Universidade de Coimbra
Faculdade de Ciências e Tecnologia
Departamento de Engenharia Electrotécnica e de Computadores

Um Método de Encaminhamento Dinâmico Multiobjectivo em Redes de Telecomunicações – Modelação e Desempenho

Lúcia Maria dos Reis Albuquerque Martins

Tese submetida à Universidade de Coimbra para obtenção do grau de Doutor em Engenharia Electrotécnica (especialidade de Telecomunicações e Electrónica)

Supervisor: Professor Doutor José Manuel Fernandes Craveirinha
(Professor Catedrático do Departamento de Engenharia Electrotécnica e de Computadores, Faculdade de Ciências e Tecnologia da Universidade de Coimbra)

Coimbra
Maio 2004

Agradecimentos

Em primeiro lugar ao meu supervisor, Professor Doutor José Craveirinha, pela clara definição dos objectivos desta dissertação, pela noção de rigor e clareza transmitida na abordagem metodológica, pela forma lúcida e rigorosa como soube conduzir a discussão dos resultados e conclusões deste trabalho e ainda pela ajuda valiosa ao nível da escrita, tanto nos artigos como na revisão final da tese.

Ainda ao Professor Doutor José Craveirinha que, pelas suas qualidades humanas excepcionais, me permitiu ultrapassr dificuldades que seriam de outra forma intransponíveis.

Ao Professor Doutor João Clímaco, pela sua colaboração preciosa principalmente em algumas questões relacionadas com a análise multicritério.

À Professora Doutora Teresa Martinez Gomes, pela colaboração no desenvolvimento do algoritmo dos k-caminhos mais curtos com um número máximo de arcos, mas sobretudo pela amizade, bem como por algumas discussões calorosas que em muito contribuíram para clarificar alguns aspectos deste trabalho.

Ao Professor Doutor Carlos Henggeler, pela amizade e apoio prestado no início deste trabalho.

Ao Engenheiro Tiago de Sá, pelo dimensionamento das primeiras redes de teste mono-serviço.

À Engenheira Luísa Jorge, pela colaboração prestada no uso da plataforma de simulação desenvolvida do âmbito do seu trabalho de mestrado, usada na análise de desempenho comparativo do método aqui proposto.

Ao Professor Doutor Pedro Quaresma, pela primeira instalação de Linux no meu PC, por ser o especialista em Latex "de serviço", embora por interposta pessoa, e sobretudo pela amizade de longa data.

Aos colegas Álvaro, Emanuel, Fernando, Humberto, Luís e Victor pela amizade e apoio sempre presentes. Ao Luís ainda, pelo livro de AWK que permitiu reduzir bastante o trabalho de análise de resultados das simulações.

Aos meus amigos São, Maria José, João Damas, João Gil e Tiago, sem os quais eu não teria ânimo para realizar este trabalho.

Finalmente aos meus pais, por tudo o que fizeram por mim além do dever.

Sumário

Nas novas redes multi-serviço, os requisitos de QoS de cada serviço são de natureza multidimensional, heterogénea e frequentemente contraditória. Neste contexto, haverá vantagens potenciais na utilização de modelos multicritério.

Nesta dissertação é apresentado um novo método multiobjectivo de encaminhamento alternativo dinâmico dependente do estado, o MODR *(MultiObjective Dynamic Routing)*, bem como os modelos analíticos que lhe servem de suporte.

Na sua presente formulação, o método adequa-se a redes fortemente emalhadas que, no plano de tráfego ('rede lógica'), são equivalentes a redes com perda e tráfego multiclasse (i.e., com requisitos diferenciados de largura de banda exigida ou outros).

O modelo de encaminhamento MODR, em redes mono-serviço, é formulado em termos de um problema bi-objectivo, ao nível do desempenho global da rede, onde se pretende minimizar o valor médio do bloqueio, bem como o valor máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. Este modelo é estendido para redes multi-serviço onde os objectivos de optimização são formulados em dois níveis, o nível da rede e o nível do serviço, definidos hierarquicamente. Ao nível de cada serviço, o método tenta minimizar o bloqueio médio e o máximo de bloqueio ponto-a-ponto para os fluxos de tráfego desse serviço. Os objectivos de optimização definidos ao nível da rede têm prioridade sobre os objectivos ao nível do serviço e são: maximizar a receita total associada ao tráfego transportado na rede e minimizar o máximo dos bloqueios médios obtidos em cada serviço. Este problema de encaminhamento revelou-se de complexidade muito elevada em virtude das fortes interdependências entre as funções objectivo e entre os seus coeficientes e as rotas admissíveis. O problema é resolvido no sentido multicritério (pesquisa de soluções não dominadas) através de uma heurística para selecção síncrona de caminhos, baseada num algoritmo, designado por MMRA (*Modified Multiobjective Routing Algorithm*), para escolha de caminhos alternativos ponto-a-ponto bi-objectivo. É igualmente analisado um problema de instabilidade nas soluções que resultariam de aplicar o algoritmo MMRA a todos os fluxos de tráfego simultaneamente. A heurística proposta permite ultrapassar esse problema de instabilidade e conduz à obtenção de boas soluções de compromisso do problema de encaminhamento multiobjectivo na rede.

O algoritmo MMRA, desenvolvido a partir de algoritmos anteriores de determinação de caminhos mais curtos bi-objectivo, cujas métricas são o bloqueio nos arcos e o custo implícito, foi adaptado à aplicação a este modelo de encaminhamento dinâmico em

redes multi-serviço. Em particular, são utilizados limiares de preferência, correspondentes a valores requeridos e aceitáveis para as duas métricas, que se alteram em função do estado da rede e que permitem definir regiões de prioridade no espaço das duas funções objectivo, com fronteiras que variam de forma dinâmica, as quais são usadas para definir rotas alternativas para cada fluxo.

Para protecção do tráfego directo em caso de sobrecargas, foi incorporado no método MODR um mecanismo específico que elimina caminhos alternativos consoante um parâmetro que varia dinamicamente na heurística, em função, quer do bloqueio no caminho, quer do seu custo implícito.

O desempenho do método de encaminhamento proposto foi avaliado analiticamente e através de simulações, tendo sido, neste último caso, comparado com o desempenho dos métodos DCR *(Dynamically Controlled Routing)*, RTNR *(Real-Time Network Routing)* e DAR *(Dynamic Alternative Routing)*, para algumas redes de teste. O desempenho obtido pelo método foi globalmente bom quando comparado com outros métodos, quer ao nível do desempenho global da rede, quer ao nível do desempenho global de cada serviço, tendo-se revelado particularmente vantajoso em situações de sobrecarga.

Summary

In the new multiservice networks the QoS requirements are of a multidimensional, heterogeneous and often conflicting nature. In this context, there are potential advantages in the use of multicriteria models.

In this dissertation a new state-dependent MultiObjective Dynamic Routing method (MODR) is presented, as well as the underlying analytical models.

In its present formulation the method can be applied to strongly meshed networks which, in the traffic plane (logical network), are equivalent to loss networks with multiclass traffic.

The MODR routing model, in single service networks, is formulated in terms of a bi-objective problem which at the global network performance level aims to minimise the mean network blocking probability as well as the maximum point-to-point blocking probability. This model is extended to multiservice networks where the optimization objectives are formulated in two levels, the network level and the service level, hierarchically defined. At the service level the method tries to minimise the mean blocking probability and the maximum point-to-point blocking probability for the flows of each service. The network level optimization objectives are the maximization of the total revenue associated with the traffic carried in the network and the minimization of the maximum of the mean blocking probabilities for all services and have higher priority than the service level optimization objectives. This routing problem has a very high complexity because of the interdependencies between the objective functions and between those and the feasible routes. The problem is solved in a multicriteria sense (search for non-dominated solutions) through a heuristic for synchronous selection of routes which is based on an algorithm, designated as MMRA (Modified Multiobjective Routing Algorithm) for selecting bi-objective point-to-point alternatives routes. It is also analysed an instability problem of the solutions obtained for the network when MMRA is simultaneously applied to all network flows. The proposed heuristic allows that instability problem to be overcome and gives "good" compromise solutions for the network multiobjective routing problem. The MMRA algorithm was derived from previously developed bi-objective shortest paths algorithms and uses link blocking probability and the implied cost as metrics. This algorithm was adapted to the MODR model and uses preference thresholds which correspond to accepted and required values for each metric which change according to the network state. These thresholds define

priority regions in the objective function space with dynamically varying bounds which are used to define alternative routes for each traffic flow.

To protect direct traffic in overload situations a specific mechanism, which eliminates alternative paths according to a certain parameter, that changes dynamically in the heuristic, was incorporated in the MODR method.

The performance of the proposed routing method was evaluated analytically and through discrete event simulations. In the later case, comparisons were made with the performance of DCR (Dynamically Controlled Routing), RTNR (Real-Time Network Routing) and DAR (Dynamic Alternative Routing) methods for some test networks. The proposed method achieved a globally good performance when compared with the aforementioned methods both at the global network performance and at the service performance level. In overload situations the proposed method proved to be particularly advantageous in comparison with those methods.

Para o meu marido e filhos, com gratidão.

