
TAB.5.3	Lista de Eventos Futuros do Cenário 3 .....	66
TAB.5.4	Lista de Eventos Futuros do Cenário 4 .....	71

## LISTA DE ABREVIATURAS E SÍMBOLOS

### ABREVIATURAS

CBR	-	Continuous Bit Rate
EGP	-	Exterior Gateway Protocol
IGP	-	Interior Gateway Protocol
IP	-	Internet Protocol
ISPs	-	Internet Service Providers
LEF	-	Lista de Eventos Futuros
LSA	-	Link State Advertisement
NS-2	-	Network Simulator 2
OSPF	-	Open Shortest Path First
QoS	-	Quality of Service
SAAB	-	Sistema Autônomo Auto-Balanceado

## RESUMO

Este trabalho propõe uma metodologia para projetos de Sistemas Autônomos Auto-Balanceados utilizando protocolos de roteamento de estado de enlace. Sistemas Autônomos Auto-Balanceados são aqueles que buscam de forma contínua melhorar o balanceamento da carga na rede. O adequado balanceamento da carga evita que enlaces fiquem pouco utilizados em detrimento de outros, super utilizados ou mesmo congestionados.

Atualmente, a monitoração do nível de carga nos enlaces e otimização da distribuição da carga é uma das tarefas de um administrador de rede. A metodologia ora proposta torna o sistema autônomo capaz de operar esta tarefa sem interferência do administrador da rede, automatizando o processo. Para atingir este objetivo, esta arquitetura que funciona sobre protocolos de roteamento de estado de enlace, captura a topologia da rede através da base de dados do protocolo, verifica as condições de ocupação dos enlaces e, finalmente, configura os pesos dos enlaces de forma a melhor distribuir a carga na rede.

## ABSTRACT

This work presents a methodology for Self-Balanced Autonomous Systems using link state routing protocols. Self-Balanced Autonomous Systems are those which search for continuously improving load distribution over the network. The adequate load distribution avoids that some links become weakly used while others become overloaded or even congested.

Nowadays, network managers are in charge of load distribution control. The methodology here presented brings autonomous systems the ability to, without actions of the network manager, control and act to achieve an adequate load distribution over the network, increasing network performance. To achieve its purpose, the architecture runs over link-state routing protocols, get the network topology through the link state database, sense the updated traffic conditions and, finally, set the network link weights in order to rearrange the traffic load over the network.

# 1 INTRODUÇÃO

## 1.1 CONTEXTO E MOTIVAÇÃO

A Internet é a rede global de computadores interconectados que trocam informações entre si. Essa rede global é organizada em regiões denominadas sistemas autônomos (MOY, 1998a). Cada sistema autônomo consiste de uma rede, ou de um conjunto de redes, gerenciada por uma mesma entidade administrativa. Sistemas autônomos que têm a função de prover conectividade à Internet denominam-se *Internet Service Providers* (ISPs).

O considerável aumento de demandas de tráfego na Internet gerado por tecnologias de acesso de alta velocidade, por arquiteturas e protocolos de QoS e, ainda, pela necessidade de aumento na confiabilidade da rede, faz com que os provedores de serviço de Internet tenham especial cuidado no gerenciamento e controle do tráfego na rede (ROLLA, 2006). As atividades de gerenciamento e controle do tráfego na rede estão inseridas no escopo da engenharia de tráfego.

A engenharia de tráfego em redes é o conjunto de técnicas e mecanismos empregados na avaliação e otimização do desempenho de redes (AWDUCHE, 2002). A engenharia de tráfego utiliza protocolos de roteamento como ferramentas para prover uma adequada distribuição da carga na rede, acarretando em otimização dos recursos dessa rede.

A utilização de protocolos de roteamento de estado de enlace, particularmente o OSPF, no balanceamento da carga em um sistema autônomo é um tema atual e bastante pesquisado na comunidade científico-acadêmica. O presente trabalho segue na pesquisa desse tema, propondo novas contribuições para engenharia de tráfego utilizando protocolos de roteamento de estado de enlace.

## 1.2 OBJETIVO DA DISSERTAÇÃO

Durante a operação de uma rede, é possível calcular a média  $M$  da taxa de ocupação dos enlaces em um determinado intervalo de tempo. É possível também calcular o grau de dispersão da taxa de ocupação dos enlaces em torno da média, ou seja, o desvio padrão. Quanto menor o desvio padrão da taxa de ocupação dos enlaces, tanto mais



próximos estarão os valores da taxa de ocupação dos enlaces em relação à média  $M$  e, por conseguinte, mais balanceada estará a carga na rede. O objetivo principal desta dissertação é conceber uma arquitetura capaz de monitorar as condições de tráfego e continuamente buscar o balanceamento da carga na rede, sem intervenção humana. Esta arquitetura denomina-se SAAB, ou Sistema Autônomo Auto-Balanceado.

As contribuições do trabalho em tela podem ser resumidos nos seguintes itens:

- Apresentação de conceitos que otimizam o desempenho de heurísticas para solução do problema da adequada configuração dos pesos dos enlaces em uma rede OSPF, considerando a matriz de tráfego estática ou quase-estática. O uso do OSPF em engenharia de tráfego requer a solução do problema da configuração dos pesos dos enlaces, que é um problema de otimização combinatória NP-completo (FORTZ, 2000). Observa-se na comunidade científico-acadêmica uma considerável demanda por pesquisas sobre heurísticas que produzam bons resultados na solução do problema da configuração dos pesos dos enlaces OSPF. O Capítulo 3 descreve vários trabalhos, publicados em importantes fóruns mundiais de pesquisas relacionadas com computação, que têm como objetivos propor e avaliar diferentes heurísticas para solução do problema em questão. Este autor apresenta no Capítulo 3 relevantes conceitos, até então desconsiderados nos trabalhos acadêmico-científicos que serviram de base para esta dissertação, que melhoram o desempenho das heurísticas para solução do problema de configuração dos pesos dos enlaces. A melhoria do desempenho das heurísticas deve-se à redução do espaço de busca dessas heurísticas, conforme demonstrado no Capítulo 3.
- Concepção de um mecanismo de comunicação entre processos que estejam instanciados em diferentes roteadores de um domínio de roteamento de estado de enlace, sem acréscimo no consumo de banda dos enlaces. O Capítulo 4 apresenta um mecanismo que, mediante conveniente formatação dos custos dos enlaces, possibilita o tráfego de informações embutidas nos custos dos enlaces sem interferir na matriz de roteamento da rede. Determinados bits dos custos dos enlaces podem alterar livremente sem provocar mudança na matriz de roteamento. Isto é possível devido à técnica desenvolvida e apresentada no Capítulo 4. Dado que a tecnologia de roteamento de estado de enlace garante que todos os roteadores do domínio de roteamento conheçam os custos de todos os enlaces, então os bits dos custos dos enlaces que são

capazes de variar livremente sem alterar a matriz de roteamento podem ser usados para tráfego de informações entre diferentes roteadores.

- Proposta de modelagem dos enlaces pertencentes a um domínio de roteamento de estado de enlace. O Capítulo 4 apresenta uma modelagem, adequadamente fundamentada através de formulações matemáticas, que concebe aos fluxos e enlaces a propriedade de altura. Na modelagem apresentada, o enlace é uma barreira cuja altura é igual ao custo desse enlace. A modelagem proposta é adequada para viabilizar o processo de reconfiguração dos pesos dos enlaces.
- Apresentação de arquitetura para projetos de Sistemas Autônomos Auto-Balanceados, mediante o uso de protocolos de roteamento de estado de enlace. Atualmente, a monitoração do nível de carga nos enlaces e otimização da distribuição da carga é uma das tarefas de um administrador de rede. O presente trabalho propõe uma arquitetura dinâmica, automática e distribuída, capaz de continuamente monitorar e otimizar a distribuição da carga na rede. A otimização da distribuição da carga na rede ocorre com a adequação da matriz de roteamento para uma dada topologia de rede e matriz de tráfego, conforme demonstram os trabalhos correlatos apresentados no Capítulo 3. A adequação da matriz de roteamento é alcançada através de uma conveniente reconfiguração dos pesos dos enlaces. A correção automática da matriz de roteamento, via conveniente reconfiguração dos pesos, gera a capacidade de auto-balanceamento da rede, ou seja, dispensa a atuação do gerente da rede para reconfiguração da matriz de roteamento em situações de falha nos roteadores, falha nos enlaces ou em situações de modificação da matriz de tráfego.

### 1.3 ORGANIZAÇÃO DA DISSERTAÇÃO

O Capítulo 2 inicia com uma abordagem sobre os objetivos dos protocolos de roteamento e como esses protocolos são utilizados no âmbito da engenharia de tráfego. Em seguida, é feita uma retrospectiva histórica dos protocolos de roteamento e suas evoluções com o passar do tempo. O capítulo continua com uma descrição a respeito da taxonomia dos protocolos de roteamento e apresentação das clássicas tecnologias de projeto desses protocolos. Finalmente, defini-se a tecnologia de roteamento a ser utilizada como suporte para o sistema autônomo auto-balanceado que trata o presente trabalho.

O Capítulo 3 apresenta importantes trabalhos relacionados com aplicação de protocolos de roteamento em engenharia de tráfego. Verifica-se que atualmente existe uma considerável demanda por pesquisas relacionadas com este tema na comunidade científico-acadêmica. O capítulo prossegue citando algumas ponderações a respeito dos trabalhos divulgados até a presente data, e que servem de revisão bibliográfica para esta dissertação.

O Capítulo 4 inicia com a apresentação de várias arquiteturas possíveis para a solução do problema de construção de sistemas autônomos auto-balanceados. Essas arquiteturas foram exaustivamente estudadas durante a fase de pesquisa do trabalho em tela. São listadas suas qualidades e deficiências. Finalmente, é apresentada a arquitetura escolhida bem como os processos que compõem esta arquitetura.

O Capítulo 5 tem como objetivo avaliar a arquitetura proposta para projetos de sistemas autônomos auto-balanceados. Um ambiente de simulação foi desenvolvido a fim de auxiliar no desenvolvimento da arquitetura assim como para avaliar esta arquitetura.

O último capítulo fecha o presente trabalho apresentando as considerações finais e propostas para futuros trabalhos sobre o tema abordado nesta dissertação.

## 2 CONCEITOS BÁSICOS

### 2.1 PROTOCOLOS DE ROTEAMENTO EM ENGENHARIA DE TRÁFEGO

Protocolos de roteamento são mecanismos na rede responsáveis pela decisão sobre a linha de saída a ser usada na transmissão do pacote de entrada (TANENBAUM, 2003). Tabelas de roteamento são construídas a fim de viabilizar o roteamento dos pacotes. Os protocolos de roteamento, ao construírem as tabelas de roteamento, definem os caminhos dos fluxos na rede. Conforme trabalhos apresentados no Capítulo 3, a engenharia de tráfego utiliza protocolos de roteamento como ferramenta para o balanceamento da carga, configurando os melhores caminhos a serem seguidos pelos pacotes a fim de bem distribuir a carga na rede.

### 2.2 TAXONOMIA DOS PROTOCOLOS DE ROTEAMENTO

Sistema autônomo é uma rede, ou grupo de redes, gerenciada por uma mesma entidade administrativa. A Internet é um conjunto de sistemas autônomos interligados. Os protocolos de roteamento são classificados em IGP e EGP (MOY, 1998a), conforme a relação destes com os sistemas autônomos.

IGP é a sigla em inglês para *interior gateway protocol*. Os protocolos IGP são utilizados para o estabelecimento de rotas no interior de um sistema autônomo. Por sua vez, os protocolos EGP são utilizados para o estabelecimento de rotas entre os sistemas autônomos. EGP é a sigla em inglês para *exterior gateway protocol*. BGP, *border gateway protocol*, é um exemplo de um protocolo EGP. Exemplos de IGP são OSPF, RIP e IS-IS (BERTSEKAS, 1992).

A classificação acima deve-se às diferenças de requisitos existentes entre protocolos de roteamento que operam nos roteadores pertencentes a um mesmo sistema autônomo e os que operam em roteadores pertencentes a sistemas autônomos diferentes (MOY, 1998a). Nos protocolos IGP procura-se minimizar o tempo de convergência da rede bem como minimizar o *overhead* gerado pelo protocolo de roteamento. Nos protocolos EGP, agrega-se também informações e mecanismos que traduzam a política de roteamento como, por exemplo, quais sistemas autônomos devem ser autorizados a encaminharem e receberem

pacotes do sistema autônomo em questão.

O escopo do presente trabalho engloba o roteamento no interior do sistema autônomo. Serão apresentadas na próxima seção as principais tecnologias utilizadas nas especificações dos protocolos IGP.

## 2.3 TECNOLOGIAS DE PROTOCOLOS DE ROTEAMENTO

Há duas principais tecnologias de protocolos de roteamento por pacotes que são vetor distância e estado de enlace (TANENBAUM, 2003). A Internet originou-se da ARPANET, que se tratava de uma rede de comutação por pacotes que conectava algumas universidades americanas no final da década de 60. Naquela oportunidade, vetor distância foi a primeira tecnologia de roteamento desenvolvida e aplicada em rede computacional.

No vetor distância, cada roteador armazena uma tabela, ou vetor, que informa a distância até o destino e o próximo passo do pacote. Esta tabela é enviada para os vizinhos que, com ela, atualizam suas próprias tabelas e redistribuem as tabelas já atualizadas. O ciclo prossegue até a convergência do protocolo, isto é, até não haver mais atualizações a serem feitas. A principal vantagem desta tecnologia é a simplicidade. Exemplo de protocolo que utiliza vetor distância é o RIP, Routing Information Protocol. A métrica usada nesse protocolo é o número de saltos.

O vetor distância funcionava de forma adequada na ARPANET. Atualmente, todavia, a tecnologia de estado de enlace é mais utilizada do que a tecnologia vetor distância nas redes computacionais (MOY, 1998a). Tal fato se deve principalmente ao menor tempo de convergência da tecnologia de estado de enlace. Isto significa que uma mudança na topologia de uma rede vetor distância, como a falha em um enlace ou em um roteador, demora mais tempo para ser conhecida e refletir nas tabelas de roteamento do que em uma rede de estado de enlace.

A tecnologia de estado de enlace baseia-se na replicação da base de dados que descreve a topologia da rede local para todos os nós, ou roteadores. Assim sendo, cada roteador conhece a forma como os demais roteadores da rede estão interligados e os custos dos enlaces entre esses roteadores.

Para fins de simplificação e sem perda de generalidade, nesta dissertação serão utilizados termos próprios do OSPF para se referir a processos e estruturas da tecnologia de roteamento de estado de enlace. Esses termos do OSPF possuem seus correspondentes em outros protocolos de roteamento de estado de enlace. A base de dados que retrata

a topologia da rede chama-se *link-state database* no OSPF. O *link-state database* é um conjunto de *link-state advertisements*, ou LSAs.

Logo que um roteador torna-se ativo na rede, ele gera uma LSA em *broadcast* para todos os demais roteadores. Uma LSA informa basicamente com quem este roteador se conecta diretamente e os custos dessas conexões. Cada roteador gera uma LSA para todos os roteadores e também recebe LSAs de todos os roteadores. Os roteadores recebem as LSAs e formam o *link-state database*. A série de LSAs que um roteador recebe permite que ele tenha uma visão da topologia de rede, ou seja, a forma pela qual os roteadores estão dispostos na rede e os custos de todos os enlaces da rede. Com esta base de dados, o roteador tem como calcular os caminhos mais curtos para os outros roteadores da rede e, com isso, construir a tabela de roteamento.

As LSAs no *link-state database* podem ser apagadas ou corrompidas. Por esta razão, os protocolos de roteamento de estado de enlace têm um parâmetro de configuração que é o tempo de *refresh*, ou tempo de atualização, das LSAs.

O OSPF possui os seguintes processos principais (MOY, 1998a):

- Descoberta e manutenção dos vizinhos. Os roteadores transmitem pacotes *Hello* por todas as suas interfaces de rede. Ao receberem pacotes *Hello*, os roteadores identificam a existência de seus vizinhos e respondem com outros pacotes *Hello* usando a mesma interface de rede dos pacotes recebidos. Este mecanismo, portanto, exige que os enlaces sejam bidirecionais. A manutenção da informação sobre os vizinhos também ocorre através do protocolo *Hello*, cujos pacotes são reenviados a cada intervalo de tempo.
- Sincronismo da base de dados. Os vizinhos, bem como o custo dos enlaces, são informados através de LSAs para os demais roteadores. Caso um roteador vizinho saia da rede, esta informação é transmitida para os demais roteadores com o propósito de sincronismo da base de dados. Este sincronismo garante que todos os roteadores tenham a mesma percepção da topologia da rede e, com isto, não ocorram caminhos com *loop*. A correta transmissão e recepção das informações de roteamento é garantida através de um mecanismo denominado inundação confiável.
- Cálculo dos caminhos mais curtos. Os roteadores calculam os caminhos mais curtos utilizando, de forma geral, o algoritmo de Dijkstra sobre um grafo que é a representação do *link-state database*.

### 3 TRABALHOS RELACIONADOS

#### 3.1 UTILIZAÇÃO DE PROTOCOLOS DE ROTEAMENTO EM ENGENHARIA DE TRÁFEGO

Na comunidade científica mundial, verifica-se a publicação de vários trabalhos de pesquisa referentes a aplicação do protocolo de roteamento de estado de enlace OSPF em engenharia de tráfego. O OSPF é o protocolo de roteamento intra-domínio mais utilizado na Internet (FORTZ, 2000). Tal fato contribui para gerar uma demanda por este tema de pesquisa. A aplicação do OSPF em engenharia de tráfego conduz ao problema da adequada configuração dos custos dos enlaces, que é um problema de otimização combinatória NP-completo (FORTZ, 2000).

A Cisco, empresa fabricante de roteadores, recomenda que os custos dos enlaces em uma rede OSPF sejam inversamente proporcionais às suas capacidades (THOMAS, 1998). Assim sendo, um enlace com alta capacidade é configurado com baixo custo, o que aumenta a probabilidade de passagem dos fluxos por este enlace. De forma análoga, quanto menor a capacidade do enlace tanto maior será seu custo, o que diminui a probabilidade de passagem de fluxos por esse enlace.

Em (FORTZ, 2000) é utilizada a heurística de busca local para solução do problema de configuração dos custos dos enlaces. O desempenho da heurística de busca local é mostrado como superior ao desempenho da recomendação da Cisco. Em (ERICSSON, 2001) é apresentado um algoritmo genético para a solução do mesmo problema com melhor desempenho que (FORTZ, 2000). Em (SCHROEDER, 2005) os autores apresentam uma metodologia baseada em caminhos robustos, escolhidos utilizando critérios de conectividade, que valorizam a redundância de caminhos, diminuindo a perda de pacotes nos intervalos de convergência das redes. Em (ROLLA, 2006) três diferentes heurísticas determinísticas são propostas para calcular o adequado sistema de custos dos enlaces OSPF, apresentando melhor desempenho que a recomendação da Cisco. Em (BARRETO, 2007) é proposta uma abordagem para redução da perda de pacotes nos transientes de instabilidade do OSPF.

A abordagem do presente trabalho diferencia-se dos trabalhos anteriores na medida

em que o foco da pesquisa é a reconfiguração dinâmica dos pesos, e não a configuração estática. A necessidade de reconfiguração dinâmica dos pesos pode ser provocada tanto pela alteração da topologia da rede face a falhas nos roteadores e enlaces como pela alteração na matriz de tráfego.

### 3.2 ANÁLISE DOS TRABALHOS REALIZADOS SOBRE UTILIZAÇÃO DE PROTOCOLOS DE ROTEAMENTO DE ESTADO DE ENLACE EM ENGENHARIA DE TRÁFEGO

Os trabalhos listados na seção anterior agregaram relevantes contribuições para a comunidade científico-acadêmica que pesquisa a aplicação de protocolos de roteamento em engenharia de tráfego. Esses trabalhos foram publicados nos mais renomados fóruns mundiais sobre engenharia de tráfego em redes de computadores.

De forma geral, grande parte dos trabalhos apresentados recaem sobre o problema da adequada configuração dos custos dos enlaces dada uma topologia de rede e uma matriz de tráfego estática ou quase-estática. Sobre o tratamento dado a esse problema pelos trabalhos listados na seção anterior, bem como por outros trabalhos que constam na bibliografia desta dissertação, há de se ressaltar dois importantes aspectos ainda não devidamente explorados nos trabalhos em questão. Tais aspectos são a redução do espaço de busca das heurísticas e a relevância dos custos dos enlaces, conforme será mostrado a seguir.

