

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

VITOR GUERRA ROLLA

ENGENHARIA DE TRÁFEGO EM REDES IP

Rio de Janeiro  
2006

# **Livros Grátis**

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

Milhares de livros grátis para download.

**INSTITUTO MILITAR DE ENGENHARIA**

**VITOR GUERRA ROLLA**

**ENGENHARIA DE TRÁFEGO EM REDES IP**

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  
2006

c2006

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, microfilmear 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).

G929	Rolla, Vitor Guerra Engenharia de Tráfego em Redes IP, Vitor Guerra Rolla. – Rio de Janeiro: Instituto Militar de Engenharia, 2006. 117 p.:il, graf., tab.  Dissertação: (mestrado) – Instituto Militar de Engenharia, Rio de Janeiro, 2006.  1. Engenharia de Tráfego. 2. Roteamento Ótimo. I. Instituto Militar de Engenharia. II. Título.  CDD 388.41312
------	--

**INSTITUTO MILITAR DE ENGENHARIA**

**VITOR GUERRA ROLLA**

**ENGENHARIA DE TRÁFEGO EM REDES IP**

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 05/04/2006 pela seguinte Banca Examinadora:

---

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

---

Prof. Edison Ishikawa - D. Sc. do IME

---

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

---

Prof. Márcio Portes de Albuquerque - Ph. D. do CBPF

Rio de Janeiro  
2006

Para Luiz Alberto, Maria Lúcia e Bernardo, por tudo  
que representam na minha vida.

## AGRADECIMENTOS

Ao meu orientador, Maj Prof. Ronaldo Moreira Salles, pela atenção e profissionalismo com que acompanhou a realização deste trabalho e, sobretudo, pelo grande incentivo e paciência que muito contribuíram para que eu o concluísse com êxito.

Aos meus amigos e colegas de pesquisa, especialmente o André e o Alexandre, pelo apoio e pelo convívio amigável.

A todos os professores e funcionários do Departamento de Sistemas e Computação do Instituto Militar de Engenharia que, de alguma forma, contribuíram para a realização deste trabalho.

A Coordenação de Aperfeiçoamento de Pessoal de Nível Superior (CAPES) pelo apoio financeiro.

Aos meus avós Alberto, Edda, Alem e Lúcia (em memória).

A Bárbara Calixto e Antônio Thomé por serem os amigos que são.

A minha mãe, meu pai e meu irmão que são verdadeiras fontes de apoio e inspiração.

## SUMÁRIO

LISTA DE ILUSTRAÇÕES .....	8
LISTA DE TABELAS .....	9
LISTA DE ABREVIATURAS E SÍMBOLOS .....	10
<b>1 INTRODUÇÃO .....</b>	<b>13</b>
1.1 Contexto e Motivação.....	13
1.2 Objetivo da Dissertação.....	14
1.3 Organização da Dissertação.....	15
<b>2 ENGENHARIA DE TRÁFEGO E ROTEAMENTO ÓTIMO .....</b>	<b>16</b>
2.1 Aspectos Básicos da Engenharia de Tráfego .....	16
2.2 O Protocolo OSPF .....	17
2.3 O Protocolo MPLS .....	18
2.4 Categorias de Problemas de Roteamento Ótimo .....	18
2.4.1 Problema Geral do Roteamento Ótimo .....	18
2.4.2 Problema do Roteamento Ótimo de Caminho Único .....	22
2.4.3 Problema do Roteamento Ótimo de Menor Caminho - Short-ORP .....	23
2.4.4 Problema de Determinação do Peso Ótimo de Um Enlace.....	24
2.5 Propostas e Estratégias para Resolução dos Problemas de Roteamento Ótimo	26
2.5.1 Propostas e Estratégias para Resolução do Problema Short-ORP .....	26
2.5.2 Propostas Baseadas em Meta-Heurísticas para Resolução do Problema Short-ORP .....	28
2.5.3 Abordagens Alternativas e Estudos Complementares .....	29
<b>3 ALGORITMOS PROPOSTOS .....</b>	<b>31</b>
3.1 HeurCoupling.....	31
3.1.1 Primeira Etapa: Estabelecer Sistemas de Caminhos Acoplados .....	32
3.1.2 Segunda Etapa: Programação Linear .....	33
3.2 HeuRoSa.....	34
3.3 HeurOne .....	36

<b>4</b>	<b>ANÁLISE DE DESEMPENHO</b> .....	<b>37</b>
4.1	Implementação da ToolBox .....	37
4.2	Cenários de Carga .....	39
4.3	Resultados Numéricos .....	39
4.3.1	Custo de Roteamento e Enlace com Máxima Utilização .....	39
4.3.2	Tempo de Execução .....	53
4.4	Comparação do Desempenho dos Algoritmos Propostos .....	54
<b>5</b>	<b>CONCLUSÃO</b> .....	<b>55</b>
5.1	Considerações Finais .....	55
5.2	Trabalhos Futuros .....	56
<b>6</b>	<b>REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS</b> .....	<b>57</b>
<b>7</b>	<b>APÊNDICES</b> .....	<b>60</b>
7.1	APÊNDICE 1: Topologias de Rede .....	61

## LISTA DE ILUSTRAÇÕES

FIG.2.1	Exemplo de acoplamento .....	25
FIG.3.1	Diminuição das restrições .....	33
FIG.4.1	Custo de roteamento da rede de 5 nós .....	43
FIG.4.2	Enlace com máxima utilização da rede de 5 nós .....	43
FIG.4.3	Custo de roteamento da rede de 6 nós .....	44
FIG.4.4	Enlace com máxima utilização da rede de 6 nós .....	44
FIG.4.5	Custo de roteamento da rede de 12 nós .....	45
FIG.4.6	Enlace com máxima utilização da rede de 12 nós .....	45
FIG.4.7	Custo de roteamento da rede de 16 nós .....	46
FIG.4.8	Enlace com máxima utilização da rede de 16 nós .....	46
FIG.4.9	Custo de roteamento da rede de 18 nós .....	49
FIG.4.10	Enlace com máxima utilização da rede de 18 nós .....	49
FIG.4.11	Custo de roteamento da rede de 20 nós .....	50
FIG.4.12	Enlace com máxima utilização da rede de 20 nós .....	50
FIG.4.13	Custo de roteamento da rede de 26 nós .....	51
FIG.4.14	Enlace com máxima utilização da rede de 26 nós .....	51
FIG.4.15	Custo de roteamento da rede de 30 nós .....	52
FIG.4.16	Enlace com máxima utilização da rede de 30 nós .....	52
FIG.7.1	Rede de 5 nós .....	61
FIG.7.2	Rede de 6 nós .....	61
FIG.7.3	Rede de 12 nós .....	62
FIG.7.4	Rede de 16 nós .....	63
FIG.7.5	Rede de 18 nós .....	64
FIG.7.6	Rede de 20 nós .....	65
FIG.7.7	Rede de 26 nós .....	66
FIG.7.8	Rede de 30 nós .....	67

## LISTA DE TABELAS

TAB.4.1	Ferramentas da toolbox .....	38
TAB.4.2	Custo de Roteamento: (Proposta - Ótimo)/Ótimo .....	41
TAB.4.3	Custo de Roteamento: (Padrão - Proposta)/Padrão .....	41
TAB.4.4	Enlace com Máxima Utilização:(Proposta - Ótimo)/Ótimo .....	42
TAB.4.5	Enlace com Máxima Utilização:(Padrão - Proposta)/Padrão .....	42
TAB.4.6	Tempo Médio (em segundos) de Resolução dos Cenários das Topologias de Rede .....	53
TAB.4.7	Fração do tempo de execução: Proposta/Ótimo .....	53

## LISTA DE ABREVIATURAS E SÍMBOLOS

### ABREVIATURAS

OSPF	-	Protocolo Primeiro menor caminho disponível (Open Shortest Path First)
MPLS	-	Protocolo de comutação por rótulos (Multiprotocol Label Switching)
IP	-	Protocolo de Internet (Internet Protocol)
QoS	-	Qualidade de Serviço (Quality of Service)
ECMP	-	Caminhos múltiplos com mesmo custo (Equal-cost Multipath)
OD	-	Origem-Destino
IETF	-	Força Tarefa de Engenharia na Internet (Internet Engineering Task Force)
ORP	-	Problema do Roteamento Ótimo
Short-ORP	-	Problema do roteamento ótimo de menor caminho
ORP-Delay	-	Problema geral do roteamento ótimo - custo de roteamento
ORP-Utilization	-	Problema geral do roteamento ótimo-enlace com maior utilização
ONE-ORP	-	Problema de determinação do peso ótimo de um enlace
DiffServ	-	Serviços diferenciados IP
NrHops	-	Solução número de saltos
AMPL	-	Linguagem de modelagem para programação matemática (A Modeling Language for Mathematical Programming)
Single-ORP	-	Problema do roteamento ótimo de caminho único

## RESUMO

Este trabalho apresenta uma abordagem alternativa para o problema do roteamento ótimo de menor caminho e propõe um conjunto de novos algoritmos para a resolução do problema. Tais algoritmos constituem um pacote (caixa de ferramentas) para o apoio às operações de engenharia de tráfego em redes IP. Em termos gerais, uma solução para o roteamento ótimo de menor caminho determina quais são os pesos ideais para os enlaces da rede de forma que protocolos de roteamento tradicionais (p.ex. OSPF) possam otimizar a distribuição do tráfego na rede. Foram considerados os objetivos principais da engenharia de tráfego: balanceamento de carga, otimização do uso dos recursos da rede e tolerância a demandas crescentes de tráfego. Resultados numéricos mostraram um desempenho bastante significativo para os algoritmos propostos.

## ABSTRACT

This work presents an alternative analysis for the shortest path optimal routing problem and proposes novel heuristic methods to solve it. In practical terms, a solution for the shortest path optimal routing problem determines the link weights that optimizes a computer network operating under standard routing protocols (e.g. OSPF). We based our solution on traffic engineering techniques that respect the OSPF routing model. We considered the main objectives of traffic engineering, such as: load balancing, better use of available resources and capacity to support growing traffic demands. Our proposal presents better results than traditional approaches.

# 1 INTRODUÇÃO

## 1.1 CONTEXTO E MOTIVAÇÃO

A engenharia de tráfego abrange a aplicação de tecnologias e princípios científicos de medição, caracterização, modelagem, e controle do tráfego em uma rede de comunicação. O objetivo principal da engenharia de tráfego é otimizar o desempenho da rede por meio de operações de gerência da capacidade e/ou de gerência do tráfego (AWDUCHE, 2002). A gerência do tráfego inclui funções de controle do tráfego tais como o condicionamento do tráfego e o controle das filas nos roteadores. Por outro lado, a gerência da capacidade inclui o planejamento de capacidade, a alocação dos recursos disponíveis, e o controle da função de roteamento. Esse trabalho tem como objetivo geral aplicar as técnicas de engenharia de tráfego na função de roteamento existente nas redes de comunicação de dados.

O *Open Shortest Path First* (OSPF) é o protocolo de roteamento intradomínio mais utilizado na Internet. O protocolo se tornou bastante utilizado por sua confiabilidade, escalabilidade e robustez. O OSPF fundamenta-se no estado do enlace e em algoritmos de menor caminho, tais como Dijkstra e Bellman-Ford. Os nós que fazem parte de um domínio OSPF trocam informações que proporcionam a cada nó a implementação de um banco de dados que represente a topologia da rede. O algoritmo de menor caminho é utilizado para construir uma árvore de menor caminho para todos os destinos, levando em conta o estado do enlace e seu peso (configurados pelos administradores da rede). Os fabricantes de roteadores sugerem que o peso atribuído a cada enlace deva ser  $1/C$ , onde  $C$  é a capacidade de transmissão do enlace de comunicação. Tal assertiva pode ser observada em (THOMAS, 1998).

Uma das dificuldades centrais do OSPF para a engenharia de tráfego deve-se a utilização do paradigma de encaminhamento baseado no destino. A origem do tráfego não tem controle e nem pode influenciar sobre o procedimento de seleção do caminho, a decisão de roteamento é efetuada em cada roteador. O algoritmo baseado no menor custo seleciona os caminhos mais curtos para preencher a tabela de roteamento. Caso os cami-

nhos mais curtos estejam sobrecarregados, outros caminhos de maior comprimento não serão utilizados mesmo se estiverem subutilizados.

Em função das dificuldades encontradas pelo OSPF para a implementação de procedimentos destinados à engenharia de tráfego, outras soluções são comumente adotadas. A tecnologia MPLS vem sendo amplamente difundida como uma das principais ferramentas para atender aos requisitos da engenharia de tráfego (SRINIVASAN, 2004). Além de muitos atrativos da tecnologia MPLS para essa aplicação, pode-se dizer em termos gerais que o MPLS fornece uma camada orientada à conexão para redes IP, o que facilita o estabelecimento de caminhos alternativos e os procedimentos gerais de roteamento baseado em restrições (AWDUCHE, 1999). Apesar das aparentes vantagens da tecnologia MPLS, a maioria dos provedores de serviços empregam protocolos de roteamento tradicionais em função da experiência legada, da alta confiabilidade, escalabilidade e robustez desse protocolos.

Fortz e Thorup, em (FORTZ, 2000), estudaram o comportamento dos algoritmos de roteamento tradicionais no desempenho das funções de engenharia de tráfego. Os resultados obtidos mostraram que o desempenho dos algoritmos pode atingir praticamente os mesmos níveis do desempenho da tecnologia MPLS, caso os algoritmos operem com um conjunto de pesos ideais nos enlaces de comunicação. A determinação dos pesos ideais envolve a solução do problema de *roteamento ótimo de menor caminho*, no entanto, esse problema é NP-completo (FORTZ, 2000).

A motivação principal para a realização desse trabalho fundamenta-se na investigação de soluções alternativas para o problema do roteamento ótimo de menor caminho de forma que os protocolos de roteamento legados possam ser empregados com eficiência nas operações de engenharia de tráfego. Nossas propostas são avaliadas de acordo com três aspectos principais: i) distância dos pontos retornados em relação ao ótimo absoluto (roteamento ótimo com bifurcação); ii) melhoria em relação às especificações dos fabricantes e iii) tempo de execução dos algoritmos.

## 1.2 OBJETIVO DA DISSERTAÇÃO

O presente trabalho tem por objetivo apresentar a aplicação das técnicas de engenharia de tráfego no desenvolvimento de uma *toolbox* (caixa de ferramentas) que visa a otimização do desempenho de uma rede de comunicação de dados.

O desenvolvimento da *toolbox* fundamentou-se no estudo da função de roteamento da rede no sentido de garantir: balanceamento de carga, melhoria no uso dos recursos disponíveis, capacidade de absorver demandas crescentes e atendimento a requisitos de qualidade de serviço (QoS). Tal ferramenta é de grande valia para administradores de rede no suporte à tomada de decisões e configuração de um ambiente otimizado para atender aos requisitos impostos pelas aplicações.

O núcleo da *toolbox* são algoritmos que resolvem o problema de atribuição de pesos aos enlaces de um domínio OSPF.

### 1.3 ORGANIZAÇÃO DA DISSERTAÇÃO

No Capítulo 2 apresentamos conceitos básicos de engenharia de tráfego, dos protocolos OSPF e MPLS e categorizamos os problemas de roteamento ótimo. Ainda neste capítulo apresentamos aspectos importantes do referencial teórico estudado para a pesquisa. No Capítulo 3 descrevemos e exemplificamos os algoritmos propostos para resolver o problema do roteamento ótimo de menor caminho. No capítulo Capítulo 4 apresentamos a avaliação do desempenho destes novos algoritmos e efetuamos uma descrição das implementações e dos experimentos. Conclusões e comentários finais são apresentados no Capítulo 5.

## 2 ENGENHARIA DE TRÁFEGO E ROTEAMENTO ÓTIMO

### 2.1 ASPECTOS BÁSICOS DA ENGENHARIA DE TRÁFEGO

A engenharia de tráfego abrange a aplicação de tecnologias e princípios científicos de medição, caracterização, modelagem, e controle do tráfego na Internet (AWDUCHE, 1999). O principal objetivo da engenharia de tráfego é melhorar a performance de uma rede de comunicação de dados. Uma de suas funções mais importantes na Internet é o controle e a otimização da função de roteamento dos dados.

Os aspectos principais a serem considerados para a implementação da engenharia de tráfego são a gerência da capacidade e a gerência do tráfego (AWDUCHE, 2002). A gerência da capacidade inclui o planejamento de capacidade, o controle de roteamento, e a gerência de recurso. A gerência do tráfego inclui funções de controle do tráfego tais como o condicionamento do tráfego e a gerência das filas dos roteadores. Nosso estudo se encaixa, principalmente, nos seguintes aspectos:

- controle de roteamento, pois nosso objetivo é propor algoritmos que retornem soluções próximas da ótima para o problema do roteamento ótimo de menor caminho;
- condicionamento do tráfego, pois nossa solução procura estabelecer caminhos ideais para as demandas de tráfego;
- gerência das filas dos roteadores, pois em nossa solução temos como objetivo diminuir o número médio de pacotes nas filas dos roteadores.

A engenharia do tráfego na Internet deve ser tratada como um processo contínuo e interativo da melhoria do desempenho da rede (AWDUCHE, 2002). Portanto, novas tecnologias e metodologias são constantemente desenvolvidas com o objetivo de otimizar o desempenho das redes de comunicação. Nossa pesquisa visa contribuir com novas soluções para os protocolos de roteamento IP tradicionais, afim de melhorar o desempenho de tais sistemas de comunicação adequando-os aos objetivos da engenharia de tráfego.

## 2.2 O PROTOCOLO OSPF

Como mencionamos anteriormente o protocolo OSPF é o protocolo de roteamento intradomínio mais utilizado na Internet. Tal protocolo fundamenta-se no estado do enlace e em algoritmos de menor caminho. Uma das dificuldades centrais do OSPF para a engenharia de tráfego deve-se a utilização do paradigma de encaminhamento baseado no destino. A origem do tráfego não tem controle e nem pode influenciar sobre o procedimento de seleção do caminho, a decisão de roteamento é efetuada em cada roteador. O algoritmo baseado no menor custo seleciona os caminhos mais curtos para preencher a tabela de roteamento. Caso os caminhos mais curtos estejam sobrecarregados, outros caminhos de maior comprimento não serão utilizados mesmo se estiverem subutilizados.

O balanceamento de carga, que é um dos objetivos fundamentais da engenharia de tráfego, não é totalmente satisfeito no modelo OSPF. O protocolo promove a utilização da técnica *Equal-Cost Multipath* (ECMP). Essa técnica permite que um mesmo fluxo de dados de uma demanda origem-destino (OD) seja carregado ao longo de múltiplos caminhos. É importante lembrar que a técnica ECMP continua não levando em conta a quantidade de carga a qual cada enlace está submetido. A técnica ECMP entra em ação nos nós que possuem mais de um caminho mais curto até um determinado destino, dividindo a demanda do fluxo de dados entre esses caminhos mais curtos.

Mudanças de pesos de enlaces em um domínio OSPF envolvem períodos transientes em que os roteadores necessitam trocar informações a fim de atualizar os novos pesos, assim como, calcular as tabelas dos novos caminhos mais curtos. No modelo de comunicação de dados IP as demandas OD não são estáticas, portanto alterações de pesos são necessárias e inerentes para um melhor desempenho do sistema de comunicação OSPF. No entanto, em ambientes quase-estáticos as demandas de tráfego OD se alteram lentamente durante o tempo, o que permite as operações de engenharia de tráfego atuarem em intervalos de tempo maiores. Muitos domínios OSPF apresentam tais características (RODRIGUES, 2001). Em nossos estudos visualizamos que um administrador de rede possa coletar os dados do ambiente e verificar periodicamente se o conjunto de pesos atual apresenta uma solução próxima do ótimo. Caso tal conjunto de pesos esteja se desviando do ótimo o administrador de rede poderá utilizar as ferramentas da *toolbox* para alterar devidamente os pesos dos enlaces.