Conteúdo

1 Introdução **1**

1.1 Enquadramento e Objectivos da Tese 1

1.2 Conteúdo da Tese 5

2 Encaminhamento Dinâmico em Redes de Telecomunicações **7**

2.1 Introdução 7

2.2 Evolução Histórica 8

2.3 Métodos de Encaminhamento em Redes com Comutação por Circuitos 13

2.3.1 Conceitos Básicos 13

2.3.2 ***Dynamically Controlled Routing (DCR)*** 14

2.3.3 ***Dynamic Alternative Routing (DAR)*** 15

2.3.4 ***Real-Time Network Routing (RTNR)*** 16

2.4 Métodos de Encaminhamento Alternativo Dinâmico Baseado em QoS para redes ATM e MPLS 19

2.4.1 Método de Encaminhamento DR/ATM 21

2.4.2 Encaminhamento Baseado em QoS com Armazenamento de Caminhos 23

2.5 Formulações Multiobjectivo de Problemas de Encaminhamento 24

3 Caminhos Mais Curtos Bi-objectivo em Ambiente Multi-serviço[1] **27**

3.1 Introdução 27

3.2 Representação da Rede. Notação 29

3.3 Formulação Mono-objectivo 32

3.4 Formulação Bi-objectivo com Encaminhamento Fixo 33
3.4.1 Regiões de Prioridade 37
3.5 Formulação Bi-objectivo com Encaminhamento Alternativo 39
3.5.1 Redefinição de Regiões de Prioridade 41

4 Um Método de Encaminhamento Dinâmico Multiobjectivo – Modelo para Redes Mono-serviço[2] 43

4.1 Introdução 43
4.2 Arquitectura do Sistema de Encaminhamento 46
4.3 Método MODR 50
4.3.1 Modelo Analítico da Rede de Teletráfego 51
4.3.2 O Modelo de Encaminhamento no Método MODR 57
4.3.3 Algoritmo MMRA 59
4.3.3.1 1ª versão do algoritmo MMRA 60
4.3.3.2 2ª versão do algoritmo MMRA 64
4.3.4 Estudo Analítico Prévio 67
4.3.4.1 Selecção Síncrona de Caminhos 68
4.3.4.2 Selecção Assíncrona de Caminhos 71
4.3.5 Heurística para Selecção Síncrona de Caminhos 79
4.4 Fluxos de Informação Necessários ao Funcionamento do Sistema de Encaminhamento 86
4.4.1 Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS 87
4.4.1.1 Modelo de estimativa de $\tilde{x}_f(n)$ 88
4.4.2 Gestão de Encaminhamento em Tempo Real 89
4.5 Desempenho do Método MODR 89
4.6 Análise de Desempenho de Variantes da Heurís-tica para Selecção Síncrona de Caminhos 98
4.6.1 Variantes da Heurística Implementadas 99
4.6.2 Análise de Resultados 100

4.6.3 Notas Finais Relativas à Análise de Desempenho de Variantes da Heurística 105
4.7 Descentralização do Sistema de Encaminhamento 106
4.7.1 Descentralização com Reformulação do Método de encaminhamento MODR 107
4.7.1.1 Estimativas dos Custos Implícitos e de Outros Parâmetros 107
4.7.1.2 Fluxos de Informação no Caso de Redes Completamente Emalhadas 110

5 Extensão do Método de Encaminhamento Dinâmico Multiobjectivo para Redes Multi-serviço[3] 113
5.1 Introdução 113
5.2 Modelo Analítico da Rede de Teletráfego 116
5.3 Modelo de Encaminhamento no Método MODR para Redes Multi-serviço 120
5.4 MMRA – Multi-Serviço 123
5.5 Uma Heurística para a Selecção Síncrona de Caminhos 125
5.6 Fluxos de Informação Necessários ao Funcionamento do Sistema de Encaminhamento 132
5.6.1 Gestão de Encaminhamento em Tempo Real 133
5.7 Desempenho da Rede com MODR–S 133
5.7.1 Heurística Simplificada 134
5.7.2 Análise dos Resultados 137
5.7.3 Intervalo $\mathcal{T}$ de Actualização de Caminhos em Ambiente Multi-serviço 140

6 Conclusões 145

A Redes de Teste para Tráfego Monocanal 149

B Tráfego Multicanal em Redes Multi-serviço 153
B.1 Cálculo do Bloqueio nos Arcos 153
B.1.1 Modelo para Tráfego com Perda 154

B.1.2 Algoritmo Recursivo de Kaufman 155
B.1.3 Aproximações Assimptóticas Uniformes – UAA 156
B.2 Redes de Teste para Tráfego Multicanal 158
B.3 Estimativa de Tráfego Oferecido 162

Lista de Figuras

3.1 Requisitos de QoS usados para definir regiões de prioridade. 37

3.2 Caso 1: Regiões de prioridade (A, B_1, B_2, C, D); Caso 2: Regiões de prioridade (B_1, C, D). 42

4.1 Arquitectura do Sistema de Encaminhamento. 48

4.2 (a) Rede com 5% de sobrecarga (b) Rede com 10% de sobrecarga em todos os fluxos provenientes do nó 1. 64

4.3 Relações Funcionais no Modelo MODR. 67

4.4 Determinação simultânea de caminhos para todos os pares O–D: (a) Rede A; (b) Rede B. 69

4.5 Determinação de caminhos par-a-par – rede A: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. 72

4.6 Determinação de caminhos par-a-par – rede B: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. 73

4.7 Determinação de caminhos par-a-par – rede A: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. 74

4.8 Determinação de caminhos par-a-par – rede B: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. 75

4.9 Determinação de caminhos par-a-par – rede A: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. 77

4.10 Determinação de caminhos par-a-par – rede B: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. 78

4.11 Determinação de caminhos par-a-par – rede A: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. 79
4.12 Determinação de caminhos par-a-par – rede B: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. 80
4.13 Desempenho do MODR – rede A: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. 91
4.14 Desempenho do MODR – rede B: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. 93
4.15 Rede B. 101
4.16 Redes A e M. 102
4.17 Rede B – incluindo resultados da variante da heurística val. interv. . . 103
4.18 Redes A e M – incluindo resultados da variante da heurística val. interv. 104

5.1 Relações funcionais no MODR-S. 126

Lista de Tabelas

4.1 Rede com 5% de sobrecarga. 62

4.2 Rede com 10% de sobrecarga nos fluxos de tráfego provenientes do nó 1. 62

4.3 Desempenho global da rede A. 92

4.4 Desempenho global da rede B. 92

4.5 Desempenho global da rede M. 92

4.6 Desempenho global do MODR para a rede A – Comparação com RTNR. 95

4.7 Desempenho global do MODR para a rede B – Comparação com RTNR. 95

4.8 Desempenho global do MODR para a rede M – Comparação com RTNR. 95

4.9 Desempenho global do MODR para a rede A – Comparação com DCR. 97

4.10 Desempenho global do MODR para a rede B – Comparação com DCR. 97

4.11 Desempenho global do MODR para a rede M – Comparação com DCR. 97

4.12 Desempenho global do MODR para a rede A – Comparação com DAR. 97

4.13 Desempenho global do MODR para a rede B – Comparação com DAR. 97

4.14 Desempenho global do MODR para a rede M – Comparação com DAR. 98

4.15 Desempenho global da rede - rede M ; * Melhoria em B_m face à solução MODR. 105

4.16 Desempenho global da rede - rede B. 105

4.17 Desempenho Global da rede - rede A. 106

5.1 Desempenho global da rede A-S. 139

5.2 Desempenho global da rede M-S. 139

5.3 Desempenho de cada serviço - comparação com RTNR (rede A-S). . . . 141

5.4 Desempenho de cada serviço - comparação com DAR (rede A-S). 142

5.5 Desempenho de cada serviço - comparação com RTNR (rede M-S). . . 143
5.6 Desempenho de cada serviço - comparação com DAR (rede M-S). . . . 144

A.1 Rede A. 150
A.2 Rede B. 150
A.3 Rede M. 151

B.1 Rede A-S. 161
B.2 Rede M-S. 161

Capítulo 1

Introdução

1.1 Enquadramento e Objectivos da Tese

A designação *encaminhamento dinâmico*, numa rede de telecomunicações, está associada à capacidade de determinação de caminhos para novas chamadas em função das condições da rede em cada instante. Assim, os diferentes tipos de métodos de encaminhamento dinâmico existentes têm como finalidade garantir um elevado desempenho das redes, quer em situações de flutuação de tráfego oferecido, sobretudo se houver sobrecargas, quer em situações de falhas na rede.

No caso das redes telefónicas, que têm evoluído, por questões de natureza técnico-económica, com um forte suporte de Engenharia de Teletráfego, sobretudo ao nível do seu dimensionamento, a introdução do encaminhamento dinâmico foi feita em consonância com esse dimensionamento e de forma a garantir, quer o aumento de desempenho, quer o aumento de fiabilidade.

No caso das redes de dados, embora muitas vezes se afirme que estas sempre tiveram encaminhamento dinâmico, a verdade é que os custos utilizados para escolher caminhos são muitas vezes de natureza estática e, no caso das redes IP, tipicamente configurados por operadores [29]. Contudo, a escolha dos caminhos, feita através de algoritmos de caminhos mais curtos, cujos custos podem reflectir as condições de funcionamento da rede, especialmente ao nível dos feixes de interligação de *routers* (o que é suportado

por certos protocolos como o OSPF – *Open Shortest Path First*), torna as redes IP mais robustas do ponto de vista da sua capacidade de reacção a falhas. No entanto, o algoritmo original de uma das primeiras redes de dados, a ARPANET, utilizava um tipo de custos associados aos arcos que reflectiam o grau de congestão do arco, mas o uso de custos desta natureza, associado a algoritmos de caminhos mais curtos, pode, em determinadas condições, conduzir a comportamentos instáveis do ponto de vista da escolha de caminhos [10, 39], o que, por sua vez, pode conduzir a uma degradação de desempenho. Por conseguinte, o uso de algoritmos de caminhos mais curtos, mesmo usando nesses algoritmos custos que variam dinamicamente em função das condições da rede, não garante, só por si, uma utilização eficiente dos recursos disponíveis na rede em cada instante, face às variações do tráfego oferecido. O estabelecimento de caminhos por outros métodos tornou-se, então, uma forma de garantir o aumento de desempenho destas redes [40].

Por outro lado, a possibilidade de as redes ATM, inicialmente apontadas como a tecnologia de suporte da RDIS de banda larga, e de as redes IP/MPLS suportarem serviços com requisitos de funcionamento de tempo-real, conduziu ao aparecimento de encaminhamento baseado em QoS (*QoS routing*), que consiste na procura de caminhos que cumpram os requisitos de QoS específicos de cada serviço, tendo em conta os respectivos parâmetros fornecidos pelos recursos distribuídos pela rede. Para um dado serviço, os requisitos de QoS podem ser de vários tipos, como largura de banda ou atraso, sendo em muitos casos conflituosos. Para um determinado par origem-destino e para uma dada comunicação, por exemplo, o caminho com maior largura de banda disponível pode não corresponder ao caminho de menor atraso. Este tipo de caminhos são frequentemente determinados através de algoritmos de caminhos mais curtos com restrições adicionais de QoS [65]. Assim, cada caminho encontrado é o melhor caminho possível, relativamente à métrica envolvida na função objectivo a optimizar, que cumpra as restrições de QoS para o serviço em causa.