#### 3.2.1 REDUÇÃO DO ESPAÇO DE BUSCA DAS HEURÍSTICAS

O primeiro aspecto a ser considerado no problema da adequada configuração dos pesos dos enlaces diz respeito ao espaço de busca das heurísticas empregadas na resolução desse problema. Parte-se da premissa, utilizada na maioria senão em todos os trabalhos propostos, que o peso do enlace do nó X para o nó Y seja igual ao peso de Y para X. No OSPF, destina-se 16 bits para configuração dos custos dos enlaces podendo variar, portanto, de 1 a 65535 (MOY, 1998b).

Seja uma rede com 10 enlaces. A adequada solução para o problema de configuração dos pesos é um vetor correspondente a um sistema de pesos que contém o adequado peso de cada enlace. Portanto, uma solução literal é  $S = [ P(E_1), P(E_2), P(E_3), P(E_4), P(E_5), P(E_6), P(E_7), P(E_8), P(E_9), P(E_{10}) ]$ .



Haja vista que  $1 \leq P(E) \leq 65535$ , então em um problema com 10 enlaces haveria  $65535$  possibilidades para o valor do peso de cada enlace, o que resulta em  $65535^{10}$  possibilidades para o vetor  $S$ . A solução por força bruta seria testar cada uma dessas  $65535^{10}$  possibilidades, o que requer muito esforço computacional. Os trabalhos divulgados, como visto na seção anterior, propõe heurísticas para encontrar uma solução adequada para o vetor  $S$ , tendo como espaço de busca as  $65535^{10}$  possibilidades, neste caso particular de uma rede com 10 enlaces. Na verdade, o espaço de busca deve se ater a vetores que não tenham divisores comuns a todos os pesos, com a óbvia exceção do divisor igual a 1. Um vetor  $S$  deve satisfazer esta condição para pertencer ao espaço de busca, qualquer que seja a topologia de rede e qualquer que seja a matriz de tráfego, conforme demonstração a seguir.

Seja:

- Uma demanda  $(O, D)$  com pelo menos três diferentes caminhos  $\Gamma_1, \Gamma_2$  e  $\Gamma_3$ ;
- $C(\Gamma_1)$  o custo do caminho  $\Gamma_1$ ;
- $C(\Gamma_2)$  o custo do caminho  $\Gamma_2$ ;
- $C(\Gamma_3)$  o custo do caminho  $\Gamma_3$ .

Suponha que a rede em questão esteja configurada com um sistema de pesos tal que  $C(\Gamma_1) < C(\Gamma_2) < C(\Gamma_3)$ . Sejam os pesos de todos os enlaces multiplicados por um número natural  $k$  maior que 1. Logo, se

$$C(\Gamma_1) < C(\Gamma_2) < C(\Gamma_3) \implies K * C(\Gamma_1) < K * C(\Gamma_2) < K * C(\Gamma_3).$$

Tal implicação demonstra que, dado uma tabela de roteamento gerada por um sistema de pesos, se esse sistema de pesos for multiplicado por um número natural  $k$  maior que 1, então os caminhos mais curtos continuarão sendo os mais curtos, implicando em que a matriz de roteamento permanece inalterada. Portanto, os sistemas de pesos  $[ 3, 2, 4, 5, 1, 2, 1, 3, 4, 2 ]$ ,  $[ 6, 4, 8, 10, 2, 4, 2, 6, 8, 4 ]$ ,  $[ 9, 6, 12, 15, 3, 6, 3, 9, 12, 6 ]$ , etc., aplicados em uma rede qualquer com 10 enlaces, produzem uma mesma matriz de roteamento, ou seja, produzem uma mesma distribuição da carga na rede, ou seja, produzem um mesmo valor para a função objetivo que esteja sendo usada na formulação matemática do problema de configuração adequada dos enlaces.

Os pesos referentes ao segundo vetor  $[ 6, 4, 8, 10, 2, 4, 2, 6, 8, 4 ]$  possuem o número 2 como divisor comum, e portanto esse sistema de pesos não deve fazer parte do espaço

de busca. Os pesos referentes ao terceiro vetor [ 9, 6, 12, 15, 3, 6, 3, 9, 12, 6 ] possuem o número 3 como divisor em comum, e portanto esse sistema de pesos também não deve fazer parte do espaço de busca. Os pesos referentes ao primeiro vetor [ 3, 2, 4, 5, 1, 2, 1, 3, 4, 2 ] não possuem divisores em comum além do número 1, e portanto esse sistema de pesos deve fazer parte do espaço de busca. A redução apresentada do espaço de busca independe da topologia da rede ou da matriz de tráfego. Esta redução do espaço de busca não é mencionada nos importantes trabalhos relacionados na bibliografia desta dissertação que tratam do problema de configuração dos pesos dos enlaces OSPF.

### 3.2.2 RELEVÂNCIA DOS CUSTOS DOS ENLACES

O segundo aspecto a ser considerado no problema da adequada configuração dos custos dos enlaces diz respeito a relevância ou não dos custos dos enlaces na resolução desse problema. Há enlaces, em determinadas topologias de rede, cujos pesos são absolutamente irrelevantes na determinação da matriz de roteamento. Dessa forma, a alteração dos valores dos pesos dos enlaces ditos irrelevantes em nada alteram a distribuição da carga na rede.

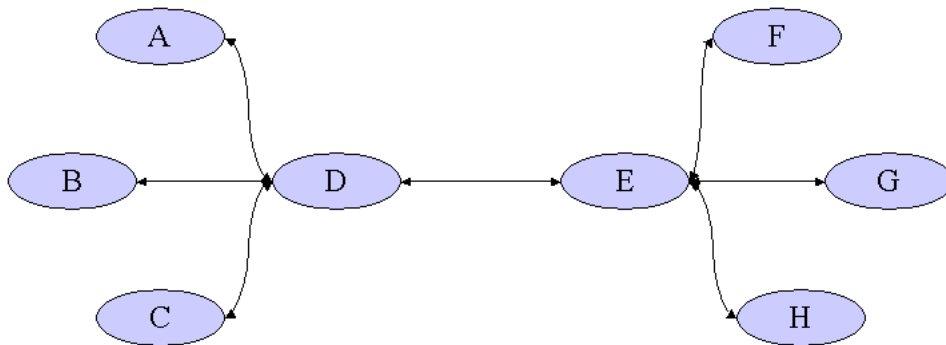


FIG. 3.1: Rede OSPF com Custos dos Enlaces Irrelevantes

Para a rede OSPF da figura 3.1, não se aplica o problema da configuração dos custos dos enlaces. A matriz de roteamento desta rede é mostrada na tabela 3.1. Esta matriz de roteamento permanece inalterada para qualquer valor de qualquer enlace da rede.

		D E S T I N O							
		A	B	C	D	E	F	G	H
O R I G E M	A	X	A-D-B	A-D-C	A-D	A-D-E	A-D-E-F	A-D-E-G	A-D-E-H
	B	B-D-A	X	B-D-C	B-D	B-D-E	B-D-E-F	B-D-E-G	B-D-E-H
	C	C-D-A	C-D-B	X	C-D	C-D-E	C-D-E-F	C-D-E-G	C-D-E-H
	D	D-A	D-B	D-C	X	D-E	D-E-F	D-E-G	D-E-H
	E	E-D-A	E-D-B	E-D-C	E-D	X	E-F	E-G	E-H
	F	F-E-D-A	F-E-D-B	F-E-D-C	F-E-D	F-E	X	F-E-G	F-E-H
	G	G-E-D-A	G-E-D-B	G-E-D-C	G-E-D	G-E	G-E-F	X	G-E-H
	H	H-E-D-A	H-E-D-B	H-E-D-C	H-E-D	H-E	H-E-F	H-E-G	X

TAB. 3.1: Matriz de Roteamento de Rede com Custos Irrelevantes

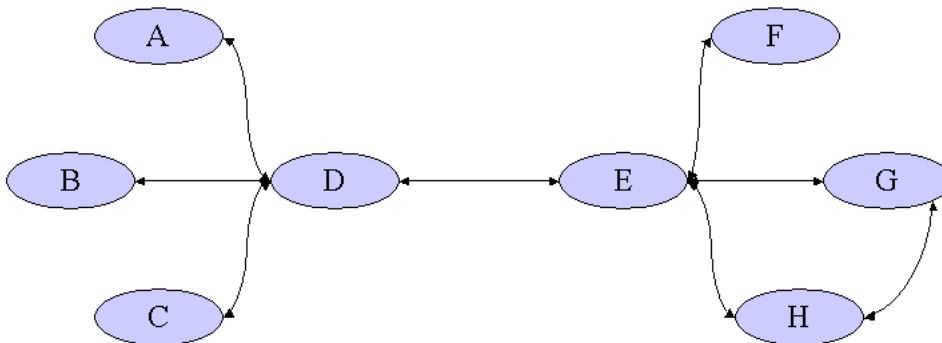


FIG. 3.2: Rede OSPF com Vários Custos de Enlaces Irrelevantes

A tabela 3.2 é a matriz de roteamento da rede mostrada na figura 3.2. Verifica-se que somente os pesos dos enlaces  $E \iff G$ ,  $E \iff H$  e  $G \iff H$  são relevantes para definição da matriz de roteamento. Os pesos dos demais enlaces são absolutamente irrelevantes, podendo ser configurados com valores quaisquer que não mudarão a distribuição da carga na rede.

		D E S T I N O							
		A	B	C	D	E	F	G	H
O R I G E M	A	X	A-D-B	A-D-C	A-D	A-D-E	A-D-E-F	A-D-E-G ou A-D-E-H-G	A-D-E-H ou A-D-E-G-H
	B	B-D-A	X	B-D-C	B-D	B-D-E	B-D-E-F	B-D-E-G ou B-D-E-H-G	B-D-E-H ou B-D-E-G-H
	C	C-D-A	C-D-B	X	C-D	C-D-E	C-D-E-F	C-D-E-G ou C-D-E-H-G	C-D-E-H ou C-D-E-G-H
	D	D-A	D-B	D-C	X	D-E	D-E-F	D-E-G ou D-E-H-G	D-E-H ou D-E-G-H
	E	E-D-A	E-D-B	E-D-C	E-D	X	E-F	E-G ou E-H-G	E-H ou E-G-H
	F	F-E-D-A	F-E-D-B	F-E-D-C	F-E-D	F-E	X	F-E-G ou F-E-H-G	F-E-H ou F-E-G-H
	G	G-E-D-A ou G-H-E-D-A	G-E-D-B ou G-H-E-D-B	G-E-D-C ou G-H-E-D-C	G-E-D ou G-H-E-D	G-E ou G-H-E	G-E-F ou G-H-E-F	X	G-E-H ou G-H
	H	H-E-D-A ou H-G-E-D-A	H-E-D-A ou H-G-E-D-A	H-E-D-C ou H-G-E-D-C	H-E-D ou H-G-E-D	H-E ou H-G-E	H-E-F ou H-G-E-F	H-E-G ou H-G	X

TAB. 3.2: Matriz de Roteamento de Rede OSPF com Vários Custos de Enlaces Irrelevantes

Seja a topologia de rede OSPF da figura 3.3. O caminho mais curto entre o nó A e outro nó X qualquer da rede é formado pelo enlace entre os nós A e B mais o caminho mais curto entre os nós B e X. O caminho mais curto entre um nó X qualquer da rede e o nó A é formado pelo caminho mais curto entre os nós X e B mais o enlace entre os nós A e B. O enlace  $(A, B)$  é dito de peso irrelevante, pois qualquer que seja seu valor, não altera o caminho de fluxos na rede.

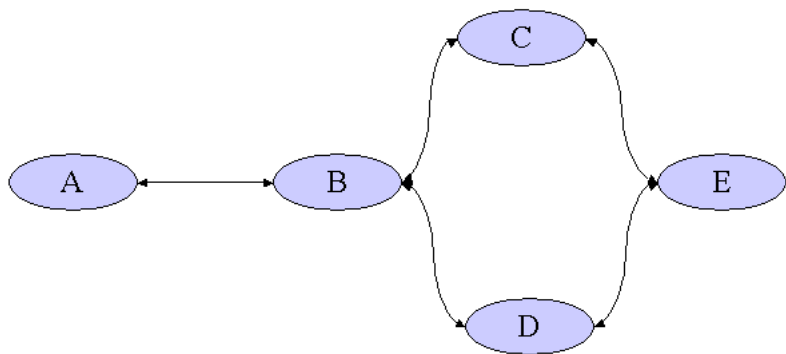


FIG. 3.3: Relevância dos Custos dos Enlaces

Segue a formulação matemática que apresenta a condição para que o peso de um enlace

seja relevante na distribuição da carga na rede:

- Uma demanda  $(O, D)$  com  $N$  caminhos possíveis  $\Gamma_1, \dots, \Gamma_N$ ;
- Dois caminhos  $\Gamma_i$  e  $\Gamma_{j \neq i}$ , onde  $i, j \in \{1, \dots, N\}$ ;
- $C(\Gamma_i)$  o custo do caminho  $\Gamma_i$ ;
- $C(\Gamma_j)$  o custo do caminho  $\Gamma_j$ ;
- $P_{antes}(E)$  o peso, antes de ser alterado, do enlace  $E$ ;
- $P_{depois}(E)$  o peso, depois de ser alterado, do enlace  $E$ ;
- $P_{\Delta}(E)$  a diferença entre  $P_{depois}(E)$  e  $P_{antes}(E)$ ;
- $C_{antes}(\Gamma_i)$  o custo do caminho  $\Gamma_i$  antes da alteração no valor do peso do enlace  $E$ ;
- $C_{antes}(\Gamma_j)$  o custo do caminho  $\Gamma_j$  antes da alteração no valor do peso do enlace  $E$ ;
- $C_{depois}(\Gamma_i)$  o custo do caminho  $\Gamma_i$  depois da alteração no valor do peso do enlace  $E$ ;
- $C_{depois}(\Gamma_j)$  o custo do caminho  $\Gamma_j$  depois da alteração no valor do peso do enlace  $E$ ;
- $\Gamma_E$  o caminho da demanda  $(O, D)$  que possui o enlace  $E$ ;
- $\Gamma_{not\ E}$  o caminho da demanda  $(O, D)$  que não possui o enlace  $E$ ;
- $O$  e  $D$  dois nós pertencentes tanto a  $\Gamma_E$  como a  $\Gamma_{not\ E}$ .

Com relação aos possíveis caminhos da demanda  $(O, D)$ , há três possibilidades mutuamente excludentes para um enlace  $E$  da rede, que são:

- a) O enlace  $E$  não pertence a nenhum possível caminho da demanda  $(O, D)$ . Portanto,  $E$  não pertence a  $\Gamma_i$  e também não pertence a  $\Gamma_j$ . Isto implica em que  $C_{depois}(\Gamma_i) = C_{antes}(\Gamma_i)$ , e  $C_{depois}(\Gamma_j) = C_{antes}(\Gamma_j)$ . Logo, se  $C_{antes}(\Gamma_i) > C_{antes}(\Gamma_j)$  então  $C_{depois}(\Gamma_i) > C_{depois}(\Gamma_j)$ .

Verifica-se que o resultado da comparação entre os valores de  $C(\Gamma_i)$  e  $C(\Gamma_j)$  permanece inalterado após mudança no valor do peso do enlace  $E$ . Neste caso, o valor do peso do enlace  $E$  é dito irrelevante para  $(O, D)$ , na medida em que é incapaz de alterar o resultado da comparação entre os valores dos custos dos caminhos. O peso

do enlace  $E$  pode ser alterado a vontade que não provoca a mudança no caminho mais curto, ou seja, a mudança no caminho do fluxo (O, D) na rede. Exemplo: enlace  $A \iff B$  com relação à demanda (C, D) na figura 3.3.

- b) O enlace  $E$  pertence a todos os possíveis caminhos da demanda (O, D). Portanto,  $E$  pertence a  $\Gamma_i$  e a  $\Gamma_j$ . Logo,  $C_{depois}(\Gamma_i) = C_{antes}(\Gamma_i) + P_\Delta(E)$ , e  $C_{depois}(\Gamma_j) = C_{antes}(\Gamma_j) + P_\Delta(E)$ .

Se  $C_{antes}(\Gamma_i) > C_{antes}(\Gamma_j) \implies C_{antes}(\Gamma_i) + P_\Delta(E) > C_{antes}(\Gamma_j) + P_\Delta(E) \implies C_{depois}(\Gamma_i) > C_{depois}(\Gamma_j)$ .

Verifica-se que o resultado da comparação entre os valores de  $C(\Gamma_i)$  e  $C(\Gamma_j)$  permanece inalterado após mudança no valor do peso do enlace  $E$ . Como no item anterior, o valor do peso do enlace  $E$  é dito irrelevante para (O, D), na medida em que é incapaz de alterar o resultado da comparação entre os valores dos custos dos caminhos. O peso do enlace  $E$  pode ser alterado a vontade que não provoca a mudança no caminho mais curto, ou seja, a mudança no caminho do fluxo (O, D) na rede. Exemplo: enlace  $A \iff B$  com relação à demanda (A, E) da figura 3.3.

- c) O enlace  $E$  pertence a pelo menos um possível caminho da demanda (O, D), porém não pertence a todos. Seja  $E$  um enlace pertencente a  $\Gamma_i$  e não pertencente a  $\Gamma_j$ .

Logo,  $C_{depois}(\Gamma_i) = C_{antes}(\Gamma_i) + P_\Delta(E)$  e  $C_{depois}(\Gamma_j) = C_{antes}(\Gamma_j)$ .

Se  $C_{antes}(\Gamma_i) > C_{antes}(\Gamma_j)$  então  $C_{antes}(\Gamma_i) + P_\Delta(E)$  pode ser maior, igual ou menor que  $C_{antes}(\Gamma_j)$ .

Portanto, se  $C_{antes}(\Gamma_i) > C_{antes}(\Gamma_j)$  então  $C_{depois}(\Gamma_i)$  pode ser maior, igual ou menor que  $C_{depois}(\Gamma_j)$ .

Verifica-se que o resultado da comparação entre os valores de  $C(\Gamma_i)$  e  $C(\Gamma_j)$  pode ser alterado (ou não) após mudança no valor do peso do enlace  $E$ . O valor do peso do enlace  $E$  é dito relevante para (O, D), na medida em que pode alterar (ou não) o resultado da comparação entre os valores dos custos dos caminhos. Exemplo: enlace  $B \iff C$  com relação à demanda (A, E) da figura 3.3.

Consoante com o item c), o peso do enlace  $E$  é relevante para o problema da adequada configuração dos custos dos enlaces se existir na rede uma demanda (O, D) que tenha pelo menos um caminho  $\Gamma_E$  que inclua o enlace  $E$  e pelo menos outro caminho diferente

$\Gamma_{not\ E}$  que não inclua o enlace  $E$ . Com isto, tem-se a possibilidade de usar o peso do enlace  $E$  como ferramenta para o fluxo  $(O, D)$  passar por  $\Gamma_E$  ou passar por  $\Gamma_{not\ E}$ . Os caminhos  $\Gamma_E$  e  $\Gamma_{not\ E}$  podem ter enlaces comuns e, por serem distintos, necessariamente possuem enlaces não comuns.

Ora, os enlaces de  $\Gamma_E$  não comuns a  $\Gamma_{not\ E}$  formam subcaminho que inicia em um nó  $O'$  comum a ambos os caminhos, percorre enlaces somente de  $\Gamma_E$  (inclusive o enlace  $E$ ), e termina no nó  $D'$ , também comum a ambos os caminhos. Da mesma forma, enlaces de  $\Gamma_{not\ E}$  não comuns a  $\Gamma_E$  formam subcaminho que inicia no nó  $O'$ , percorre enlaces somente de  $\Gamma_{not\ E}$ , e termina no nó  $D'$ . Partindo de  $O'$  é possível alcançar  $D'$  através dos enlaces de  $\Gamma_E$  não comuns a  $\Gamma_{not\ E}$  e retornar a  $O'$  através dos enlaces de  $\Gamma_{not\ E}$  não comuns a  $\Gamma_E$ . O enlace  $E$ , então, faz parte de um percurso fechado. O nó  $O'$  é o ponto de bifurcação entre o subcaminho formado por enlaces exclusivos de  $\Gamma_E$  e o subcaminho formado por enlaces exclusivos de  $\Gamma_{not\ E}$ . Os nós  $O'$  e  $D'$  podem ou não ser iguais aos nós  $O$  e  $D$ .

Portanto, se um enlace  $E$  pertence a um percurso fechado, então esse enlace é relevante na solução do problema da adequada configuração dos pesos dos enlaces. Tal assertiva é sempre verdadeira uma vez que, para qualquer que seja a demanda  $(O, D)$  onde  $O$  e  $D$  sejam nós distintos de um percurso fechado, há sempre uma opção de caminho para  $(O, D)$  que inclua o enlace  $E$  e outra opção de caminho para  $(O, D)$  que não inclua este enlace  $E$ .