## 2.3 O PROTOCOLO MPLS

O MPLS (Multiprotocol Label Switching) é uma tecnologia que foi desenvolvida com os seguintes objetivos: prover uma maior capacidade de gerenciamento de tráfego e suporte a QoS, acelerar o processo de encaminhamento dos pacotes IPs e interoperar com as características das redes IPs. O IETF (Internet Engineering Task Force) iniciou o grupo de trabalho MPLS, em 1997, com o objetivo de desenvolver uma padronização para o protocolo. O primeiro conjunto de padrões para o MPLS foi proposto em 2001.

Vimos anteriormente que o protocolo OSPF utiliza o paradigma de encaminhamento baseado no destino. Isto é, quando um roteador recebe um pacote ele faz uma busca na sua tabela de roteamento decidindo o caminho de saída do pacote com base no endereço IP de destino deste pacote. Essa busca pode levar bastante tempo, dependendo do tamanho da tabela de cada roteador. O protocolo MPLS utiliza o paradigma clássico do roteamento por rótulos (AWDUCHE, 2002). Esse paradigma utiliza rótulos de tamanhos fixos pelos quais o roteador decide os caminhos de saída por onde os pacotes devem ser enviados. As rotas são configuradas de forma explícita. Pode-se, por exemplo, estabelecer rotas explícitas por enlaces menos utilizados (menos carregados), porém com custos mais elevados (pesos mais altos), melhorando o desempenho da rede. O caminho completo pelo qual o pacote será encaminhado é decidido na origem do tráfego ao se rotular os pacotes.

Como mencionamos anteriormente, o MPLS é uma tecnologia que permite decidir o caminho para cada pacote de dados individualmente. Por esse motivo essa tecnologia permite uma implantação de roteamento mais próxima da solução do problema geral do roteamento ótimo. Em seguida apresentaremos as categorias de problemas de roteamento.

## 2.4 CATEGORIAS DE PROBLEMAS DE ROTEAMENTO ÓTIMO

### 2.4.1 PROBLEMA GERAL DO ROTEAMENTO ÓTIMO

O problema geral do roteamento ótimo consiste em distribuir o tráfego de cada demanda OD entre os vários caminhos disponíveis na rede, de forma a minimizar uma certa função de custo global. Esse problema também é conhecido na literatura como problema do roteamento ótimo com bifurcação. É importante lembrar que estamos considerando

que a matriz de tráfego é quase-estática, isto é, as demandas de cada par OD não variam significativamente em um determinado espaço de tempo. A formulação matemática desse problema pode ser encontrada em várias referências. No entanto, utilizamos a formulação encontrada em (BERTSEKAS, 1992), por ser simplificada:

$$\min \sum_{(i,j)} D_{ij}(F_{ij}) \quad (2.1)$$

sujeito a

$$F_{ij} = \sum_{p \ni (i,j)} x_p \quad (2.2)$$

$$\sum_{p \in P_w} x_p = r_w, \quad \forall w \in W \quad (2.3)$$

$$x_p \geq 0, \quad \forall p \in P_w, w \in W \quad (2.4)$$

onde,

- $D_{ij}(F_{ij})$ : é a função de custo associada ao enlace  $(i, j)$
- $F_{ij}$ : fluxo total que atravessa o enlace  $(i, j)$
- $p$ : um dado caminho fim-a-fim
- $x_p$ : fluxo no caminho  $p$
- $W$ : conjunto de todos os pares OD
- $P_w$ : conjunto de todos os caminhos da rede que conectam o par OD  $w$
- $r_w$ : demanda do par OD  $w$
- $p \ni (i, j)$ : representa todos os caminhos  $p$  que passam pelo enlace  $(i, j)$

Cada termo do somatório (2.1) é dado por:

$$D_{ij}(F_{ij}) = \frac{F_{ij}}{C_{ij} - F_{ij}} \quad (2.5)$$

onde  $C_{ij}$  é capacidade do enlace  $(i, j)$ . A equação (2.5) age como uma barreira para o enlace  $(i, j)$  – quanto mais próximo o valor de  $F_{ij}$  se aproximar de  $C_{ij}$ ,  $D_{ij}$  crescerá sem limite.

A minimização dessa função de tráfego se dá roteando parcelas dos fluxos nos enlaces mais carregados para aqueles com menos carga, preservando as demandas  $r_w$  fim-a-fim.

Pode-se notar que as funções de barreira têm uma interpretação física, elas representam o número médio de pacotes se cada enlace for modelado como uma fila M/M/1. Assim, podemos vislumbrar o objetivo do problema como sendo distribuir as cargas das demandas de forma a minimizar o número médio de pacotes na rede.

A idéia básica do problema geral do roteamento ótimo é equilibrar as cargas das demandas. Um fluxo de um par OD pode ser distribuído por um, vários ou todos os caminhos existentes entre o par. Os fluxos nos enlaces são variáveis contínuas. Essa característica permite que o problema seja tratado matematicamente (RODRIGUES, 2001).

O problema geral do roteamento ótimo é bem conhecido e já estudado pela comunidade acadêmica. As soluções mais recomendadas para o problema são: o método de desvio de fluxos (flow deviation method) (KLEINROCK, 1993) e o método de projeção do gradiente (gradient projection method) (BERTSEKAS, 1992). Chamaremos o problema geral do roteamento ótimo utilizando a função de custo (2.1) de ORP-Delay.

É possível formular o problema geral do roteamento ótimo utilizando uma função objetivo diferente. No lugar da função (2.1) teremos:

$$\min \max_{(i,j)} \left\{ \frac{F_{ij}}{C_{ij}} \right\} \quad (2.6)$$

onde  $F_{ij}/C_{ij}$  representa a taxa de utilização do enlace  $(i, j)$ . A solução para esse novo problema nos retorna a melhor distribuição de carga que minimiza a utilização máxima na rede, caracterizando a otimização do balanceamento de carga em uma rede de comunicação. Chamaremos esse problema de ORP-Utilization.

A solução de ambos os problemas de roteamento acima apresentados são extremamente importantes para o nosso estudo. Elas representam limites às demais categorias de problemas de roteamento. As soluções desses problemas também representam a melhor forma de se rotear demandas em uma rede de comunicação. Por essas características, essas soluções serão utilizadas como parâmetros na avaliação do desempenho das soluções propostas para o problema do roteamento ótimo de menor caminho.

Uma outra formulação para o problema geral do roteamento ótimo, denominada de formulação *node-arc*, também é bastante utilizada na literatura. Segue abaixo essa for-

mulação:

$$\min \sum_{(i,j)} D_{ij}(F_{ij}) \quad (2.7)$$

sujeito a

$$\sum_{i/(i,j)} x_{ij}^k - \sum_{i/(j,i)} x_{ji}^k = \begin{cases} r_k, & \text{se } i = \text{origem} \\ r_k, & \text{se } i = \text{destino} \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (2.8)$$

$$\sum_{(i,j)} x_{ij}^k \leq C_{ij}, \quad \forall k \in K \quad (2.9)$$

$$x_{ij}^k \geq 0, \quad \forall k \in K \quad (2.10)$$

onde,

- $D_{ij}(F_{ij})$ : é a função de custo associada ao enlace  $(i, j)$
- $F_{ij}$ : fluxo total que atravessa o enlace  $(i, j)$
- $r_k$ : é a demanda do par OD  $k$
- $x_{ij}^k$ : é o montante de tráfego do par  $k$  sobre o enlace  $i, j$
- $K$ : conjunto de todos os pares OD

A formulação *node-arc* representa uma análise alternativa do problema geral do roteamento ótimo. Em tal formulação cada nó classifica os fluxos que o atravessam dentre as três seguintes maneiras:

- Fluxos que se originam no nó;
- Fluxo destinados ao nó;
- Fluxo que somente passam pelo nó.

A vantagem de se utilizar a formulação *node-arc* é a minimização do números de variáveis do problema. As variáveis representam fluxos totais nos enlaces e não fluxos nos caminhos. Observe que nessa formulação não nos interessa a parcela de cada demanda que passará por cada caminho da rede. O que realmente interessa é a imposição da restrição (2.8) que tem o objetivo de garantir que o valor integral de cada demanda seja respeitado fim-a-fim. A formulação *node-arc* é normalmente utilizada quando simplesmente se necessita conhecer o valor otimizado do custo  $\sum_{(i,j)} D_{ij}(F_{ij})$ . Enquanto a

formulação tradicional nos retorna além do custo otimizado, a parcela das demandas que passam pelos diferentes caminhos da rede.

#### 2.4.2 PROBLEMA DO ROTEAMENTO ÓTIMO DE CAMINHO ÚNICO

O problema do roteamento ótimo de caminho único consiste em determinar, para cada demanda OD, um único caminho pelo qual a demanda passará integralmente, tal que a combinação de todos os caminhos selecionados, um para cada demanda, minimize uma certa função de custo global. Esse problema também é conhecido na literatura como problema do roteamento ótimo sem bifurcação. Ele está estritamente relacionado com o problema geral do roteamento ótimo e com o problema do roteamento ótimo de menor caminho, representando um meio termo entre esse dois últimos. Chamaremos o problema do roteamento ótimo de caminho único de Single-ORP-Delay para a formulação com a função objetivo  $\min \sum_{(i,j)} D_{ij}(F_{ij})$ . Desta forma, chamaremos de Single-ORP-Utilization a formulação com a função objetivo  $\min \max_{(i,j)} \{F_{ij}/C_{ij}\}$ . Segue abaixo a formulação matemática (BERTSEKAS, 1992) do problema Single-ORP-Delay:

$$\min \sum_{(i,j)} D_{ij}(F_{ij}) \quad (2.11)$$

sujeito a

$$F_{ij} = \sum_{p \ni (i,j)} x_p \quad (2.12)$$

$$\sum_{p \in P_w} \delta_p x_p = r_w, \quad \forall w \in W \quad (2.13)$$

$$\sum_{p \in P_w} \delta_p = 1, \quad \delta_p = \{0, 1\} \quad (2.14)$$

$$x_p \geq 0, \quad \forall p \in P_w, w \in W \quad (2.15)$$

onde,

- $D_{ij}(F_{ij})$ : é a função de custo associada ao enlace  $(i, j)$
- $F_{ij}$ : fluxo total que atravessa o enlace  $(i, j)$
- $p$ : um dado caminho fim-a-fim
- $x_p$ : fluxo no caminho  $p$
- $W$ : conjunto de todos os pares OD

- $P_w$ : conjunto de todos os caminhos da rede que conectam o par OD  $w$
- $r_w$ : demanda do par OD  $w$
- $\delta_p$  indica se o caminho  $p$  é o caminho selecionado ( $= 1$ ) ou não ( $= 0$ ).

A característica que difere o problema geral do roteamento ótimo e o problema do roteamento ótimo de caminho único é que no último existe a obrigatoriedade do tráfego de cada demanda passar integralmente por um único caminho entre o nó origem e o nó destino. Com essa característica o problema passa a ser combinatório e NP-difícil. Em (WANG, 1999) pode-se encontrar uma heurística proposta pelos autores para resolver o problema. Essa heurística basicamente executa a solução do ORP-Utilization, re-roteia as demandas que foram segmentadas (sofreram bifurcação) não permitindo a bifurcação de forma a minimizar o enlace com maior utilização.

### 2.4.3 PROBLEMA DO ROTEAMENTO ÓTIMO DE MENOR CAMINHO - SHORT-ORP

O problema do roteamento ótimo de menor caminho ou problema da otimização do roteamento OSPF consiste em encontrar os pesos ótimos para os enlaces de uma rede de comunicação que possibilite ao roteamento OSPF minimizar uma certa função de custo global. Chamaremos o problema do roteamento ótimo de menor caminho de Short-ORP. A principal característica do problema Short-ORP é que as variáveis desse problema são os pesos que devem ser configurados em cada enlace de comunicação. Tal característica torna a formulação matemática do problema Short-ORP muito complexa. Segue abaixo um exemplo de acordo com (HARMATOS, 2001):

$$\max \sum_e b_e * (y_e - \sum_d \sum_j v_{edj} * x_{dj}(w)) \quad (2.16)$$

sujeito a

$$\sum_j x_{dj}(w) = h_d \quad d = 0, 1, 2, 3, \dots, D \quad (2.17)$$

$$\sum_d \sum_j v_{edj} * x_{dj}(w) \leq y_e \quad e = 0, 1, 2, 3, \dots, E \quad (2.18)$$

$$1 \leq w_e \leq K \quad e = 0, 1, 2, 3, \dots, E \quad (2.19)$$

onde,

- $h_d$ : é o volume mínimo da demanda  $d$ ;
- $v_{edj}$ : 1 se o enlace pertencer ao caminho  $j$  contendo a demanda  $d$  e 0 caso contrário.
- $y_e$ : é a capacidade do enlace  $e$ ;
- $b_e$ : valor de uma unidade de capacidade ociosa no enlace  $e$ ;
- $K$ : limite para os pesos;
- $x_{dj}$ : fluxo que contém a demanda  $d$  no caminho  $j$  implicado pelo sistema de pesos
- $w_e$ : peso do enlace  $e$
- $a_e$ : capacidade alocada no enlace  $e$

A função (2.16) tem como objetivo maximizar a capacidade residual da rede. As restrições garantem que todas as demandas sejam respeitadas, que as capacidades dos enlaces não sejam ultrapassados e que os pesos sejam inteiros e positivos, respectivamente. A resolução deste problema com softwares de otimização é inviável para redes com mais de 12 nós e 25 enlaces. O tempo de execução pode ultrapassar 30 horas para chegar a uma solução ótima (HARMATOS, 2001).

Um aspecto importante que devemos levar em consideração no problema Short-ORP é o acoplamento. O conceito de acoplamento pode ser definido da seguinte forma: se dois caminhos têm interseção em dois nós, o subcaminho entre os dois nós deve ser idêntico (RODRIGUES, 2001). Por exemplo, se no grafo (rede de comunicação) apresentado na FIG. 2.1 o menor caminho entre os nós  $A$  e  $D$  for  $ABCD$ , obrigatoriamente o menor caminho entre os nós  $X$  e  $Z$  deve ser  $XBCDZ$ . Podemos observar que o subcaminho entre os nós  $B$  e  $D$  tem que ser o mesmo nos dois caminhos.

Em (FORTZ, 2000) os autores provam que o problema Short-ORP é NP-completo. Caso se leve em conta o conceito ECMP, o problema passa a ser NP-difícil. Por esses motivos os estudos que procuram soluções para o problema normalmente propõem soluções heurísticas.

#### 2.4.4 PROBLEMA DE DETERMINAÇÃO DO PESO ÓTIMO DE UM ENLACE

Como já mencionamos anteriormente, o Short-ORP é um problema NP-difícil. A complexidade de tal problema nos motivou a estudar e formular um outro problema com

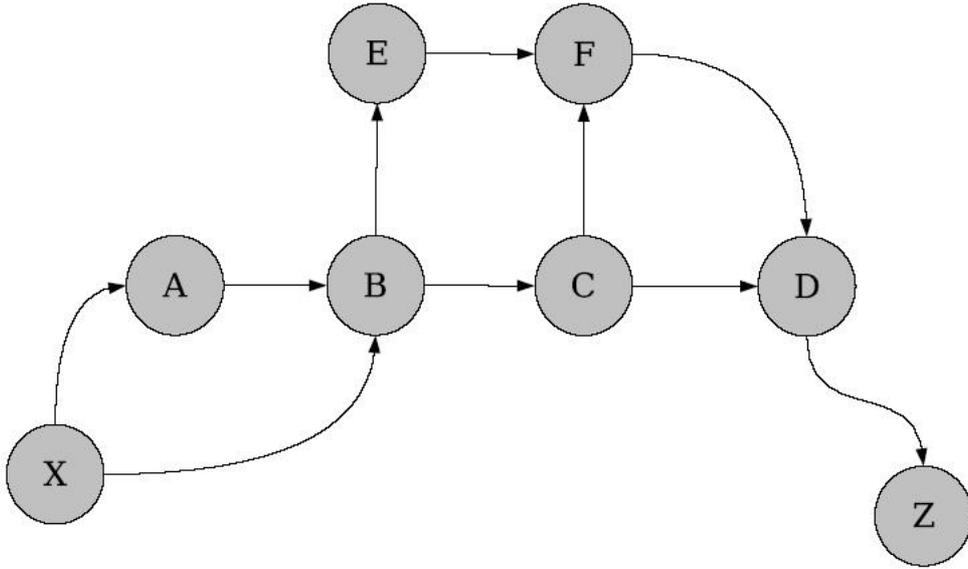


FIG. 2.1: Exemplo de acoplamento

menos restrições. Denominamos o problema de determinação do peso ótimo de um único enlace da rede de One-ORP.

O problema One-ORP tem como objetivo determinar o peso ótimo de um determinado enlace da rede, dados os pesos de todos os outros enlaces. Segue abaixo a formulação matemática do problema:

$$\min \sum_{(i,j)} D_{ij}(F_{ij}) \quad (2.20)$$

sujeito a

$$n_w \begin{cases} < m_w & , \text{ se } x \text{ absorver a demanda } w \\ > m_w & , \text{ se } x \text{ repelir a demanda } w \\ = m_w & , \text{ se houverem 2 menores caminhos} \end{cases} , \quad \forall w \in W \quad (2.21)$$

$$p_x > 0 \quad (2.22)$$

onde,

- $x$ : é o enlace cujo o peso ótimo deve ser determinado
- $p_x$ : é o peso ótimo a ser determinado para o enlace  $x$
- $W$ : conjunto de todos os pares OD
- $n_w$ : é o menor caminho entre o par OD  $w \in W$  que utiliza o enlace  $x$

- $m_w$ : é o menor caminho entre o par OD  $w \in W$  que não utiliza o enlace  $x$
- $D_{ij}(F_{ij})$ : é a função de custo associada ao enlace  $(i, j)$
- $F_{ij}$ : fluxo total que atravessa o enlace  $(i, j)$

A primeira restrição do problema determina as faixas de valores relevantes para  $p_x$ . Isto é, os limites entre as diferentes soluções possíveis para o problema. A segunda restrição garante que  $p_x$  é positivo

A complexidade de pior caso do problema One-ORP é  $O(2 * (n^2 - n))$  ou  $O(n^2)$ , pois cada par OD  $w$  que possuir pelo menos um caminho viável que passe pelo enlace  $x$  vai gerar duas faixas de valores a serem testadas. A solução força bruta para esse problema pode ser efetuada através do teste das faixas de valores viáveis que  $p_x$  pode tomar.

## 2.5 PROPOSTAS E ESTRATÉGIAS PARA RESOLUÇÃO DOS PROBLEMAS DE ROTEAMENTO ÓTIMO

O objetivo dessa seção é fundamentar os problemas descritos nas seções anteriores e apresentar propostas e estratégias encontradas na literatura para resolver tais problemas.

Na primeira subseção descrevemos a respeito de propostas de soluções diretas para o problema Short-ORP. Na subseção seguinte abordamos propostas baseadas em meta-heurísticas para a resolução do mesmo problema. Na última subseção descrevemos a respeito de algumas abordagens alternativas para os problemas de roteamento, além de estudos complementares que possibilitaram o desenvolvimento dessa pesquisa.