Por conseguinte, dado o carácter potencialmente conflituoso (em termos de objectivos) e multidimensional do encaminhamento baseado em QoS, pode haver vantagens em considerar este problema de escolha de caminhos como um problema multicritério,

considerando explicitamente como funções objectivo métricas distintas correspondentes a diferentes requisitos de QoS de cada serviço. Assim, os caminhos podem ser seleccionados entre o conjunto de caminhos não dominados, i.e., entre o conjunto de caminhos para os quais não se pode melhorar o valor de uma das funções objectivo sem piorar o valor de, pelo menos, uma das outras. Esta formulação poderá conduzir a uma maior equidade na distribuição dos recursos disponíveis na rede e, consequentemente, a um aumento do seu desempenho global, numa perspectiva multicritério.

Por conseguinte, associando a necessidade de procurar caminhos que obedeçam aos requisitos de QoS dos diferentes serviços, tendo como base modelos multicritério para escolha de caminhos, com a necessidade crescente de se "optimizar" o desempenho nas novas redes numa óptica multidimensional e capaz de incorporar objectivos de encaminhamento potencialmente conflituais, apresenta-se, nesta dissertação, um novo método de encaminhamento dinâmico multiobjectivo, incorporando encaminhamento alternativo.

Assim, o objectivo central desta dissertação é a apresentação de um método multiobjectivo de encaminhamento alternativo dinâmico dependente do estado, o MODR (*MultiObjective Dynamic Routing*), e a explanação dos modelos que lhe servem de suporte, bem como a análise do seu desempenho, recorrendo a uma plataforma de simulação.

Na sua presente formulação, o método adequa-se a redes fortemente emalhadas que, no plano de tráfego ('rede lógica'), são equivalentes a redes com perda e tráfego multiclasse (i.e., com requisitos diferenciados de largura de banda exigida ou outros). A possibilidade de se modelar redes ATM e MPLS como redes equivalentes deste tipo foi feita, nomeadamente, por Mitra em [73], utilizando o conceito de largura de banda efectiva [56]. Em [40], Awduche *et.al.* consideram a possibilidade de se usar o conceito de largura de banda efectiva como uma forma de determinar a largura de banda a atribuir aos diferentes *traffic trunks* em redes MPLS.

Este método de encaminhamento adequa-se, assim, a redes RDIS tradicionais e como método de estabelecimento de caminhos correspondentes a canais virtuais (*Virtual Channels* – VCs), para o caso das redes ATM, e de caminhos (*Label Switched Paths*

– LSPs) explícitos em redes MPLS, desde que se use o conceito de largura de banda efectiva. A completa formulação do MODR para redes ATM e redes MPLS carece, contudo, de um estudo mais detalhado que sai fora do âmbito deste trabalho.

Assim, o método MODR em redes mono-serviço é formulado como bi-objectivo ao nível do desempenho global da rede, tentando, simultaneamente, minimizar o valor médio do bloqueio, bem como o valor máximo dos bloqueios ponto-a-ponto. No caso de redes multi-serviço, os objectivos de optimização definidos para o desempenho global da rede são formulados em dois níveis de optimização, o nível da rede e o nível do serviço, definidos hierarquicamente. Ao nível de cada serviço, o método tenta, simultaneamente, minimizar o bloqueio médio e o máximo de bloqueio ponto-a-ponto no serviço, desde que cumpra os objectivos de optimização definidos ao nível da rede, que são maximizar o tráfego total transportado na rede e minimizar o máximo dos bloqueios médios obtidos em cada serviço.

Um elemento central deste método de encaminhamento é um algoritmo de determinação de caminhos ponto-a-ponto bi-objectivo, cujas métricas são o bloqueio nos arcos e o custo implícito de aceitação de uma chamada num feixe em termos do seu efeito sobre todos os restantes fluxos de tráfego na rede, definido por Kelly em [58]. O efeito do uso combinado destes dois tipos de métricas é explicado, posteriormente, com detalhe. No entanto, é de realçar aqui que o uso de custos implícitos em algoritmos de caminhos mais curtos, como adiante se mostra, é uma forma bastante eficaz de se determinar caminhos ponto-a-ponto que conduzem a um desempenho global da rede bastante bom, do ponto de vista do tráfego transportado.

As principais contribuições desta tese serão:

- O desenvolvimento de uma abordagem multiobjectivo para o problema de encaminhamento em redes multi-serviço equivalentes, no plano de tráfego, a redes de comutação por circuitos com perda.

- O desenvolvimento dos modelos analíticos que servem de suporte à avaliação do funcionamento e desempenho do método, seja para redes mono-serviço, seja para redes multi-serviço.

- A proposta, no caso das redes multi-serviço, de um modelo de encaminhamento baseado na formulação de um problema multicritério, com dois níveis hierárquicos de optimização (bi-objectivo ao nível de rede e bi-objectivo ao nível de serviço).

- A proposta e implementação de uma heurística que permite a escolha síncrona de caminhos para toda a rede, cujo núcleo é um algoritmo de determinação de caminhos ponto-a-ponto bi-objectivo.

- A análise de desempenho do método de encaminhamento proposto, baseada no modelo analítico ou em simulações, permitindo a comparação com os resultados obtidos com os métodos DCR (*Dynamically Controlled Routing*), RTNR (*Real Time Network Routing*) e DAR (*Dynamic Alternate Routing*), para algumas redes de teste.

1.2 Conteúdo da Tese

No capítulo 2, são revistos os métodos de encaminhamento dinâmico para redes do tipo comutação por circuitos, em particular os métodos usados na análise comparativa de desempenho do método de encaminhamento proposto. É feita também uma breve revisão da literatura existente relativa a modelos de encaminhamento multicritério. São ainda brevemente referidos alguns estudos recentes de encaminhamento dinâmico em redes do tipo ATM e MPLS.

No capítulo 3, apresenta-se o modelo formal de representação da rede e uma sistematização de definições que são utilizadas no modelo de cálculo de caminhos multiobjectivo, baseado nas definições pertinentes de análise multicritério. Apresenta-se ainda um método de resolução do problema de determinação de caminhos mais curtos multiobjectivo.

No capítulo 4, é apresentada a arquitectura funcional e os aspectos essenciais do método de encaminhamento proposto para o caso de redes mono-serviço. Assim, apresenta-se o modelo analítico subjacente ao método, através do qual se determinam os parâmetros envolvidos no método de encaminhamento, quer ao nível do desempe-

nho global da rede, quer ao nível da determinação dos caminhos ponto-a-ponto. De seguida, é formulado um problema bi-objectivo de encaminhamento dinâmico, definido ao nível do desempenho global da rede. Este problema, de complexidade muito elevada, é resolvido através de uma heurística para selecção síncrona de caminhos, cujo elemento central é um modelo bi-objectivo de cálculo dos caminhos ponto-a-ponto, baseado no modelo apresentado no capítulo 3, mas reformulado para uso em ambiente de encaminhamento dinâmico. Neste capítulo, é feito também um estudo analítico do desempenho do método, bem como um estudo comparativo de desempenho feito através de resultados da simulação do método de encaminhamento proposto e dos métodos de encaminhamento dinâmico de referência DCR, RTNR e DAR. É apresentado, ainda, um possível melhoramento do método, bem como um estudo prévio tendo em vista uma futura descentralização.

No capítulo 5, apresenta-se a formulação do método de encaminhamento para redes multi-serviço. Assim, são apresentados os objectivos do método definidos através de uma hierarquia de optimização multicritério, definida ao nível do desempenho global da rede e ao nível do desempenho da rede para cada classe de serviço existente. Tal como na formulação para redes mono-serviço, este problema, de complexidade muito elevada, é resolvido usando uma extensão, para redes multi-serviço, da heurística de selecção síncrona de caminhos. É feita, ainda, a análise de desempenho através de resultados analíticos e de simulações que permitiram comparar o método com os métodos de encaminhamento dinâmico de referência RTNR e DAR.

Por fim, no capítulo 6, são apresentadas as principais conclusões deste trabalho, bem como futuras direcções de pesquisa.

Capítulo 2

Encaminhamento Dinâmico em Redes de Telecomunicações

2.1 Introdução

O encaminhamento em redes de telecomunicações tem sido objecto de múltiplos estudos ao longos das últimas décadas, sendo as diferentes abordagens dependentes, fundamentalmente, do tipo de rede e dos tipos de tráfego transportado pela rede. Actualmente, com a integração cada vez maior na mesma rede de vários tipos de serviços, a par com a resolução dos novos problemas de encaminhamento colocados pelas novas tecnologias de rede e pelos requisitos desses novos serviços, assiste-se também a uma integração de conceitos associados às diferentes formas de encaminhamento existentes. Assim, têm sido desenvolvidos alguns métodos e algoritmos de encaminhamento mais eficientes, dado que a exigência, do ponto de vista da qualidade de serviço oferecida e do desempenho global da rede, é cada vez maior e mais complexa. Entre os novos problemas está o de existirem serviços com requisitos múltiplos e muitas vezes conflituosos de QoS, do ponto de vista da selecção dos caminhos. Este tipo de problema em particular, e como será clarificado no que se segue e ao longo desta dissertação, pode ser resolvido de forma vantajosa através de uma abordagem multicritério.

Apresenta-se, neste capítulo, na secção 2.2, uma breve resenha histórica sobre os principais tipos de encaminhamento utilizados. Na secção 2.3 são descritos alguns

métodos de encaminhamento dinâmico que foram aplicados em redes com comutação por circuitos, usados no âmbito deste trabalho como métodos de referência com os quais se compara o desempenho do método de encaminhamento MODR. Na secção 2.4 são descritos alguns trabalhos, dois deles recentes, referentes à aplicação de encaminhamento alternativo dinâmico em redes onde existem serviços com requisitos de QoS, do tipo ATM e MPLS. Finalmente, na secção 2.5, são referidas algumas formulações multiobjectivo de problemas de encaminhamento, propostas recentemente na literatura científica.