Pertencer a um caminho fechado é uma condição necessária para que um enlace seja relevante na solução do problema da adequada configuração dos pesos. Caso essa condição não seja satisfeita, então o enlace é dito irrelevante na solução do problema da adequada configuração dos pesos dos enlaces.

Verifica-se nos diversos trabalhos listados no início deste capítulo, que as heurísticas adotadas tratam indistintamente enlaces relevantes e enlaces irrelevantes para solução do problema da adequada configuração dos pesos. Com isto, despende-se esforço computacional desnecessário, que em nada melhora as soluções encontradas através dessas heurísticas.

## 4 SISTEMAS AUTÔNOMOS AUTO-BALANCEADOS

### 4.1 PROJETO DE SISTEMAS AUTÔNOMOS AUTO-BALANCEADOS

Conforme mencionado no Capítulo 2, sistema autônomo é uma rede, ou grupo de redes, gerenciada por uma mesma entidade administrativa. Sistemas Autônomos Auto-Balanceados são aqueles sistemas autônomos capazes de dinamicamente alterar os caminhos dos fluxos para distribuir, da forma mais equânime possível, a carga na rede. Esses sistemas autônomos executam a alteração dos caminhos sem a intervenção do administrador da rede.

Uma primeira proposta para a construção de sistemas autônomos auto-balanceados é de cunho centralizado, no qual um determinado nó da rede faz o papel do administrador da rede. Nesta abordagem, é necessário estabelecer um protocolo de comunicações entre este nó central e o restante dos nós da rede. Os nós da rede informam o nível de ocupação de seus enlaces para o nó central, e este decide os novos custos a serem configurados nos enlaces dos demais nós. Apesar da simplicidade inicial dessa abordagem, várias dificuldades se escondem na sua implementação. O fato da abordagem ser centralizada sugere fragilidade, uma vez que a ocorrência de uma falha no nó central ou na comunicação entre este nó e os demais, resulta em tornar o auto-balanceamento inoperante. A criação de um protocolo de comunicações que contemple inclusive questões relacionadas a segurança contra ataques torna esta proposta complexa, além da diminuição da banda disponível na rede devido a troca de mensagens entre os nós.

Uma segunda proposta de solução para projetos de sistemas autônomos auto-balanceados é de cunho distribuído, dinâmico e foi avaliada pela equipe de projetistas do protocolo OSPF (MOY, 1998a). A idéia consiste em que os roteadores, de forma distribuída e sem troca de informações entre eles, aumentem dinamicamente os custos dos seus enlaces conforme ocorra o aumento no nível de ocupação desses enlaces. Da mesma forma, os roteadores diminuem os custos dos seus enlaces na medida em que ocorre a diminuição no nível de ocupação desses enlaces. A diminuição dos custos dos enlaces leva a um aumento na ocupação desses enlaces, assim como o aumento dos custos leva a uma diminuição no nível de ocupação. Esta solução é inviável porque gera instabilidade na



rede, ou seja, os caminhos dos fluxos são alterados constantemente fazendo com que os pacotes fiquem perdidos na rede sem alcançar seus destinos.

A terceira abordagem é a proposta deste trabalho. Trata-se de uma arquitetura do-ravante denominada SAAB, cujas principais características são o seu caráter dinâmico, distribuído e adaptável às variações no tráfego e na topologia da rede. No SAAB, todos os roteadores da rede participam da monitoração, participam também do processo de decisão sobre como os pesos dos enlaces devem ser reconfigurados e, finalmente, participam do processo da efetiva atuação na reconfiguração dos pesos, conforme figura 4.1. Esta arquitetura será descrita a seguir.

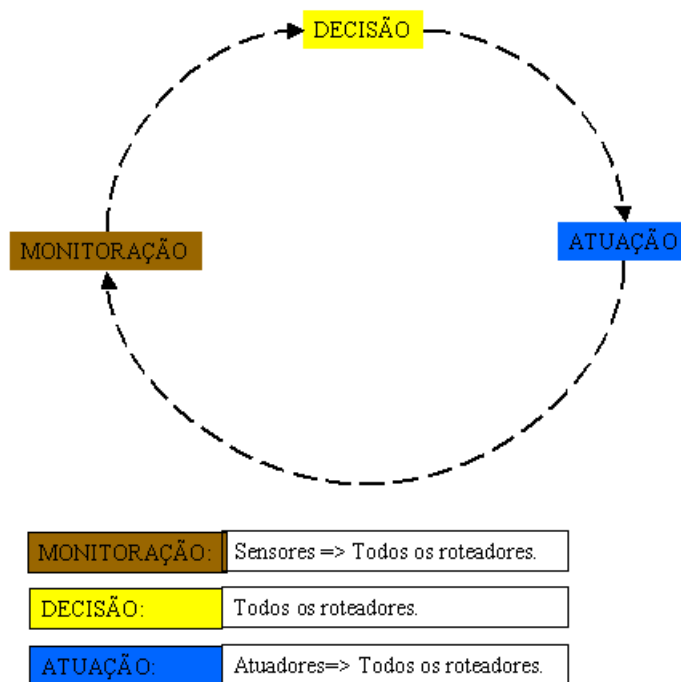


FIG. 4.1: Ciclo de Trabalho do SAAB

Conforme mencionado no Capítulo 2, na tecnologia de roteamento de estado de enlace, as LSAs são informações produzidas e divulgadas em *broadcast* pelos roteadores da rede. Os roteadores trocam LSAs que contêm informações sobre seus vizinhos e sobre os custos dos enlaces que os conectam a seus vizinhos. Um roteador  $R$  qualquer da figura 4.2 armazena as LSAs recebidas no *link-state database*. O *link-state database* é utilizado para elaboração de um grafo que representa a rede. O roteador  $R$ , então, aplica o algoritmo de Dijkstra para determinar os caminhos mais curtos entre este roteador  $R$  e os demais roteadores da rede construindo, assim, a tabela de roteamento. A tabela de roteamento

indica a interface de rede a ser utilizada para encaminhar um pacote recebido.

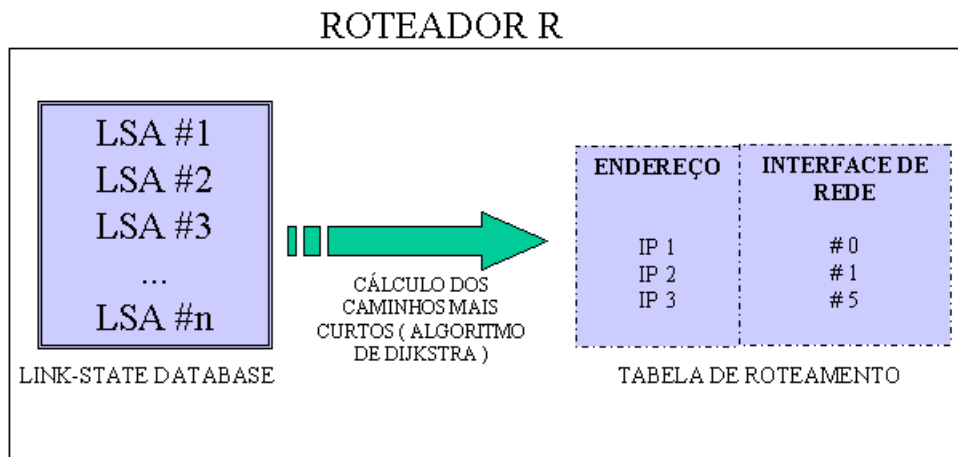


FIG. 4.2: Protocolo de Roteamento de Estado de Enlace

Para construção de sistemas autônomos auto-balanceados, é necessário que os níveis de ocupação dos enlaces na rede sejam também disseminados para todos os roteadores. Com a disseminação desta informação, torna-se possível que todos os roteadores da rede saibam quais roteadores devem diminuir ou aumentar seus custos de forma a atrair ou repelir fluxos.

A idéia chave do SAAB consiste em que as informações relativas ao nível de ocupação dos enlaces sejam codificadas dentro dos custos dos enlaces. Ora, os custos dos enlaces, como visto anteriormente, estão contidos nas LSAs. Os protocolos de roteamento de estado de enlace distribuem as LSAs com garantia de entrega para todos os roteadores da rede, através do processo de inundação confiável. Inserir a informação do nível de ocupação dos enlaces nos custos desses enlaces equivale a garantir que todos os roteadores terão acesso a esta informação. A arquitetura SAAB "usa" o mecanismo de inundação confiável dos protocolos de roteamento de estado de enlace para disseminar as informações relativas à taxa de ocupação dos enlaces. Assim sendo, a informação sobre o nível de ocupação dos enlaces é veiculada para todos os roteadores sem a necessidade da criação de novas mensagens e sem nenhum aumento no consumo de banda dos enlaces.

Conforme figura 4.3, o *link-state database* na arquitetura SAAB, além de servir de base para construção da tabela de roteamento, também serve para indicar os níveis de ocupação dos enlaces e também indicar qual o roteador tem o direito a alterar os custos dos seus enlaces.

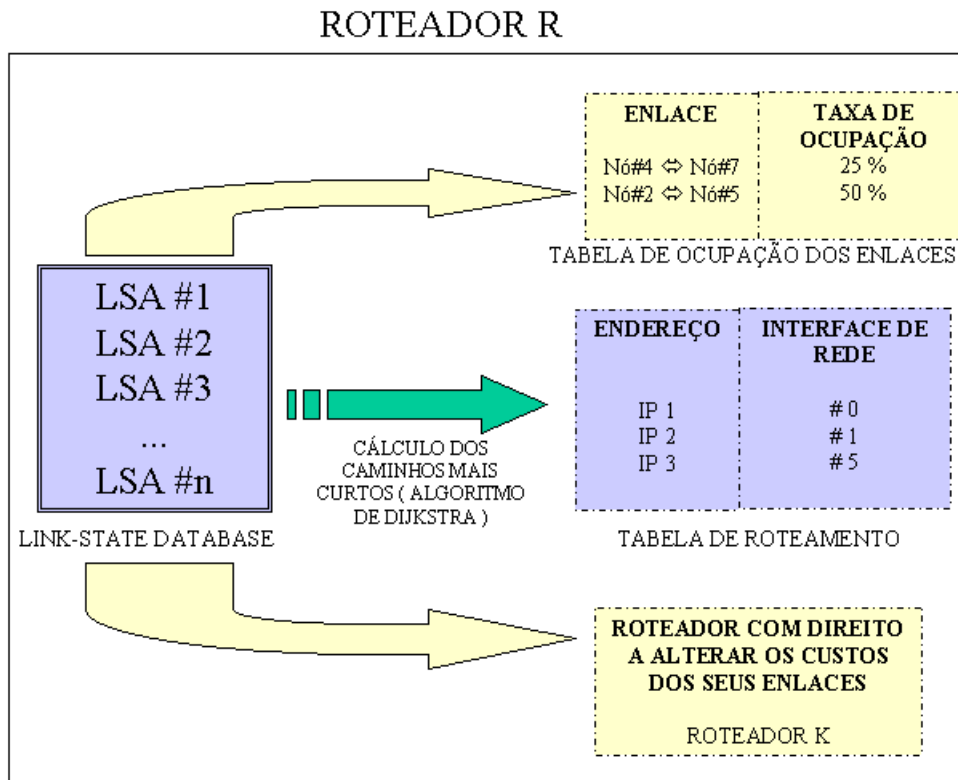


FIG. 4.3: Funcionamento do SAAB

O SAAB é um sistema distribuído que é instanciado em cada um dos roteadores da rede. O diagrama de estados do SAAB no roteador é o da figura 4.4.

O SAAB é composto pelos seguintes processos:

- Verificação do nível de ocupação dos enlaces. Neste processo, cada roteador descobre o nível de ocupação dos seus enlaces.
- Divulgação do nível de ocupação dos enlaces. Neste processo, cada roteador informa aos demais roteadores da rede o nível de ocupação dos seus enlaces.
- Escolha do roteador encarregado de redistribuir a carga. Durante este processo, os roteadores, com base no nível de ocupação dos enlaces e na topologia da rede, descobrem o roteador que tem direito a alterar os pesos de seus enlaces. A alteração nos pesos dos enlaces cabe apenas a um roteador por vez, a fim de evitar instabilidade na rede.
- Alteração no peso dos enlaces. Neste processo, o roteador que tem direito a alterar os pesos de seus enlaces procede a alteração, caso julgue pertinente conforme o

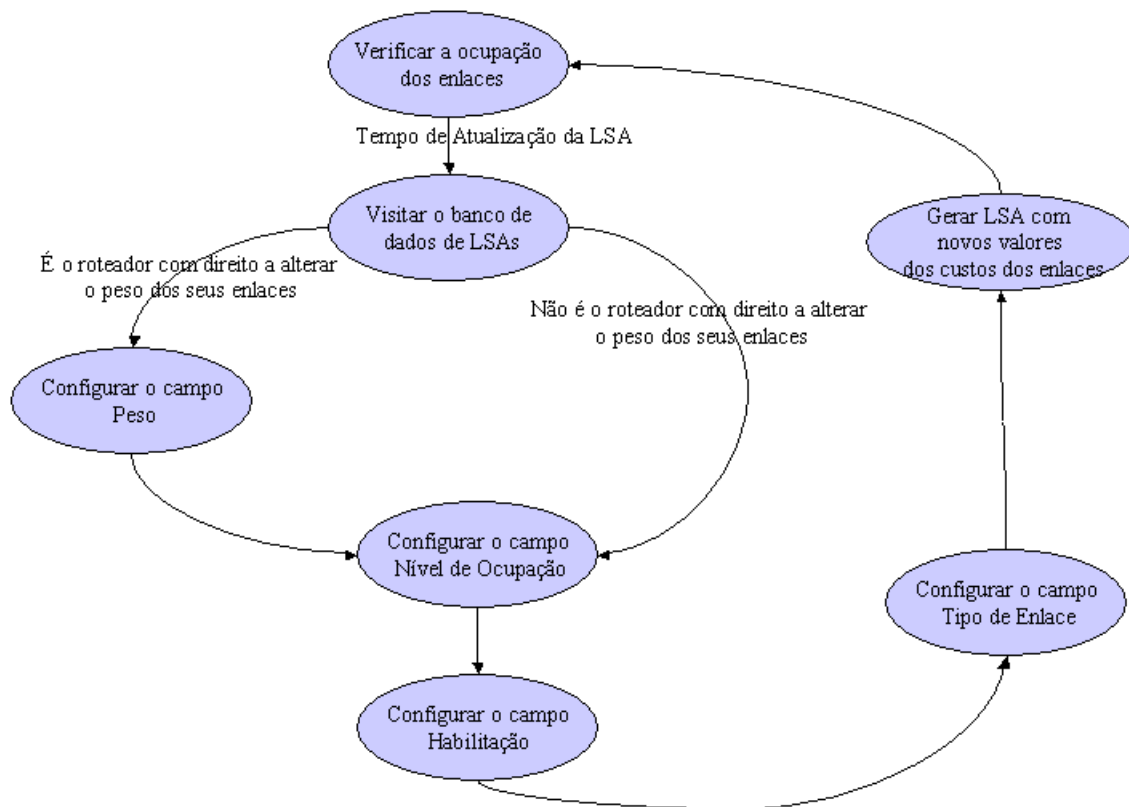


FIG. 4.4: Diagrama de Estados do SAAB

momento atual da rede.

## 4.2 VERIFICAÇÃO DO NÍVEL DE OCUPAÇÃO DOS ENLACES

A verificação do nível de ocupação dos enlaces é um dos processos da arquitetura SAAB. Há duas formas do roteador conhecer o nível de ocupação de seus enlaces. A primeira é através da contagem dos pacotes que partem e que chegam por cada enlace. Neste caso, o roteador deve conhecer *a priori* a capacidade dos enlaces. A razão entre os fluxos que chegam e que partem dos enlaces e a capacidade dos enlaces fornece o nível de ocupação dos enlaces. Esta estratégia tem a desvantagem de, em ocorrendo alguma variação na capacidade dos enlaces devido a problemas no modem ou no meio físico, calcular erroneamente o nível de ocupação dos enlaces.

A segunda estratégia é observar a variação do tamanho das filas dos roteadores. Se o tamanho da fila for diferente de zero, diferente também do tamanho máximo e não variar

com o tempo conclui-se, então, que a ocupação do enlace é igual à capacidade deste enlace e que, portanto, o nível de ocupação é próximo a cem por cento. A forma como o tamanho da fila dos roteadores varia indica o nível de ocupação dos enlaces. Esta estratégia tem a vantagem de considerar a variação da capacidade dos enlaces. A desvantagem é que se a fila permanecer com o tamanho igual a zero então é somente possível identificar que a ocupação do enlace é inferior à sua capacidade, porém nada se pode afirmar sobre um valor mais exato do nível de ocupação do enlace. Devido a este fato, será utilizada a primeira estratégia para verificação do nível de ocupação dos enlaces na arquitetura SAAB.

### 4.3 DIVULGAÇÃO DO NÍVEL DE OCUPAÇÃO DOS ENLACES

A divulgação do nível de ocupação dos enlaces é mais um processo da arquitetura SAAB. Uma vez que o roteador conhece o nível de ocupação de seus enlaces, ele deve transmitir esta informação para os demais roteadores da rede. Dado que os protocolos de roteamento de estado do enlace já se encarregam da divulgação dos custos dos enlaces para todos os roteadores, a estratégia do SAAB é inserir nos custos dos enlaces a informação referente a ocupação desses enlaces, sem que isto interfira na tabela de roteamento. A informação sobre o nível de ocupação dos enlaces trafega no campo Nível de Ocupação dos custos dos enlaces, conforme mostrado nas subseções a seguir.

#### 4.3.1 MÉTODO PARA TRÁFEGO DE INFORMAÇÕES EMBUTIDAS NOS CUSTOS DOS ENLACES

Nesta subseção será apresentado um método para tráfego de informações embutidas nos custos dos enlaces. Este método de comunicação entre os roteadores de uma rede é uma importante contribuição desta dissertação, e é fundamental para a arquitetura SAAB.

O caminho que um fluxo percorre na rede entre a origem e o destino é o mais curto, na tecnologia de roteamento de estado de enlace. Caminho mais curto é aquele cuja soma dos custos dos enlaces é o menor entre todos os possíveis caminhos da origem até o destino. O tráfego de informações embutidas no custo de um enlace, sem alterar a tabela

de roteamento, funciona com a divisão do custo em campos.

Suponha o campo A como sendo aquele formado por bits mais significativos do custo. O valor do campo A é multiplicado por  $2^n$  para ser deslocado  $n$  bits para a esquerda e ocupar os bits mais significativos do custo. Suponha o campo B como sendo aquele formado por bits menos significativos do custo. O custo de um enlace, portanto, é um número natural assim calculado:

$$C(E) = \text{Campo A do Enlace} * 2^n + \text{Campo B do Enlace} \quad (4.1)$$

O método consiste em que os valores dos campos A dos custos dos enlaces sejam exclusivamente responsáveis por construir os caminhos mais curtos. Os valores dos campos B não devem influenciar na construção dos caminhos mais curtos. Com isto, os valores dos campos B podem ser modificados sem provocar qualquer modificação nos caminhos mais curtos das demandas, ou seja, a matriz de roteamento permanece inalterada face a qualquer mudança nos valores dos campos B dos custos dos enlaces. A informação que se deseja trafegar na rede embutida nos custos dos enlaces deve ser alocada nos campos B dos custos.

Segue a demonstração matemática que determina as condições nas quais os campos A dos custos dos enlaces, deslocados  $n$  bits, tornam-se os únicos a influenciarem na geração dos caminhos mais curtos. Para esta demonstração, a seguinte nomenclatura é utilizada:

- Caminhos (O, D) são o conjunto de caminhos possíveis, sem *loop*, que conecta o nó O ao nó D.
- $\Gamma_1$  é o caminho com menor número de enlaces dentro do conjunto de caminhos (O, D).
- $\Gamma_2$  é o caminho com maior número de enlaces dentro do conjunto de caminhos (O, D).
- $Nr\ ENLACES_{\Gamma_1}$  é o número total de enlaces de  $\Gamma_1$ .
- $Nr\ ENLACES_{\Gamma_2}$  é o número total de enlaces de  $\Gamma_2$ .
- $Nr\ ENLACES_{\Gamma_2, \Gamma_1}$  é o número total de enlaces que pertencem a  $\Gamma_2$  e a  $\Gamma_1$ .