### 2.5.1 PROPOSTAS E ESTRATÉGIAS PARA RESOLUÇÃO DO PROBLEMA SHORT-ORP

Algoritmos baseados nas técnicas de *local search* avaliam soluções candidatas em uma dada iteração do algoritmo e selecionam a vizinhança de atuação da próxima iteração. Esse tipo técnica corre o risco de chegar a um mínimo local rapidamente, pois os passos são sempre dados de forma a reduzir a função objetivo com base na vizinhança selecionada. Observamos uma heurística que se baseia na técnica de *local search* para resolver o problema Short-ORP no artigo (FORTZ, 2000). Os resultados demonstrados

no artigo são comparados com a heurística padrão recomendada pelos fabricantes  $1/C$ , com a heurística número de saltos (todos os enlaces com o peso 1), com uma proposta de pesos proporcionais à distância euclidiana física, com uma solução de pesos selecionados randomicamente e com o problema geral do roteamento ótimo (ORP-Delay). De acordo com os experimentos apresentados no artigo, somente em alguns casos específicos a solução proposta chega próximo da solução do problema geral do roteamento ótimo (ORP-Delay). Entretanto, ela apresenta resultados de 40% a 150% melhores em relação a heurística padrão recomendada pelos fabricantes  $1/C$ , a heurística número de saltos, a proposta de pesos proporcionais à distância euclidiana física e a solução de pesos selecionados randomicamente.

Outra contribuição interessante encontrada em (FORTZ, 2000) é uma formulação matemática de programação linear para o problema ORP-Delay. Este artigo é bem relevante para o estudo do problema Short-ORP. Sendo referenciado com muita frequência nas propostas de solução para o problema Short-ORP posteriores à sua publicação.

O artigo (FORTZ, 2002) propõe um modelo de trabalho de engenharia de tráfego para a utilização da proposta heurística encontrada em (FORTZ, 2000). Encontra-se no artigo quatro formas básicas para coletar dados e efetuar estimativas da carga na rede. O modelo de trabalho proposto leva em conta a minimização do número de alterações de pesos, pois além do tempo de convergência, um operador humano deve gerar os novos pesos com base na estimativa da carga e na heurística proposta em (FORTZ, 2000) para depois configurá-los.

O artigo (FORTZ, 2003) apresenta uma proposta de alteração da heurística encontrada em (FORTZ, 2000) para definir uma configuração de pesos ideal na rede de comunicação que seja capaz de suportar a falha de um enlace. Nos artigos (BURIOL, 2003) e (BURIOL, 2005) podemos observar também, propostas para projetar redes de comunicação com uma capacidade de enlace total mínima necessária para rotear uma determinada demanda sem sobrecarregar a rede em caso de falha em uma das arestas ou em um dos nós.

Em (FORTZ, 2002B) foi proposto um sistema de técnicas para otimização dos pesos de um domínio OSPF de forma on-line, que tem como principal objetivo evitar que enlaces fiquem sobrecarregados. Para isso, são investigados problemas do tipo predição de mudanças no tráfego, falhas de enlaces e procura de enlaces sobrecarregados.

O artigo (RODRIGUES, 2001) propõe um algoritmo combinatório para resolver o problema Short-ORP. A heurística proposta baseia-se na análise da característica de acopla-

mento que o protocolo OSPF apresenta. O problema também é caracterizado pelos autores como um caso especial do problema clássico de menor caminho inverso (BURTON, 1993). Na introdução deste documento encontramos uma excelente classificação dos problemas de roteamento.

Duas excelentes contribuições podem ser verificadas em (HARMATOS, 2001). A primeira contribuição, como já mencionamos em 2.4.3, é uma formulação matemática do problema Short-ORP que tem como função objetivo maximizar a capacidade residual de uma rede de comunicação de dados. A segunda contribuição é a proposta de um algoritmo para resolver o problema Short-ORP que utiliza operações determinísticas, assim como, as propostas que veremos no capítulo 3. O algoritmo possui dois métodos distintos. O primeiro método elimina situações em que existam enlaces sobrecarregados, isto é, enlaces onde trafegam mais cargas que a capacidade. Esse método utiliza o número de enlaces sobrecarregados e parâmetros estatísticos de sobrecarga para estabelecer uma situação onde nenhum dos enlaces esteja sobrecarregado. O segundo método é composto de três procedimentos desenvolvidos com a técnica de *local search*. Tais procedimentos tentam achar uma solução próxima do ótimo global. O primeiro procedimento efetua alterações nos pesos dos enlaces. O segundo procedimento tenta diminuir a variância das cargas dos enlaces e o terceiro procedimento procura equalizar as cargas nas diferentes partes da rede. Tal algoritmo é comparado com três propostas que podem ser observadas em (PIORO, 2000): uma heurística baseada em ajuste de pesos, uma heurística baseada na técnica de *Simulated Annealing* e outra em um método de *Simulated Allocation*. Na análise dos resultados apresentados no artigo, observamos que a solução proposta pelos autores possui um desempenho de 5% a 10% melhor que as outras propostas. No entanto, o tempo de execução do algoritmo proposto é sempre maior.

Em (PHAM, 2002) os autores propoem um modelo para alterações de um número restrito de pesos em redes com poucos enlaces congestionados. A heurística proposta baseia-se na técnica de *local search* e pode ser considerada uma extensão da técnica apresentada em (FORTZ, 2000).

## 2.5.2 PROPOSTAS BASEADAS EM META-HEURÍSTICAS PARA RESOLUÇÃO DO PROBLEMA SHORT-ORP

Em (RIEDL, 2003) os autores denominam de roteamento adaptado o roteamento

baseado no protocolo OSPF e complementado com roteamento MPLS. O roteamento adaptado proposto é composto de um algoritmo heurístico para resolver o problema Short-ORP baseado na técnica de Simulated Annealing, além de duas outras heurísticas de complementação para determinar um número mínimo de rotas MPLS (rotas explícitas) no intuito de melhorar a solução Short-ORP. Na técnica de Simulated Annealing o vetor de pesos é gradualmente modificado de forma a direcionar o objetivo global para a solução ótima.

Algoritmos genéticos são técnicas de otimização derivadas dos princípios de seleção natural e da teoria evolucionária. Podemos observar técnicas de algoritmos genéticos em (ERICSSON, 2001), (BURIOL, 2003B), (MULYANA, 2002) e (RIEDL, 2002) para desenvolver soluções para o problema Short-ORP. Essas técnicas consistem basicamente em transformar uma população de soluções individuais, cada qual com sua função objetivo, numa nova geração de população. Teoricamente as técnicas de algoritmos genéticos produzem a cada nova geração de população soluções mais aproximadas do ótimo. Em (BURIOL, 2002) os autores adicionam um procedimento local de desempenho no algoritmo genético proposto em (ERICSSON, 2001).

No artigo (BURIOL, 2003C) observamos uma análise de desempenho conjunta dos algoritmos propostos em (FORTZ, 2000), (ERICSSON, 2001) e (BURIOL, 2003B) concluindo que o último possui melhor desempenho em relação aos outros.

### 2.5.3 ABORDAGENS ALTERNATIVAS E ESTUDOS COMPLEMENTARES

O artigo (WANG, 2001) apresenta uma análise importante a respeito da comparação das tecnologias de roteamento encontrada nos protocolos OSPF e MPLS. Os autores demonstram matematicamente que é possível refletir com o modelo de roteamento de menor caminho (OSPF) qualquer solução estabelecida com o roteamento explícito (MPLS).

Em (QIU, 2003) os autores utilizam a teoria dos jogos para investigar a performance das redes MPLS. São apresentados alguns casos onde as características das redes MPLS, quando são mal utilizadas, implicam diretamente na engenharia de tráfego do ambiente tornando o tráfego menos controlável.

O artigo (MAHAJAN, 2002) propõe um critério de otimização para o problema de menor caminho inverso, que também é conhecido na literatura como problema Dijkstra inverso. A solução desse problema é utilizada em nossa primeira proposta de solução

para o problema Short-ORP. Em tal proposta, denominada HeurCoupling, dividimos o problema em duas etapas distintas. A primeira etapa visa a determinação de um sistema de caminhos acoplados, enquanto a segunda etapa consiste em determinar os pesos de cada enlace da rede utilizando o sistema de caminhos acoplados. A segunda etapa é justamente solucionar o problema do menor caminho inverso. Estudaremos a proposta HeurCoupling no próximo capítulo. Em (BURTON, 1993) pode-se verificar as categorias de problemas de menor caminho inverso e em (FEKETE, 1999) pode-se verificar a complexidade de tais problemas.

Em (REXFORD, 2005) uma análise interdomínio do problema Short-ORP é proposta. Tal análise leva em conta as características de múltiplos sistemas autônomos. Essas características introduzem diferentes restrições ao problema, como por exemplo: conjunto de nós de borda ideal. O problema Short-ORP se torna mais complexo quando temos mais de um nó de borda em modelos interdomínios. Principalmente quando tais nós possuem caminhos variados para um determinado destino.

O artigo (VUTUKURY, 2000) propõe uma solução de engenharia de tráfego que se adapta ao roteamento OSPF tendo como principal objetivo sua implementação no modelo de trabalho *DiffServ* (serviços diferenciados IP). Em (KAUR, 1003) é proposto um modelo de simulação online para otimização de pesos OSPF com o objetivo de minimizar a perda de pacotes na rede de comunicação.

Na referência (WANG, 1999) observamos uma proposta de solução heurística para o problema Single-ORP-Utilization. Como mencionado anteriormente, a heurística proposta basicamente executa a solução do ORP-Utilization e re-roteia as demandas que foram segmentadas (sofreram bifurcação), não permitindo a bifurcação, de forma a minimizar o enlace com maior utilização. Nesse artigo também podemos encontrar a prova da complexidade NP-difícil da categoria de problemas Single-ORP e uma proposta interessante para representar a função  $\min \max_{(i,j)} \{F_{ij}/C_{ij}\}$  linear. Tal proposta facilitou nossa implementação de solução para o problema ORP-Utilization.

### 3 ALGORITMOS PROPOSTOS

Com base na experiência adquirida durante o período de revisão bibliográfica optamos por desenvolver soluções heurísticas para resolver o problema Short-ORP. Observamos que não existe algoritmo em tempo polinomial que seja capaz de resolver tal problema, uma vez que a complexidade do problema é NP-difícil. As ferramentas apresentadas nesse capítulo constam da *toolbox* desenvolvida para dar suporte aos administradores de redes de comunicação de dados IP baseadas no protocolo OSPF.

Nesse capítulo, apresentamos três propostas heurísticas para resolver o problema Short-ORP. O motivo de apresentarmos mais de uma proposta de solução para o problema é fundamentado pela evolução da compreensão do problema Short-ORP e principalmente pelo desempenho que os algoritmos propostos apresentam para diferentes parâmetros.

Em nossas heurísticas optamos por utilizar operações determinísticas. Tais operações evitam a utilização de processos randômicos. Heurísticas determinísticas são aquelas que consideram a teoria operacional juntamente com as restrições e procedimentos específicos do problema a ser resolvido. Acreditamos que os algoritmos desenvolvidos com operações determinísticas têm a capacidade de prover soluções melhores que meta-heurísticas conhecidas: *Simulated Annealing*, *Simulated Allocation* e Algoritmos Evolucionários. Tais operações exploram a estrutura do problema diretamente, enquanto às metaheurísticas devem ser adaptadas ao problema.

#### 3.1 HEURCOUPLING

A solução HeurCoupling baseia-se principalmente na característica de acoplamento do problema Short-ORP. Ela difere das demais soluções estudadas pelo fato de dividir o problema em duas etapas distintas. A primeira etapa consiste em estabelecer os caminhos já acoplados, de forma a minimizar o custo de roteamento pelos quais as demandas devem ser roteadas. A segunda etapa consiste em determinar os pesos aos enlaces da rede que reflitam os caminhos estabelecidos na primeira etapa.

### 3.1.1 PRIMEIRA ETAPA: ESTABELECEMOS SISTEMAS DE CAMINHOS ACOPLADOS

A idéia básica da primeira etapa do HeurCoupling fundamenta-se em respeitar a quantidade de tráfego a qual cada enlace está submetido durante a confecção dos caminhos acoplados. Com isso, introduzimos à solução maior flexibilidade para atingir os objetivos de engenharia de tráfego.

Nossa heurística roteia as demandas uma a uma, da maior para a menor, com o objetivo de criar o sistema de caminhos acoplados. Utilizamos o conceito de quantidade de banda disponível para representar o custo de se tráfegar por cada enlace. O custo do enlace  $l$  é  $c_l = \frac{1}{A_l}$ , onde  $A_l$  é igual a capacidade do enlace  $l$  menos a carga submetida a esse enlace. Portanto, roteamos as demandas por caminhos menos custosos. A razão da escolha desse modelo é forçar que as grandes demandas trafeguem sobre uma rede menos congestionada e utilizem os enlaces com mais recursos disponíveis (custos  $c_l$  baixos). Esse procedimento procura reduzir o impacto das grandes demandas sobre as funções de barreira (2.5), além de diminuir a incidência de caminhos acoplados.

Segue abaixo o pseudo código da primeira etapa do algoritmo HeurCoupling, onde:  $W$  é o conjunto de demandas,  $r_w$  são as demandas a serem roteadas,  $L$  é o conjunto de enlaces da rede,  $C_l$  a capacidade do enlace  $l$ ,  $A_l$  a largura disponível no enlace e  $c_l$  o custo de se trafegar pelo enlace.

- 0. para todo**  $l \in L : c_l \leftarrow \frac{1}{C_l}$
- 1. ache**  $r_j \in W$  tal que  $r_j$  é máximo
- 2. roteie**  $r_j$  através do caminho mais curto  $p_j$  (Dijkstra)
- 3. se**  $p_j$  esta acoplado **vá para 4. senão** recompute  $p_j$
- 4. atualize** custos dos enlaces:  $c_l \leftarrow \frac{1}{A_l}$
- 5.**  $W \leftarrow W - \{r_j\}$
- 6. se**  $W = 0$ : **FIM. senão vá para 1.**

No passo (0) configura-se os custos dos enlaces com a recomendação padrão  $\frac{1}{C_l}$ . Neste momento nenhuma demanda ainda foi roteada, portanto não existem cargas nos enlaces. Nos passos (1) e (2), procura-se a maior demanda ainda não roteada e determina-se o caminho menos custoso  $p_j$ , respectivamente. Tal caminho pode ser alterado no passo (3) para se acoplar a caminhos previamente determinados. No passo (4) os custos dos enlaces são atualizados para refletir as demandas que foram roteadas e consumiram recursos dos

enlaces. No passo (5) o conjunto  $W$  é atualizado e o procedimento termina no passo (6) caso não existam mais demandas a serem roteadas.

A complexidade de pior caso da primeira etapa do algoritmo HeurCoupling, se considerarmos  $w$  como sendo o número de demandas OD do conjunto  $W$  e  $n$  como sendo o número de roteadores na rede, é  $O(wn^2)$  ou  $O(n^4)$ . Pois cada demanda é roteada utilizando-se o algoritmo de Dijkstra.

### 3.1.2 SEGUNDA ETAPA: PROGRAMAÇÃO LINEAR

A segunda etapa consiste em resolver o problema do menor caminho inverso determinando os pesos finais aos enlaces da rede que reflitam os caminhos estabelecidos na primeira etapa. Formalizando o problema, temos: dado um conjunto de caminhos, conjunto este que respeite a regra do acoplamento, o problema consiste em atribuir pesos às arestas do grafo (enlaces da rede), tal que o roteamento OSPF reflita o conjunto de caminhos estabelecidos na primeira etapa.

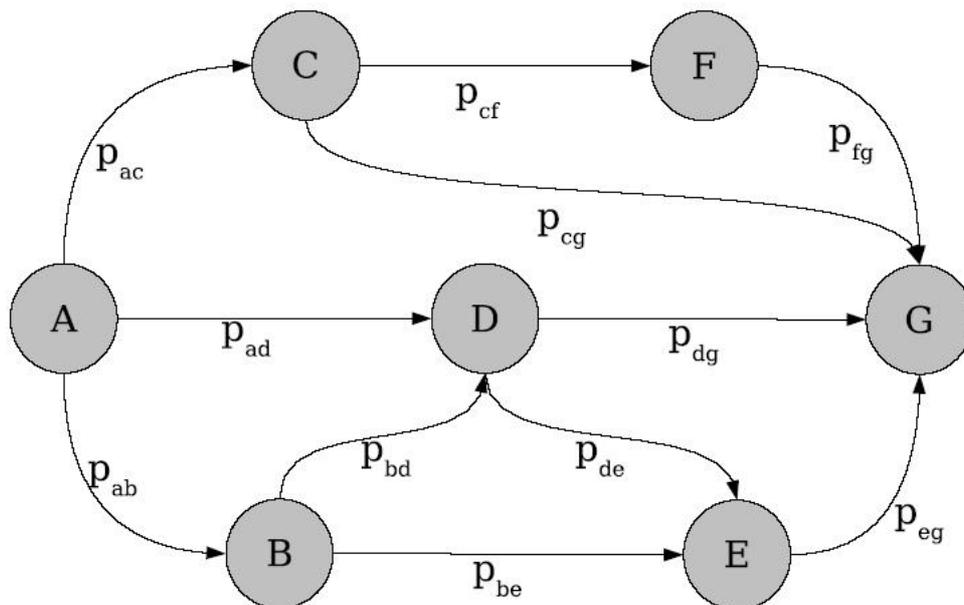


FIG. 3.1: Diminuição das restrições

A solução clássica para o problema é modelar um sistema de restrições linear que garanta que o peso total do caminho selecionado para um par OD deva ser menor que os pesos dos outros caminhos (não selecionados) entre o par OD. Vamos considerar o mesmo exemplo proposto no artigo (MAHAJAN, 2002) onde  $p_{od}$  representa o peso do enlace com

origem em  $O$  e destino em  $D$ . Na FIG. 3.1, se assumirmos que o menor caminho para o par com origem em  $A$  e destino em  $G$  seja  $ADG$ . Obrigatoriamente teremos o conjunto de restrições abaixo para garantir que  $ADG$  seja o menor caminho:

- 1)  $p_{ad} + p_{dg} < p_{ab} + p_{be} + p_{eg}$
- 2)  $p_{ad} + p_{dg} < p_{ac} + p_{cg}$
- 3)  $p_{ad} + p_{dg} < p_{ab} + p_{bd} + p_{dg}$
- 4)  $p_{ad} + p_{dg} < p_{ab} + p_{bd} + p_{de} + p_{eg}$
- 5)  $p_{ad} + p_{dg} < p_{ac} + p_{cf} + p_{fg}$
- 6)  $p_{ad} + p_{dg} < p_{ad} + p_{de} + p_{eg}$

A solução clássica produz um número exponencial de restrições, muitas delas redundantes. Para cada caminho não selecionado teremos uma restrição. Porém, no artigo (MAHAJAN, 2002), os autores propõem um modelo simples e eficaz para reduzir o número de restrições, que vem a ser o seguinte:

Assumindo-se  $S_{od}$  como o caminho selecionado entre os vértices  $O$  e  $D$  (caminho que pertence ao conjunto dos caminhos já acoplados gerados na primeira etapa) e como  $P(S_{od})$  o peso para esse caminho. Sendo  $A_{oi} : A_{id}$  um caminho alternativo que passa no vértice intermediário  $I$ , logo  $P(A_{oi} : A_{id})$  é o peso desse caminho alternativo. O critério criado pelos autores do artigo (MAHAJAN, 2002) afirma que a restrição  $P(S_{od}) < P(A_{oi} : A_{id})$  é redundante, se, pelo menos uma das condições abaixo, para qualquer vértice intermediário, for verdadeira:

- i)  $A_{oi}$  não é o caminho selecionado entre os vértices  $O$  e  $I$ ;
- ii)  $A_{id}$  não é o caminho selecionado entre os vértices  $I$  e  $D$ .