2.2 Evolução Histórica

O encaminhamento em redes telefónicas foi evoluindo com a evolução tecnológica das centrais. Assim, as primeiras centrais baseadas em selectores *Strowger* apenas permitiam o encaminhamento fixo, existindo um único caminho a interligar uma central origem com uma central destino. Neste tipo de encaminhamento, uma chamada é aceite pela rede se existir um circuito livre em cada arco constituinte do caminho, senão a chamada perde-se[1], dizendo-se, então, que a chamada bloqueou.

Com o aparecimento das centrais baseadas em selectores de coordenadas (sistema *crossbar*), foi possível a introdução do encaminhamento alternativo. Nesta forma de encaminhamento, a chamada é oferecida a um primeiro caminho, designado por caminho de primeira escolha, e, no caso de não haver recursos disponíveis nesse caminho, a chamada, em vez de bloquear, é oferecida a um segundo caminho (ou terceiro, ...) designado por caminho alternativo ou de transbordo. Com este tipo de encaminhamento, a chamada só bloqueia se também no caminho alternativo não houver recursos disponíveis.

Com estes dois tipos de centrais, as redes nacionais foram estruturadas em vários níveis hierárquicos sendo, o número de níveis dependente da capacidade das centrais e

[1] Admitindo que o bloqueio interno nas centrais é nulo, o que é aproximadamente verdade no caso das centrais mais recentes. No entanto, no caso das centrais electromecânicas, o bloqueio interno podia não ser desprezável.

da geografia de cada país. As redes hierárquicas começaram a aparecer os anos 50 e muitas delas resistem até hoje, suportadas por novas tecnologias.

O encaminhamento dinâmico em redes telefónicas apareceu nos anos 80 após a introdução da comutação digital. A primeira rede telefónica com encaminhamento dinâmico foi a rede da AT&T com o método de encaminhamento DNHR (*Dynamic Nonhierarchical routing*). A rede hierárquica anterior, com 5 níveis, foi alterada para dois níveis, sendo o encaminhamento dinâmico introduzido no nível superior constituído pela rede interurbana [6, 7].

Foram vários os métodos de encaminhamento dinâmico que apareceram de seguida, tendo sido alguns implementados em redes reais, tais como o DAR (*Dynamic Alternate Routing*), implementado na rede da *British Telecom*, o STR (*State and Time Dependent Routing*), implementado na rede *Nippon Telephone and Telegraph* no Japão, o RTNR (*Real-Time Network Routing*), sucedendo ao DNHR na rede da AT&T, o DCR (*Dynamically Controlled Routing*), implementado no Canadá, o MIR (*Multiple Intelligent Routing*), na rede da *France Telecom*, entre outros. As características dos diferentes métodos permitiram dividi-los em vários tipos, como se refere adiante.

O encaminhamento dinâmico foi sendo, então, introduzido ao nível das redes interurbanas e metropolitanas totalmente (ou bastante) emalhadas. Neste tipo de estrutura de rede, o caminho de primeira escolha é constituído pelo feixe directo e os caminhos alternativos são constituídos por caminhos com dois feixes. A flexibilidade e eficácia destes métodos, face às flutuações do tráfego (nomeadamente em sobrecargas e avarias), estão associadas à variação, ao longo do tempo, do(s) caminho(s) alternativo(s) entre cada par de centrais, dado que o caminho de primeira escolha é fixo.

Embora a maioria dos métodos de encaminhamento referidos tenham sido desenvolvidos para redes telefónicas, o método RTNR foi desenvolvido já para RDIS (Rede Digital com Integração de Serviços), i.e., para uma rede partilhada por vários serviços, baseada na tecnologia de comutação a $64kbit/s$, onde cada chamada ocupa uma largura de banda fixa, típica do serviço a que pertence.

Por outro lado, nas redes de dados baseadas em IP, os caminhos, decididos para cada pacote de dados, é determinado em cada nó em função da topologia e do estado

da rede em cada instante. Estas redes são, por natureza, 'não orientadas à conexão' (ou seja, são redes *connectionless*), sendo os pacotes enviados nas ligações (*datagram routing*) [10], sem que seja previamente estabelecido um caminho. Contudo, é possível o estabelecimento, em redes IP, de ligações orientadas à conexão através dos circuitos virtuais, correspondentes a um caminho lógico, por onde são enviados sequencialmente os pacotes. Por outro lado, o encaminhamento vai sendo decidido nó-a-nó (*hop-by-hop-routing*) para cada pacote de dados, com base em algoritmos de caminhos mais curtos, tal como no caso, por exemplo, do actual protocolo de encaminhamento OSPF (*Open Short Path First*)[2]. Neste protocolo, os coeficientes usados na determinação dos caminhos mais curtos são tipicamente inteiros [28], introduzidos por gestores da rede, representando os custos ou 'comprimentos' dos arcos[3]. Estes coeficientes, de natureza *quasi*-estática, são transmitidos entre nós (*routers*) de modo a que possam ser calculados novos 'caminhos mais curtos' sempre que aconteçam alterações na topologia da rede. Desta forma, as redes IP sempre foram robustas, quer em situações de crescimento rápido, quer em situações de falhas [28]. No caso do tráfego de dados sem requisitos de funcionamento em tempo real, ou seja, no caso do tráfego *best effort*, este tipo de encaminhamento é bastante satisfatório, embora possa não conduzir a uma eficiente utilização da rede, dado que não garante que os pacotes não sejam enviados por zonas congestionadas da rede existindo outras zonas menos utilizadas. Daí que tenham aparecido alguns modelos de encaminhamento onde se procura encontrar o melhor conjunto de custos a atribuir aos arcos, de modo a tentar optimizar a utilização dos recursos da rede como, por exemplo, em [78] e em [42], utilizando heurísticas, e em [29, 28] com base em várias matrizes de tráfego, procurando, por exemplo, em caso de falhas na rede, alterar o menor conjunto possível de custos. Em [61], os autores propõem a introdução de encaminhamento alternativo para tráfego IP, à semelhança do que é feito em redes com comutação por circuitos, embora deixando em aberto a

[2]Este protocolo de encaminhamento da redes IP é usado para encaminhamento dentro de um 'sistema autónomo' (*Autonomous System* – AS), por isso, diz-se que é um *interior gateway protocol* [36].

[3]Em [29] refere-se que a Cisco recomenda que o custo de cada arco seja inversamente proporcional à capacidade do respectivo arco.

forma como se podem determinar esses caminhos alternativos. Uma das possibilidades de determinação desses caminhos alternativos poderia ser através de métodos do tipo de encaminhamento dinâmico DNHR, DCR, ou DAR, entre outros, como é também referido em [61].

Por outro lado, sabe-se que os custos associados aos arcos em redes IP nem sempre foram de natureza estática. Uma das primeiras redes de dados, a ARPANET (introduzida em 1969 [10]), chegou a usar inicialmente um tipo de custos dinâmicos que reflectiam o grau de congestão dos arcos em cada instante. Esse tipo de custos, no entanto, faziam com que arcos menos congestionados num determinado instante e, por conseguinte, com um custo baixo, se tornassem no instante seguinte em arcos muito congestionados, como resultado de serem escolhidos para fazer parte de 'muitos caminhos mais curtos' de muitos fluxos de dados, o que por sua vez provocava o aumento dos respectivos custos, e assim sucessivamente. Isto conduzia a rede a comportamentos oscilatórios com fraco desempenho global [10, 39].

Por outro lado, a possibilidade de outros tipos de tráfego com requisitos de funcionamento em tempo real, como é o caso do tráfego de voz, usarem este tipo de redes e a necessidade de introduzir nas redes alguns mecanismos de engenharia de teletráfego, conduziu ao aparecimento do encaminhamento baseado em QoS (*QoS routing*) ou (*QoS-based routing*), como é exposto no capítulo 3. Por conseguinte, os protocolos de encaminhamento das redes IP vão ter que integrar custos dinâmicos relativos ao estado dos arcos (por exemplo, em termos de largura de banda disponível e atrasos) para poder encaminhar de forma eficiente este tipo de tráfego [37]. Através do modelo *integrated services* (IntServ), por exemplo, são reservados, para um dado fluxo, recursos na rede após solicitação explícita. Para isso, é necessário sinalização adequada (*Resource Reservation Protocol*– RSUP) entre os *routers* terminais. Por outro lado, através do modelo *differentiated services* (DiffServ), existem à partida recursos reservados, com características de QoS específicas, os quais podem acomodar (ou não) diferentes tipos de serviços [39]. Uma interessante revisão sobre os algoritmos de caminhos mais curtos com restrições adicionais de QoS usados em QoS *routing* pode ser vista em Kuipers *et al.* [65].

Entretanto, o uso de formas mais flexíveis de encaminhar tráfego com requisitos de QoS, em redes IP, permitindo, nomeadamente, 'encaminhamento decidido na origem' (*source routing*), e a implementação de mecanismos sofisticados de engenharia de teletráfego podem conduzir a uma utilização mais eficiente dos recursos ditribuídos pela rede. É o caso das rotas explícitas em MPLS (*Multiprotocol Label Switching*) que podem ser criadas manualmente ou através de sistemas automáticos de 'encaminhamento baseado em restrições' (*constraint-based routing*)[4].

O encaminhamento com requisitos de QoS aparece também no contexto das redes ATM (*Asynchronous Transfer Mode*), inicialmente pensadas como o modo de transferência[5] escolhido para a RDIS de banda larga. Nestas redes, orientadas à conecção, podem coexistir serviços que ocupam uma largura de banda constante durante todo o tempo de duração das respectivas chamadas, ou serviços que ocupam uma largura de banda variável. No caso dos serviços que usam uma largura de banda fixa, cada chamada é aceite, ou não, pela rede, em função dessa largura de banda. No caso dos serviços com largura de banda variável, mas com requisitos de QoS, cada chamada é encaminhada (ou rejeitada) de acordo com esses requisitos. Os esquemas de controlo de admissão de chamadas (*Call Admission Control* – CAC) são uma das forma de controlar a qualidade de serviço em redes ATM. O controlo de admissão de chamadas também deve existir em redes IP, associado ao encaminhamento baseado em QoS. Em [80] é feita uma abordagem sistematizada ao problema de admissão de chamadas em redes multi-serviço.