- $Nr\ ENLACES_{\Gamma_2, not\ \Gamma_1}$  é o número total de enlaces que pertencem a  $\Gamma_2$  e que não pertencem a  $\Gamma_1$ .
- $Campo\ A_{\Gamma_1}$  é o somatório dos valores dos campos A dos custos de todos os enlaces de  $\Gamma_1$ .
- $Campo\ A_{\Gamma_2}$  é o somatório dos valores dos campos A dos custos de todos os enlaces de  $\Gamma_2$ .
- $Campo\ B_{\Gamma_1}$  é o somatório dos valores dos campos B dos custos de todos os enlaces de  $\Gamma_1$ .
- $Campo\ B_{\Gamma_2}$  é o somatório dos valores dos campos B dos custos de todos os enlaces de  $\Gamma_2$ .
- $Campo\ B_{\Gamma_2, \Gamma_1}$  é o somatório dos valores dos campos B dos custos de todos os enlaces que pertencem a  $\Gamma_2$  e a  $\Gamma_1$ .
- $Campo\ B_{\Gamma_2, not\ \Gamma_1}$  é o somatório dos valores dos campos B dos custos de todos os enlaces que pertencem a  $\Gamma_2$  e que não pertencem a  $\Gamma_1$ .
- $INFOR_{MAX}$  é o máximo valor codificado da informação que se deseja transmitir. Por exemplo, caso deseje-se transmitir mensagens de quatro bits variando de  $0000_2$  até  $1001_2$  então  $INFOR_{MAX} = 9_{10}$ .

Deseja-se descobrir a condição necessária para tornar verdadeira a seguinte sentença:

$$Se\ Campo\ A_{\Gamma_1} > Campo\ A_{\Gamma_2} \Rightarrow Custo_{\Gamma_1} > Custo_{\Gamma_2}$$

Caso esta condição seja satisfeita, então somente o campo A dos custos é responsável pela determinação dos caminhos mais curtos e, por conseguinte, da tabela de roteamento. Esta condição é necessária e suficiente para que o campo B fique, então, liberado para transportar qualquer informação sem interferir na tabela de roteamento.

Formulação Matemática:

Seja um conjunto de caminhos (O, D) onde  $Campo\ A_{\Gamma_1} > Campo\ A_{\Gamma_2}$ . Conforme (4.1), se  $Custo_{\Gamma_1} > Custo_{\Gamma_2} \Rightarrow$

$$\Rightarrow Campo\ A_{\Gamma_1} * 2^n + Campo\ B_{\Gamma_1} > Campo\ A_{\Gamma_2} * 2^n + Campo\ B_{\Gamma_2} \Rightarrow$$

$$\Rightarrow \text{Campo } A_{\Gamma_1} * 2^n - \text{Campo } A_{\Gamma_2} * 2^n > \text{Campo } B_{\Gamma_2} - \text{Campo } B_{\Gamma_1} \Rightarrow$$

$$\Rightarrow 2^n \{ \text{Campo } A_{\Gamma_1} - \text{Campo } A_{\Gamma_2} \} > \text{Campo } B_{\Gamma_2} - \text{Campo } B_{\Gamma_1} \Rightarrow$$

$$\Rightarrow 2^n > \frac{\text{Campo } B_{\Gamma_2} - \text{Campo } B_{\Gamma_1}}{\text{Campo } A_{\Gamma_1} - \text{Campo } A_{\Gamma_2}} \Rightarrow$$

$$n > \log_2 \frac{\text{Campo } B_{\Gamma_2} - \text{Campo } B_{\Gamma_1}}{\text{Campo } A_{\Gamma_1} - \text{Campo } A_{\Gamma_2}} \quad (4.2)$$

O número  $n$  deve ser maior que o máximo valor do membro a direita da inequação. O máximo valor do membro a direita da inequação se dá com a maximização do numerador e minimização do denominador da fração. A maximização do numerador se dá com o maior valor possível de  $\text{Campo } B_{\Gamma_2}$  e menor valor possível de  $\text{Campo } B_{\Gamma_1}$ , ou seja:

$$\text{Campo } B_{\Gamma_1} = 0 \quad (4.3)$$

A minimização do denominador se dá com a minimização da diferença  $\text{Campo } A_{\Gamma_1} - \text{Campo } A_{\Gamma_2}$ . Como, por hipótese,  $\text{Campo } A_{\Gamma_1} > \text{Campo } A_{\Gamma_2}$ , então a minimização do denominador ocorre para:

$$\text{Campo } A_{\Gamma_1} - \text{Campo } A_{\Gamma_2} = 1 \quad (4.4)$$

A inequação (4.2) é então reduzida a:

$$n > \log_2 \max \text{Campo } B_{\Gamma_2} \quad (4.5)$$

Porém,

$$\text{Campo } B_{\Gamma_2} = \text{Campo } B_{\Gamma_2, \Gamma_1} + \text{Campo } B_{\Gamma_2, \text{not}\Gamma_1} \quad (4.6)$$

A equação (4.3) implica em que:

$$\text{Campo } B_{\Gamma_2, \Gamma_1} = 0 \quad (4.7)$$



Portanto,

$$Campo B_{\Gamma_2} = Campo B_{\Gamma_2, not\Gamma_1} \Rightarrow \max Campo B_{\Gamma_2} = \max Campo B_{\Gamma_2, not\Gamma_1} \quad (4.8)$$

$$\max Campo B_{\Gamma_2, not\Gamma_1} = Nr ENLACES_{\Gamma_2, not\Gamma_1} * INFOR_{MAX} \quad (4.9)$$

Substituindo (4.9) em (4.5) tem-se que:

$$n > \log_2 \{Nr ENLACES_{\Gamma_2, not\Gamma_1} * INFOR_{MAX}\} \quad (4.10)$$

### Exemplo 1:

Seja um protocolo de roteamento de estado de enlace com 8 bits de custo aplicado na topologia de rede da figura 4.5. Deseja-se trocar informações entre os nós 1 e 9 da rede. As informações devem ser transmitidas com garantia de entrega. A camada de transporte não está implementada nos roteadores. O mecanismo de troca de informações deve ser independente do ambiente da rede ( OSI, TCP / IP, etc. ). As informações podem ser codificadas em 2 bits, variando de  $00_2$  a  $11_2$ . Pede-se para projetar um mecanismo que viabilize uma solução de comunicações entre os nós 1 e 9 da rede.

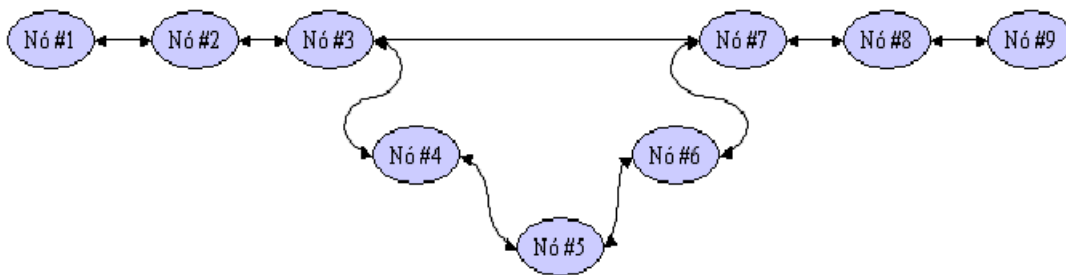


FIG. 4.5: Topologia de Rede do Exemplo 1

### Solução:

Aproveitando que os valores dos custos de todos os enlaces são propagados a cada intervalo de tempo entre os roteadores, propõe-se a inserção das informações nos valores dos custos, sem alterar os caminhos que os fluxos percorrem na rede.

O máximo valor da informação codificada é 3.

$\Gamma_1 =$  Nó 1, Nó 2, Nó 3, Nó 7, Nó 8, Nó 9.

$\Gamma_2 =$  Nó 1, Nó 2, Nó 3, Nó 4, Nó 5, Nó 6, Nó 7, Nó 8, Nó 9.

O número de enlaces de  $\Gamma_2$  que não pertencem a  $\Gamma_1$  é 4.

Conforme a inequação (4.10), tem-se que:  $n > \lg_2 4 * 3 \Rightarrow n > \lg_2 12$ .

O menor valor de  $n$  que atende à inequação (4.10) é 4.

O campo A, portanto, deve ficar deslocado de 4 bits para a esquerda. Como são 8 bits ao total, sobram 4 bits para o campo A armazenar valores. O campo B armazena valores de 2 bits. A figura 4.6 mostra a formatação do custo dos enlaces da rede que pertencem ao conjunto de caminhos possíveis entre os nós 1 e 9. Processos nos roteadores 1 e 9 podem utilizar-se do custo de seus enlaces para troca de informações, através do campo B dos custos.

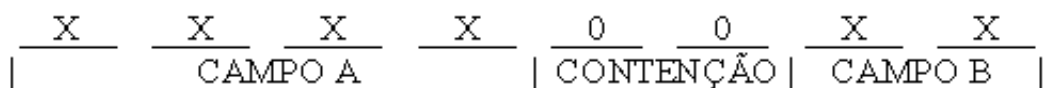


FIG. 4.6: Formatação dos Custos dos Enlaces do Exemplo 1

O campo A é preenchido de forma a melhor configurar os caminhos dos fluxos na rede. Como o campo A foi deslocado de 4 bits e o campo B possui 2 bits, restam 2 bits entre esses campos. Os terceiro e quarto bits menos significativos formam o campo de contenção, que se situa entre o campo A deslocado e o campo B.

A equação (4.1) define o valor custo como sendo formado somente pelo valor do campo A multiplicado por  $2^n$  mais o valor do campo B. O campo de contenção que surge, portanto, deve assumir o valor zero. Daí os terceiro e quarto bits menos significativos do custo serem necessariamente configurados como zero.

### Exemplo 2:

Repetir o exemplo 1 para os nós 3 e 7.

### Solução:

O máximo valor da informação codificada é 3.

$\Gamma_1 = \text{Nó 3, Nó 7.}$

$\Gamma_2 = \text{Nó 3, Nó 4, Nó 5, Nó 6, Nó 7.}$

O número de enlaces de  $\Gamma_2$  que não pertencem a  $\Gamma_1$  é 4.

Conforme a inequação (4.10), tem-se que:  $n > \lg_2 4 * 3 \Rightarrow n > \lg_2 12.$

O menor valor de  $n$  que atende à inequação (4.10) é 4.

### Observações:

- Os exemplos 1 e 2 apresentam a mesma solução embora difiram nos nós que necessitam se comunicar. Tal fato ocorre porque os enlaces ( Nó 1, Nó 2 ), ( Nó 2, Nó 3 ), ( Nó 7, Nó 8 ) e ( Nó 8, Nó 9 ) pertencem ambos a  $\Gamma_1$  e a  $\Gamma_2$  do conjunto de caminhos entre os nós 1 e 9. Esses quatro enlaces são irrelevantes no cálculo do  $n$ , conforme (4.10).
- Os enlaces dos dois caminhos da demanda ( Nó 3, Nó 7 ) formam um caminho fechado sem loop.

Conforme definido anteriormente,

- $\Gamma_1$  é o caminho com menor número de enlaces do conjunto de caminhos (O, D).
- $\Gamma_2$  é o caminho com maior número de enlaces do conjunto de caminhos (O, D).

Seja

- Um roteador  $R$  tal que  $R \neq O, R \neq D, R \in \Gamma_1, R \in \Gamma_2$ .
- $\Gamma_1'$  e  $\Gamma_2'$  os caminhos com respectivamente menor e maior número de enlaces entre os nós  $O$  e  $R$ .
- $\Gamma_1''$  e  $\Gamma_2''$  os caminhos com respectivamente menor e maior número de enlaces entre os nós  $R$  e  $D$ .
- Os valores  $n'$  e  $n''$  são números de casas binárias deslocadas para abrigar o campo  $A$  dos custos dos enlaces.

$\Gamma_1$  é formado por  $\Gamma_1'$  e  $\Gamma_1''$ , e  $\Gamma_2$  é formado por  $\Gamma_2'$  e  $\Gamma_2''$ .

$$\text{Campo } A \Gamma_1 = \text{Campo } A \Gamma_1' + \text{Campo } A \Gamma_1'' \quad (4.11)$$

$$\text{Campo } A \Gamma_2 = \text{Campo } A \Gamma_2' + \text{Campo } A \Gamma_2'' \quad (4.12)$$

$$\text{Campo } B \Gamma_1 = \text{Campo } B \Gamma_1' + \text{Campo } B \Gamma_1'' \quad (4.13)$$

$$\text{Campo } B \Gamma_2 = \text{Campo } B \Gamma_2' + \text{Campo } B \Gamma_2'' \quad (4.14)$$

$$\text{Custo } \Gamma_1 = \text{Custo } \Gamma_1' + \text{Custo } \Gamma_1'' \quad (4.15)$$

$$\text{Custo } \Gamma_2 = \text{Custo } \Gamma_2' + \text{Custo } \Gamma_2'' \quad (4.16)$$

Aplicando (4.10) aos conjuntos de caminhos ( O, R ) e ( R, D ), tem-se que:

$$n' > \log_2 Nr \text{ ENLACES}_{\Gamma_2', \text{not}\Gamma_1'} * \text{INFOR}_{MAX} \quad (4.17)$$

$$n'' > \log_2 Nr \text{ ENLACES}_{\Gamma_2'', \text{not}\Gamma_1''} * \text{INFOR}_{MAX} \quad (4.18)$$

A inequação (4.17) revela que se o campo A dos custos dos enlaces pertencentes ao conjunto de caminhos possíveis entre O e R for deslocado de  $n'$  bits a esquerda, somente esse campo A influenciará no caminho mais curto entre O e R. O Campo B dos custos fica, portanto, liberado para o tráfego de informações entre os roteadores O e R. Lembrando que  $C(E) = \text{CampoA} * 2^{n'} + \text{CampoB}$ .

A inequação (4.18) revela que se o campo A dos custos dos enlaces pertencentes ao conjunto de caminhos possíveis entre R e D for deslocado de  $n''$  bits a esquerda, somente esse campo A influirá no caminho mais curto entre R e D. O Campo B dos custos fica, portanto, liberado para o tráfego de informações entre os roteadores R e D.

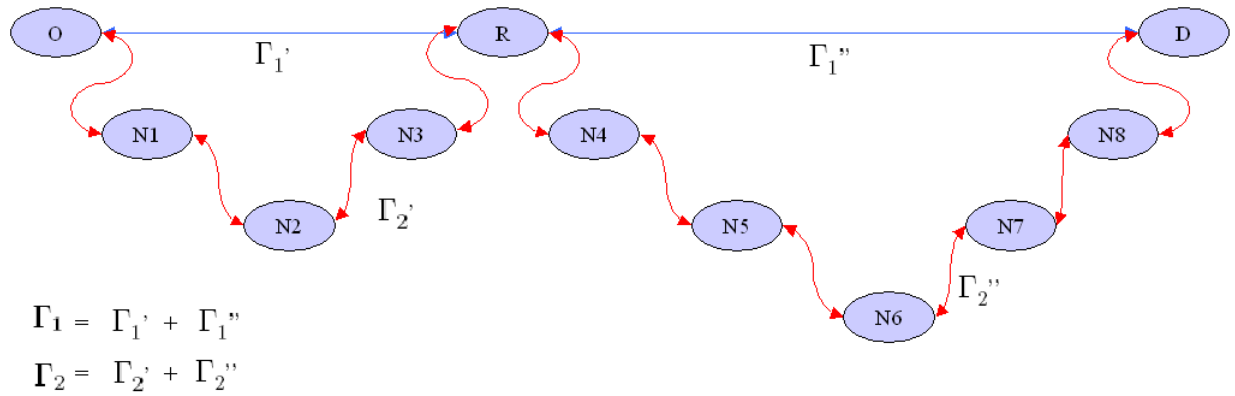


FIG. 4.7: Acoplamento de Caminhos

Um deslocamento do Campo A igual ao maior valor de  $n'$  e  $n''$  atende ao mesmo tempo a ambas inequações (4.17) e (4.18). Portanto, se  $n$  for igual ao  $\max(n', n'')$  então somente o campo A influenciará no caminho mais curto entre O e D.

O conceito de acoplamento descrito em (RODRIGUES, 2001) demonstra que se dois caminhos mais curtos têm interseção em dois nós, então o subcaminho entre os dois nós tem de ser idêntico a ambos caminhos. Assim sendo, verifica-se que se  $\Gamma_1$  for o menor caminho da demanda (O, D) e se o nó R pertencer a  $\Gamma_1$ , então  $\Gamma_1'$  será o menor caminho da demanda (O, R) e  $\Gamma_1''$  será o menor caminho da demanda (R, D), conforme exemplo mostrado na figura 4.7.

Exemplo 3:

Repetir o exemplo 1 para os nós 1 e 13 da topologia de rede mostrado na figura 4.8.

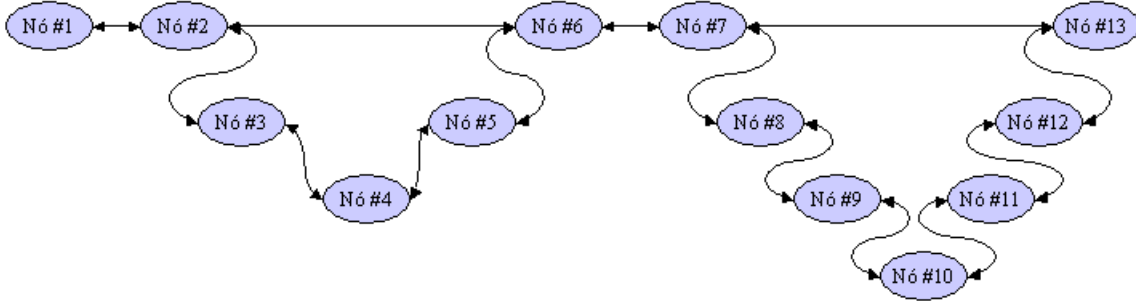


FIG. 4.8: Topologia de Rede do Exemplo 3

Solução:

Sejam os nós O, R e D respectivamente iguais aos nós 1, 6 e 13.

$$\Gamma_1 = \text{Nó 1, Nó 2, Nó 6, Nó 7 e Nó 13.}$$

$$\Gamma_2 = \text{Nó 1, Nó 2, Nó 3, Nó 4, Nó 5, Nó 6, Nó 7, Nó 8, Nó 9, Nó 10, Nó 11, Nó 12, Nó 13.}$$

$$\Gamma_1' = \text{Nó 1, Nó 2, Nó 6.}$$

$$\Gamma_2' = \text{Nó 1, Nó 2, Nó 3, Nó 4, Nó 5, Nó 6.}$$

$$\Gamma_1'' = \text{Nó 6, Nó 7 e Nó 13.}$$

$$\Gamma_2'' = \text{Nó 6, Nó 7, Nó 8, Nó 9, Nó 10, Nó 11, Nó 12, Nó 13.}$$

O máximo valor da informação codificada é 3.

O número de enlaces de  $\Gamma_2'$  que não pertençam a  $\Gamma_1'$  é igual a 4.

Conforme a inequação (4.10), tem-se que:  $n' > \lg_2 4 * 3 \Rightarrow n' > \lg_2 12 \Rightarrow n' > \lg_2 12$ .

O menor valor de  $n'$  que atende à inequação (4.10) é 4.

O número de enlaces de  $\Gamma_2''$  que não pertençam a  $\Gamma_1''$  é igual a 6.

Conforme a inequação (4.10), tem-se que:  $n'' > \lg_2 6 * 3 \Rightarrow n'' > \lg_2 18$ .

O menor valor de  $n''$  que atende à inequação (4.10) é 5.

Um valor de  $n$  igual a 5 atende tanto ao caminho entre nó 1 a nó 6 como entre nó 6 a nó 13.

Segue a formatação do custo dos enlaces na figura 4.9.

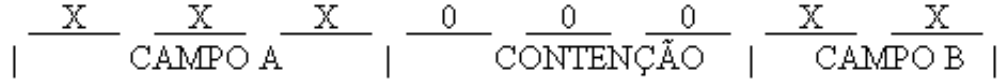


FIG. 4.9: Formatação dos Custos dos Enlaces do Exemplo 3

Ao invés de apenas um roteador R, podem existir em uma rede k roteadores diferentes entre O e D que pertençam tanto a  $\Gamma_1$  como a  $\Gamma_2$ . Haveria, portanto,  $n^1, n^2, \dots, n^{k+1}$ , para os conjuntos de caminhos  $(O, R_1), (R_1, R_2), \dots, (R_k, D)$ . O deslocamento  $n$  para o campo A do conjunto de caminhos  $(O, D)$  é, portanto, o máximo valor entre os  $n^{\text{linhas}}$ .