Adotando esse simples critério o sistema de restrições lineares passa a ter um número polinomial de restrições no número de vértices. Para o exemplo da FIG. 3.1 é fácil de observar que as restrições 3, 4, 5 e 6 passam a ser redundante se aplicarmos o critério e assumirmos que o caminho selecionado entre  $B$  e  $G$  é  $BEG$ .

### 3.2 HEUROSA

A HeuRoSa difere da HeurCoupling pelo fato de propor uma solução de alteração direta dos pesos. A idéia básica da HeuRoSa é efetuar uma única alteração de peso a cada iteração do algoritmo. A alteração do peso resultará no re-roteamento do caminho de uma única demanda OD. Essa característica do algoritmo possibilita um maior controle sobre o processo evolutivo da solução, caracterizando um procedimento determinístico.

Para que possamos re-rotear uma única demanda a cada interação do algoritmo precisamos calcular o valor  $\delta$ . Esse valor representa o quanto devemos somar ( $\delta_{superior}$ ) ou diminuir ( $\delta_{inferior}$ ) do valor do peso de um determinado enlace para que somente uma demanda  $w$ , que trafegue por esse enlace, seja re-roteada.

O algoritmo executa duas funções distintas. A primeira função efetua a diminuição dos valores dos pesos dos enlaces menos utilizados e a segunda efetua aumento dos valores dos pesos dos enlaces mais utilizados. O algoritmo só para de ser executado quando as duas funções não conseguem mais evoluir no objetivo de diminuir o custo. Isto é, toda vez que uma das funções conseguir melhorar o custo, através da alteração de um peso, a outra função será re-executada. Esse modelo permite que o algoritmo se torne mais flexível com o objetivo de possibilitar que a solução caminhe o mais próximo em direção do ótimo global, driblando os mínimos locais.

O primeiro passo do algoritmo é configurar os pesos dos enlaces de acordo com a proposta padrão dos fabricantes  $1/C$ . Portanto, o custo inicial  $\sum_{ij} D_{ij} (F_{ij})$  é o custo recomendado pelos fabricantes. Segue abaixo o pseudocódigo do algoritmo e em seguida uma explanação a respeito das funções de adição e diminuição no valor dos pesos.

- 0. para todo**  $l \in L : c_l \leftarrow \frac{1}{C_l}$
- 1. encontre**  $l \in L$  tal que a utilização de  $l$  é máxima
- 2. calcule**  $\delta_{superior}$  para o enlace  $l$
- 3.**  $w_l \leftarrow w_l + \delta_{superior}$
- 4. calcule** *novocusto* de roteamento
- 5. se** *novocusto* < *custo* : *custo*  $\leftarrow$  *novocusto* e volte para o **Passo 1** **senão**  $L \leftarrow L - l$
- 6. se**  $L = 0$ : **FIM.** **senão volte para o Passo 1.**

A função de aumento do valor dos pesos é inversa a função de diminuição. Ela procura o enlace mais utilizado da rede, calcula o  $\delta_{superior}$  do enlace, atualiza o peso do enlace:  $w_{ij} + \delta_{superior}$  (re-roteando um único caminho que trafega nesse enlace). A função computa o custo  $\sum_{ij} D_{ij} (F_{ij})$  da nova solução com o peso alterado. Caso o custo da nova solução seja melhor que o custo encontrado até o momento, a alteração do valor do peso é mantida e a função é re-executada. Caso o custo da nova solução seja pior, a alteração do valor do peso não é mantida. Então, a função procura o segundo enlace mais utilizado e efetua os mesmos passos e assim, sucessivamente, até que todos os enlaces sejam testados.

A função de diminuição do valor dos pesos procura o enlace menos utilizado da rede, calcula o  $\delta_{inferior}$  deste enlace, atualiza o peso deste enlace:  $w_{ij} - \delta_{inferior}$  (re-roteando

um único caminho que trafega nesse enlace). A função computa o custo  $\sum_{ij} D_{ij}(F_{ij})$  da nova solução com o peso alterado. Caso o custo da nova solução seja melhor que o custo encontrado até o momento, a alteração do valor do peso é mantida e a função é re-executada. Caso o custo da nova solução seja pior, a alteração do valor do peso não é mantida. Então, a função procura o segundo enlace menos utilizado e efetua os mesmos passos e assim sucessivamente até que todos os enlaces sejam testados.

A complexidade de cada iteração do algoritmo é  $O(w n^2)$  ou  $O(n^4)$ . Pois a cada iteração verificamos quais demandas OD  $w$  passam pelo enlace escolhido. Para executar tais procedimentos utilizamos o algoritmo de Dijkstra.

### 3.3 HEURONE

A proposta de solução HeurOne utiliza o problema One-ORP previamente apresentado na seção 2.4.4. A cada iteração, o algoritmo procura o enlace com maior utilização da rede e resolve o problema One-ORP para tal enlace. Determinado o peso ótimo para o enlace, recalcula-se o custo  $\sum_{ij} D_{ij}(F_{ij})$ . Caso o custo tenha diminuído, a alteração do peso é efetivada e a procura pelo enlace com maior utilização recomeça. Caso o custo não tenha diminuído, o algoritmo procura o segundo enlace com maior utilização na rede e assim sucessivamente até que o custo seja otimizado ou que todos os enlaces tenham sido testados.

O primeiro passo do algoritmo é configurar os pesos dos enlaces de acordo com a proposta padrão dos fabricantes  $1/C$ . Portanto, o custo inicial  $\sum_{ij} D_{ij}(F_{ij})$  é o custo da solução recomendada pelos fabricantes. Segue abaixo o pseudocódigo do algoritmo.

A complexidade de cada iteração do algoritmo é a complexidade de resolução do problema One-ORP.

- 0. para todo**  $l \in L : c_l \leftarrow \frac{1}{C_l}$
- 1. calcule** *custo* de roteamento
- 2. encontre**  $l \in L$  tal que a utilização de  $l$  é máxima
- 3. resolva** One-ORP para  $l$  (retorna novo  $w_l$ )
- 4. calcule** *novocusto* de roteamento
- 5. se** *novocusto* < *custo* : *custo*  $\leftarrow$  *novocusto* e volte para o **Passo 2** **senão**  $L \leftarrow L - l$
- 6. se**  $L = 0$ : **FIM.** **senão volte para o Passo 2.**

## 4 ANÁLISE DE DESEMPENHO

Este capítulo tem como objetivo descrever os experimentos executados durante nossa pesquisa e, principalmente, analisar os resultados obtidos em tais experimentos.

Na primeira seção do capítulo explanamos a respeito da implementação das ferramentas que compõem a *toolbox*: HeurCoupling, HeuRoSa, HeurOne, ORP-Delay, ORP-Utilization, o padrão recomendado pelos fabricantes 1/C e a solução NrHops. A solução NrHops é aquela em que todos os enlaces são configurados com o peso 1.

Na segunda seção do capítulo explicamos a especificação das matrizes de tráfego utilizadas em nossos experimentos.

Na terceira seção do capítulo efetuamos uma análise do comportamento dos algoritmos propostos. Nessa seção podemos verificar a capacidade que os algoritmos propostos têm de resolver o problema Short-ORP. Os resultados de nossas propostas são comparados com o procedimento recomendado pelos fabricantes 1/C, com os pontos ótimos retornados pelo problema geral do roteamento ótimo (ORP-Delay e ORP-Utilization) e com a solução número de saltos (NrHops).

Os testes foram executados em oito topologias de rede diferentes que podem ser verificadas no apêndice 1. Os parâmetros de comparação foram: número médio de pacotes nas filas dos roteadores  $\sum_{ij} D_{ij} (F_{ij})$  (custo de roteamento), enlace de máxima utilização da rede  $\min \max_{(i,j)} \{F_{ij}/C_{ij}\}$ , tempo de execução do algoritmo e quantidade de alterações de peso para se atingir o custo mínimo.

### 4.1 IMPLEMENTAÇÃO DA TOOLBOX

Os problemas ORP-Delay e ORP-Utilization foram modelados em AMPL (Linguagem de modelagem para programação matemática). AMPL é uma linguagem que permite a modelagem de problemas de otimização em larga-escala ou programação matemática. Tal linguagem é compatível com os principais softwares de otimização conhecidos comercialmente e na comunidade acadêmica. Para facilitar a geração dos modelos, desenvolvemos uma ferramenta em linguagem C onde a topologia da rede e a matriz de tráfego são os dados de entrada e a saída é um arquivo com o problema modelado em AMPL

Para a resolução dos modelos ORP-Delay e ORP-Utilization utilizamos o software de otimização KNITRO, no NEOS Server (CZYZYK, 1998). O KNITRO é uma ferramenta desenvolvida para resolver problemas de otimização de grande escala.

As ferramentas: 1/C (padrão recomendado pelos fabricantes), NrHops (solução número de saltos), HeuRoSa e HeurOne foram desenvolvidas em linguagem C simples. Enquanto a ferramenta HeurCoupling foi desenvolvida em linguagem C em conjunto com o pacote de otimização LP-Solve que é distribuído gratuitamente (BERKELAAR, 1996).

TAB. 4.1: Ferramentas da toolbox

<b>TOOLBOX</b>	
<b>Ferramentas</b>	<b>Descrição</b>
nrhops.c	Dado a topologia da rede e as demandas de tráfego a ferramenta retorna o custo de roteamento e o enlace com maior utilização da rede em uma situação em que o peso de todos os enlaces é o mesmo.
gera_modelo_delay.c	Dado a topologia da rede e as demandas de tráfego a ferramenta gera o arquivo no padrão AMPL do problema ORP-Delay para ser utilizado no Knitro.
gera_modelo_utilization.c	Dado a topologia da rede e as demandas de tráfego a ferramenta gera o arquivo no padrão AMPL do problema ORP-Utilization para ser utilizado no Knitro.
padrão.c	Dado a topologia da rede e as demandas de tráfego a ferramenta retorna o custo de roteamento e o enlace com maior utilização da rede em uma situação em que o peso dos enlaces é igual a 1/C.
one_link.c	Dado a topologia da rede e as demandas de tráfego a ferramenta retorna o custo de roteamento e o enlace com maior utilização da rede da solução HeurOne.
heurosa.c	Dado a topologia da rede e as demandas de tráfego a ferramenta retorna o custo de roteamento e o enlace com maior utilização da rede da solução HeuRoSa.
heurcoupling.c	Dado a topologia da rede e as demandas de tráfego a ferramenta retorna o custo de roteamento e o enlace com maior utilização da rede da solução HeurCoupling.
LP_Solve	Ferramenta livre de otimização linear desenvolvida por Michel Berkelaar.
Neos Server	Conjunto de ferramentas livres de otimização linear e não-linear.

## 4.2 CENÁRIOS DE CARGA

Em cada topologia foram especificadas dez matrizes de tráfego (dez cenários distintos) com diferentes intensidades de carga. Consideramos o cenário 0 como sendo de baixa intensidade de carga, enquanto o cenário 9 o de máxima intensidade de carga. Todos os nós geram tráfegos para os demais nós, caracterizando o cenário mais complexo.

O cenário 0 foi especificado empiricamente de forma que não houvesse diferença de desempenho observada para qualquer algoritmo de roteamento empregado em virtude da baixa carga submetida a rede. Para especificar os demais cenários desenvolvemos um algoritmo que executa uma função aleatória com o objetivo de aumentar cada demanda OD a partir do cenário anterior.

## 4.3 RESULTADOS NUMÉRICOS

Nessa seção podemos verificar a capacidade que os algoritmos propostos têm de resolver o problema Short-ORP. Os resultados de nossas propostas são comparados com o procedimento recomendado pelos fabricantes  $1/C$ , com os pontos ótimos retornados pelo problema geral do roteamento ótimo (ORP-Delay e ORP-Utilization) e com a solução número de saltos (NrHops).

### 4.3.1 CUSTO DE ROTEAMENTO E ENLACE COM MÁXIMA UTILIZAÇÃO

Os resultados apresentados na FIG. 4.1 referem-se ao custo de roteamento da rede de 5 nós. Podemos observar que a partir do cenário 5 as propostas NrHops e  $1/C$  passam a ter custos exacerbados. As demais soluções acompanham as evoluções dos resultados do roteamento ótimo (ORP-Delay). A proposta HeurOne é em média 67% pior que a solução ótima e 588% melhor que o padrão  $1/C$ . As propostas HeuRoSa e HeurCoupling são em média 62% e 89% piores em relação ao ótimo e 607% e 506% melhores em relação ao padrão  $1/C$ , respectivamente.

Na FIG. 4.2 temos os resultados de enlace com máxima utilização na rede de 5 nós. Nesse parâmetro de comparação, a proposta HeurOne é em média 30% pior que a solução ótima (ORP-Utilization) e 15% melhor que o padrão  $1/C$ . As propostas HeuRoSa e

HeurCoupling são em média 26% e 39% piores em relação ao ótimo e 18% e 7% melhores em relação ao padrão  $1/C$ , respectivamente.

A topologia da rede de 5 nós é muito simples possuindo apenas 10 enlaces. No entanto, podemos observar que os algoritmos propostos possuem a capacidade de se aproximar do ótimo nos dois parâmetros analisados: custo de roteamento e enlace com máxima utilização da rede.

Os resultados de custo de roteamento e enlace com máxima utilização da rede de 6 nós são apresentados nas FIG. 4.3 e FIG. 4.4 respectivamente. Tal rede, que possui 14 enlaces, foi incluída em nossos estudos por apresentar uma topologia onde a solução proposta pelos fabricantes ( $1/C$ ) é na prática a solução ótima.

Na rede de 12 nós, cujo os resultados de custo de roteamento são apresentados na FIG. 4.5, observamos que a partir do cenário 6 as propostas NrHops e  $1/C$  passam a ter custos exacerbados. A solução HeurCoupling passa a ter custo de roteamento alto a partir do cenário 8. As demais soluções acompanham de perto os resultados do roteamento ótimo (ORP-Delay). A proposta HeurOne é em média 3% pior que a solução ótima e 508% melhor que o padrão  $1/C$ . A proposta HeuRoSa é em média 3,5% pior em relação ao ótimo e 506% melhor em relação ao padrão  $1/C$ .

Na FIG. 4.6 temos os resultados de enlace com máxima utilização da rede de 12 nós. Nesse parâmetro de comparação, as propostas HeurOne, HeuRoSa e HeurCoupling são em média 10%, 13% e 27% piores que a solução ótima (ORP-Utilization) e 29%, 26% e 12% melhores que o padrão  $1/C$ , respectivamente.

A rede de 12 nós possui 34 enlaces e também pode ser observada em (PIORO, 2000). Tal topologia de rede é relativamente simples se comparada às demais topologias utilizadas em nossos experimentos. Podemos observar que nos cenários de alta intensidade de carga o algoritmo HeurCoupling não apresentou resultados viáveis tanto para o parâmetro custo de roteamento quanto para o parâmetro enlace com máxima utilização da rede.

Na rede de 16 nós, cujo os resultados de custo de roteamento são apresentados na FIG. 4.7, observamos que a partir do cenário 6 as propostas NrHops e  $1/C$  passam a ter custos bastante elevados. As demais soluções acompanham de perto os resultados do roteamento ótimo (ORP-Delay). A proposta HeurOne é em média 6% pior que a solução ótima e 603% melhor que o padrão  $1/C$ . As propostas HeuRoSa e HeurCoupling são em média 14% e 18% piores em relação ao ótimo e 556% e 531% melhores em relação ao padrão  $1/C$ , respectivamente.

Na FIG. 4.8 temos os resultados de enlace com máxima utilização na rede de 16 nós. Nesse parâmetro de comparação, a proposta HeurOne é em média 1% pior que a solução ótima (ORP-Utilization) e 16% melhor que o padrão  $1/C$ . As propostas HeuRoSa e HeurCoupling são em média 6% piores em relação ao ótimo e 10% melhores em relação ao padrão  $1/C$ .

A topologia de rede de 16 nós possui 36 enlaces. Tal topologia também pode ser observada em (RODRIGUES, 2001). Como destaque, observamos os excelentes resultados da proposta HeurOne, praticamente igual ao ótimo.

TAB. 4.2: Custo de Roteamento: (Proposta - Ótimo)/Ótimo

	<b>HeurRoSa</b>	<b>HeurOne</b>	<b>HeurCoupling</b>
<b>Rede de 5 nós</b>	62,25	66,72	89,20
<b>Rede de 6 nós</b>	16,76	16,76	16,76
<b>Rede de 12 nós</b>	3,44	2,98	676,42
<b>Rede de 16 nós</b>	13,55	5,94	18,11
<b>Rede de 18 nós</b>	6,39	4,26	8,98
<b>Rede de 20 nós</b>	16,43	7,80	8,13
<b>Rede de 26 nós</b>	2,06	0,56	6,74
<b>Rede de 30 nós</b>	7,76	7,26	6,54

TAB. 4.3: Custo de Roteamento: (Padrão - Proposta)/Padrão

	<b>HeurRoSa</b>	<b>HeurOne</b>	<b>HeurCoupling</b>
<b>Rede de 5 nós</b>	606,70	587,75	506,02
<b>Rede de 6 nós</b>	0,00	0,00	0,00
<b>Rede de 12 nós</b>	505,55	508,27	-19,32
<b>Rede de 16 nós</b>	556,14	603,31	530,85
<b>Rede de 18 nós</b>	18,06	20,48	15,26
<b>Rede de 20 nós</b>	175,17	197,21	196,31
<b>Rede de 26 nós</b>	203,28	207,82	189,99
<b>Rede de 30 nós</b>	338,51	340,56	343,55

TAB. 4.4: Enlace com Máxima Utilização:(Proposta - Ótimo)/Ótimo

	<b>HeurRoSa</b>	<b>HeurOne</b>	<b>HeurCoupling</b>
<b>Rede de 5 nós</b>	25,67	29,64	39,11
<b>Rede de 6 nós</b>	2,18	2,18	2,18
<b>Rede de 12 nós</b>	13,21	10,04	27,45
<b>Rede de 16 nós</b>	5,44	0,90	6,30
<b>Rede de 18 nós</b>	0,00	0,00	0,00
<b>Rede de 20 nós</b>	32,81	26,40	30,88
<b>Rede de 26 nós</b>	5,78	3,73	11,12
<b>Rede de 30 nós</b>	5,89	4,39	7,21

TAB. 4.5: Enlace com Máxima Utilização:(Padrão - Proposta)/Padrão

	<b>HeurRoSa</b>	<b>HeurOne</b>	<b>HeurCoupling</b>
<b>Rede de 5 nós</b>	18,18	14,57	6,76
<b>Rede de 6 nós</b>	0,00	0,00	0,00
<b>Rede de 12 nós</b>	25,82	29,44	11,77
<b>Rede de 16 nós</b>	10,86	15,85	9,96
<b>Rede de 18 nós</b>	0,00	0,00	0,00
<b>Rede de 20 nós</b>	15,02	20,85	16,71
<b>Rede de 26 nós</b>	15,30	17,58	9,76
<b>Rede de 30 nós</b>	5,23	6,74	3,93