[4](*Constraint-based routing*) [40], que se pode considerar um tipo particular de *QoS routing*, permite determinar caminhos em cada nó origem que satisfaçam os atributos associados aos fluxos de tráfego (*traffic trunks*), respeitando as restrições impostas pelos recursos disponíveis na rede, bem como outras informações referentes ao estado topológico dessa mesma rede.

[5]A ITU-T define modo de transferência como a técnica usada pelas redes para transmissão, multiplexação e comutação. Assim, de acordo com o seu modo de transferência, as redes classificam-se em comutação por circuitos, comutação por mensagens e comutação por pacotes. Modo de transferência assíncrono refere-se ao facto das diferentes células ATM, pertencentes à mesma unidade de informação, poderem aparecer em intervalos de tempo irregulares [76].

2.3 Métodos de Encaminhamento em Redes com Comutação por Circuitos

De acordo com [7], o encaminhamento dinâmico (em tempo real) pode ser dependente do estado ou do acontecimento. Nos métodos de encaminhamento dependentes do estado, os caminhos são escolhidos com base na informação disponível sobre o estado da rede de acordo com algoritmos específicos de cada método. No caso dos métodos dependentes do acontecimento, os caminhos são decididos localmente para cada chamada em função do sucesso ou insucesso de chamadas anteriores. Em ambos os casos, as tabelas de encaminhamento variam em intervalos de tempo que são inferiores ou da mesma ordem de grandeza da duração média das chamadas. De acordo com esta classificação, o método DAR é dependente do acontecimento e os métodos DCR e RTNR são dependentes do estado. Esta classificação é também adoptada em [51], e em [46] o método DCR já era classificado como dependente do estado. Existem outros tipos de encaminhamento também referidos em [7] como o fixo ou o dependente do tempo. Em [13] é apresentada outra classificação, considerando, quer o DAR, quer o DCR, como tipos de encaminhamento adaptativo.

Segue-se uma breve descrição dos três métodos de encaminhamento referidos, bem como de conceitos básicos com eles relacionados.

2.3.1 Conceitos Básicos

Os métodos de encaminhamento dinâmico para redes com comutação por circuitos, que tiveram a sua primeira aplicação em redes telefónicas, e o método RTNR, que foi aplicado inicialmente numa rede RDIS baseada na tecnologia de comutação a $64kbit/s$, caracterizam-se por serem aplicáveis a redes completamente (ou fortemente) emalhadas, onde o primeiro caminho é constituído pelo arco directo e o(s) caminho(s) alternativo(s) varia(m) em função do estado da rede (em métodos de encaminhamento dependentes do estado) ou do instante de tempo (em métodos dependentes do tempo, como é o caso do DNHR), ou do tratamento sofrido (bloqueio ou transporte) pela última chamada para um dado destino (em métodos dependentes do acontecimento).

Se, nas redes referidas, o encaminhamento das chamadas for feito nó-a-nó e se uma chamada bloquear no segundo arco de um caminho alternativo, a chamada perde-se. Uma forma de evitar que a chamada se perca é através da sinalização de *crankback*, que devolve o controlo da chamada ao nó origem e, por conseguinte, permite que seja tentado um novo caminho alternativo. Deste modo podem ser tentados vários caminhos alternativos entre um determinado par de nós origem-destino antes que a chamada seja rejeitada. A sinalização de *crankback* implica uma carga adicional no tráfego de sinalização na rede, embora seja muito eficiente para volumes de tráfego moderados.

Por outro lado, em caso de sobrecarga, com o aumento do bloqueio na rede, aumentando o tráfego de transbordo diminui-se a possibilidade de estabelecimento de chamadas através dos caminhos de primeira escolha constituídos pelos arcos directos, que consomem menos recursos de transmissão. Esta situação poderá conduzir à degradação do desempenho da rede. Para evitar o transbordo excessivo, é necessário implementar mecanismos ditos de *protecção de serviço*, como é o caso da *reserva de circuitos*, o que limita o acesso do tráfego de transbordo a cada arco, protegendo, desta forma, os caminhos constituídos pelos arcos directos. Assim, só se um determinado número mínimo de circuitos estiver disponível para o tráfego directo é que será aceite tráfego de transbordo num determinado feixe.

Nos métodos dependentes do estado, como é levada em consideração a informação disponível "razoavelmente" actualizada sobre o estado de ocupação da rede, pode optar-se por um único caminho alternativo, simplificando-se assim o processo de encaminhamento de chamada. Deste modo, deixa de ser necessária a utilização da sinalização de *crankback*.

2.3.2 *Dynamically Controlled Routing (DCR)*

Neste método [11, 33], também designado por *High Performance Routing* (HPR), cada chamada tenta sempre, em primeiro lugar, o caminho constituído pelo arco directo. Se este não estiver disponível, ou não existir, a chamada é encaminhada através de um caminho alternativo constituído por dois arcos recomendado pelo *Processador*

da Rede com base na informação sobre os recursos disponíveis esperados em todos os arcos. Se também neste caminho alternativo a chamada não for bem sucedida, então será bloqueada. Este é, pois, um método centralizado periódico que actualiza tipicamente, em cada 10 segundos, os caminhos alternativos para cada par de nós. Com este objectivo, os comutadores enviam para o processador da rede o número de circuitos (ou canais) livres em cada arco, o número de chamadas que transbordam dos caminhos constituídos pelos arcos directos e uma indicação da sua ocupação em termos de processamento de chamadas. Este método usa reserva de circuitos para protecção de tráfego directo.

Neste encaminhamento não é utilizada a sinalização de *crankback*, o que permite libertar os processadores da carga adicional resultante do uso deste tipo de sinalização. Por outro lado, a utilização de períodos curtos de actualização dos caminhos alternativos é suficiente para se poder dispensar a referida sinalização, dado que os caminhos alternativos indicados pelo processador da rede serão, em princípio, os mais apropriados.

2.3.3 *Dynamic Alternative Routing (DAR)*

No método de encaminhamento DAR [32, 31, 30], cada chamada tenta sempre primeiro o caminho directo, tal como já foi referido. Se este estiver ocupado, é utilizado o caminho alternativo corrente para um dado par origem-destino. Esse caminho alternativo é mantido enquanto não se perder nenhuma chamada. A primeira chamada perdida neste caminho originará a escolha aleatória de outro caminho alternativo para o mesmo par de nós (que ficará disponível para a próxima chamada). É utilizada reserva de circuitos para protecção do tráfego directo. Este método é descentralizado, uma vez que apenas utiliza a informação local existente em cada nó. A única informação necessária para se poder encaminhar uma chamada são os valores de reserva de circuitos em cada arco dum caminho (para que não sejam excedidos) e o caminho alternativo correntemente recomendado. A informação ainda pode ser mais localizada atendendo-se apenas ao arco de saída do comutador, correntemente usado, em vez de ao caminho.

Apesar de pensado para uma rede completamente interligada (topologicamente um grafo completo), o princípio subjacente ao método de encaminhamento DAR pode ser estendido a outras estruturas de rede. Assim, segundo este princípio, um caminho é mantido enquanto tiver sucesso, sendo escolhido um novo caminho quando uma chamada é bloqueada. Numa rede não completamente interligada pode-se usar o DAR sem um caminho de primeira escolha fixo.

Há outras extensões possíveis do método que podem ser realizadas. Assim, o caminho alternativo corrente pode ser alterado antes de uma chamada ser perdida. Esta alteração pode ser feita, por exemplo, se uma chamada ocupar o último circuito de um dos arcos do caminho. Esta antecipação da congestão pode evitar que a próxima chamada se perca. Outra extensão consiste na selecção de caminhos alternativos de acordo com outras distribuições que não a uniforme, podendo ser dada preferência a alguns caminhos alternativos ou, pelo contrário, podendo excluir-se outros caminhos. No caso de DAR com caminho de primeira escolha fixo, numa rede não completamente interligada, a chamada é oferecida a esse primeiro caminho. No caso de insucesso, a chamada é oferecida a uma segunda escolha determinada pelo DAR. Utilizando, adicionalmente, a sinalização de *crankback*, conseguem-se melhores resultados. Com efeito, utilizando esta sinalização, pode-se devolver o controlo da chamada ao nó origem quando outro arco do caminho, que não o primeiro, estiver bloqueado. As variações desenvolvidas para o DAR apresentam melhor desempenho, mas implicam redução da simplicidade do algoritmo.

2.3.4 *Real-Time Network Routing (RTNR)*

O método de encaminhamento RTNR [5, 6, 7] foi implementado na rede da AT&T em substituição do método DNHR[6], com o objectivo de aumentar a robustez da rede e de permitir que outros serviços, para além do telefónico, pudessem usufruir das vantagens do encaminhamento dinâmico. Assim, para além dos serviços comutados a $64kbit/s$, o RTNR suporta também serviços comutados a $384kbit/s$ e $1536kbit/s$,

[6] A conversão da rede da AT&T do método de encaminhamento DNHR para o método RTNR completou-se em Julho de 1991.

serviços com encaminhamento prioritário, redes privadas virtuais , etc. [6].

Neste método de encaminhamento, cada chamada de um dados serviço é sempre oferecida ao caminho directo em primeiro lugar, no caso deste existir e de ter circuitos livres. Se não for possível estabelecer uma chamada através do primeiro caminho então ela será oferecida ao caminho alternativo que tiver mais capacidade disponível, de acordo com a informação existente em cada nó origem sobre o estado de ocupação de cada arco na rede. Esse tipo de informação é obtida chamada-a-chamada. No âmbito de método RTNR, o grau de ocupação de cada arco é classificado em seis níveis, três dos quais (LL1, LL2 e LL3) correspondem ao estado 'pouco carregado' (*Lightly Loaded* – LL), um corresponde ao estado 'muito carregado' (*Heavily Loaded* – HL) e os restantes referem-se aos estados reservado e ocupado.