Seja  $n_{max}$  o maior valor entre os  $n^{\text{linhas}}$ . Seja o  $n_{max}$  calculado a partir do conjunto de possíveis caminhos entre dois roteadores R e S, de forma que não exista outro roteador diferente de R e S que pertença tanto ao maior ( $\Gamma_2^{max}$ ) quanto ao menor ( $\Gamma_1^{min}$ ) caminhos que conectam R a S (no caso do exemplo 3:  $n_{max} = n^2$ ; nó R = nó 7; nó S = nó 13;  $\Gamma_1^{min} =$  nó 7, nó 13;  $\Gamma_2^{max} =$  nó 7, nó 8, nó 9, nó 10, nó 11, nó 12, nó 13). Portanto, os enlaces dos caminhos  $\Gamma_1^{min}$  e  $\Gamma_2^{max}$  formam um percurso fechado. É possível alcançar o nó S a partir de R e em seguida retornar a R, utilizando os enlaces de  $\Gamma_1^{min}$  e  $\Gamma_2^{max}$ , sem passar mais de uma vez pelo mesmo enlace.

Uma vez que não exista enlaces comuns entre  $\Gamma_1^{min}$  e  $\Gamma_2^{max}$ , então:

$$Nr \text{ ENLACES}_{\Gamma_2^{max}, \text{not}\Gamma_1^{min}} = Nr \text{ ENLACES}_{\Gamma_2^{max}} \quad (4.19)$$

Seja  $\Theta$  o caminho fechado formado pelos enlaces de  $\Gamma_2^{max}$  e  $\Gamma_1^{min}$ .

$$Nr \text{ ENLACES}_{\Theta} = Nr \text{ ENLACES}_{\Gamma_2^{max}} + Nr \text{ ENLACES}_{\Gamma_1^{min}} \Rightarrow \quad (4.20)$$

$$\Rightarrow Nr \text{ ENLACES}_{\Gamma_2^{max}} = Nr \text{ ENLACES}_{\Theta} - Nr \text{ ENLACES}_{\Gamma_1^{min}} \quad (4.21)$$

Substituindo (4.19) em (4.10), tem-se que:

$$n_{max} > \log_2\{Nr \text{ ENLACES}_{\Gamma_2^{max}} * INFOR_{MAX}\} \quad (4.22)$$

Conforme a inequação (4.21), o máximo valor de  $Nr ENLACES_{\Gamma_2}^{max}$  ocorre para o máximo valor de  $Nr ENLACES_{\Theta}$  e o mínimo valor de  $Nr ENLACES_{\Gamma_1}^{min}$ . O mínimo valor possível para  $Nr ENLACES_{\Gamma_1}^{min}$  é 1. Portanto,

$$\Rightarrow \max Nr ENLACES_{\Gamma_2}^{max} = \max Nr ENLACES_{\Theta} - 1 \quad (4.23)$$

Substituindo (4.23) em (4.22), tem-se que:

$$n_{max} > \log_2\{ \{ \max Nr ENLACES_{\Theta} - 1 \} * INFORM_{MAX} \} \quad (4.24)$$

Em suma, para garantir que o campo B dos custos dos enlaces de uma rede possa trafegar informações entre quaisquer roteadores dessa rede sem alterar a matriz de roteamento, a condição necessária e suficiente é que o valor do  $n$  na equação  $C(E) = Campo A do Enlace * 2^n + Campo B do Enlace$  seja maior que o logaritmo na base 2 da multiplicação entre o número de enlaces do percurso fechado da rede com maior número de enlaces menos 1, e o máximo valor codificado do conjunto de mensagens que se deseja propagar pela rede.



#### Exemplo 4:

Seja um protocolo de roteamento de estado de enlace com 16 bits de custo aplicado na topologia de rede da figura 4.10. Deseja-se trocar informações entre os nós da rede através da adequada formatação dos custos dos enlaces. A transmissão é em broadcast e com garantia de entrega. As informações podem ser codificadas em 5 bits, variando de  $00000_2$  a  $11110_2$ . Pede-se o formato adequado dos custos dos enlaces da rede para trafegar essas informações entre os roteadores.

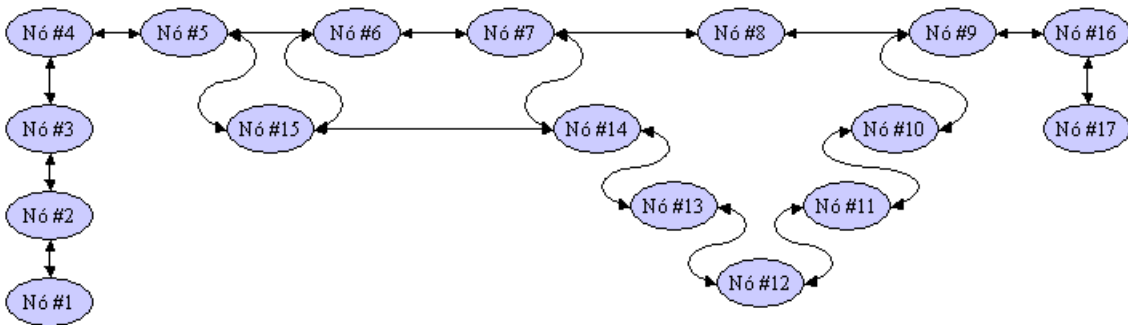


FIG. 4.10: Topologia de Rede do Exemplo 4

#### Solução:

Aproveitando que os valores dos custos de todos os enlaces são propagados a cada intervalo de tempo entre os roteadores, propõe-se a inserção das informações nos valores dos custos, sem alterar os caminhos que os fluxos percorrem na rede.

O máximo valor da informação codificada é 30.

O caminho fechado com maior número de enlaces é Nó 5, Nó 6, Nó 7, Nó 8, Nó 9, Nó 10, Nó 11, Nó 12, Nó 13, Nó 14, Nó 15, Nó 5, logo  $\max Nr ENLACES_{\Theta} = 11$ .

Conforme (4.24),  $n_{max} > \log_2\{\{11-1\}*30\} \Rightarrow n_{max} > \log_2 300 \Rightarrow n_{max} > \log_2 300$

O menor valor de  $n$  que atende à inequação (4.24) é 9.

A formatação do custo dos enlaces é conforme mostrado na figura 4.11.

O valor do campo A dos custos dos enlaces é utilizado para configurar os caminhos dos fluxos na rede. O campo B é utilizado para troca de informações entre roteadores.

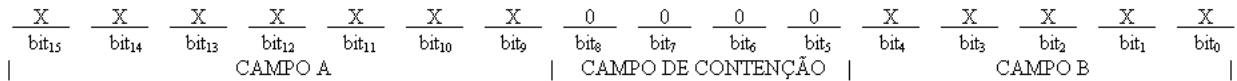


FIG. 4.11: Formatação dos Custos dos Enlaces do Exemplo 4

### 4.3.2 FORMATAÇÃO DOS CUSTOS DOS ENLACES

O custo de um enlace no Sistema Autônomo Auto-Balanceado possui os seguintes campos:

- Campo Peso.
- Campo de Contenção.
- Campo Tipo de Enlace.
- Campo Nível de Ocupação.
- Campo de Habilitação.

Supondo que o Custo seja uma grandeza de 16 bits como no OSPF, então o formato do Custo é o apresentado na figura 4.12.



FIG. 4.12: Formatação do Custo no SAAB

Os campos Habilitação, Nível de Ocupação e Tipo de Enlace correspondem ao campo B da subseção anterior. Esses campos não influenciam na determinação dos caminhos mais curtos e, por conseguinte, podem ser alterados pelos roteadores sem com isso mudarem a tabela de roteamento da rede.

O campo Habilitação é utilizado na escolha do roteador mais adequado para proceder a alteração nos pesos de seus enlaces. O campo Habilitação é formado por 1 bit.

O campo Nível de Ocupação é formado por 3 bits. O Nível de Ocupação a que se refere este campo é a razão entre a ocupação e a capacidade do enlace. O objetivo

desta arquitetura é minimizar o desvio padrão da taxa de ocupação dos enlaces, ou seja, distribuir de forma mais equânime possível a carga na rede. O SAAB prevê oito níveis para ocupação dos enlaces, que são:

- De 00,0 a 12,5 por cento de ocupação do enlace, codificado como  $000_2$ .
- De 12,5 a 25,0 por cento de ocupação do enlace, codificado como  $001_2$ .
- De 25,0 a 37,5 por cento de ocupação do enlace, codificado como  $010_2$ .
- De 37,5 a 50,0 por cento de ocupação do enlace, codificado como  $011_2$ .
- De 50,0 a 62,5 por cento de ocupação do enlace, codificado como  $100_2$ .
- De 62,5 a 75,0 por cento de ocupação do enlace, codificado como  $101_2$ .
- De 75,0 a 87,5 por cento de ocupação do enlace, codificado como  $110_2$ .
- De 87,5 a 100,0 por cento de ocupação do enlace, codificado como  $111_2$ .

O campo Tipo de Enlace é utilizado para informar a capacidade do enlace. Esse campo de 2 bits aceita até 4 diferentes tipos de enlace. O que determina se dois enlaces são do mesmo tipo é o fato de possuírem a mesma capacidade de transmissão.

O valor máximo da informação que se deseja trafegar nos campos Tipo de Enlace, Nível de Ocupação e Habilitação é, respectivamente,  $11_2$ ,  $111_2$  e  $1_2$ . Os três campos concatenados no custo formam um valor máximo de  $111111_2$ , ou  $63_{10}$ .

Peso, na arquitetura do SAAB, é um dos campos do custo. O campo Peso corresponde ao campo A da subseção anterior. Peso é um campo de tamanho variável e sua função é determinar o caminho mais curto das demandas. Em redes que utilizam protocolo de roteamento de estado de enlace, a topologia de rede é conhecida por todos os roteadores. O tamanho do campo Peso é definido pela topologia da rede, ou mais especificamente, pelo maior caminho fechado existente na rede. Para um protocolo que reserva 16 bits para o custo, o tamanho do campo Peso é assim determinado, conforme (4.24) :

$$Nrbits_{CampoPeso} = 16 - n, \text{ onde}$$

$$n > \lg_2 63 * \{NrdeEnlaces_{\max CaminhoFechado} - 1\}.$$

O campo de Contenção equivale ao campo homônimo da subseção anterior. Sua função é separar o campo Peso dos campos Tipo de Enlace, Nível de Ocupação e Habilitação. O tamanho do campo de Contenção é variável, sendo calculado por:

$$\begin{aligned}
Nrbits_{CampodeContencao} &= 16 - Nrbits_{CampoPeso} - Nrbits_{CampoTipodeEnlace} \\
- Nrbits_{CampoNiveldeOcupacao} - Nrbits_{CampoHabilitacao} &= 16 - Nrbits_{CampoPeso} - 2 - 3 - 1 = \\
16 - \{16 - n\} - 6.
\end{aligned}$$

$$\text{Logo, } Nrbits_{CampodeContencao} = n - 6$$

#### 4.4 ALTERAÇÃO NO PESO DO ENLACE

A alteração no peso do enlace é mais um processo da arquitetura SAAB.

Um enlace  $E$  pode ser modelado como uma chave, supondo que os demais enlaces permaneçam com os pesos inalterados. Os pesos dos enlaces são os valores do campo Peso dos custos dos enlaces. Dependendo da posição da chave, fluxos passam ou não pelo enlace que está sendo modelado. A posição da chave é o peso do enlace.

De acordo com o valor do peso do enlace, fluxos passam por esse enlace (peso baixo) e, a medida que o peso aumenta, fluxos deixam de passar por esse enlace. O peso do enlace é uma **barreira** para a passagem dos fluxos por esse enlace.

O enlace  $E$  pode ser modelado como se segue.

Seja:

- $P(E)$  o peso do enlace  $E$ ;
- $\Gamma_E$  o caminho mais curto da demanda (O, D) que obrigatoriamente inclua o enlace  $E$ , se existir;
- $\Gamma_{not E}$  o caminho mais curto da demanda (O, D) que obrigatoriamente não inclua o enlace  $E$ , se existir;
- $P(\Gamma_E)$  o peso do caminho  $\Gamma_E$ , que é a soma dos pesos de todos os enlaces que formam  $\Gamma_E$ ;
- $P'(\Gamma_E)$  o peso do caminho  $\Gamma_E$  menos o peso do enlace  $E$ ;
- $P(\Gamma_{not E})$  o peso do caminho  $\Gamma_{not E}$ ;

$$\text{Como } P(\Gamma_E) = P'(\Gamma_E) + P(E) \text{ logo } P'(\Gamma_E) = P(\Gamma_E) - P(E)$$

Se  $P'(\Gamma_E) + P(E) < P(\Gamma_{not E})$  então o menor caminho da demanda (O, D) incluirá o enlace  $E$ . Portanto, o fluxo (O, D) passará pelo enlace  $E$  se  $P(\Gamma_{not E}) - P'(\Gamma_E) > P(E)$ .

Da mesma forma, se  $P'(\Gamma_E) + P(E) > P(\Gamma_{not\ E})$  então o menor caminho da demanda (O, D) não incluirá o enlace  $E$ . Portanto, o fluxo (O, D) não passará pelo enlace  $E$  se  $P(\Gamma_{not\ E}) - P'(\Gamma_E) < P(E)$ .

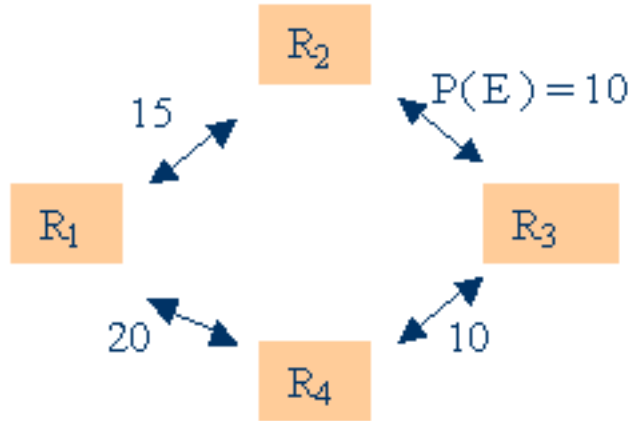


FIG. 4.13: Topologia de Rede em Anel

DEMANDA	$P(\Gamma_{not\ E})$	$P'(\Gamma_E)$	$P(\Gamma_{not\ E}) - P'(\Gamma_E)$
$R_1 \Leftrightarrow R_2$	15	30	- 15
$R_1 \Leftrightarrow R_3$	30	15	15
$R_1 \Leftrightarrow R_4$	20	25	-5
$R_2 \Leftrightarrow R_3$	45	0	45
$R_2 \Leftrightarrow R_4$	35	10	15
$R_3 \Leftrightarrow R_4$	10	35	-25

TAB. 4.1: Diferença dos Pesos entre os Caminhos  $\Gamma_{not\ E}$  e  $\Gamma_E$

Seja a topologia de rede da figura 4.13. A tabela 4.1 mostra a diferença entre os pesos dos caminhos  $\Gamma_{not\ E}$  e  $\Gamma_E$ , referentes ao enlace  $E$ ,  $(R_2, R_3)$ . A figura 4.14 pode ser utilizada no entendimento da modelagem do peso do enlace  $E$  como uma barreira para os fluxos.

$P(E)$  age como uma barreira para os fluxos. Se  $P(\Gamma_{not\ E}) - P'(\Gamma_E)$  estiver acima

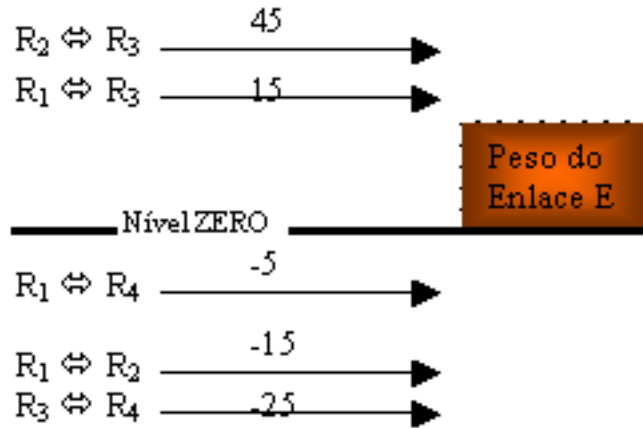


FIG. 4.14: Modelagem do Peso do Enlace  $E$  como uma Barreira

desta barreira, o fluxo passa pelo enlace  $E$ . Se  $P(\Gamma_{not E}) - P'(\Gamma_E)$  estiver abaixo desta barreira, o fluxo não passa pelo enlace  $E$ . A diferença  $P(\Gamma_{not E}) - P'(\Gamma_E)$  representa uma altura para os fluxos enquanto que  $P(E)$  representa uma altura para a barreira do enlace  $E$ .

Mantendo-se constantes, com exceção do enlace  $E$ , os valores dos pesos dos enlaces da topologia mostrada na figura 4.13, verifica-se que:

- Se  $0 < P(E) < 15$  então os fluxos  $R1 \iff R3$  e  $R2 \iff R3$  passarão pelo enlace  $E$ .
- Se  $15 < P(E) < 45$  então somente o fluxo  $R2 \iff R3$  passará pelo enlace  $E$ .
- Se  $P(E) > 45$  então nenhum fluxo passará pelo enlace  $E$ .
- Os fluxos  $R1 \iff R4$ ,  $R1 \iff R2$  e  $R3 \iff R4$  não passarão pelo enlace  $E$ , qualquer que seja o  $P(E)$ . Cabe lembrar que os pesos dos enlaces são números naturais.
- É impossível alterar o peso do enlace  $E$  de forma a permitir que o fluxo  $R1 \iff R3$  passe e o fluxo  $R2 \iff R3$  não passe pelo enlace  $E$ .

A tecnologia de estado de enlace garante que todos os roteadores conheçam a topologia da rede, ou seja, a forma como os roteadores se conectam e os custos dos enlaces. Através da formatação dos custos dos enlaces, todos os roteadores também conhecem o nível de ocupação dos enlaces.

Conforme a figura 4.14, o fluxo  $R1 \iff R3$  passa pelo enlace  $E$ . O roteador R2 compara o nível de ocupação dos enlaces do atual caminho do fluxo  $R1 \iff R3$  com o nível de ocupação dos enlaces do caminho deste fluxo com  $C(E) = 16$ . Verificando que o aumento do peso do enlace  $E$  minimiza o desvio padrão da ocupação dos enlaces na rede, então o roteador R2 aumenta o peso do enlace  $E$  para 16.

#### 4.5 ESCOLHA DO ROTEADOR ENCARREGADO DE REDISTRIBUIR A CARGA

A escolha do roteador encarregado de redistribuir a carga é mais um processo da arquitetura SAAB.

A modelagem do custo de um enlace na seção anterior exige que todos os demais enlaces mantenham seus custos inalterados. Mantendo os outros custos inalterados, um roteador pode avaliar se a alteração nos custos dos seus enlaces otimiza ou não o balanceamento da carga na rede.

Esta seção tem como objetivo propor um mecanismo que garanta a um roteador por vez a possibilidade de alteração dos pesos dos seus enlaces. O mecanismo proposto deve ser distribuído e deve dispensar a necessidade de troca de mensagens entre os roteadores, além daquelas já previstas no catálogo de mensagens dos protocolos de roteamento.

Um roteador por vez deve ser escolhido para alterar os custos dos seus enlaces. Os roteadores conhecem a topologia da rede, o modo como os roteadores estão conectados e os custos dos enlaces. Através da formatação dos custos dos enlaces, os roteadores conhecem o nível de ocupação dos enlaces e sabem se os demais roteadores são capazes de melhorarem a distribuição da carga, através do campo Habilitação.

Os critérios para a escolha do roteador são:

- a) Roteador que esteja habilitado a melhorar a distribuição da carga.
- b) Nível de ocupação do enlace mais sobrecarregado do roteador.
- c) Quantidade de enlaces habilitados para alteração dos pesos que o roteador possui.
- d) Número IP mais alto.

O roteador pode aumentar ou diminuir o peso do enlace conforme verifique que a distribuição da carga na rede melhora repelindo ou atraindo fluxos para esse enlace, respectivamente. Pode ocorrer uma situação em que o roteador, por força da matriz de

tráfego do momento e da topologia da rede, não seja capaz de melhorar a distribuição da carga. Ocorrendo este fato, o roteador indica através da configuração do campo Habilitação no custo do enlace igual a 0.

O primeiro critério é o principal. Ocorrendo empate, recorre-se ao segundo critério e, persistindo empate, recorre-se ao terceiro critério e finalmente ao quarto. Trata-se de um algoritmo guloso. O roteador que apresentar o enlace mais sobrecarregado na rede ganha o direito para alterar o peso de todos os seus enlaces, desde que a alteração dos seus pesos contribua para melhorar a distribuição da carga. Com isto, gera-se uma ordem no acesso dos roteadores para executar a reconfiguração dos seus pesos.



## 5 ANÁLISE DE DESEMPENHO

### 5.1 AMBIENTE DE SIMULAÇÃO

O processo de desenvolvimento e avaliação da arquitetura SAAB demandou o uso de ferramentas computacionais. Durante o trabalho de pesquisa consolidado nesta dissertação, havia duas estratégias a serem consideradas com relação às ferramentas computacionais. As estratégias consistiam em utilizar um *software* livre de simulação de rede como o NS-2, ou desenvolver um ambiente de simulação específico para a arquitetura SAAB.