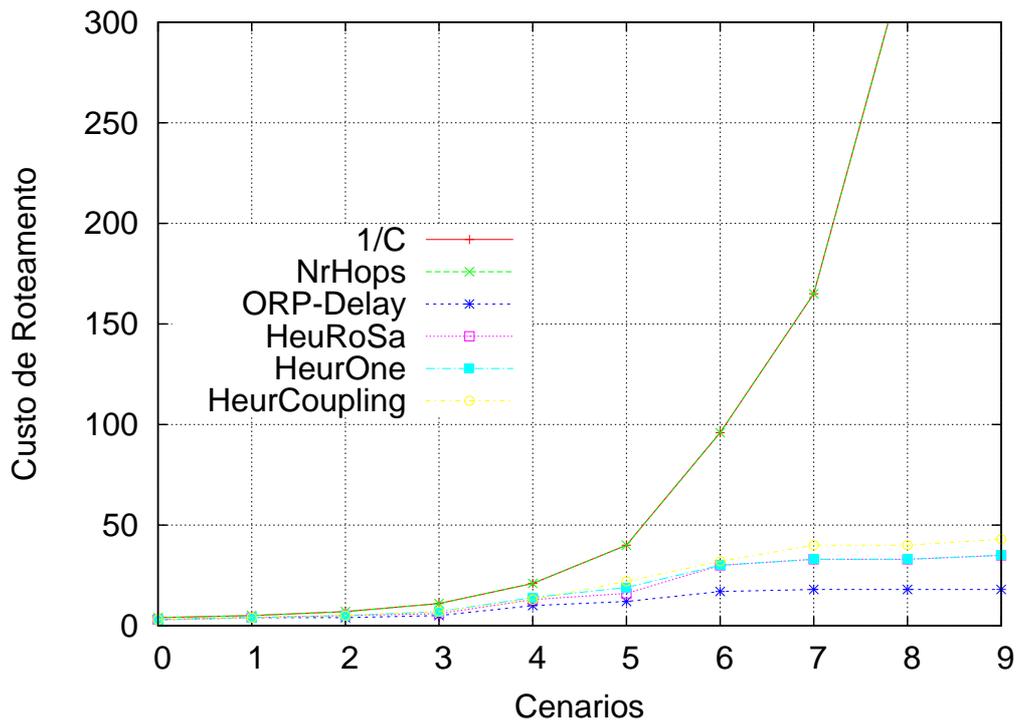


FIG. 4.1: Custo de roteamento da rede de 5 nós

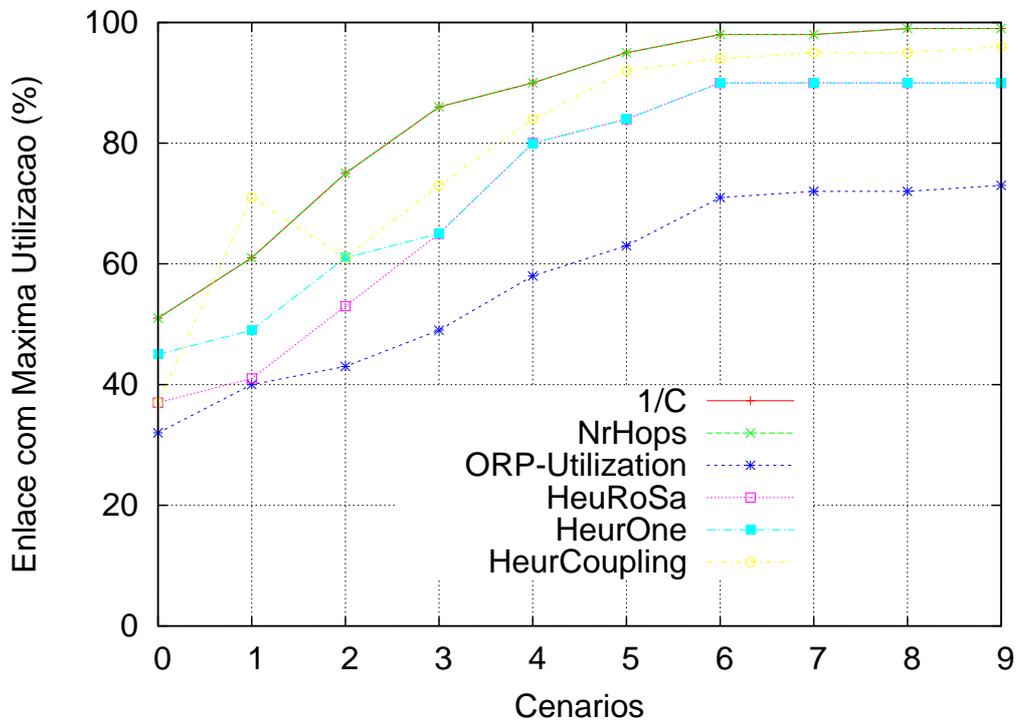


FIG. 4.2: Enlace com máxima utilização da rede de 5 nós

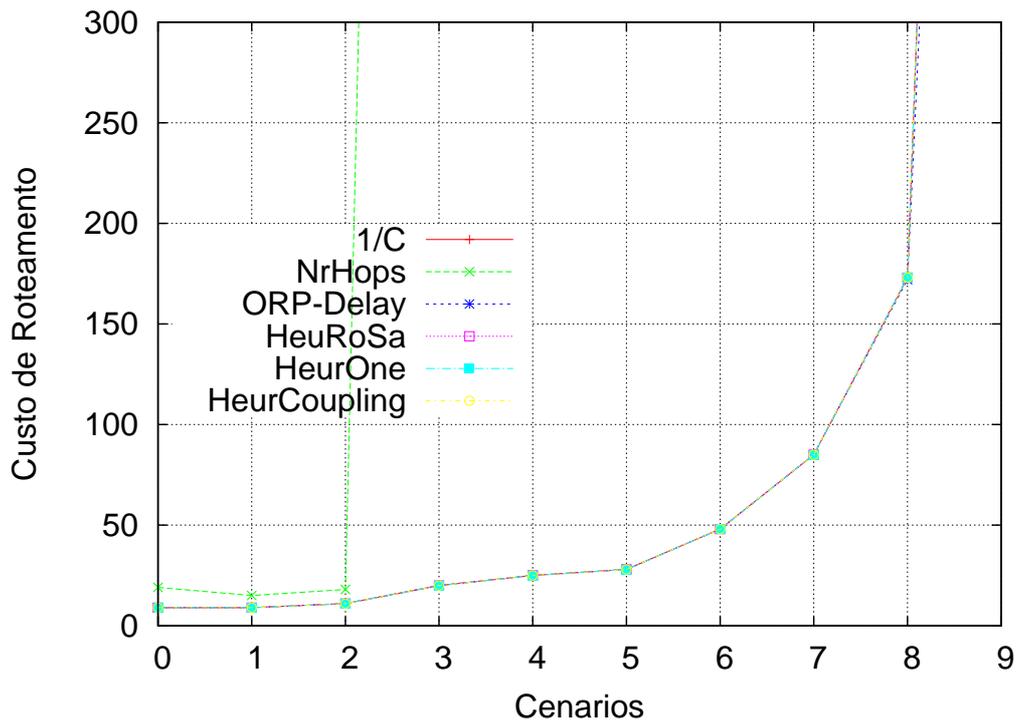


FIG. 4.3: Custo de roteamento da rede de 6 nós

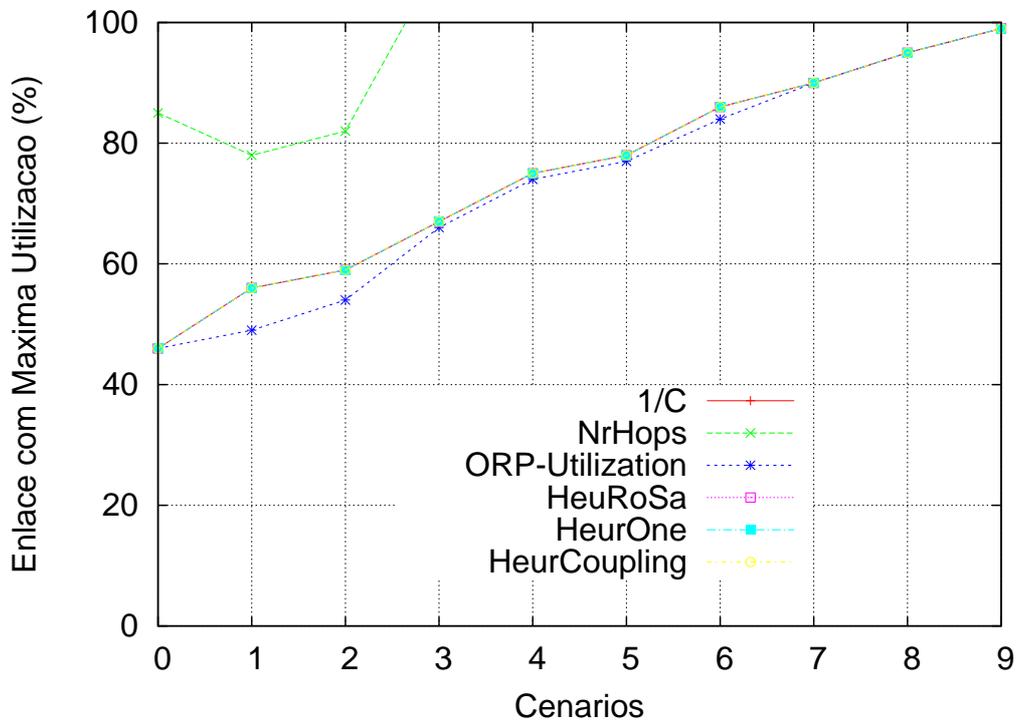


FIG. 4.4: Enlace com máxima utilização da rede de 6 nós

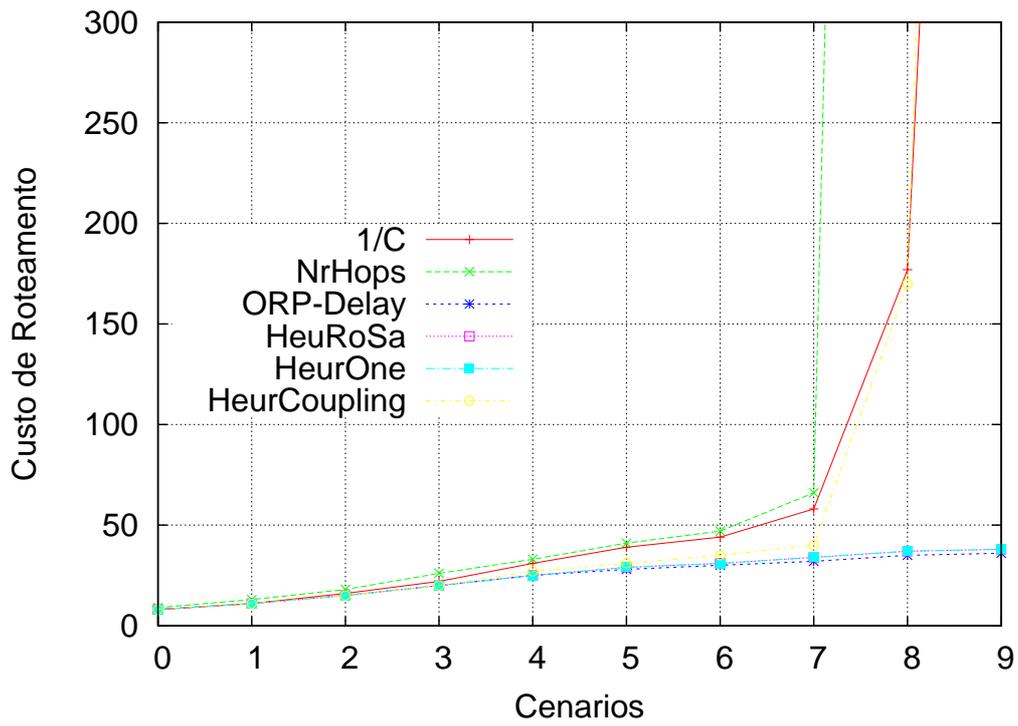


FIG. 4.5: Custo de roteamento da rede de 12 nós

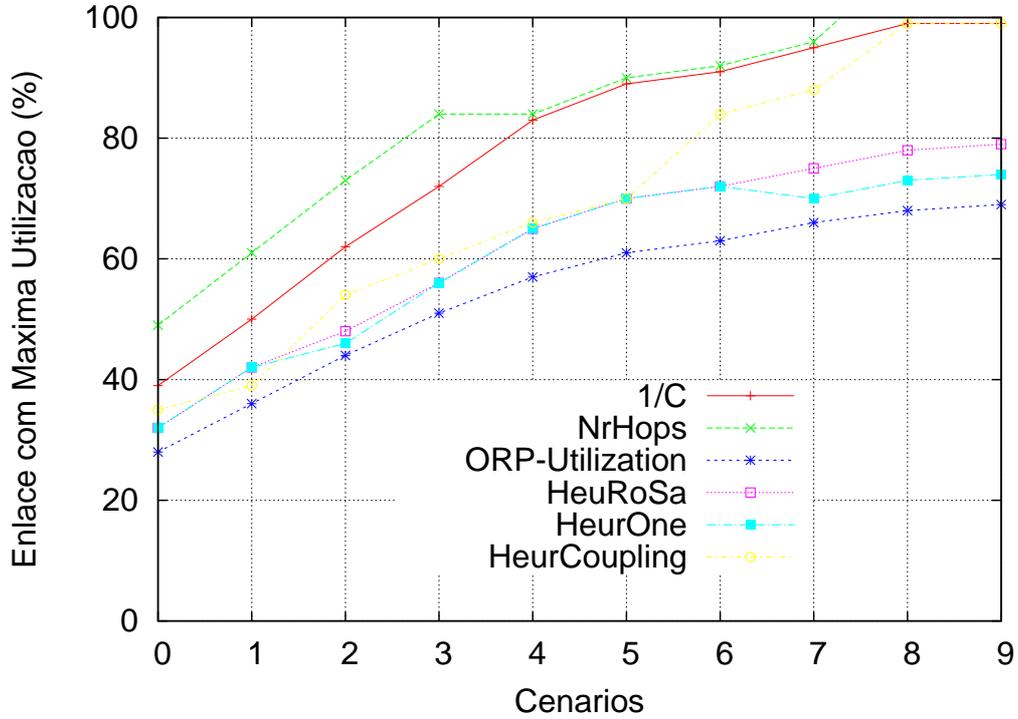


FIG. 4.6: Enlace com máxima utilização da rede de 12 nós

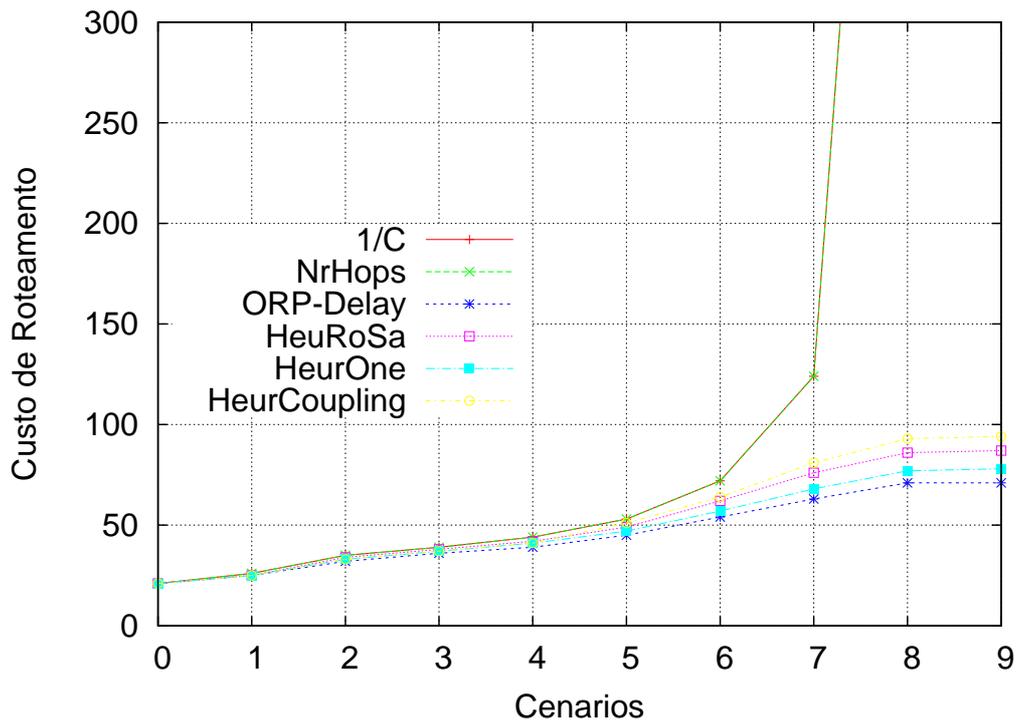


FIG. 4.7: Custo de roteamento da rede de 16 nós

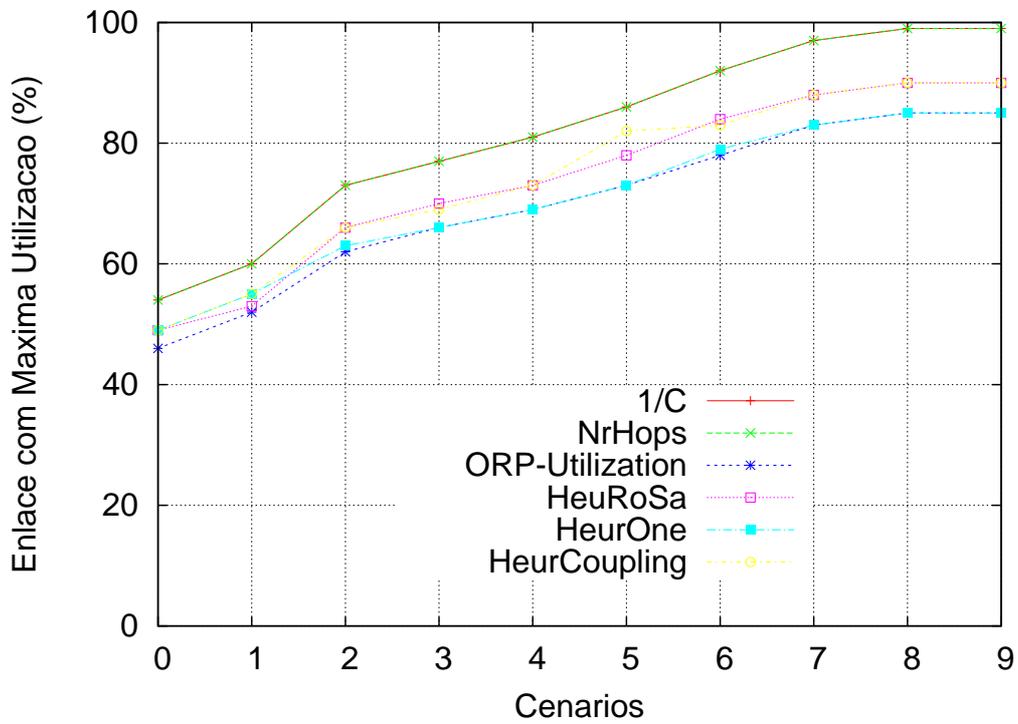


FIG. 4.8: Enlace com máxima utilização da rede de 16 nós

Os resultados apresentados na FIG. 4.9 referem-se ao custo de roteamento da rede de 18 nós. Podemos observar que a partir do cenário 4 a proposta NrHops passa a ter custo exacerbado. A partir do cenário 5 a proposta  $1/C$  passa a ter custos ligeiramente acima das demais soluções. As demais propostas acompanham de perto os resultados do roteamento ótimo (ORP-Delay). As propostas HeurOne, HeuRoSa e HeurCoupling são em média 4%, 6% e 9% piores que a solução ótima e 20%, 18% e 15% melhores que o padrão  $1/C$ , respectivamente.

Os resultados de enlace com máxima utilização da rede de 18 nós são apresentados na FIG.4.10. Podemos observar que as propostas  $1/C$ , HeurCoupling, HeuRoSa e HeurOne têm o mesmo desempenho do ótimo (ORP-Utilization).

A rede de 18 nós representa o *backbone* da rede de pesquisa *multi-gigabit* pan-européia e possui 54 enlaces. Podemos observar que para essa topologia os resultados da solução recomendada pelos fabricantes ( $1/C$ ) são mais próximos do ótimo se comparados às demais topologias. Mesmo assim, os algoritmos propostos apresentam melhores resultados que tal solução ( $1/C$ ). Destacamos, também, a proximidade de nossas propostas em relação ao ótimo no parâmetro enlace com máxima utilização da rede.