De modo a obter a informação relativa ao estado de ocupação dos arcos, o comutador origem envia ao comutador destino uma mensagem, através da rede de sinalização, solicitando essa informação. A mensagem de resposta é composta por vários *bit maps*, um por cada nível de ocupação dos arcos, i.e., um *bit map* referente aos arcos com o nível de ocupação LL1, outro *bit map* referente ao nível LL2 e análogos *bit maps* para os restantes níveis. É de notar que os *bit maps* constituem uma forma compacta de transmitir informação, para além de permitirem que os caminhos alternativos possam ser decididos através de operações lógicas simples.

A informação sobre o estado de ocupação dos arcos é obtida, como já foi referido, chamada-a-chamada. Assim, quando o nó origem não dispõe de canais livres no arco directo para o comutador destino, solicita a este último a informação relativa ao estado de ocupação dos arcos que lhe são adjacentes. No entanto, em vez de aguardar pela resposta, o comutador origem utiliza a última resposta recebida que tinha entretanto armazenado. Quando finalmente recebe a resposta solicitada, o comutador origem armazena-a para futura utilização. O caminho escolhido por este processo tem maior probabilidade de estar bloqueado, dado que o estado da rede no qual se baseou a sua escolha já não é o actual. Quando o caminho alternativo é bloqueado e o bloqueio ocorre no segundo arco, é necessária sinalização de *crankback* para que o controlo da chamada seja devolvido ao comutador origem. Neste caso, o comutador origem espera

de seguida pela mensagem que solicitou ao comutador destino, escolhendo, então, um novo caminho alternativo baseando-se na informação actualizada relativa ao estado da rede.

O nível de ocupação de cada arco, referido anteriormente, é calculado com base em estimativas correntes de quatro parâmetros mantidos no comutador origem para cada tipo (ou classe) de serviço e para cada destino:

- número de chamadas activas ponto-a-ponto;
- bloqueio ponto-a-ponto;
- tráfego oferecido ponto-a-ponto;
- número de circuitos necessário para obter o bloqueio ponto-a-ponto pretendido em função do tráfego oferecido.

É de notar que o nível de reserva atrás referido, que corresponde à indicação de que os circuitos livres existentes no arco estão reservados para protecção de tráfego directo[7], varia dinamicamente neste método, para cada tipo de serviço, e em função dos parâmetros anteriores. Este esquema de reserva dinâmica de circuitos, em conjugação com o uso da indicação de diferentes níveis de ocupação de feixes, privilegiando o encaminhamento de tráfego por feixes menos carregados em função do tipo de serviço, torna este método particularmente eficiente.

É de referir ainda que as várias classes de serviço partilham a largura de banda disponível nos arcos, embora essa largura de banda seja inicialmente distribuída pelos vários serviços. A largura de banda atribuída a cada classe de serviço é a designada largura de banda (mínima) garantida dessa classe, embora possa ser usada por outras classes, se estiver disponível. Assim, se um determinado serviço necessitar de mais largura de banda no arco directo, pode usá-la, desde que não esteja reservada para outra classe. Deste modo, procura-se assegurar que cada classe de serviço tenha um desempenho mínimo garantido.

[7]Embora também possa corresponder à indicação que os circuitos existentes no arco só estão disponíveis para caminhos com dois arcos para serviços mais prioritários.

2.4 Métodos de Encaminhamento Alternativo Dinâmico Baseado em QoS para redes ATM e MPLS

As redes de tecnologia ATM ("Asynchronous Transfer Mode") desenvolveram-se como a base da RDIS-B (Rede Digital com Integração de Serviços de Banda larga). Nestas redes, o estabelecimento de uma chamada corresponde ao estabelecimento de uma ligação por canal virtual (*Virtual Channel Connection* – VCC). Depois de estabelecido o VCC, cada fonte gera um fluxo de células, com 53 octetos cada, durante os períodos em que a fonte está activa, seguidos de períodos de silêncio durante os quais não são geradas quaisquer células. Por outro lado, o conceito de VP (*Virtual Path*) foi introduzido em redes ATM para reduzir as tabelas de encaminhamento e simplificar as funções de controlo da rede [76]. Um VPC (*Virtual Path Connection*) é um arco directo lógico que interliga dois nós da rede através de um ou mais arcos físicos sequenciais. Os VPCs podem ser vistos como ligações semi-permanentes. São estabelecidos através de sistemas de controlo da rede e são alterados numa escala de tempo muito superior à duração de uma chamada. Podem acomodar um número limitado de VCs, o qual está relacionado com a largura de banda que têm atribuída, e são multiplexados nas ligações físicas que os suportam. Assim, do ponto de vista do modo de transferência de informação são redes de comutação por pacotes orientadas à conexão (*connection - oriented*) [76].

Nas redes com *Multiprotocol Label Switching* (MPLS), que representam a evolução tecnológica actual das redes IP, a ideia de base subjacente ao seu funcionamento é a atribuição de etiquetas (*labels*) a pacotes IP de modo a que o 'reenvio' (*forwarding*) de cada pacote em cada nó de trânsito MPLS (i.e., em cada *Label Switch Router* – LSR), ou para cada nó terminal (*Label Edge Router* – LER), se baseie no conteúdo da respectiva etiqueta. O 'reenvio' de pacotes nos LSRs é feito através da substituição da etiqueta (*label swap*) do pacote à entrada pela correspondente etiqueta de saída [38]. Tipicamente, em cada nó MPLS, cada etiqueta identifica uma *Forwarding Equivalence Class* (FEC), e pacotes diferentes que pertençam à mesma FEC são reenviados de acordo com as mesmas regras, seguindo o mesmo caminho, ou seja, o mesmo *Label*

Switched Path (LSP). É de notar que a atribuição de uma FEC a um grupo de pacotes é feita apenas uma vez nos LER de entrada [38, 43]. Assim, nestas redes de comutação por pacotes orientadas à conexão, o estabelecimento dos LSP requer sinalização adequada. A selecção de caminhos pode ser feita através de algoritmos de determinação de caminhos mais curtos habituais em redes IP, admitidos em MPLS para 'encaminhamento nó-a-nó' (*hop-by-hop routing*), ou através de encaminhamento explícito [38]. Neste último caso, os caminhos podem ser criados manual ou automaticamente através de protocolos específicos, em particular usando o princípio de encaminhamento baseado em restrições [40] (*constraint-based routing*, que se pode considerar um tipo particular de *QoS routing*), e caracterizam-se pelo facto de o caminho (LSP) ser determinado no nó origem. Por outro lado, um conceito importante em termos de encaminhamento nestas redes é o de 'feixe de tráfego' (*traffic trunk*) e refere-se a uma agregação de fluxos de tráfego da mesma classe, que usam o mesmo LSP, caracterizado por um nó origem e um nó destino, bem como por outras características específicas como, por exemplo, as relacionadas com a largura de banda efectiva [39, 40]. Um processo de encaminhamento baseado em restrições pode ser uma forma de determinar automaticamente LSPs explícitos em cada nó para cada *traffic trunk* originário nesse nó. Está ainda prevista a possibilidade de se especificar administrativamente um conjunto de LSPs explícitos para um determinado *traffic trunk* e definir uma hierarquia de preferência desses LSPs. De notar que o LSP é um conceito análogo ao de VCC (*Virtual Channel Connection*) em ATM do ponto de vista da modelação da função de encaminhamento, no plano do tráfego (rede lógica).

Foram propostos alguns métodos de encaminhamento dinâmico alternativo para redes multi-serviço, sendo sobretudo baseados na extensão dos métodos desenvolvidos anteriormente para redes mono-serviço. Assim, por exemplo, em [9], é proposta uma extensão do método DAR para redes ATM multi-serviço usando o conceito de capacidade equivalente não-linear[8]. Também em [14] é apresentado um método de en-

[8]Este conceito está relacionado com a largura de banda efectiva (ver [80]) e representa a capacidade necessária num arco para que um dado número de comunicações multiplexadas estatisticamente obtenham a qualidade de serviço pretendida.

caminhamento que usa o conceito de largura de banda efectiva baseado no método LLR (*Least-Loaded Routing*)[9]. Neste método, as chamadas de menor exigência em termos de largura de banda são encaminhadas por caminhos alternativos com menor largura de banda disponível para que os caminhos com maior largura de banda disponível fiquem livres para serviços que exijam mais largura de banda (designado por método LLR *with packing*).

Descrevem-se a seguir duas abordagens (recentes) ao problema do encaminhamento alternativo dinâmico em redes com serviços que exigem garantias de QoS, por parecerem especialmente adaptadas aos requisitos das redes a que se destinam.

2.4.1 Método de Encaminhamento DR/ATM

É apresentado em [17] um método de encaminhamento dinâmico para redes ATM, designado por DR/ATM *(Dynamic routing*/ATM) (embora segundo o autor seja também aplicável a redes MPLS), baseado numa extensão para multi-serviço dos custos dos arcos propostos inicialmente por Krishnan em [77] e usados no método de encaminhamento FLR (*Forward-Looking Routing*) [64], cuja extensão para redes multi-serviço se apresenta em [63]. Daí que estes custos se designem por custos ATM-FLR.

O DR/ATM é adequado para encaminhamento de VCCs (*Virtual Channel Connections*) em redes ATM ou, no caso de redes MPLS, LSP e rotas explícitas [17]. Neste método, assume-se que a qualidade de serviço exigida por cada comunicação é assegurada por um algoritmo adequado de CAC como, por exemplo, o GCAC (*Generic Call Admission Control*), descrito (embora não de uso obrigatório) no protocolo de encaminhamento PNNI (*Private Network Node Interface*), especificado pelo *ATM forum* [16][10]. É aplicável em redes completamente ou bastante emalhadas, onde se supõe que

[9]Neste método de encaminhamento é escolhido o caminho alternativo em função da capacidade do arco com menor capacidade disponível desse caminho. Assim, é escolhido o caminho alternativo cujo arco de menor capacidade disponível seja, no conjunto dos caminhos admissíveis, o de maior capacidade disponível.