A utilização do NS-2 apresentava a desvantagem da escassa documentação para suporte ao usuário. A escassa documentação de suporte ao usuário, aliada ao considerável esforço de programação necessário no trabalho e o pouco tempo disponível (alguns meses), poderia conduzir a uma situação de insucesso nas simulações da arquitetura SAAB. Portanto, a opção pelo NS-2 introduziria, no processo de simulação, variáveis que fugiriam ao controle do autor. Destarte, optou-se pelo desenvolvimento de um ambiente de simulação específico para a arquitetura SAAB.

O ambiente de simulação da arquitetura SAAB (figura 5.1) foi implementado utilizando a linguagem Object Pascal, com compilador Delphi 7. Este ambiente de simulação funciona em ambiente windows. Utilizou-se banco de dados do próprio windows, o Microsoft Access. As estruturas de dados utilizadas são listas encadeadas, com alocação dinâmica da memória.

O uso de um ambiente de simulação no desenvolvimento da arquitetura SAAB evidenciou a necessidade de algumas mudanças na arquitetura. Pode-se citar, entre outras, as mudanças que definiram quais seriam os campos necessários na formatação dos custos dos enlaces.

A avaliação do desempenho da arquitetura SAAB é implementada através da comparação entre os resultados obtidos através desta arquitetura com os resultados obtidos através da recomendação da Cisco (THOMAS, 1998). A avaliação do desempenho deve basear-se no desvio padrão da taxa de ocupação dos enlaces da rede e na quantidade de

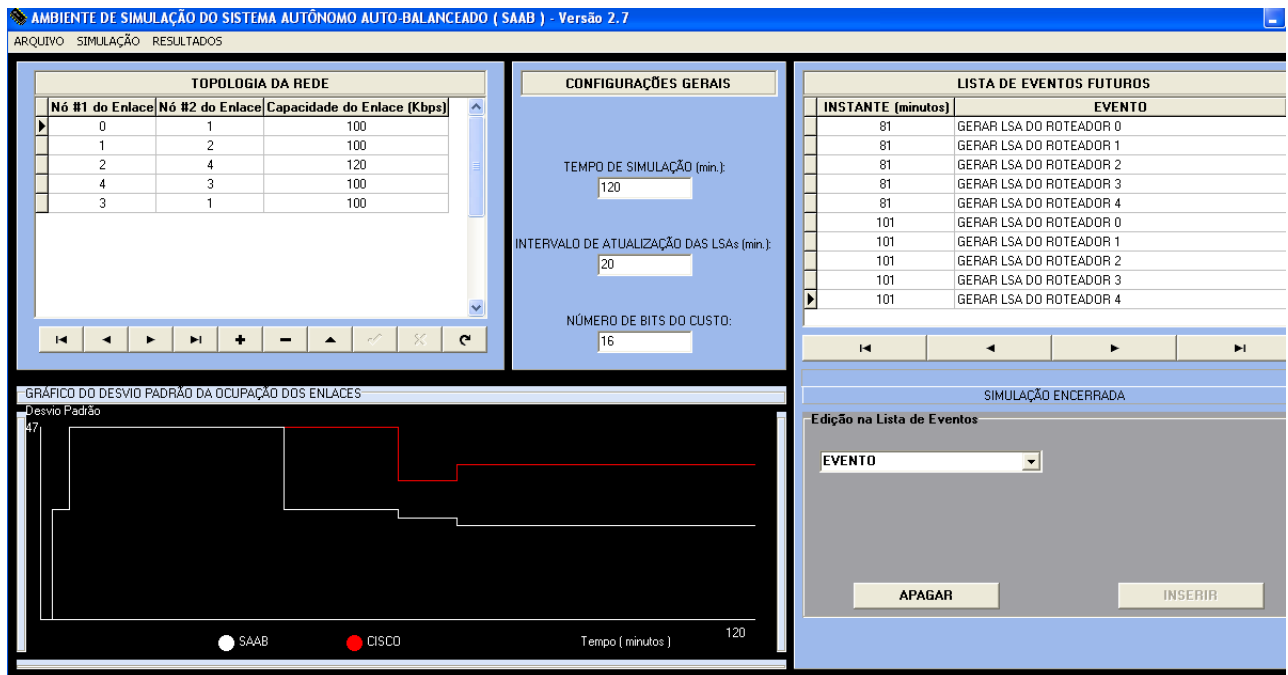


FIG. 5.1: Ambiente de Simulação da Arquitetura SAAB

bytes perdidos utilizando ambos os algoritmos, SAAB e Cisco.

O caráter dinâmico da matriz de tráfego associada aos eventos ( configurar demandas, falhas nos enlaces, falhas nos roteadores, ativar roteadores, etc. ) configurados no cenário de simulação induz a uma variação no valor do desvio padrão ao longo do tempo, conforme ilustrado na figura 5.2.

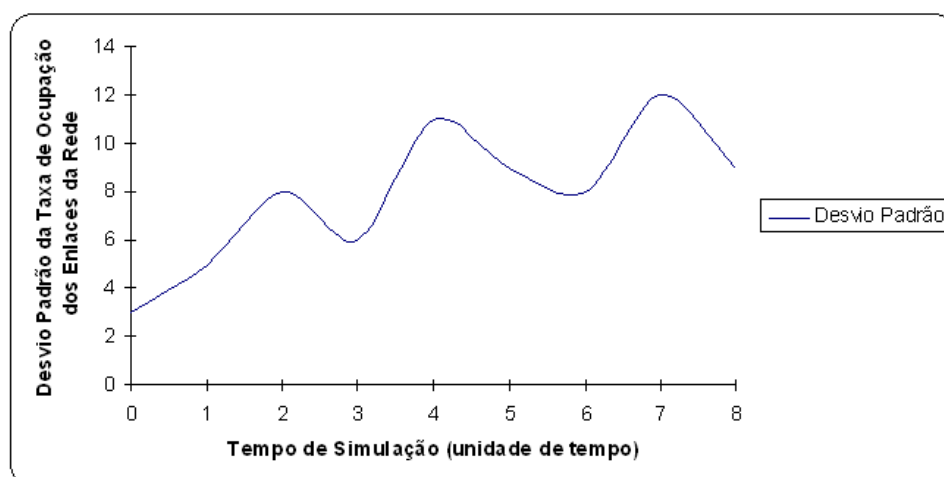


FIG. 5.2: Desvio Padrão como Função do Tempo

O desvio padrão da taxa de ocupação dos enlaces, que traduz o grau de dispersão

da taxa de ocupação em torno da média, é um indicativo do balanceamento da carga na rede. Quanto menor o desvio padrão tanto melhor é o balanceamento da carga na rede. Da mesma forma, quanto maior o desvio padrão, pior é o balanceamento da carga na rede. Como o desvio padrão é função do tempo, pretende-se estabelecer uma métrica de comparação entre os valores do desvio padrão produzidos pela arquitetura SAAB ao longo do tempo de simulação e os valores do desvio padrão produzidos pela recomendação da Cisco também ao longo do tempo de simulação. Pode-se, por exemplo, estabelecer como métrica o desvio padrão máximo produzido pelo algoritmo que está sendo comparado. Aquele algoritmo, SAAB ou Cisco, que apresentar o menor desvio padrão máximo é dito mais eficiente.

O gráfico da figura 5.3 mostra um exemplo do desvio padrão gerado pela arquitetura SAAB e pela recomendação da Cisco. Neste exemplo, a métrica do menor desvio padrão máximo mostra-se inadequada. Segundo esta métrica, o algoritmo da Cisco é mais eficiente, embora os desvios padrões do SAAB são menores que os da Cisco em boa parte do tempo de simulação.

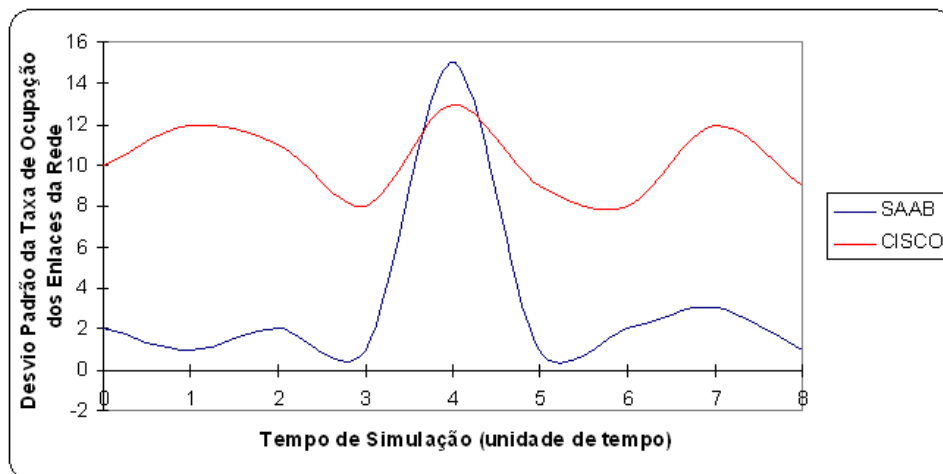


FIG. 5.3: Métrica do Menor Desvio Padrão Máximo

Outra métrica possível é o desvio padrão médio gerado pelo algoritmo. O desvio padrão médio é a soma de todos os desvios padrões gerados pelo algoritmo, SAAB ou Cisco, durante a simulação dividido pelo tempo total da simulação. A soma de todos os desvios padrões gerados na simulação corresponde a integral da função do desvio padrão durante o tempo de simulação. Portanto, o desvio padrão médio é a razão entre a integral da função desvio padrão e o tempo de simulação. A integral da função desvio padrão representa a área entre a curva do desvio padrão e o eixo das abcissas que é o eixo do

tempo. O algoritmo que apresentar menor desvio padrão médio é dito mais eficiente no balanceamento da carga. De acordo com esta métrica, a arquitetura SAAB, embora tenha um valor de desvio padrão máximo maior que o algoritmo da Cisco ( figura 5.4 ), possui um desvio padrão médio menor. Assim sendo, a arquitetura SAAB é dita mais eficiente.

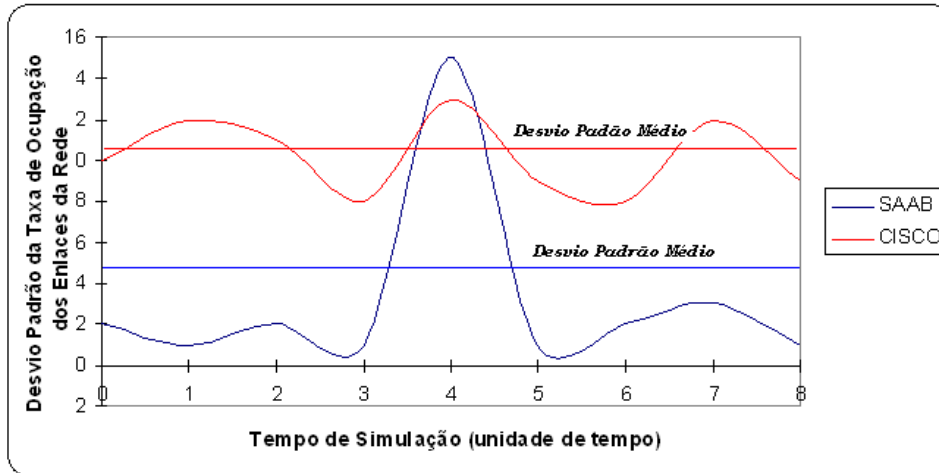


FIG. 5.4: Métrica do Menor Desvio Padrão Médio

Em resumo, a avaliação da arquitetura SAAB utiliza como métrica o desvio padrão médio e a perda total de bytes. A perda de bytes, nesta avaliação, somente ocorre devido a congestionamentos nos enlaces.

A barra de menus do ambiente de simulação oferece três opções para o usuário, que são ARQUIVO, SIMULAÇÃO e RESULTADOS. A opção ARQUIVO possibilita ao usuário iniciar, abrir ou salvar um cenário de simulação. Os cenários, com suas topologias de rede, listas de eventos futuros e demais parâmetros configurados pelo usuário, são salvos em arquivos com extensão ".ime" ( vide figura 5.5 ). A opção SIMULAÇÃO da barra de menus inicia a simulação do cenário.

São produzidos três arquivos texto ao término da simulação. O primeiro arquivo é o Relatório.txt, exibido na figura 5.6, que apresenta o tratamento de todos os eventos do cenário simulado. O usuário pode acessar este arquivo clicando no menu RESULTADOS, e em seguida, RELATÓRIO.

O segundo arquivo gerado automaticamente ao término da simulação é o SAAB.txt, que lista o desvio padrão gerado pela arquitetura SAAB ao longo do processo de simulação do cenário configurado pelo usuário. O usuário pode acessar este arquivo clicando no menu RESULTADOS, e em seguida, SAAB.

O terceiro arquivo gerado automaticamente ao término da simulação é o CISCO.txt,

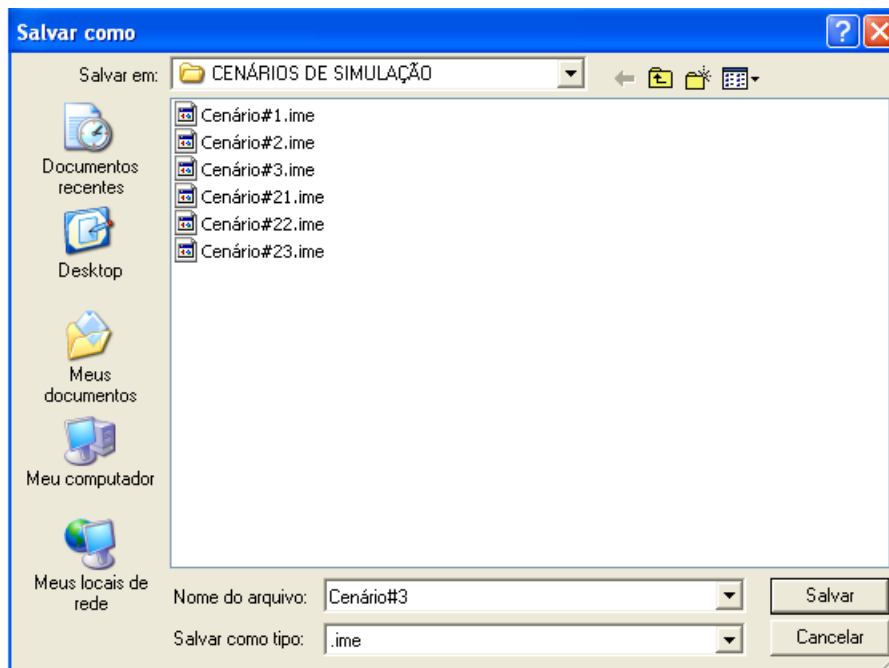


FIG. 5.5: Menu Arquivo - Salvar

que lista o desvio padrão gerado pela recomendação da Cisco ao longo da simulação do cenário configurado pelo usuário. O usuário pode acessar este arquivo clicando no menu RESULTADOS, e em seguida, CISCO.

No canto superior esquerdo da tela, o usuário insere a topologia da rede que se deseja simular. No canto superior central, o usuário insere o tempo de simulação, o tempo de *refresh* das LSAs e o número de bits disponibilizados pelo protocolo para o valor do custo dos enlaces (no caso do OSPF, o número de bits é igual a 16). No canto superior e inferior direito, o usuário insere a lista de eventos futuros (LEF) da simulação, que podem ser:

- Falha no roteador;
- Falha no enlace;
- Configurar demanda;
- Ativar roteador; e
- Ativar enlace.

Os fluxos das demandas são CBR, e seus valores podem ser alterados no decorrer da simulação conforme previamente configurado pelo usuário na LEF. No canto inferior da

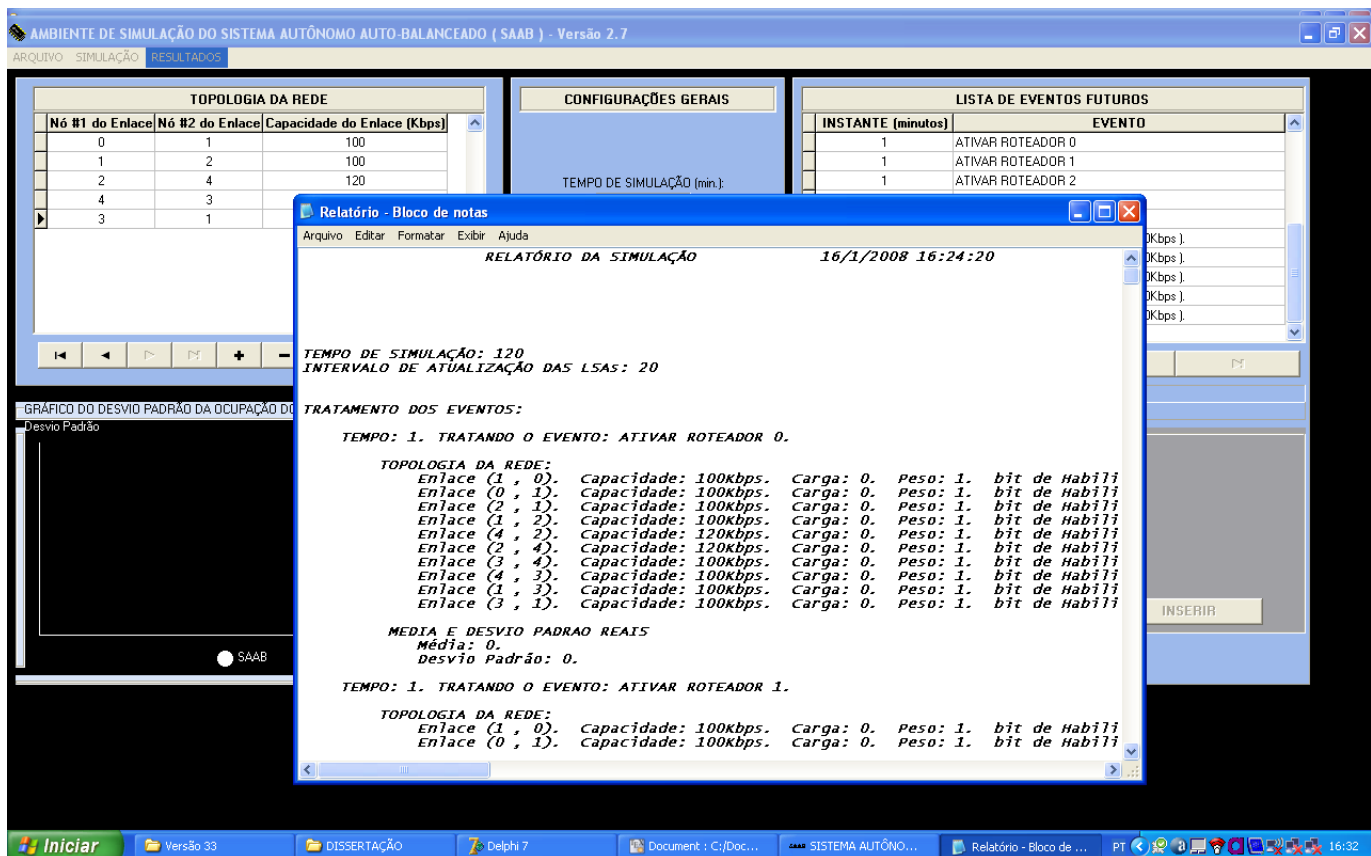


FIG. 5.6: Arquivo Relatório.txt Gerado ao Término da Simulação

tela é exibida, após a simulação, o gráfico do desvio padrão obtido através da utilização da arquitetura SAAB (cor branca) e através da recomendação da Cisco (cor vermelha). Valores idênticos das duas curvas são plotados na cor branca.

## 5.2 AVALIAÇÃO DO CENÁRIO 1

A avaliação do desempenho da arquitetura SAAB inicia com cenários mais simples e termina com cenários mais complexos. A figura 5.7 mostra a topologia da rede do cenário 1. A tabela 5.1 mostra a lista de eventos futuros (LEF) do cenário 1. A matriz de tráfego é configurada na LEF. O intervalo de atualização das LSAs é de 5 minutos. O tempo total de simulação é de 120 minutos.

O tempo de atualização das LSAs é um parâmetro de configuração dos protocolos de estado de enlace que tem como valor *default* 30 minutos (MOY, 1998a). O administrador da rede configura este parâmetro da forma mais adequada para atender a sua rede.