A rede de 20 nós pode ser observada em (SALLES, 2004) e possui 56 enlaces. Os resultados dos experimentos com essa topologia de rede são apresentados na FIG. 4.11, observamos que a partir dos cenários 1 e 5 as propostas NrHops e  $1/C$  passam a ter custos de roteamento exacerbados se comparados com as demais propostas, respectivamente. As propostas HeurCoupling e HeurOne são em média 8% piores em relação ao ótimo e 196% melhores em relação ao padrão  $1/C$ . Enquanto a proposta HeuRoSa é em média 16% pior em relação ao ótimo e 175% melhor em relação ao padrão  $1/C$ .

Podemos verificar na FIG. 4.12 os resultados de enlace com máxima utilização da rede de 20 nós. Nesse parâmetro de comparação, a proposta HeurOne é em média 26% pior que a solução ótima (ORP-Utilization) e 21% melhor que o padrão  $1/C$ . As propostas HeuRoSa e HeurCoupling são em média 33% e 31% piores em relação ao ótimo e 15% e 17% melhores em relação ao padrão  $1/C$ , respectivamente.

Os resultados apresentados na FIG. 4.13 referem-se ao custo de roteamento da rede de 26 nós. Podemos observar que a partir dos cenários 4 e 6 as propostas NrHops e  $1/C$  passam a ter custos exacerbados, respectivamente. As demais propostas acompanham de perto os resultados do roteamento ótimo (ORP-Delay). As propostas HeurOne, HeuRoSa e HeurCoupling são em média 0,5%, 2% e 6,5% piores que a solução ótima e 208%, 203%

e 190% melhores que o padrão  $1/C$ , respectivamente.

Os resultados de enlace com máxima utilização da rede de 26 nós são apresentados na FIG. 4.14. Podemos observar que as propostas HeurOne, HeuRoSa e HeurCoupling são em média 4%, 6% e 11% piores que a solução ótima (ORP-Utilization) e 18%, 15% e 10% melhores que o padrão  $1/C$ , respectivamente.

A rede de 26 nós pode ser observada em (TSAI, 1989) e possui 58 enlaces. Nos experimentos com essa topologia destacamos a proximidade que as propostas HeuRoSa e HeurOne obtiveram da solução ótima em ambos os parâmetros analisados.

A topologia de rede de 30 nós, proposta nesse trabalho, possui 70 enlaces. Na FIG. 4.15 podemos observar que as propostas NrHops e  $1/C$  extrapolam o custo de roteamento a partir do cenário 6. As demais propostas são em média 7% piores em relação ao roteamento ótimo e 340% melhores que o padrão.

Na FIG. 4.16 temos os resultados de enlace com máxima utilização na rede de 30 nós. Nesse parâmetro de comparação, as propostas HeurCoupling e HeurOne são em média 4% e 7% piores que a solução ótima (ORP-Utilization) e 7% e 4% melhores que o padrão. A proposta HeuRoSa é em média 6% pior em relação ao ótimo e 5% melhor em relação ao padrão.