[10]Para cada comunicação, o GCAC calcula a respectiva largura de banda efectiva, aceitando a chamada, ou não, se tiver, ou não, disponível, ao longo de um caminho, uma largura de banda pelo menos igual à largura de banda efectiva calculada.

o primeiro caminho é fixo, está pré-definido, sendo constituído apenas pelo arco directo no caso de redes completamente emalhadas. No entanto, o método DR/ATM também se pode adaptar para redes pouco emalhadas.

O método DR/ATM determina o melhor conjunto de caminhos alternativos para cada comunicação que o controlo de admissão de chamadas tenha rejeitado no caminho de primeira escolha. O conjunto de caminhos alternativos são calculados em função do valor dos custos nos arcos ATM-FLR que, por sua vez, são calculados a partir de estimativas de tráfego oferecido. As decisões sobre os melhores caminhos alternativos são tomadas por entidades ditas 'regionais', os RCPs (*Routing Control Points*), que depois transmitem as referidas decisões aos respectivos nós ATM que as solicitaram. O caminhos alternativos seleccionados são os de menor custo ATM-FLR e só são permitidos caminhos cujo custo seja inferior a um determinado limiar. Assim, é um método de encaminhamento do tipo centralizado, embora possa corresponder, eventualmente, a um forma 'suave' de centralização.

As medidas de tráfego oferecido, exigidas para o cálculo das estimativas de carga nos arcos, são substituídas por uma avaliação estatística de pedidos de determinação de caminhos aos RCPs (que ocorrem sempre que a chamada é rejeitada no caminho de primeira escolha pré-definido), de modo a não ser necessária a transmissão explícita desse tipo de informação.

Este método usa sinalização de *crankback*.

No caso de redes pouco emalhadas, como é difícil definir um caminho de primeira escolha para cada destino, esse caminho é calculado para cada chamada a partir do algoritmo de Dijkstra para o cálculo do caminho mais curto em termos de números de arcos. No entanto, para que os caminhos mais curtos calculados não sejam sempre os mesmos (no caso de haver vários), é adicionado um número aleatório de valor baixo quando comparado com o valor dos "pesos" dos arcos. Assim, consegue-se uma melhor distribuição de carga na rede. Se a chamada bloquear no caminho de primeira escolha, isso faz com que o controlo da chamada seja devolvido ao nó origem, através da sinalização de *crankback*, depois do nó adjacente ao arco onde a chamada bloqueou ter informado, sobre esse facto, o RCP correspondente. O nó origem a seguir pede ao seu

RCP que lhe indique outro caminho baseando-se nos custos ATM-FLR.

O método DR/ATM foi comparado por simulação com outros, em particular com o equivalente ao DAR para multi-serviço e com o LLR, tendo obtido em geral melhores resultados [17].

2.4.2 Encaminhamento Baseado em QoS com Armazenamento de Caminhos

Em [70], Medhi apresenta um novo esquema de encaminhamento dinâmico baseado em QoS adequado, nomeadamente, a redes MPLS. Assim, o processo de encaminhamento é dividido em três fases de modo a permitir que diferentes níveis de informação sejam tratados também em diferentes escalas de tempo. Por detrás desta divisão, está principalmente a necessidade de se minimizar o tempo de estabelecimento de uma nova comunicação, sendo o encaminhamento decidido no nó origem (e não nó-a-nó, como é típico das redes IP). A primeira fase – PPC (*Preliminary Path Caching*) – é uma fase preliminar de determinação e armazenamento, em cada nó origem, de vários caminhos para cada destino. Esta determinação é necessária sempre que há alterações na topologia da rede. Os caminhos podem ser determinados através de um algoritmo de k-caminhos mais curtos e os custos dos arcos podem ser os típicos das redes IP. A segunda fase – UPO (*Updated Path Ordering*) – é uma fase de filtragem onde se excluem os caminhos (do conjunto inicial de caminhos armazenados na fase PPC) que não cumprem os requisitos de QoS exigidos por um determinado serviço, ou classe de serviços, de acordo com a mais recente informação relativa ao estado dos arcos, o que pressupõe o uso de um protocolo de encaminhamento que inclua este tipo de informação. Nesta fase, pode inclusivamente ordenar-se os caminhos, por exemplo, por ordem decrescente da largura de banda disponível. A terceira fase – ARS (*Actual Route Selection*) – selecciona um dado caminho, pertencente ao sub-conjunto de caminhos obtido na fase UPO, de acordo com um determinado 'procedimento de escolha de caminhos'. O principal objectivo desta fase é a rapidez de escolha de um caminho.

Este esquema de encaminhamento, descentralizado, inclui controlo de admissão de

chamadas (CAS), encaminhamento alternativo e reserva de circuitos para protecção de tráfego directo em redes muito emalhadas. É proposta, ainda, a inclusão neste esquema de vários 'procedimentos de escolha de caminhos'.

Os 'procedimentos de escolha de caminhos' propostos foram baseados no método de encaminhamento LLP, já referido e originalmente formulado para redes de comutação por circuitos, com actualização periódica do estado dos arcos, com e sem sinalização de *crankback*, e no DAR. É interessante notar que, neste último caso, o procedimento de escolha de caminhos, designado CaSRAR (*Cached Sticky Random Adaptive Routing*), pode dispensar a fase UPO (embora também a possa manter) usando, na fase ARS, uma tabela de encaminhamento apenas com dois caminhos para cada destino: o directo, se existir, e o alternativo. Se uma determinada comunicação não conseguir ser estabelecida, depois de ter tentado o caminho directo e o alternativo, então é escolhido aleatoriamente outro caminho alternativo do conjunto de caminhos armazenados na fase PPC para ser usado por futuras comunicações. Caso contrário, é mantido o caminho alternativo.

Em [81] é estudado o esquema de encaminhamento descrito no caso de existirem serviços com diferentes níveis de prioridade. O problema de introdução de mecanismos de protecção de tráfego mais prioritário é tratado nas diferentes fases de encaminhamento descritas. Estudou-se também, nesse trabalho, o efeito, não só do mecanismo simples de reserva da circuitos, mas também a reserva de circuitos por classes de serviço e ainda a reserva de circuitos por classes de serviços *multi-link*.

2.5 Formulações Multiobjectivo de Problemas de Encaminhamento

Apresentam-se, de seguida, aplicações recentes de modelos e métodos de optimização multicritério a problemas de encaminhamento em redes de telecomunicações.

Assim, em [62] é formulado um problema multiobjectivo de determinação de caminhos *off-line*. Os objectivos considerados nesta formulação são: i) a minimização da sobre-utilização dos arcos medida através de uma dada função das capacidades utiliza-

das em cada arco; ii) a minimização dos custos de encaminhamento de todo o tráfego, tendo em conta os custos associados a cada arco; iii) a manutenção da utilização dos arcos abaixo de um nível especificado – o que conduz a distribuições mais equilibradas de carga na rede. Este problema foi resolvido recorrendo a algoritmos genéticos.

Em [24, 25, 23] é apresentada uma formulação multiobjectivo para o problema de determinação de LSPs em redes MPLS para tráfego com requisitos de QoS. A formulação proposta destina-se à determinação *off-line* de LSPs e, por conseguinte, não tem requisitos de funcionamento em tempo real. O problema de determinação de LSPs é formulado com os seguintes objectivos: i) minimização do custo do caminho (LSP), considerando que este corresponde ao somatório do custo dos arcos que o constituem – um custo deste tipo é, por exemplo, o atraso; ii) equilibrar a distribuição de carga na rede – uma forma de conseguir este objectivo é penalizar o envio de pacotes por arcos muito utilizados; iii) minimizar o número de LSPs a atribuir a cada *traffic trunk*, dado que se considerou a possibilidade de se distribuir o tráfego por vários LSPs (*traffic splitting*). Este problema é resolvido por métodos exactos em [24, 25], determinando o conjunto de soluções não dominadas (em [24], recorrendo ao método das somas pesadas das funções objectivo e em [25], através de um método lexicográfico minimizando a distância de Chebyshev a um ponto de referência), e em [23] é resolvido heuristicamente recorrendo a algoritmos genéticos.

No âmbito do protocolo OSPF, o problema de encontrar o melhor conjunto de custos a atribuir aos arcos num domínio IP é formulado, em [84], como um problema bi-critério. Os objectivos são minimizar a congestão na rede no estado normal de funcionamento desta e no caso de uma falha de um arco. Desta forma, procura-se o conjunto de 'pesos' (ou custos) a atribuir aos arcos na rede que correspondam a uma solução de compromisso para o valor da congestão nos dois estados de funcionamento da rede referidos. Isto porque o conjunto de pesos que conduz à minimização da congestão no estado normal de funcionamento na rede pode conduzir a valores elevados de congestão no caso de falha de algum arco. Este problema é resolvido através de um algoritmo de 'pesquisa local' (*local search*) de soluções não dominadas. Assim, é possível saber se existe um conjunto de custos a atribuir aos arcos que reduzam

significativamente a congestão em caso de falha, aumentando ligeiramente a congestão no estado normal de funcionamento. De notar que, em [78, 42, 29, 28], são apresentadas diferentes aproximações para o mesmo tipo de problema, embora utilizando formulação monocritério.

Em [4] é apresentada uma abordagem multiobjectivo para o problema de encaminhamento do tipo estático, em redes de comunicação. É proposto neste contexto um modelo de encaminhamento bi-objectivo e uma solução algoritmica exacta adequada a este problema. Os objectivos podem ser quaisquer desde que resultem do uso de métricas aditivas (ou que se possam transformar nesse tipo de métricas) referentes aos arcos. A resolução algorítmica proposta permite determinar os caminhos não dominados através da optimização da soma pesada das funções objectivo usando um algoritmo dos k-caminhos mais curtos extremamente eficiente (descrito em [67]). Este algoritmo permite encontrar as soluções não dominadas suportadas e não suportadas[11]. Os requisitos de QoS são expressos através de restrições adicionais 'suaves' (*"soft constraints"*), ou seja, de limiares de preferência 'requeridos' e 'aceitáveis' para cada tipo de métrica, definindo assim diferentes regiões de prioridade no espaço das funções objectivo. Estas regiões são, então, pesquisadas de modo a encontrar caminhos (soluções não dominadas), se existirem, nas regiões de maior prioridade. A adequação e extensão deste tipo de algoritmo a um modelo de encaminhamento alternativo dinâmico deu origem ao algoritmo MMRA (*Modified Multiobjective Routing Algorithm*) exposto adiante.