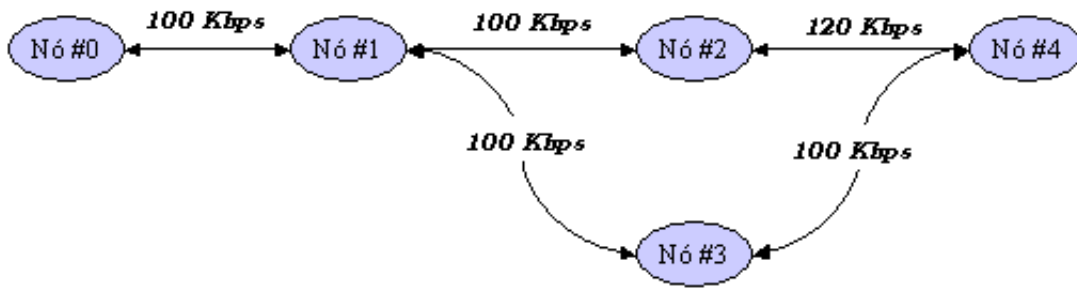


FIG. 5.7: Topologia da Rede do Cenário 1

INSTANTE ( minutos )	EVENTO
1	Ativar Roteadores
1	Ativar Enlaces
2	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #4 ( 60 Kbps )
5	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #2 ( 60 Kbps )
7	Configurar demanda: Nó #2 -> Nó #4 ( 10 Kbps )
60	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #2 ( 20 Kbps )
70	Configurar demanda: Nó #2 -> Nó #4 ( 30 Kbps )

TAB. 5.1: Lista de Eventos Futuros do Cenário 1

O gráfico da figura 5.8 compara o resultado obtido pela arquitetura SAAB e pela recomendação da Cisco. Neste cenário, os desvios padrões médios das taxas de ocupação dos enlaces gerados pela arquitetura SAAB e pela recomendação da Cisco são, respectivamente, iguais a 26 e 41. Essas grandezas são adimensionais, haja visto que a taxa de ocupação dos enlaces é uma medida relativa, não absoluta, igualmente adimensional.

Utilizando a recomendação da Cisco e a arquitetura SAAB foram perdidos, respectivamente, 137 KBytes e 15 KBytes ( figura 5.9 ). O tempo de resposta do SAAB é função do tempo de *refresh* das LSAs, pois é neste momento que um determinado roteador, na arquitetura SAAB, tem a possibilidade de alterar os pesos dos seus enlaces.

Baseado nos gráficos das figuras 5.8 e 5.9, verifica-se que a utilização do SAAB diminuiu em 89% a perda de bytes em relação à metodologia proposta pela Cisco. O desvio padrão médio da taxa de ocupação dos enlaces obtido pela arquitetura SAAB é aproximadamente 2/3 do valor do desvio padrão médio obtido pela recomendação da Cisco. A arquitetura SAAB, no cenário considerado, promove um ganho considerável no

balanceamento da carga em relação à recomendação da Cisco.

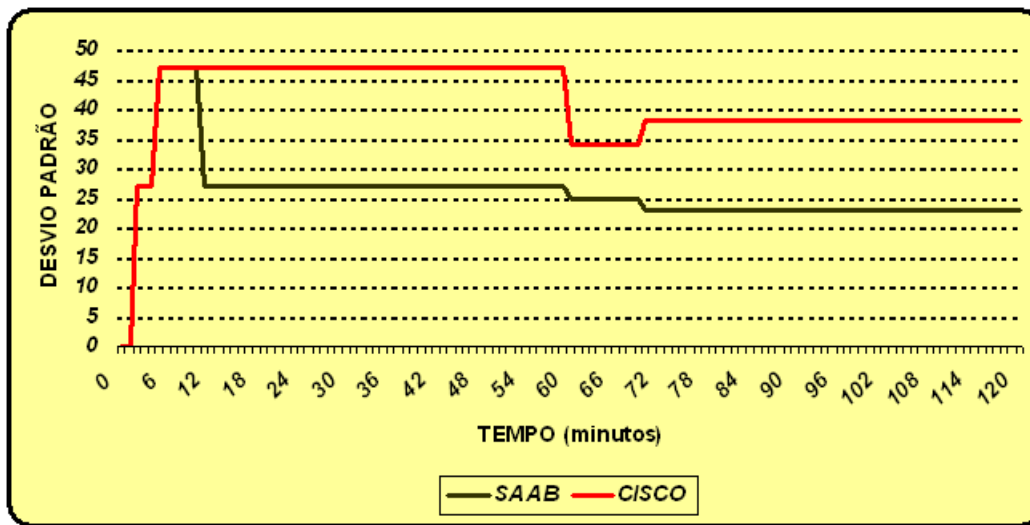


FIG. 5.8: Gráfico da Evolução Temporal do Desvio Padrão no Cenário 1

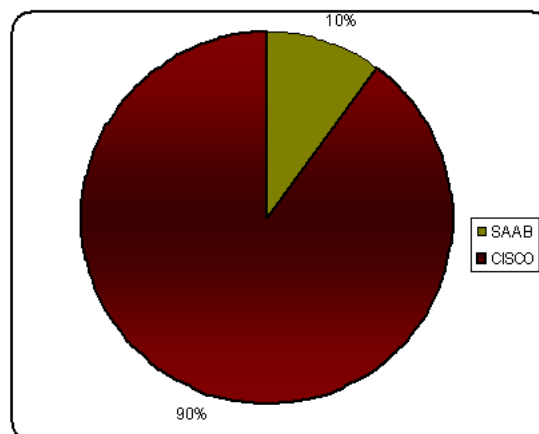


FIG. 5.9: Perda de Dados no Cenário 1

### 5.3 AVALIAÇÃO DO CENÁRIO 2

A figura 5.10 mostra a topologia da rede do cenário 2. A tabela 5.2 mostra a lista de eventos futuros (LEF) do cenário 2. A matriz de tráfego é configurada na LEF. O intervalo de atualização das LSAs é de 5 minutos. O tempo total de simulação é de 120 minutos.



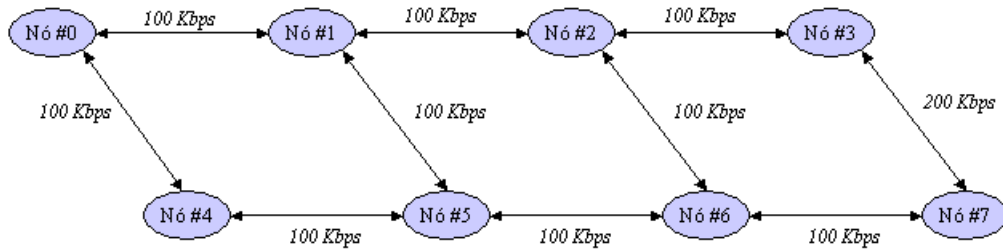


FIG. 5.10: Topologia da Rede do Cenário 2

INSTANTE ( minutos )	EVENTO
1	Ativar Roteadores
1	Ativar Enlaces
2	Configurar demanda: Nó #0 -> Nó #5 ( 60 Kbps )
5	Configurar demanda: Nó #0 -> Nó #1 ( 60 Kbps )
7	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #5 ( 10 Kbps )
30	Configurar demanda: Nó #2 -> Nó #7 ( 70 Kbps )
37	Configurar demanda: Nó #3 -> Nó #7 ( 120 Kbps )
40	Configurar demanda: Nó #3 -> Nó #2 ( 20 Kbps )
50	Desativar Roteador #4
70	Ativar Roteador #4

TAB. 5.2: Lista de Eventos Futuros do Cenário 2

Utilizando a recomendação da Cisco e a arquitetura SAAB foram perdidos, respectivamente, 287 KBytes e 52 KBytes ( figura 5.12 ).

O gráfico da figura 5.11 mostra a curva do desvio padrão obtida pela arquitetura SAAB e pela recomendação da Cisco, no cenário de simulação número 2. Os valores do desvio padrão da arquitetura SAAB nunca são superiores àqueles obtidos pela recomendação da Cisco. Neste cenário, os desvios padrões médios obtidos pela arquitetura SAAB e pela recomendação da Cisco são respectivamente iguais a 30 e 44. Verifica-se, com estas medidas, que a distribuição da carga gerada pela arquitetura SAAB é consideravelmente melhor do que a distribuição da carga gerada pela recomendação da Cisco, neste cenário.

A variação do desvio padrão obtida através da recomendação da Cisco ocorre devido à variação da demanda ou mudança na topologia da rede que acarrete em redistribuição

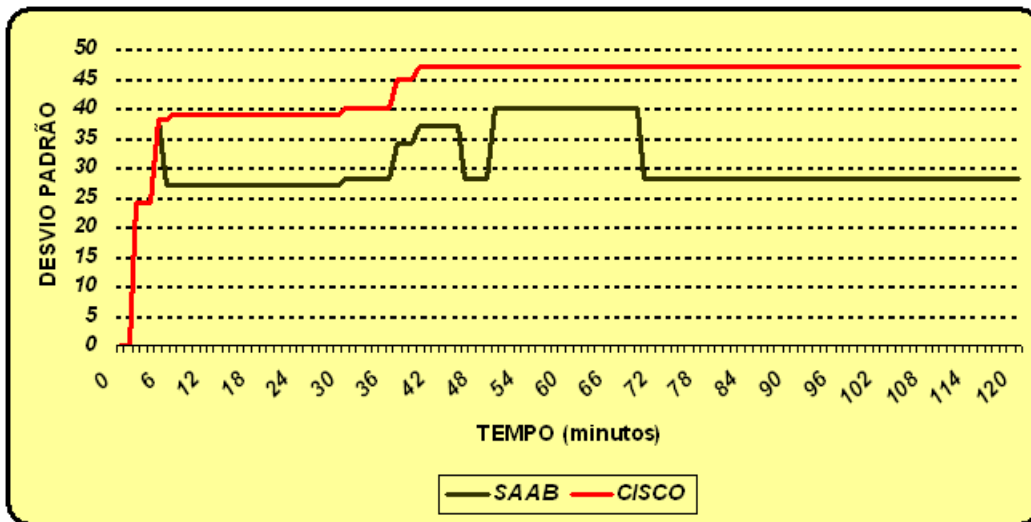


FIG. 5.11: Gráfico da Evolução Temporal do Desvio Padrão no Cenário 2

da carga. A variação do desvio padrão obtida através da arquitetura SAAB ocorre devido à reconfiguração dos pesos dos enlaces, além da variação da demanda ou mudança na topologia da rede. É possível identificar no gráfico o instante igual a 6 minutos em que ocorre a reconfiguração dos custos dos enlaces do roteador 1. A falha no roteador 4 que ocorre no instante igual a 50 minutos não altera a curva da Cisco uma vez que, diferentemente do que acontece com a arquitetura SAAB, fluxos não passam por esse roteador naquele momento. No instante igual a 70 minutos, observa-se nova alteração na curva SAAB com a reativação do roteador 4.

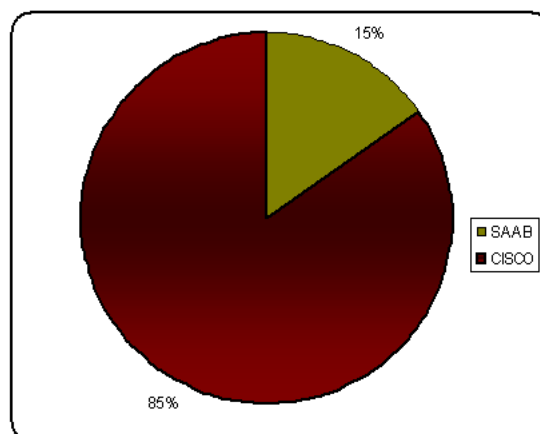


FIG. 5.12: Perda de Dados no Cenário 2

## 5.4 AVALIAÇÃO DO CENÁRIO 3

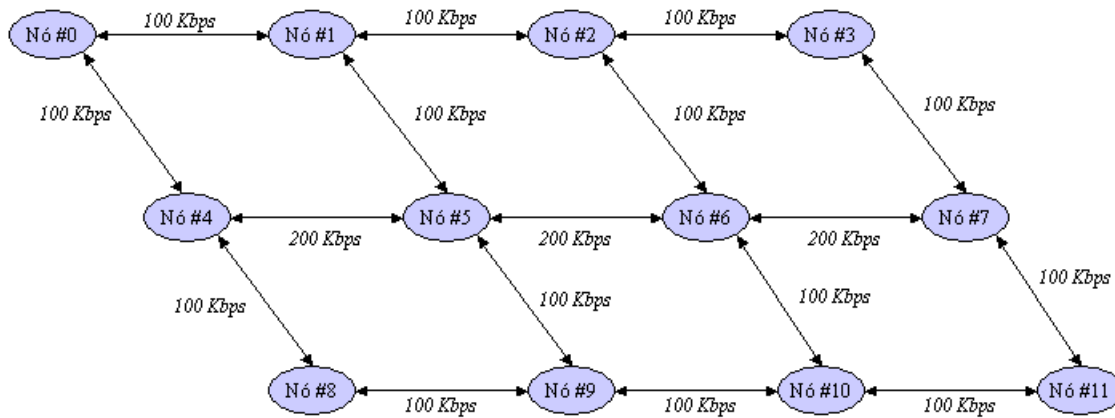


FIG. 5.13: Topologia da Rede do Cenário 3

A figura 5.13 mostra a topologia da rede do cenário 3. A tabela 5.3 mostra a lista de eventos futuros ( LEF ) do cenário 3. A matriz de tráfego é configurada na LEF. O intervalo de atualização das LSAs é de 5 minutos. O tempo total de simulação é de 120 minutos.

Utilizando a recomendação da Cisco e a arquitetura SAAB foram perdidos, respectivamente, 191 KBytes e 96 KBytes ( figura 5.14 ).

O gráfico da figura 5.15 mostra a curva do desvio padrão obtida pela arquitetura SAAB e pela recomendação da Cisco, no cenário de simulação número 3. Os valores do desvio padrão da arquitetura SAAB estão próximos àqueles obtidos pela recomendação da Cisco. Neste cenário, os desvios padrões médios obtidos pela arquitetura SAAB e pela recomendação da Cisco são respectivamente iguais a 21 e 23. Verifica-se, com estas medidas, que a distribuição da carga gerada pela arquitetura SAAB é aproximadamente 10% melhor do que a distribuição da carga gerada pela recomendação da Cisco, neste cenário.

Comparando este cenário com os anteriores, verifica-se que a eficiência da arquitetura SAAB diminuiu. Este fato se deve aos seguintes fatores:

- Na arquitetura SAAB, o roteador com direito a alterar os pesos dos seus enlaces verifica se mudanças nos custos dos enlaces diminuem ou não o desvio padrão da taxa de ocupação dos enlaces da rede. Se este roteador concluir que mudanças nos

INSTANTE ( minutos )	EVENTO
1	Ativar Roteadores
1	Ativar Enlaces
6	Configurar demanda: Nó #0 -> Nó #11 ( 25 Kbps )
8	Configurar demanda: Nó #0 -> Nó #3 ( 15 Kbps )
10	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #7 ( 20 Kbps )
14	Configurar demanda: Nó #2 -> Nó #6 ( 30 Kbps )
16	Configurar demanda: Nó #3 -> Nó #7 ( 15 Kbps )
21	Configurar demanda: Nó #4 -> Nó #8 ( 10 Kbps )
31	Configurar demanda: Nó #5 -> Nó #1 ( 20 Kbps )
36	Configurar demanda: Nó #8 -> Nó #3 ( 10 Kbps )
39	Configurar demanda: Nó #9 -> Nó #11 ( 5 Kbps )
40	Falha no roteador #5
42	Configurar demanda: Nó #4 -> Nó #8 ( 20 Kbps )
45	Configurar demanda: Nó #7 -> Nó #3 ( 15 Kbps )
50	Configurar demanda: Nó #11 -> Nó #1 ( 30 Kbps )
60	Falha no enlace: Nó #1 -> Nó #2
64	Configurar demanda: Nó #2 -> Nó #9 ( 5 Kbps )
66	Configurar demanda: Nó #3 -> Nó #10 ( 10 Kbps )
70	Configurar demanda: Nó #4 -> Nó #6 ( 15 Kbps )
70	Ativar enlace: Nó #1 -> Nó #2
78	Configurar demanda: Nó #7 -> Nó #9 ( 30 Kbps )
80	Ativar roteador #5
86	Configurar demanda: Nó #9 -> Nó #1 ( 20 Kbps )
89	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #10 ( 20 Kbps )
91	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #9 ( 30 Kbps )
95	Configurar demanda: Nó #8 -> Nó #4 ( 15 Kbps )
100	Configurar demanda: Nó #6 -> Nó #3 ( 20 Kbps )

TAB. 5.3: Lista de Eventos Futuros do Cenário 3

pesos dos seus enlaces promovem a diminuição do desvio padrão, então este roteador executa a reconfiguração dos pesos. Do contrário, este roteador não reconfigura os pesos. O roteador conhece o caminho atual dos fluxos e o caminho que esses fluxos teriam se houvessem alterações nos custos dos enlaces. Tal fato é possível porque todos os roteadores tem ciência da topologia de toda a rede, que é uma característica inerente da tecnologia de roteamento de estado de enlace. Na arquitetura SAAB, a informação relativa a taxa de ocupação dos enlaces encontra-se na base de dados de estado de enlace, embutidas nos valores dos custos armazenados nas LSAs. As LSAs são atualizadas periodicamente. Dependendo do grau de dinamismo da matriz de

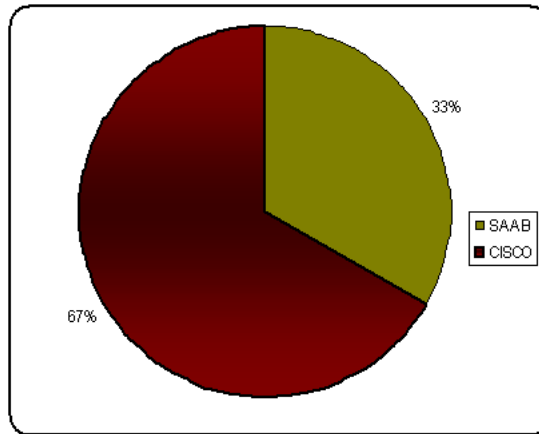


FIG. 5.14: Perda de Dados no Cenário 3

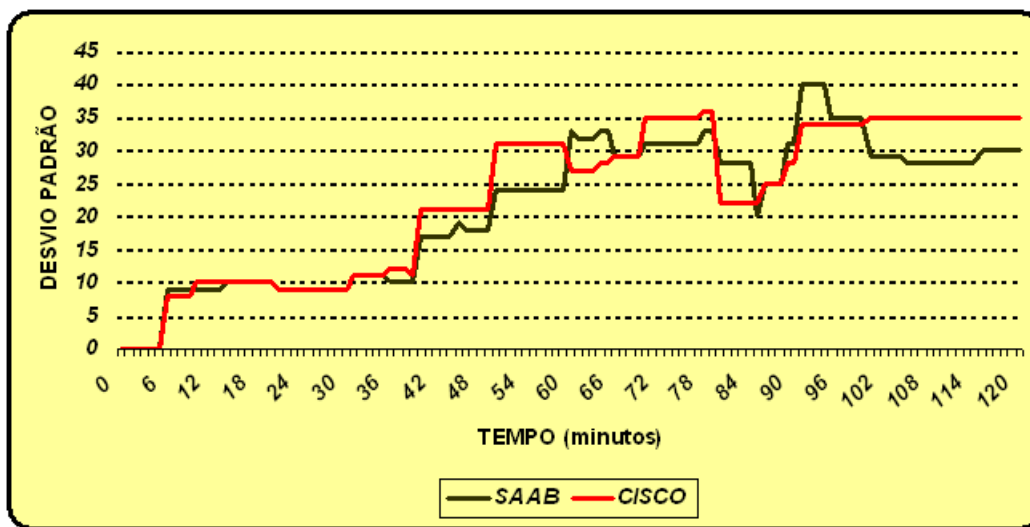


FIG. 5.15: Gráfico da Evolução Temporal do Desvio Padrão no Cenário 3

tráfego, ou seja, da rapidez com que os valores dos fluxos na rede se alteram, as informações relativas à taxa de ocupação dos enlaces podem estar desatualizadas. Isto faz com que o roteador com direito a alterar os pesos dos seus enlaces conclua erroneamente sobre como configurar os pesos dos seus enlaces. Este comportamento anômalo da arquitetura SAAB está presente no cenário atual, pôsto que há muita alteração no valor dos fluxos conforme pode ser verificado na lista de eventos futuros do cenário.