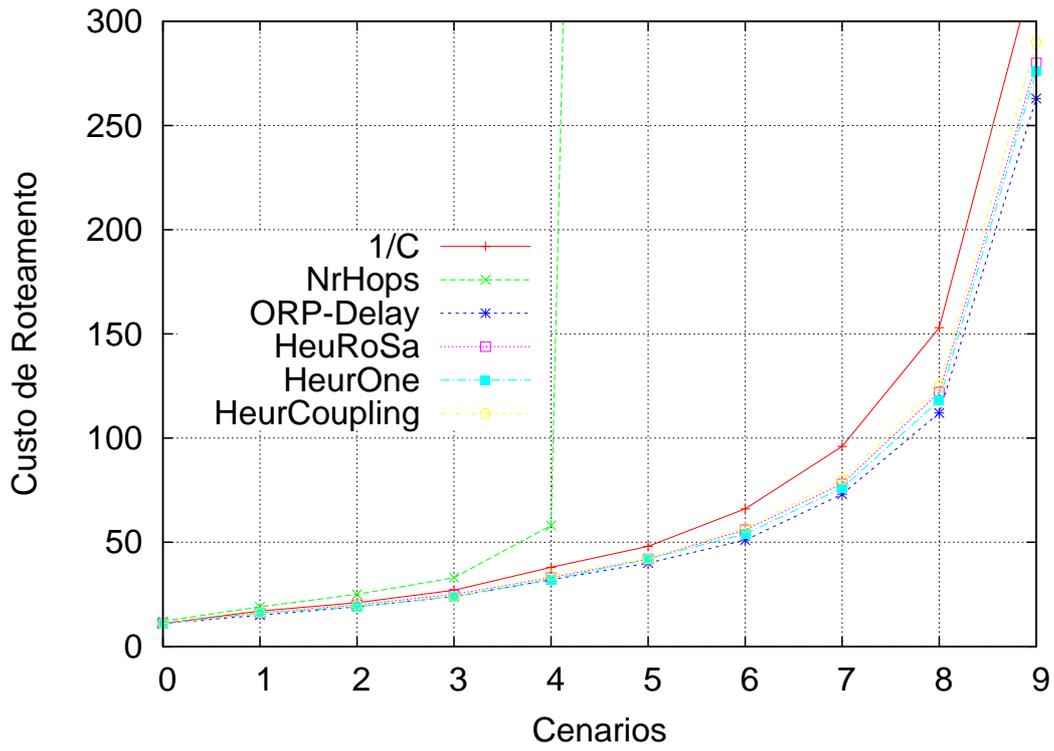


FIG. 4.9: Custo de roteamento da rede de 18 nós

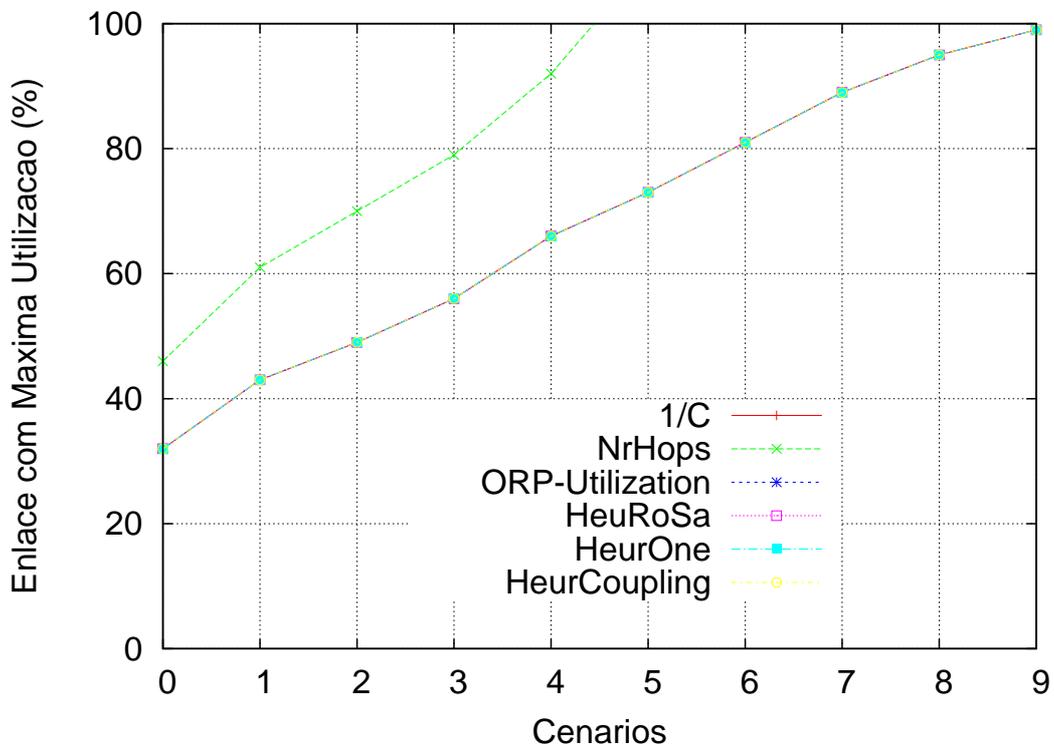


FIG. 4.10: Enlace com máxima utilização da rede de 18 nós

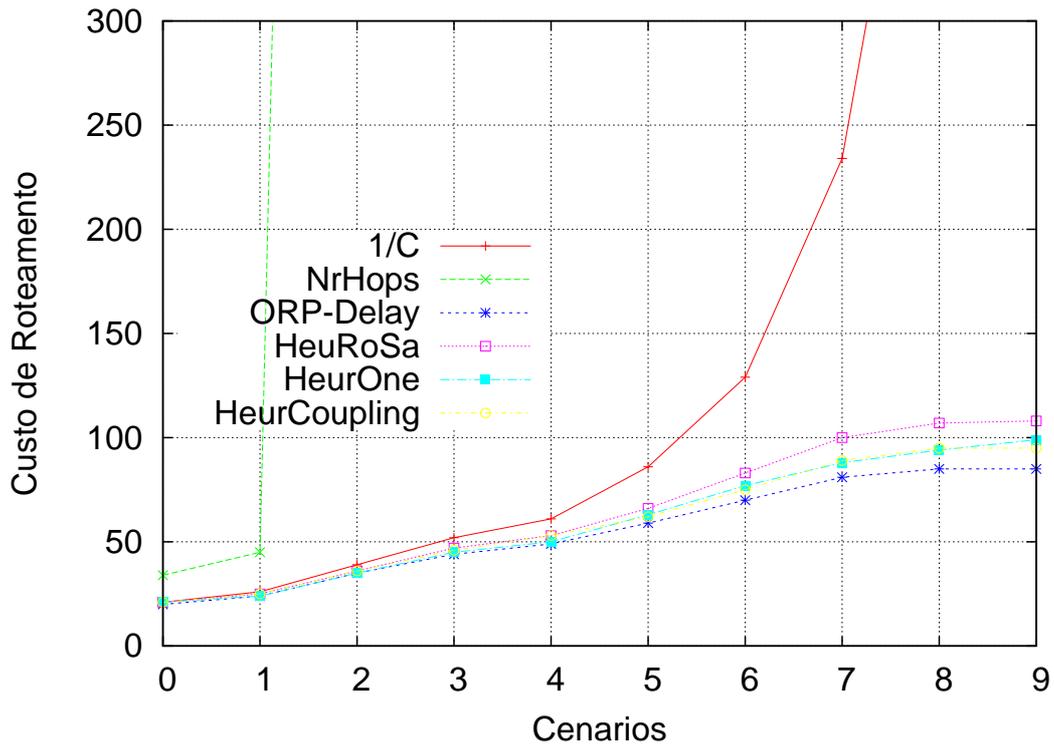


FIG. 4.11: Custo de roteamento da rede de 20 nós

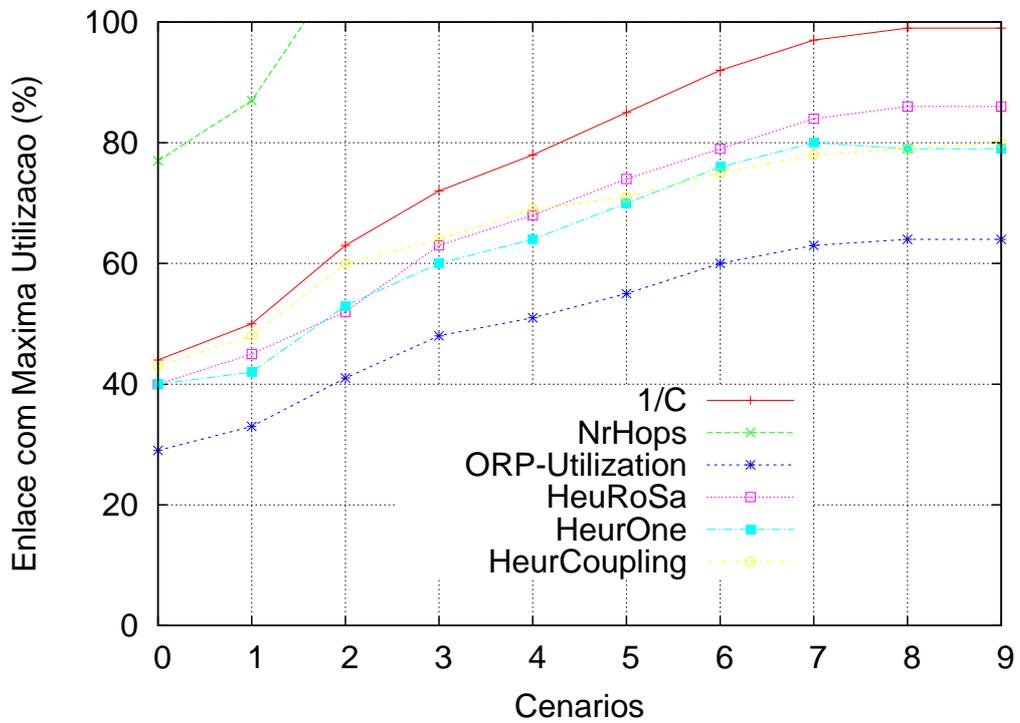


FIG. 4.12: Enlace com máxima utilização da rede de 20 nós

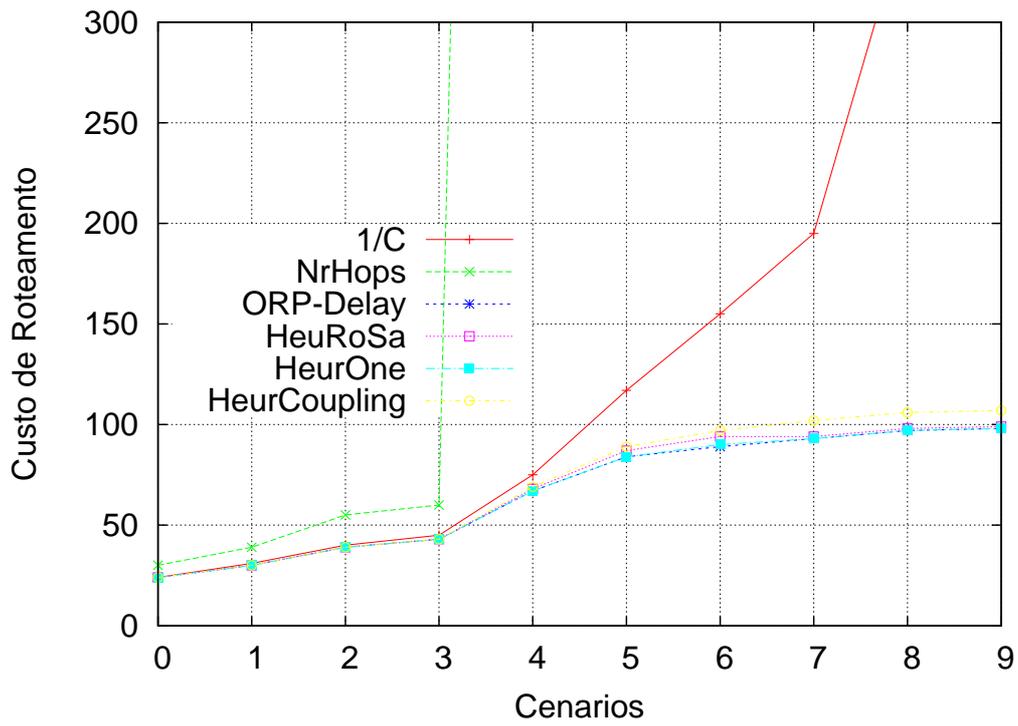


FIG. 4.13: Custo de roteamento da rede de 26 nós

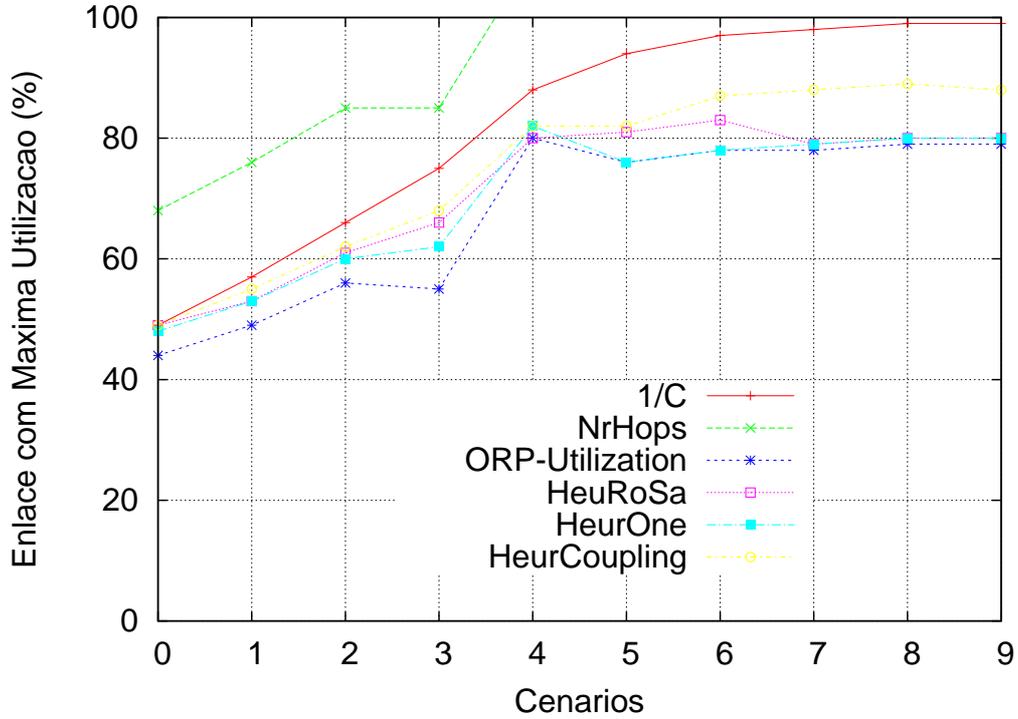


FIG. 4.14: Enlace com máxima utilização da rede de 26 nós

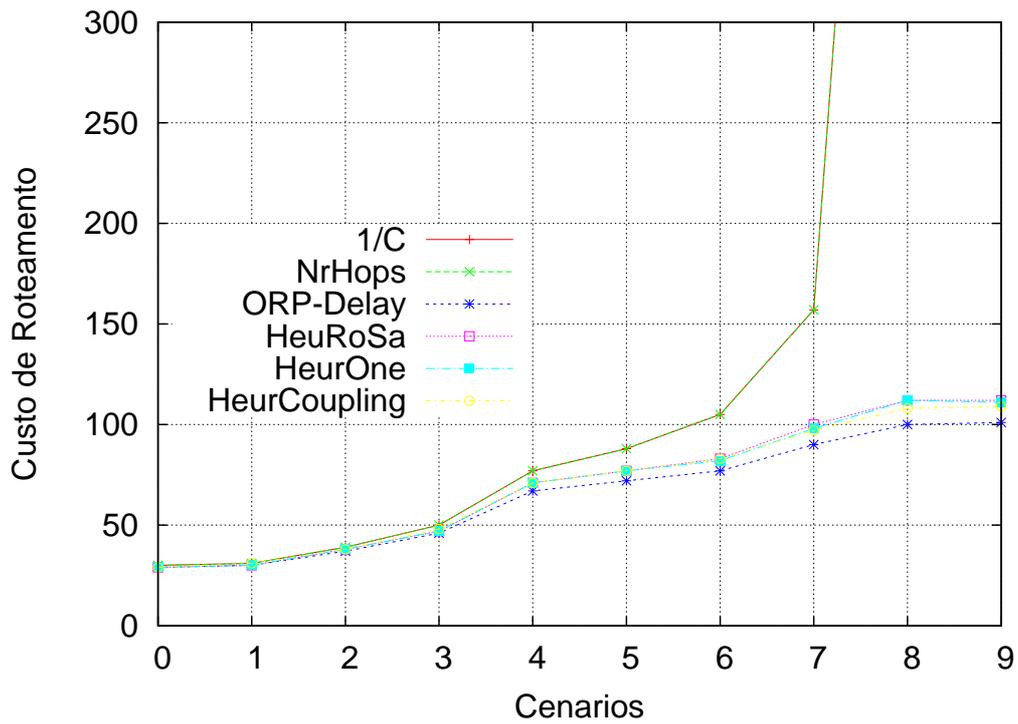


FIG. 4.15: Custo de roteamento da rede de 30 nós

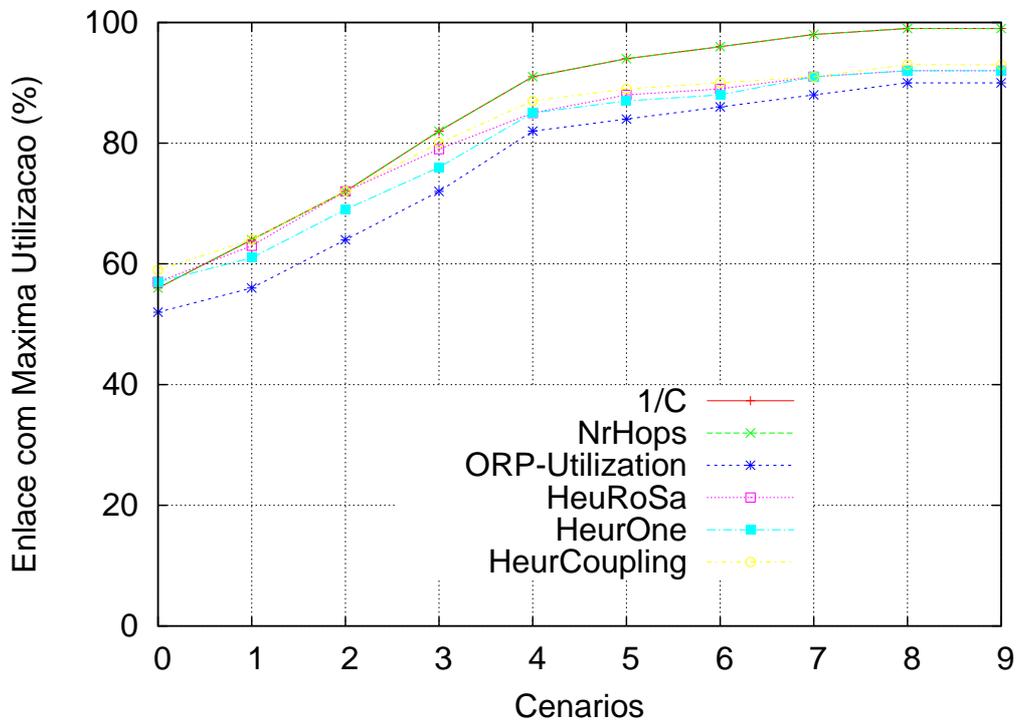


FIG. 4.16: Enlace com máxima utilização da rede de 30 nós

### 4.3.2 TEMPO DE EXECUÇÃO

Na TAB. 4.6 observamos o tempo médio que cada proposta levou para resolver os 10 cenários das topologias de rede em questão.

TAB. 4.6: Tempo Médio (em segundos) de Resolução dos Cenários das Topologias de Rede

	<b>ORP-Delay</b>	<b>HeuRoSa</b>	<b>HeurOne</b>	<b>HeurCoupling</b>
<b>Rede de 5 nós</b>	0,077	0,006	0,031	0,002
<b>Rede de 6 nós</b>	1,051	0,008	0,045	0,004
<b>Rede de 12 nós</b>	6,231	0,117	1,846	0,009
<b>Rede de 16 nós</b>	56,067	0,260	14,601	0,012
<b>Rede de 18 nós</b>	192,007	1,530	58,906	0,104
<b>Rede de 20 nós</b>	1712,000	1,586	183,521	0,608
<b>Rede de 26 nós</b>	212,000	4,545	204,034	1,334
<b>Rede de 30 nós</b>	1842,000	11,988	1422,455	2,675

Analisando a TAB. 4.7, verificamos que o algoritmo HeurCoupling é o mais rápido para retornar uma solução para o problema Short-ORP. Tal algoritmo tem a capacidade de resolver o problema em média 0,005010 do tempo levado pela solução ótima. O algoritmo HeuRoSa retorna uma solução para o problema em média 0,018224 do tempo da solução ótima, ainda extremamente rápido. Enquanto o algoritmo HeurOne retorna uma solução para o problema em média 0,393843 do tempo levado pela solução ótima.

TAB. 4.7: Fração do tempo de execução: Proposta/Ótimo

	<b>HeuRoSa</b>	<b>HeurOne</b>	<b>HeurCoupling</b>
<b>Rede de 5 nós</b>	0,077922	0,402597	0,025974
<b>Rede de 6 nós</b>	0,007612	0,042816	0,003806
<b>Rede de 12 nós</b>	0,018777	0,296261	0,001444
<b>Rede de 16 nós</b>	0,004637	0,260421	0,000214
<b>Rede de 18 nós</b>	0,007968	0,306791	0,000542
<b>Rede de 20 nós</b>	0,000926	0,107197	0,000355
<b>Rede de 26 nós</b>	0,021439	0,962425	0,006292
<b>Rede de 30 nós</b>	0,006508	0,772234	0,001452
<b>Média</b>	<b>0,018224</b>	<b>0,393843</b>	<b>0,005010</b>

Vale lembrar que as heurísticas propostas têm o objetivo de resolver o problema Short-ORP. Tal problema é bem mais complexo, pois possui um número maior de restrições que a categoria de problemas ORP (ORP-Delay e ORP-Utilization). No entanto, as heurísticas propostas apresentam tempos de execução melhores.

#### 4.4 COMPARAÇÃO DO DESEMPENHO DOS ALGORITMOS PROPOSTOS

Nesta seção temos o objetivo de analisar, com base nos resultados apresentados nas demais seções, o comportamento dos algoritmos propostos.

O HeurCoupling é o algoritmo mais rápido dentre os três apresentados. No entanto, o HeurCoupling não aparenta ter a mesma confiabilidade no parâmetro custo de roteamento e, principalmente, no parâmetro enlace com máxima utilização da rede que os demais algoritmos propostos. Por exemplo, nos cenários de alta carga dos experimentos da rede de 12 (FIG. 4.5) observamos custos de roteamento piores que os resultados da proposta padrão  $1/C$ . No parâmetro enlace com máxima utilização da rede observamos resultados piores nas demais topologias de rede em relação aos outros dois algoritmos.

O algoritmo HeuRoSa apresenta os resultados com melhor custo benefício dentre os três algoritmos. Em todas as topologias de rede o algoritmo apresentou resultados bem próximos do ótimo nos parâmetros custo de roteamento e enlace com máxima utilização da rede. O tempo de execução do algoritmo está em média 0,018224 da solução ótima.

O algoritmo HeurOne apresenta os resultados mais robustos nos parâmetros custo de roteamento e enlace com máxima utilização da rede. Podemos observar na tabela TAB. 4.2 que somente na rede de 5 nós o algoritmo HeuRoSa tem um desempenho melhor que o algoritmo HeurOne. No entanto, analisando os resultados de tempo de execução, apresentados previamente na TAB. 4.7, observamos que o algoritmo HeurOne tem o pior desempenho dentre as três propostas. Tal combinação de resultados sugerem que a arquitetura do algoritmo HeurOne tem maior capacidade de “driblar” os mínimos locais em busca do mínimo global, levando um maior tempo de execução para se aproximar do ótimo.

## 5 CONCLUSÃO

### 5.1 CONSIDERAÇÕES FINAIS

No presente trabalho apresentamos a categorização dos problemas de roteamento ótimo relevantes para a área de engenharia de tráfego nos dias de hoje. Inicialmente, descrevemos a respeito do problema geral do roteamento ótimo (ORP-Delay e ORP-Utilization), analisando as formulações tradicional e *node-arc*. Os problemas de otimização originados pelos paradigmas dos protocolos MPLS (Single-ORP) e OSPF (Short-ORP) também foram descritos.

Na seção 2.4.4 do nosso trabalho contribuímos com o problema de determinação do peso ótimo de um enlace (One-ORP) que é a redução do problema Short-ORP para uma variável. O problema One-ORP foi utilizado no desenvolvimento do algoritmo HeurOne.

A principal contribuição desse trabalho deu-se no capítulo 3 onde apresentamos os algoritmos HeurOne, HeuRoSa e HeurCoupling. Tais algoritmos são o núcleo de nossa *toolbox*.

Dois trabalhos foram publicados com base nos estudos efetuados nesse trabalho (ROLLA, 2005) e (ROLLA, 2006).

No capítulo 4 realizamos uma análise de desempenho dos algoritmos propostos. Cada um dos três algoritmos para resolução do problema Short-ORP possui suas vantagens e desvantagens. O algoritmo HeurOne apresentou os melhores resultados em termos de custo de roteamento e balanceamento de carga dentre os três algoritmos, no entanto seu tempo de execução é demasiado alto se comparado aos tempos das demais propostas. O algoritmo HeurCoupling detém os melhores resultados em termos de tempo de execução, no entanto o custo de roteamento e o balanceamento de carga não são tão acurados quanto os demais. Por fim, o algoritmo HeuRoSa possui excelentes resultados em termos de custo de roteamento e balanceamento de carga, enquanto os resultados de tempo de execução são bem adequados para aplicação em cenários reais.

Um administrador de rede de posse da *toolbox* e conhecendo cada um dos algoritmos núcleo, terá a possibilidade de definir qual dos algoritmos utilizar de acordo com o

tamanho da rede e a quantidade de tráfego submetido. Podendo, ainda, comparar os resultados obtidos com o ótimo e com a recomendação dos fabricantes  $1/C$ .

O objetivo inicial de nosso trabalho era aplicar técnicas de engenharia de tráfego no desenvolvimento de uma toolbox que, por sua vez, visava a otimização do desempenho de uma rede de comunicação de dados. A toolbox foi desenvolvida com um núcleo de três diferentes algoritmos para resolver o problema Short-ORP (HeurOne, HeuRoSa e Heur-Coupling). Cada um dos algoritmos aborda o problema a partir de diferentes ângulos. A *toolbox* fundamenta-se no estudo da função de roteamento da rede no sentido de garantir: balanceamento de carga, melhoria no uso dos recursos disponíveis, capacidade de absorver demandas crescentes e atendimento a requisitos de Qualidade de Serviço (QoS).

## 5.2 TRABALHOS FUTUROS

O desempenho das propostas apresentadas confirmam os bons resultados alcançados na resolução do problema do roteamento ótimo de menor caminho. Tais resultados fazem valer a aplicação das ferramentas da *toolbox* em sistemas reais sendo de grande valia para os objetivos da engenharia de tráfego.

No entanto, propomos como trabalhos futuros:

- o desenvolvimento de uma interface amigável para a utilização da *toolbox*;
- o desenvolvimento de uma metodologia operacional para auxiliar os administradores de rede a utilizar as ferramentas da *toolbox*. Tal metodologia deverá levar em conta as características de cada algoritmo, além de definir métodos de coleção das estatísticas da rede;
- a avaliação dos algoritmos e da metodologia a ser desenvolvida em ambientes de redes reais;
- o estudo da viabilidade do desenvolvimento de uma ferramenta que tenha a capacidade de efetuar a atualização dos pesos dos enlaces de forma *on-line*, isto é, sem intervenção do administrador de rede;

## 6 REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- AWDUCHE, D. ;ET. AL.; **Requirements for Traffic Engineering over MPLS**. RFC 2702, 1999.
- AWDUCHE, D. ;ET. AL.; **Overview and principles of internet traffic engineering**. RFC 3272, 2002.
- BERTSEKAS, D.; GALLAGER, R.; **Data Networks**. Prentice-Hall, 1992.
- BERKELAAR, M.; **Lp solve: Linear programming code**. In <http://www.cs.sunysb.edu/algorithm/implement/lpsolve/implement.shtml>, 1996.
- BURIOL, L. ;ET. AL.; **A memetic algorithms for OSPF routing**. In Proceedings INFORMS Telecom, p.187-188, 2002.
- BURIOL, L. ;ET. AL.; **Network Design for OSPF**. In: Mathematical Programming in Rio Conference, p.40-44, Buzios, 2003.
- BURIOL, L. ;ET. AL.; **A Hybrid Genetic Algorithm For The Weight Setting Problem In OSPF/IS-IS Routing**. Technical report, AT&T Labs Research, 2003.
- BURIOL, L. ;ET. AL.; **Otimizando o Roteamento do Tráfego na Internet**. XXXV Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional, p. 1722-1732, 2003.
- BURIOL, L. ;ET. AL.; **Survivable IP Network Design with OSPF Routing**. Networks, 2005.
- BURTON, D.; **On an instance of the inverse shortest path problem**. Tese de Doutorado, Universidade de Namur, Belgica, 1993.
- CZYZYK, J. ;ET. AL.; **The neos server**. In IEEE Computational Science and Engineering, v.5, p.68-75, 1998.
- ERICSSON, M. ;ET. AL.; **A genetic algorithm for the weight setting problem in OSPF routing**. Journal of Combinatorial Optimization, p.299-333, 2001.
- FEKETE, S. P. ;ET. AL.; **The complexity of an inverse shortest path problem**. Contemporary Trends in Discrete Mathematics: From DIMACS and DIMATIA to the Future, v.49, 1999.
- FORTZ, B.; THORUP, M. **Internet traffic engineering by optimizing OSPF weights**. In Proc. of the 19th IEEE Conference on Computer Communications, v.20, p.519-528, 2000.
- FORTZ, B.; THORUP, M. **Traffic engineering with traditional ip routing protocols**. In IEEE Communications Magazine, v.40, p.118-124, 2002.

- FORTZ, B.; THORUP, M. **Optimizing OSPF/IS-IS weights in a changing world.** IEEE Journal on Selected Areas in Communications, v.20, n.4, p.756-767, 2002.
- FORTZ, B.; THORUP, M. **Robust optimization of OSPF/IS-IS weights.** In Proceedings of INOC, 2003.
- HARMATOS, J.; **A heuristic algorithm for solving the static weight assignment optimisation problem in OSPF networks.** In Proceedings of Global Internet Conference, 2001.
- KAUR, H. T. ;ET. AL.; **Minimizing Packet Loss by Optimizing OSPF Weights Using On-line Simulation.** In Proceedings of the 11th International IEEE/ACM Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems, 2003.
- KLEINROCK, L.; **On the modeling and analysis of computer networks.** In Proceedings of the IEEE, v.81, p.1179-1191, 1993.
- MAHAJAN, R. ;ET. AL.; **Inferring link weights using end-to-end measurements.** In Proceedings of ACM SIGCOMM, p.231-236, 2002.
- MULYANA, E.; KILLAT, U. **A Hybrid Genetic Algorithm Approach for OSPF Weight Setting Problem.** Proceedings of 2 nd PGTS, p.39-46, Polônia, 2002.
- PHAM, H.; LAVERRY, B. **An improved method for determining link weights for optimising OSPF routing.** In Proceedings of WITSP, 2002.
- PIORO, M. ;ET. AL.; **On OSPF related network optimisation problems.** In Proceedings of IFIP ATM IP, p.201-213, Ilkley, 2000.
- QIU, L. ;ET. AL.; **On selfish routing in internet-like environments.** In Proceedings of SIGCOMM, p.151-162, 2003.
- REXFORD, J.; **Route optimization in IP networks.** In Handbook of Optimization in Telecommunications, p.679-7000, 2005.
- RIEDL, A.; **A hybrid genetic algorithm for routing optimization in IP networks utilizing bandwidth and delay metrics.** IEEE IPOM, 2002.
- RIEDL, A.; **Optimized Routing Adaptation in IP Networks Utilizing OSPF and MPLS.** In: IEEE 2003 International Conference on Communications (ICC), IEEE Press, p.1754-1758, EUA, 2003.
- RODRIGUES, M. A.; RAMAKRISHNAN, K. G. **Optimal Routing in Shortest Path Networks.** In Bell Labs Technical Journal, v.6, p.117-138, 2001.
- ROLLA, V. G.; SALLES, R. M. **Uma Abordagem Alternativa para Resolver o Problema de Atribuição de Pesos aos Protocolos de Menor Caminho em Redes IP.** SPOLM'05, Rio de Janeiro, Brasil, 16-17 Agosto, 2005.

- ROLLA, V. G.; SALLES, R. M. **Otimização da Função de Roteamento para a Engenharia de Tráfego em Redes IP.** à ser publicado no SBRC'06.
- SALLES, R.; **Fair and Efficient Resource Allocation Strategies for Multi-application Networks using Utility Functions.** PhD Thesis, Imperial College London, 2004.
- SRINIVASAN, C. NADEAU, T.; **Multiprotocol label switching (mpls) traffic engineering (te) management information base (mib).** RFC 3812, 2004.
- THOMAS, T. M.; **OSPF Network Design Solutions.** Cisco Press, 1998.
- TSAI, W. K. ;ET. AL.; **Fairness of Optimal Routing in Virtual Circuit Data Networks.** In Proceedings of INFOCOM, p.119-126, 1989.
- VUTUKURY, S. ;GARCIA-LUNA-ACEVES J.; **A traffic engineering approach based on minimum-delay routing.** In Proceedings IEEE International Conference on Computer Communications and Networks, p.42-47, 2000.
- WANG, Y.; WANG, Z.; **Explicit routing algorithms for internet traffic engineering.** In Proceedings of the 8th Computer Communications and Networks, p.582-588, Boston, 1999.
- WANG, Y. ;ET. AL.; **Internet Traffic Engineering without Full Mesh Overlaying.** In Proceedings of IEEE INFOCOM, p.565-571, 2001.

## 7 APÊNDICES

7.1 APÊNDICE 1: TOPOLOGIAS DE REDE

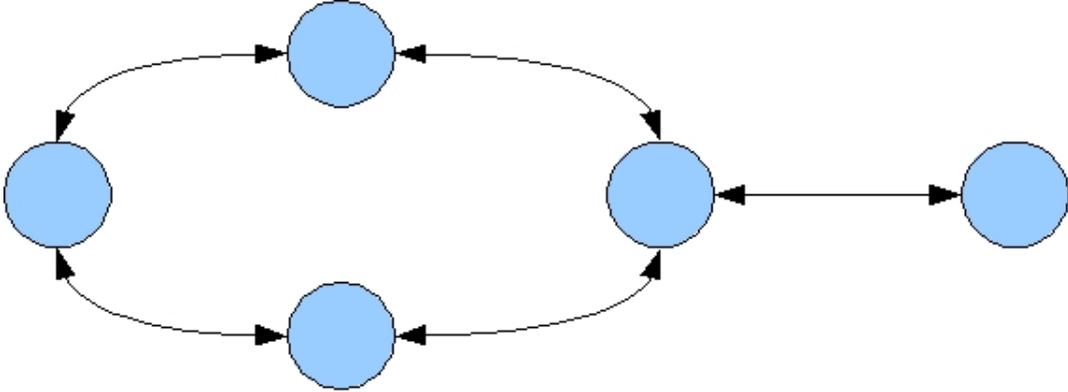


FIG. 7.1: Rede de 5 nós

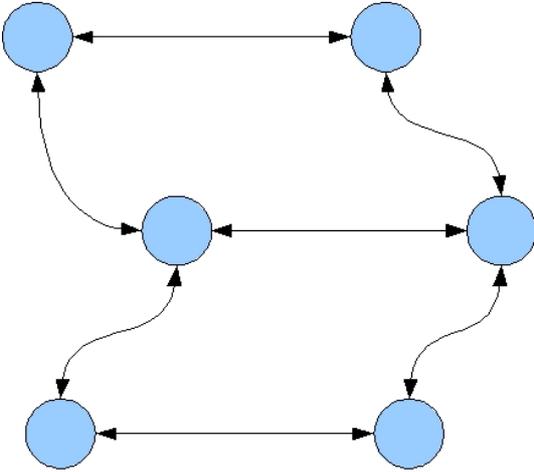


FIG. 7.2: Rede de 6 nós

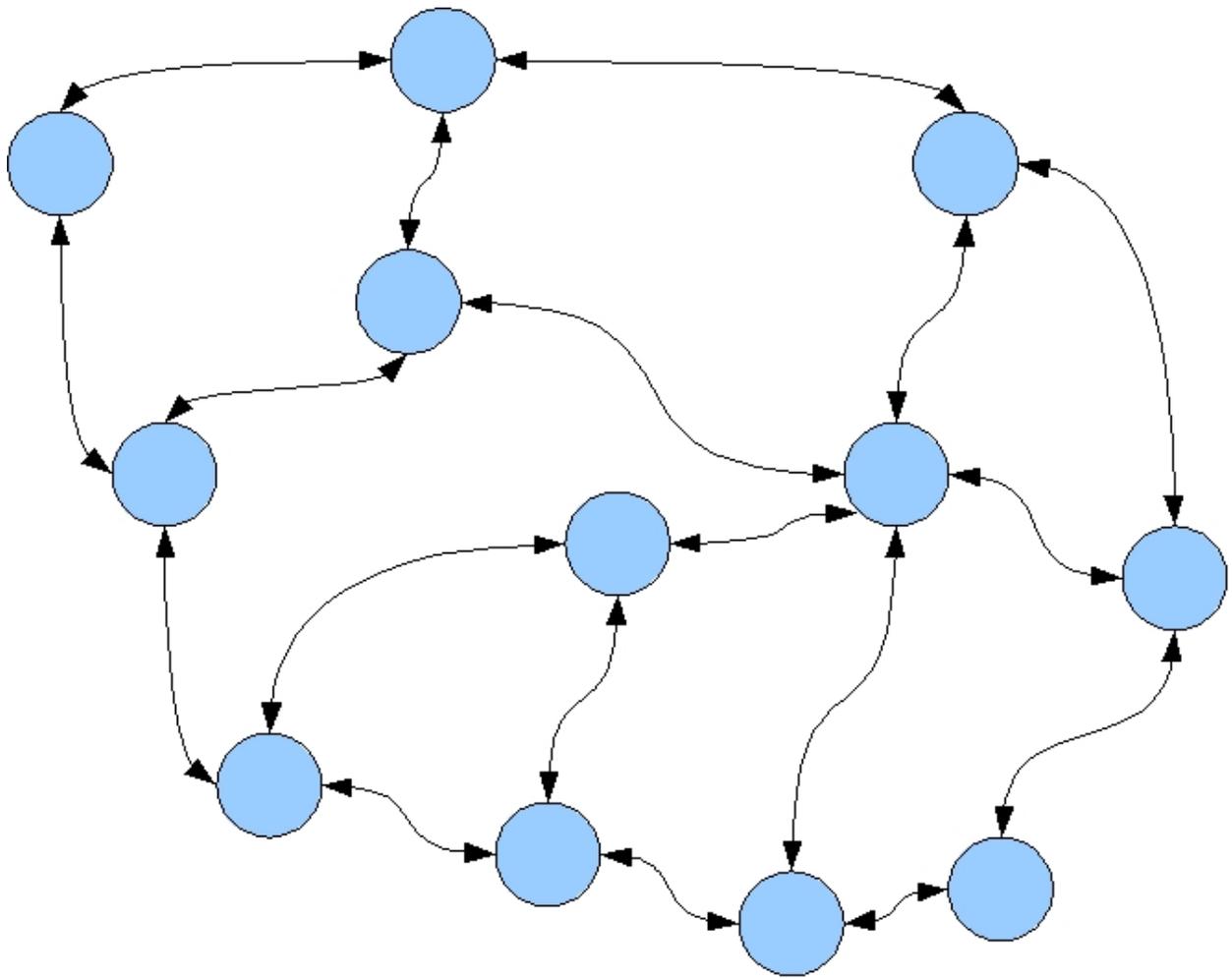


FIG. 7.3: Rede de 12 nós

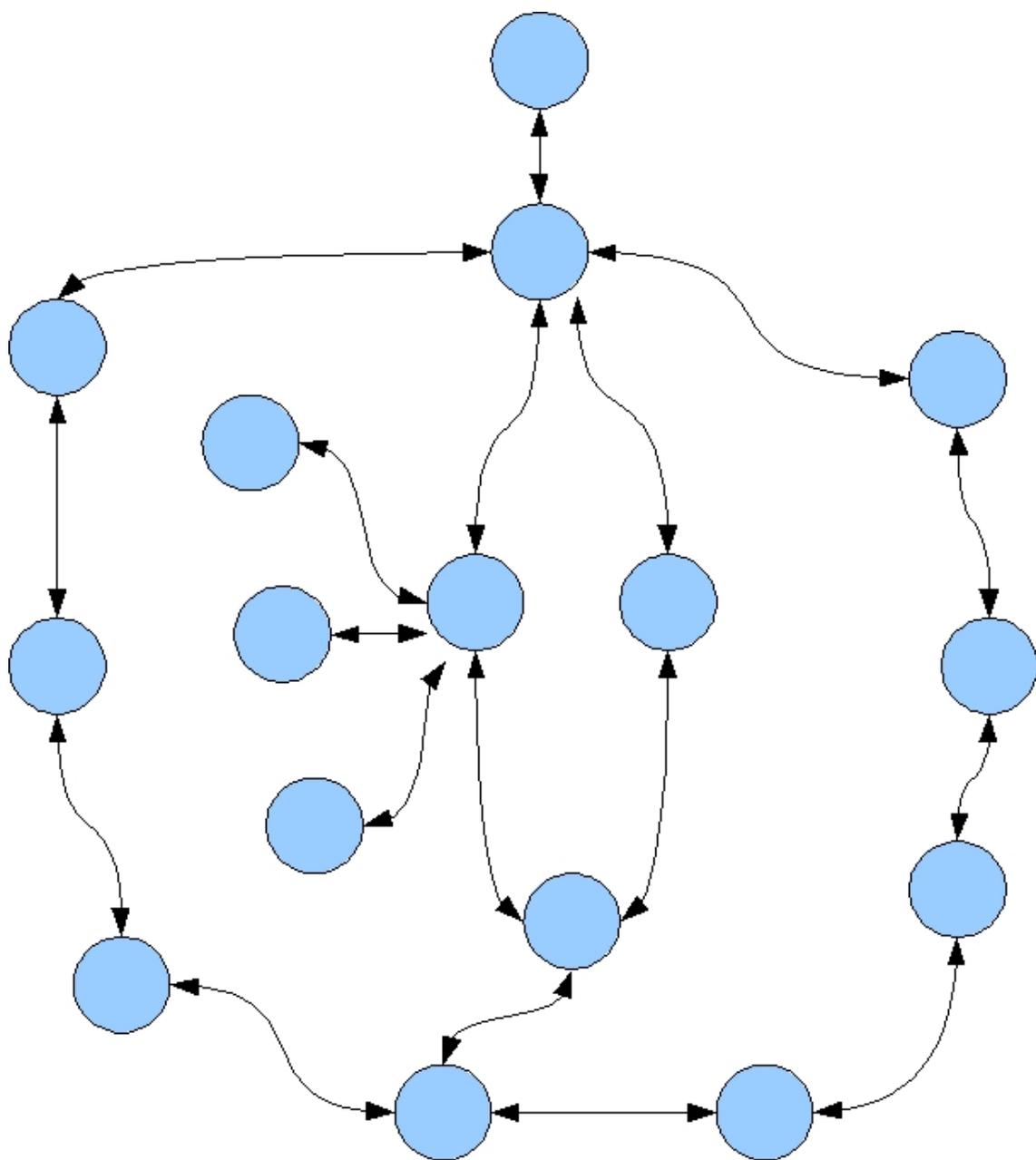


FIG. 7.4: Rede de 16 nós

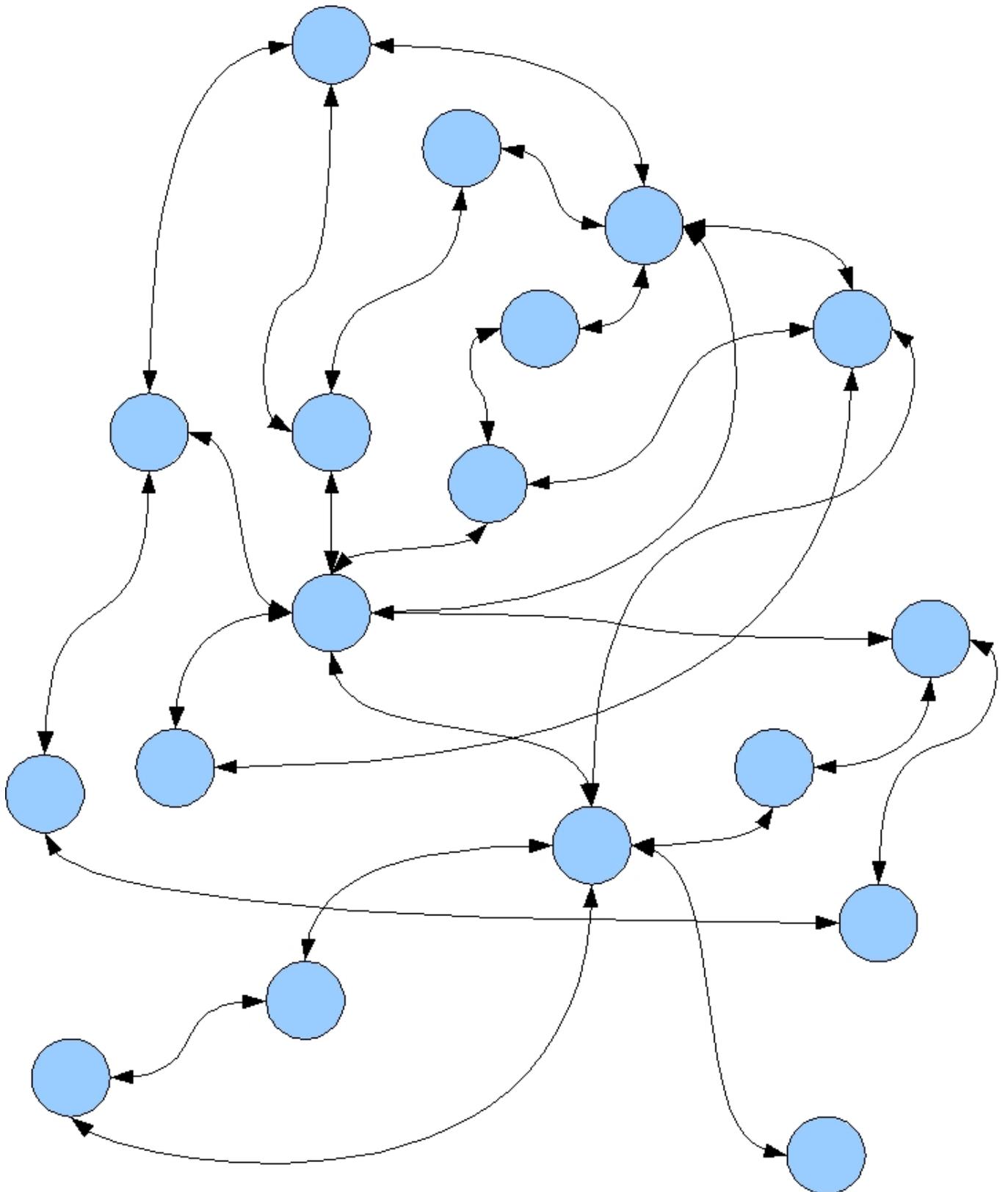


FIG. 7.5: Rede de 18 nós

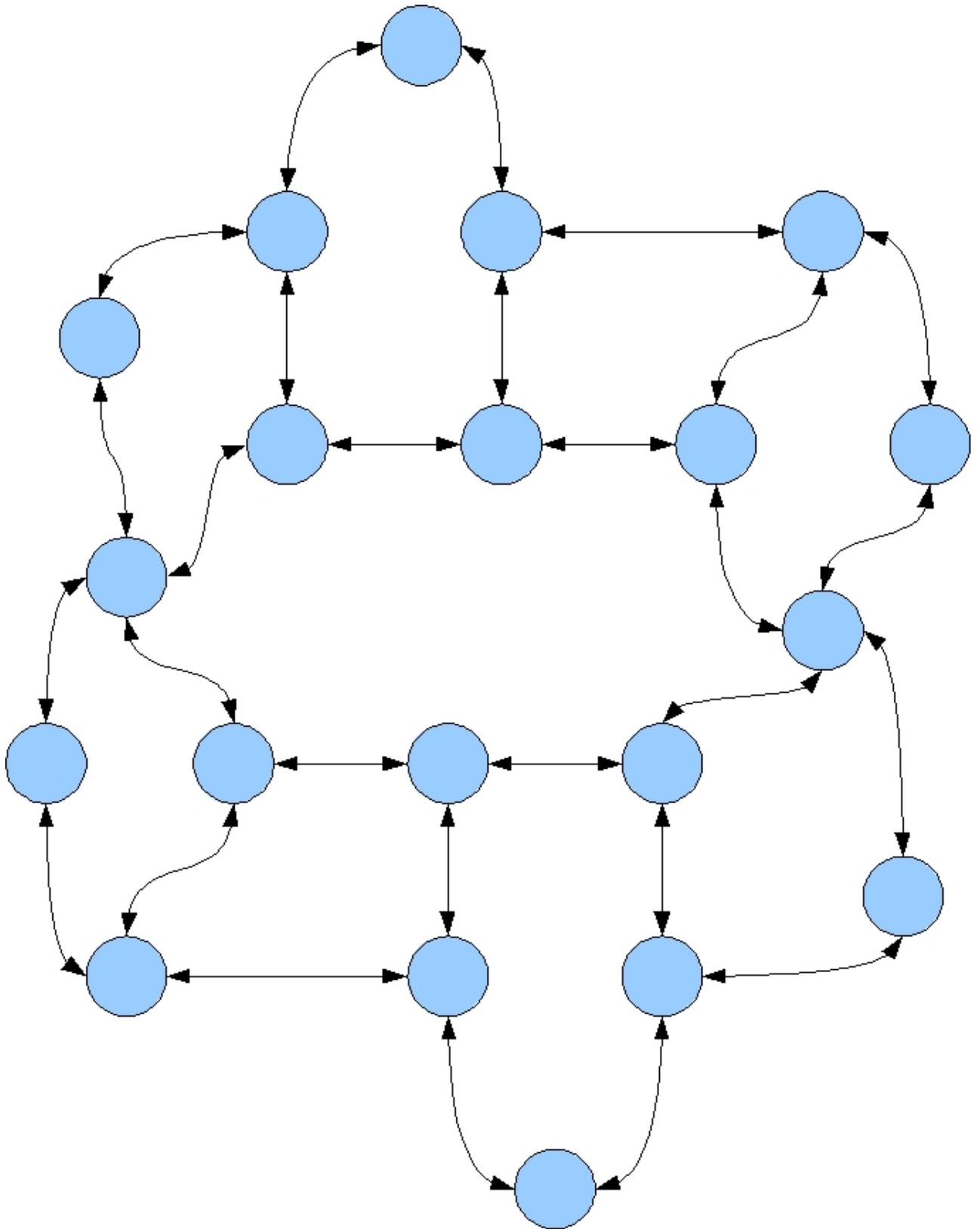


FIG. 7.6: Rede de 20 nós



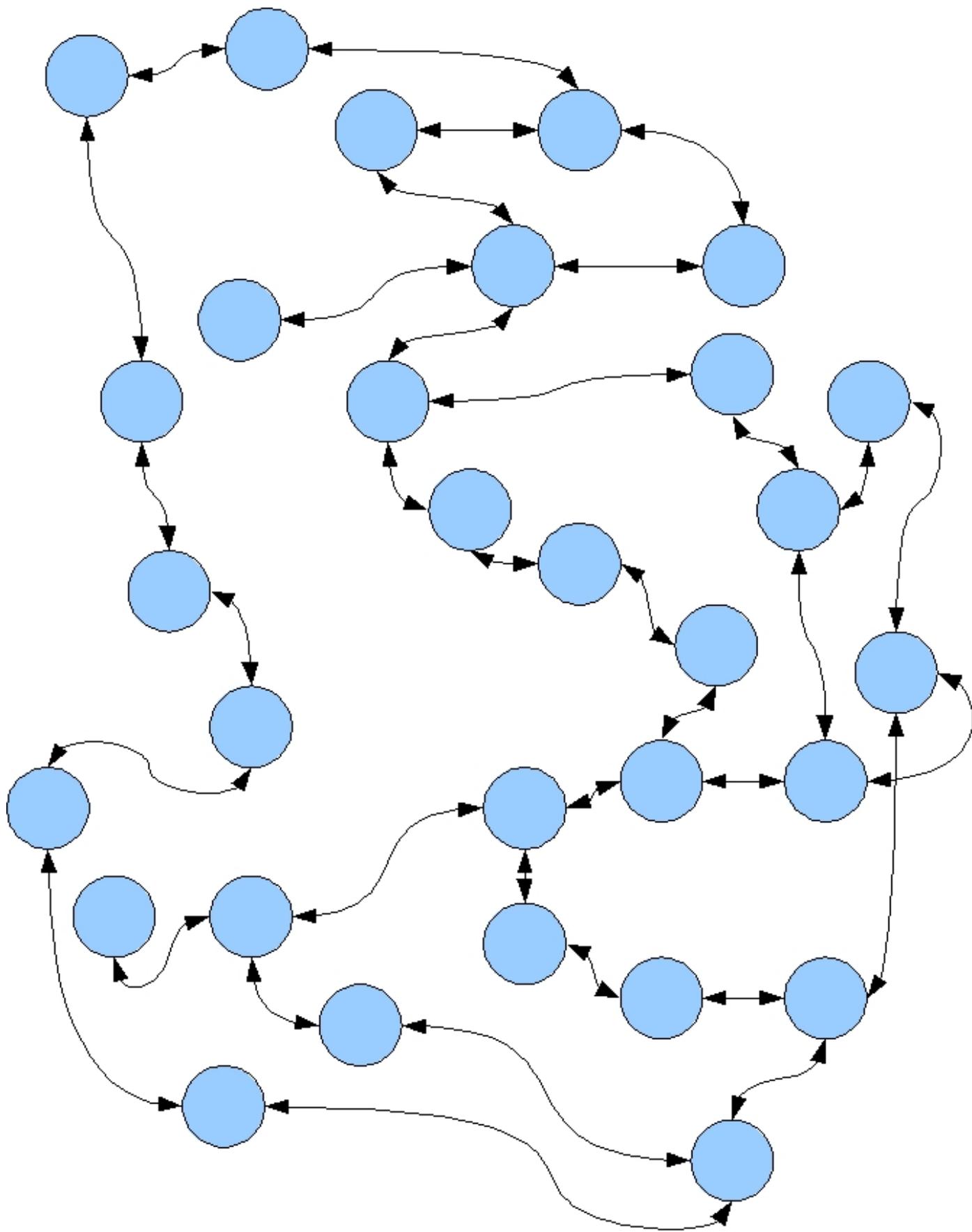


FIG. 7.8: Rede de 30 nós

# 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](#)