- São disponibilizados três bits na formatação dos custos para trafegar informações relativas à taxa de ocupação dos enlaces. Há, portanto, um erro de quantização dessas informações que são veiculadas em três bits. Em uma rede com muitos en-

laces, os erros de quantização dos vários custos podem se somar e conduzirem a falha na avaliação do roteador sobre a conveniência de reconfiguração dos custos dos enlaces. Ocorrendo falha na avaliação do roteador, os demais roteadores acusarão nas próximas LSAs mudanças nas taxas de ocupação dos seus enlaces. O próprio sistema SAAB, decorrido um determinado tempo, tem o potencial de ajustar novamente a carga, retornando ao antigo valor do desvio padrão.

Em suma, baseado nos gráficos mostrados nas figuras 5.15 e 5.14, o balanceamento da carga promovido pela arquitetura SAAB é aproximadamente 10% melhor do que a balanceamento promovido pela recomendação da Cisco ( o desvio padrão médio da arquitetura SAAB é 21 e o da Cisco é 23 ). A perda de bytes é consideravelmente menor na arquitetura SAAB.

## 5.5 AVALIAÇÃO DO CENÁRIO 4

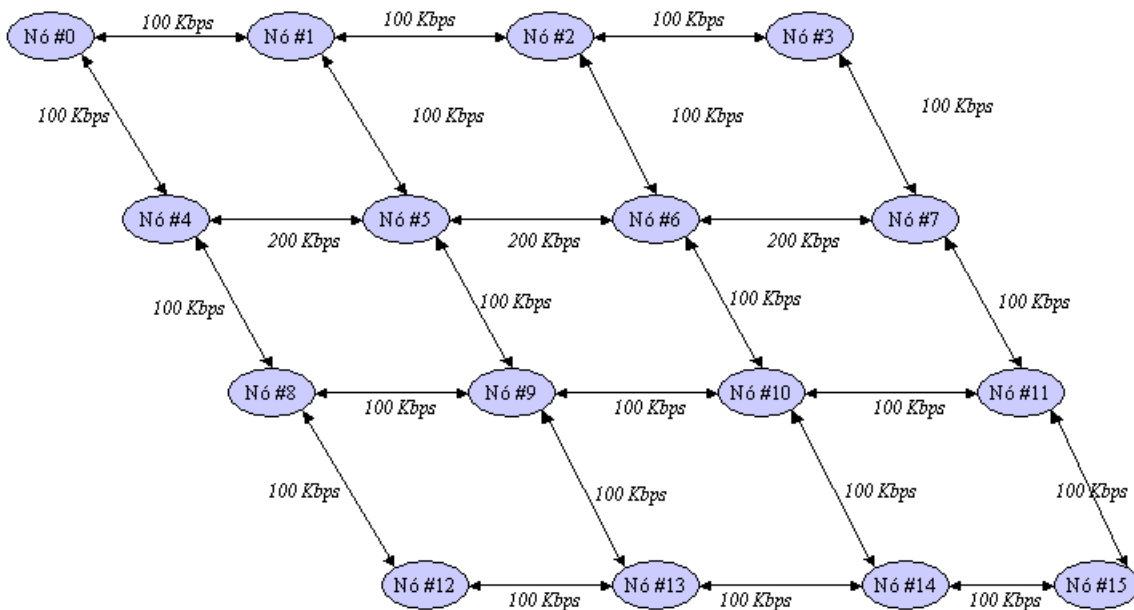


FIG. 5.16: Topologia da Rede do Cenário 4

A figura 5.16 mostra a topologia da rede do cenário 4. A tabela 5.4 mostra a lista de eventos futuros ( LEF ) do cenário 4. A matriz de tráfego é configurada na LEF. O intervalo de atualização das LSAs é de 5 minutos. O tempo total de simulação é de 180 minutos.

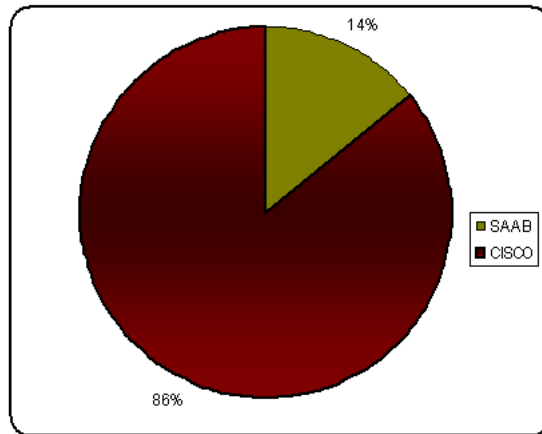


FIG. 5.17: Perda de Dados no Cenário 4

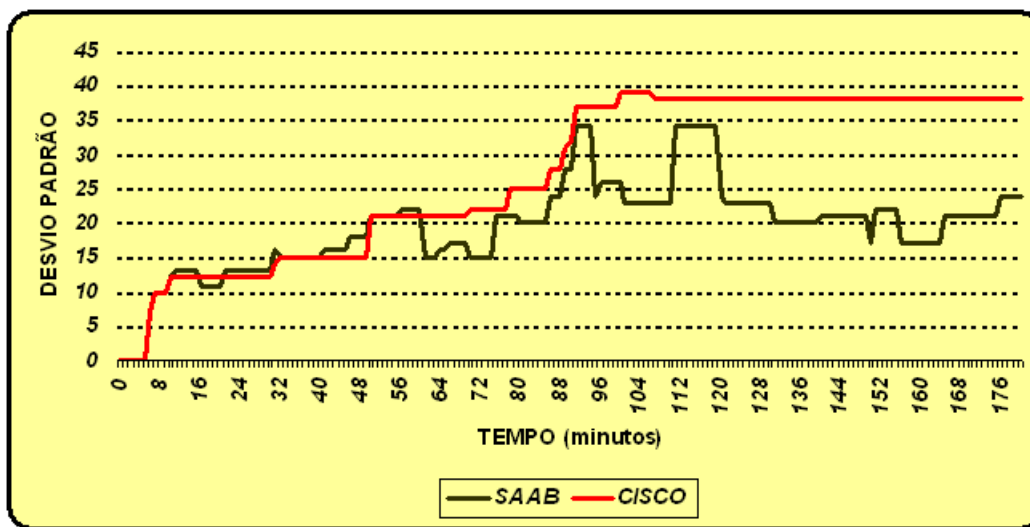


FIG. 5.18: Gráfico da Evolução Temporal do Desvio Padrão no Cenário 4

Utilizando a recomendação da Cisco e a arquitetura SAAB foram perdidos, respectivamente, 698 KBytes e 114 KBytes ( figura 5.17 ).

O gráfico da figura 5.18 mostra a curva do desvio padrão obtida pela arquitetura SAAB e pela recomendação da Cisco, no cenário de simulação número 4. Neste cenário, os desvios padrões médios obtidos pela arquitetura SAAB e pela recomendação da Cisco são respectivamente iguais a 19 e 27.

Observando a LEF mostrada na tabela 5.4, verifica-se que a matriz de tráfego varia até o instante igual a 107 minutos. A partir daí, a matriz de tráfego não sofre mais alteração, tornando-se estática. Segundo a figura 5.18, os valores dos desvios padrões do SAAB e da Cisco permanecem em níveis parecidos até aproximadamente o instante de 120

minutos. A partir daí, a curva do desvio padrão obtida pela arquitetura SAAB distancia-se definitivamente da curva da Cisco, assumindo valores mais baixos. Este gráfico sugere que a arquitetura SAAB necessita de um determinado período de tempo sem alteração na matriz de tráfego ou na topologia da rede para, efetivamente, manejar de forma correta os fluxos a fim de minimizar o desvio padrão. As duas justificativas para esse fato já foram mencionadas no cenário anterior. O tempo que a arquitetura SAAB necessita para efetivamente minimizar o desvio padrão é da ordem de grandeza do tempo de atualização das LSAs, ou mais especificamente, algo em torno de cinco vezes o valor do tempo de atualização das LSAs, conforme simulações de cenários como este.



INSTANTE ( minutos )	EVENTO
1	Ativar Roteadores
1	Ativar Enlaces
6	Configurar demanda: Nó #0 -> Nó #11 ( 25 Kbps )
7	Configurar demanda: Nó #12 -> Nó #15 ( 25 Kbps )
7	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #14 ( 20 Kbps )
8	Configurar demanda: Nó #0 -> Nó #3 ( 15 Kbps )
10	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #7 ( 20 Kbps )
14	Configurar demanda: Nó #2 -> Nó #6 ( 30 Kbps )
21	Configurar demanda: Nó #4 -> Nó #8 ( 10 Kbps )
21	Configurar demanda: Nó #3 -> Nó #13 ( 15 Kbps )
27	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #14 ( 20 Kbps )
31	Configurar demanda: Nó #5 -> Nó #1 ( 20 Kbps )
31	Configurar demanda: Nó #7 -> Nó #13 ( 10 Kbps )
32	Configurar demanda: Nó #15 -> Nó #8 ( 10 Kbps )
42	Configurar demanda: Nó #4 -> Nó #8 ( 20 Kbps )
45	Falha no enlace: Nó #9 -> Nó #10
50	Configurar demanda: Nó 11 -> Nó #1 ( 30 Kbps )
64	Configurar demanda: Nó #2 -> Nó #9 ( 5 Kbps )
66	Configurar demanda: Nó #3 -> Nó #10 ( 10 Kbps )
70	Configurar demanda: Nó #4 -> Nó #6 ( 15 Kbps )
70	Ativar enlace: Nó #9 -> Nó #10
78	Configurar demanda: Nó #7 -> Nó #9 ( 30 Kbps )
86	Configurar demanda: Nó #9 -> Nó #1 ( 20 Kbps )
89	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #10 ( 20 Kbps )
90	Configurar demanda: Nó #2 -> Nó #6 ( 0 Kbps )
91	Configurar demanda: Nó #1 -> Nó #9 ( 30 Kbps )
95	Configurar demanda: Nó #8 -> Nó #4 ( 15 Kbps )
100	Configurar demanda: Nó #6 -> Nó #3 ( 20 Kbps )
100	Configurar demanda: Nó #0 -> Nó #3 ( 0 Kbps )
105	Configurar demanda: Nó #4 -> Nó #8 ( 0 Kbps )
107	Configurar demanda: Nó #7 -> Nó #13 ( 0 Kbps )

TAB. 5.4: Lista de Eventos Futuros do Cenário 4

## 6 CONCLUSÃO

### 6.1 CONSIDERAÇÕES FINAIS

O principal objetivo deste trabalho é a proposta de uma arquitetura que torne um sistema autônomo capaz de automaticamente monitorar e redistribuir de forma mais equânime a carga na rede, segundo a topologia da rede e matriz de tráfego do momento. Protocolos de roteamento adaptativo são ferramentas que provêem essa capacidade de auto-balanceamento da rede aos sistemas autônomos. A arquitetura proposta torna adaptativos os protocolos de roteamento de estado de enlace.

A arquitetura SAAB não acrescenta nenhum *overhead* a mais do que aquele já existente nos protocolos de roteamento de estado de enlace. Nenhuma nova mensagem é adicionada ao catálogo de mensagens dos protocolos de roteamento de estado de enlace. O SAAB é um sistema distribuído, capaz de funcionar mesmo na presença de falhas de roteadores.

No capítulo 5, foi apresentada uma comparação entre o desempenho da arquitetura SAAB e o desempenho da técnica de configuração dos pesos dos enlaces proposta pela Cisco. Verificou-se que a utilização da arquitetura SAAB é mais eficiente no balanceamento da carga na rede e, por conseguinte, na diminuição da perda de pacotes.

A desvantagem da arquitetura SAAB é que seu tempo de resposta é da ordem do tempo de atualização das LSAs. O SAAB é ineficiente quando aplicado em redes cujas matrizes de tráfego variam em um intervalo de tempo próximo ao tempo de atualização das LSAs. Cabe lembrar que, neste caso, até a própria intervenção manual do gerente da rede que hoje se pratica, é prejudicada.

As contribuições desta pesquisa foram:

- Apresentação de novos conceitos no Capítulo 3 que otimizam o desempenho de heurísticas para solução do problema da adequada configuração dos pesos dos enlaces em uma rede OSPF, considerando a matriz de tráfego estática ou quase-estática.
- Concepção de um mecanismo de comunicação entre processos quaisquer que estejam funcionando em diferentes roteadores de um domínio de roteamento de estado de enlace, sem acréscimo no consumo de banda dos enlaces.

- Proposta de modelagem dos enlaces pertencentes a um domínio de roteamento de estado de enlace.
- Apresentação de arquitetura para projetos de Sistemas Autônomos Auto-Balanceados, mediante o uso de protocolos de roteamento de estado de enlace.

Até o momento, houve a publicação do artigo (VIANNA, 2007) baseado nesta pesquisa. Outro artigo, também baseado nesta pesquisa, foi submetido para apreciação no 26º Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores.

## 6.2 TRABALHOS FUTUROS

Na presente pesquisa, considerou-se uma única classe de serviço para os pacotes. Como trabalho futuro, propõe-se estudos acerca da aplicação de qualidade de serviço (QoS) na arquitetura SAAB. Para tal, a distribuição da carga pode ser feita em vários níveis, correspondendo cada nível a uma determinada classe de serviço. Em um primeiro momento, a arquitetura SAAB poderia distribuir a carga relativa a classe de serviço mais prioritária. Em seguida, distribuir a segunda classe de serviço mais prioritária e assim por diante.

A dissertação em tela apresentou um novo mecanismo para troca de informações entre os roteadores de um sistema autônomo que utilize protocolos de roteamento de estado de enlace. Este novo mecanismo baseia-se em formatar o custo dos enlaces em campos, e transportar mensagens dentro desses campos, com garantia de entrega já implementada pelo próprio protocolo, sem agregar qualquer *overhead* e sem interferir nos caminhos dos fluxos. Propõe-se um estudo sobre a utilização deste mecanismo de comunicação em outros temas de pesquisa sobre redes de computadores.

A eficiência da arquitetura SAAB está relacionada com o intervalo de atualização das LSAs e o grau de dinamismo da matriz de tráfego. Propõe-se um estudo que complemente esta dissertação, estabelecendo exatamente os limites segundo os quais é válida a utilização da arquitetura SAAB. Ou seja, supondo que os fluxos das demandas da rede aumentem ou diminuam, propõe-se investigar que taxa de variação dos fluxos a arquitetura SAAB pode responder com eficiência, considerando topologias de rede diversas.

## 7 REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- AWDUCHE, D. **Overview and principles of Internet traffic engineering.** *IETF, RFC 3272*, 2002.
- AWDUCHE, D., MALCOLM, J., AGOGBUA, J., O'DELL, M. e MCMANUS, J. **Requirements for Traffic Engineering over MPLS.** *IETF, RFC 2702*, 1999.
- BARRETO, F., JUNIOR, L. N. e ARRUDA, L. V. R. **A proactive approach to find fast emergency paths to increase reliability in IP networks.** *International Workshop on Telecommunications - IWT*, 2007.
- BERTSEKAS, D. e GALLAGER, R. **Data networks.** *Prentice-Hall*, 1992.
- BURTON, D. **On an instance of the inverse shortest path problem.** *Tese de doutorado na Universidade de Namur, Bélgica*, 1993.
- CASE, J., FEDOR, M., SCHOFFSTALL, M. e DAVIN, J. **A simple network management protocol (SNMP).** *IETF, RFC 1157*, 1990.
- CISCO. **Configuring OSPF.** *Cisco Press*, 1997.
- CISCO. **Congestion Avoidance Overview.** *Cisco Documentation*, 2001a.
- CISCO. **Low Latency Queueing.** *Cisco Documentation*, 2001b.
- COMER, D. E. **Internetworking with TCP/IP.** *PH*, 1995.
- DOBSON, S., NIXON, S., FERNANDEZ, A., SAFFRE, F., GAITI, D., SCHMIDT, N., GELENBE, E. e ZAMBONELLI, F. **A Survey of Autonomic Communications.** *ACM Transactions on Autonomous and Adaptive Systems*, vol. 1, p.223-259, 2006.
- ERICSSON, M., RESENDE, M. G. C. e PARDALOS, P. M. **A genetic algorithm for the weight setting problem in OSPF routing.** *Journal of Combinatorial Optimization*, p. 299-333, 2001.
- FELDMANN, A., GREENBERG, A., LUND, C., REINGOLD, N. e REXFORD, J. **NetScope: Traffic engineering for IP networks.** *IEEE Network Magazine*, 2000.
- FORTZ, B. e THORUP, M. **Internet traffic engineering by optimizing OSPF weights.** *19th IEEE Conference on Computer Communications*, v. 20, p. 519-528, 2000.
- FORTZ, B. e THORUP, M. **Optimizing OSPF/IS-IS weights in a changing world.** *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v.20, p.756-767, 2002a.

- FORTZ, B. e THORUP, M. **Traffic engineering with traditional IP routing protocols.** *IEEE Communications Magazine*, v.40, p.118-124, 2002b.
- HARMATOS, J. **A heuristic algorithm for solving the static weight assignment optimisation problem in OSPF networks.** *In Proceedings of Global Internet Conference*, 2001.
- HAWKINSON, J. **Guidelines for creation, selection, and registration of an Autonomous System.** *IETF, RFC 1930*, 1996.
- KATZ, D., KOMPELLA, K. e YEUNG, D. **Traffic Engineering (TE) Extensions to OSPF Version 2.** *IETF, RFC 3630*, 2003.
- KESHAV, S. **An Engineering Approach to Computer Networking.** *Addison Wesley*, 1997.
- KUROSE, J. F. e ROSS, K. W. **Computer Networking.** *Addison Wesley*, 2003.
- MOY, J. **OSPF protocol analysis.** *IETF, RFC 1245*, 1991.
- MOY, J. **Anatomy of an Internet routing protocol.** *Addison-Wesley*, 1998a.
- MOY, J. **OSPF version 2.** *IETF, RFC 2328*, 1998b.
- MULYANA, E. e KILLAT, U. **A Hybrid Genetic Algorithm Approach for OSPF Weight Setting Problem.** *In Proceedings of 2nd PGTS, Poland*, p.39-46, 2002.
- PETERSON, L. L. e DAVIE, B. S. **Computer Networks: A Systems Approach.** *Morgan Kaufmann Publishers*, 2003.
- PHAM, H. e LAVERRY, B. **An improved method for determining link weights for optimising OSPF routing.** *In Proceedings of WITSP*, 2002.
- RODRIGUES, M. A. e RAMAKRISHNAN, K. G. **Optimal routing in shortest path networks.** *Bell Labs Technical Journal*, v. 6, p. 117-138, 2001.
- ROLLA, V. G. **Engenharia de tráfego em redes IP.** *Dissertação de Mestrado no Instituto Militar de Engenharia*, 2006.
- SCHROEDER, J. e JUNIOR, E. **Roteamento tolerante a falhas baseado em caminhos robustos.** *VI Workshop de Testes e Tolerância a Falhas*, 2005.
- STALLINGS, W. **High-Speed Networks TCP/IP and ATM Design Principles.** *Prentice Hall*, 1998.
- STALLINGS, W. **Data and Computer Communications.** *Pearson*, 2004.
- TANENBAUM, A. **Redes de computadores.** *Elsevier*, 2003.
- TANENBAUM, A. **Distributed Systems.** *Addison Wesley*, 2004.
- THOMAS, T. M. **OSPF network design solutions.** *Cisco Press*, 1998.

VIANNA, P. J. V., SALLES, R. M. e NEVES, J. S. **Aplicação da metaheurística Busca-Tabu na engenharia de tráfego em redes IP.** *Simpósio de Pesquisa Operacional e Logística da Marinha*, 2007.

WANG, Y. e WANG, Z. **Explicit routing algorithms for Internet traffic engineering.** *In Proceedings of the 8th Computer Communications and Networks, Boston, USA*, p.582-588, 1999.

# Livros Grátis

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

Milhares de Livros para Download:

[Baixar livros de Administração](#)

[Baixar livros de Agronomia](#)

[Baixar livros de Arquitetura](#)

[Baixar livros de Artes](#)

[Baixar livros de Astronomia](#)

[Baixar livros de Biologia Geral](#)

[Baixar livros de Ciência da Computação](#)

[Baixar livros de Ciência da Informação](#)

[Baixar livros de Ciência Política](#)

[Baixar livros de Ciências da Saúde](#)

[Baixar livros de Comunicação](#)

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

[Baixar livros de Defesa civil](#)

[Baixar livros de Direito](#)

[Baixar livros de Direitos humanos](#)

[Baixar livros de Economia](#)

[Baixar livros de Economia Doméstica](#)

[Baixar livros de Educação](#)

[Baixar livros de Educação - Trânsito](#)

[Baixar livros de Educação Física](#)

[Baixar livros de Engenharia Aeroespacial](#)

[Baixar livros de Farmácia](#)

[Baixar livros de Filosofia](#)

[Baixar livros de Física](#)

[Baixar livros de Geociências](#)

[Baixar livros de Geografia](#)

[Baixar livros de História](#)

[Baixar livros de Línguas](#)

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