[11] Ver em 3.4.2 a definição formal de solução não suportada.

Capítulo 3

Caminhos Mais Curtos Bi-objectivo em Ambiente Multi-serviço[1]

3.1 Introdução

Os problemas de caminhos mais curtos aparecem naturalmente associados ao processo de escolha de caminhos, sobretudo em redes de grande dimensão, sempre que se pretende enviar uma chamada ou um pacote de dados pelo caminho mais rápido, de menor custo ou mais fiável. Em redes de dados, por exemplo, os algoritmos de escolha de caminhos tradicionais têm por objectivo calcular caminhos mais curtos com um só objectivo baseado numa única métrica ou numa função que é uma combinação de diferentes métricas. As primeiras destas redes de grandes dimensões a interligar computadores e periféricos geograficamente distribuídos, a ARPANET e a TYMNET, introduzidas nos anos 70, usaram algoritmos de caminhos mais curtos, quer de forma distribuída e associada à comutação por pacotes, como é o caso da primeira rede, quer de forma centralizada e associada ao uso de circuitos virtuais, como é o caso da segunda rede [10].

[1] O conteúdo deste capítulo baseia-se parcialmente nos seguintes artigos:

– J. Craveirinha, L. Martins, T. Gomes, C.H. Antunes, and J. Clímaco. A new multiple objective dynamic routing method using implied costs. *Journal of Telecommunications and Information Technology*, (3):50–59, 2003.

– L. Martins, J. Craveirinha, J. Clímaco, and T. Gomes. Implementation and performance of a new multiple objective dynamic routing method for multiexchange networks. *Journal of Telecommunications and Information Technology*, (3):60–66, 2003.

Contudo, sobretudo em redes multi-serviço, existem serviços com múltiplos e, por vezes, conflituosos requisitos de qualidade de serviço, (QoS[2]). Por exemplo, a transmissão de vídeo exige, não só largura de banda disponível, mas também que os atrasos ao longo de cada caminho não ultrapassem um determinado valor. Neste contexto, apareceu o encaminhamento QoS, ou encaminhamento baseado em QoS, (*QoS routing*), que consiste na procura de caminhos que cumpram os requisitos de QoS para o tráfego de cada serviço, tendo em conta os parâmetros de QoS fornecidos pelos recursos distribuídos pela rede [17, 37]. Assim, o encaminhamento QoS tem sido frequentemente baseado em algoritmos de caminhos mais curtos com restrições adicionais de QoS (ver, por exemplo, [66, 83, 65]), onde cada caminho encontrado é o melhor caminho possível relativamente à métrica envolvida na função objectivo a optimizar (o número de arcos, por exemplo), que cumpra as restrições de QoS para o serviço em causa.

No entanto, como já foi referido, poderá haver vantagens em formular o problema da escolha de caminhos ponto-a-ponto como um problema multicritério, considerando explicitamente como funções objectivo métricas distintas, tais como atrasos, bloqueio ou largura de banda disponível (tal como em [4]), que, numa formulação mono-objectivo, poderiam, quando muito, fazer parte das restrições adicionais de QoS. Com uma formulação multiobjectivo é possível racionalizar a comparação entre as diferentes alternativas de encaminhamento, de modo a obter soluções de compromisso face a objectivos potencialmente conflituosos, envolvidos na selecção dos caminhos. Assim, os caminhos podem ser seleccionados entre o conjunto de caminhos não dominados, i.e., entre o conjunto de caminhos para os quais não se pode melhorar o valor de uma das funções objectivo sem piorar o valor de, pelo menos, uma das outras. Este tipo de formulação poderá conduzir a uma maior equidade na distribuição dos recursos disponíveis na rede em função dos diferentes requisitos de QoS de cada serviço e, por conseguinte, poderá conduzir a uma melhoria do desempenho global da rede num sentido multicritério [37].

[2]QoS (*Quality of Service*): Pode ser definido (cf. [37]) como o conjunto de requisitos do serviço que devem ser cumpridos pela rede enquanto transporta um fluxo de tráfego desse serviço e também representa (cf. [48]) o efeito colectivo do desempenho do serviço que determina o grau de satisfação de um utilizador desse serviço.

Apresenta-se, neste capítulo, em primeiro lugar, a representação formal da rede e uma sistematização de definições que são utilizadas no modelo de cálculo de caminhos multiobjectivo, baseada nas definições pertinentes de análise multicritério [82]. Define-se, igualmente, a notação que irá ser utilizada na formulação dos problemas de encaminhamento multiobjectivo em redes multi-serviço. Por último, é introduzida no modelo a noção de limiares de preferência, correspondentes às designadas restrições "suaves", ou "leves", (*"soft" constraints*), i.e., restrições não incluídas directamente na formulação matemática do problema de cálculo de caminhos, através das quais se definem regiões de preferência no espaço das funções objectivo.

3.2 Representação da Rede. Notação

É introduzida, de seguida, a formulação matemática relativa à representação duma rede multi-serviço.

Definição 3.2.1 *O grafo $N = (V, L)$, representativo da topologia de rede, é tal que :*

- *V é o conjunto finito de elementos que se designam por nós (tipicamente representam centros de comutação, comutadores ou encaminhadores (routers))*

$$V = \{v_1, v_2, \ldots, v_{|V|}\}$$

- *L é o conjunto finito de elementos que se designam por arcos ou feixes*

$$L = \{l_1, l_2, \ldots, l_{|L|}\}, \quad l_k = (v_i, v_j, C_k) \quad v_i, v_j \in V, \quad C_k \in \mathbb{N}$$

  onde C_k representa a capacidade do feixe l_k e corresponde normalmente a um múltiplo inteiro da capacidade básica de transmissão (exemplo: $64Kbit/s$ ou $16Kbit/s$). Designaremos por $\overline{C}$ o vector das capacidades C_k.

- *$N_s = (V_s, L_s)$ é o sub-grafo de N de suporte ao serviço s, i.e., o sub-grafo constituído pelos nós e arcos que podem ser utilizados por chamadas do tipo s, tal que*

$$V_s \subseteq V \quad \wedge \quad L_s \subseteq L, \quad \forall s \in S = \{1, 2, \ldots, |S|\}$$

sendo S o conjunto representativo dos diferentes tipos de serviços que utilizam a rede.

Embora numa rede multi-serviço possam existir recursos não partilhados por todos os serviços, tal como é considerado na definição 3.2.1, vai considerar-se, sem perda de generalidade, que os recursos existentes na rede N, salvo se algo for dito em contrário, são partilhados por todos os serviços e por conseguinte $V \equiv V_s$ e $L \equiv L_s$.

Definição 3.2.2 *$f_s = (\gamma_s, v_i, v_j) \in F_s$, com $v_i, v_j \in V$, é um <u>fluxo de tráfego</u> de v_i para v_j, onde γ_s representa um caracterizador de tráfego que contém as características de conexão correspondentes à classe de serviço $s \in S$, nomeadamente a largura de banda $d_{ks} \in \mathbb{N}$ ocupada por uma chamada desse serviço no arco l_k e o tempo médio de ocupação duma chamada do serviço s, h_s. Poderão, igualmente, ser incluídos em γ_s outros requisitos de conexão.*

Estes fluxos são ainda caracterizados pelas médias $A_t(f_s) = I_t(f_s) * h_s$ (em Erlangs), em que $I_t(f_s)$ é a intensidade média de chegadas da classe de serviço s no instante t.

Definição 3.2.3 *Um <u>caminho</u> (ou <u>rota</u>) $r(f_s)$, para o fluxo de tráfego $f_s = (\gamma_s, v_o, v_d)$ da classe de serviço s, é uma sequência de arcos $l_k = (v_i, v_j, C_k)$ adjacentes[3], tais que o primeiro é $l_n^1 = (v_o, v_i, C_n)$ e o último é $l_l^{|r(f_s)|} = (v_j, v_d, C_l)$, não podendo haver repetições de nós (excepto em arcos adjacentes), com $v_o, v_d, v_i, v_j \in V$ e $l_n, l_k, l_l \in L$; no caso de existir o arco $l_k = (v_o, v_d, C_k)$ define-se ainda um <u>caminho directo</u> (ou <u>rota directa</u>) para f_s, constituído apenas pelo arco directo l_k.*

Vão ser considerados métodos de encaminhamento alternativo, i.e., métodos de encaminhamento onde cada chamada é primeiro oferecida a um dado caminho, designado por caminho de primeira escolha, e, no caso deste caminho não ter recursos disponíveis, a chamada, em vez de bloquear, é oferecida a outros caminhos, designados por caminhos alternativos, ou de transbordo, que serão usados por uma determinada ordem.

[3] i.e., tais que o nó inicial de $l_{(k+1)}$ é o nó terminal de $l_{(k)}$ em que (k) representa a ordem do arco na sequência.

Em redes completamente emalhadas, é comum os caminhos serem definidos com um máximo de dois arcos. Nestas redes, caminhos com mais arcos podem deixar de ser disjuntos e são de pouco interesse prático [7, 31]. Por conseguinte, dependendo do grau de emalhamento de uma rede, pode ser vantajoso limitar o número de arcos constituintes de cada caminho, uma vez que o aumento do seu número médio pode conduzir, em situações de sobrecarga, a uma deterioração rápida do desempenho global da rede.

Definição 3.2.4 *O domínio de encaminhamento $\mathcal{D}(f_s)$ para o fluxo $f_s = (\gamma_s, v_o, v_d)$ é o conjunto de todos os caminhos possíveis com um máximo de D arcos ($D \in \mathbb{N}$) que interligam o nó origem v_o ao nó destino v_d do fluxo f_s, i.e.,*

$$\mathcal{D}(f_s) = \{r(f_s) : |r(f_s)| \leq D\}$$

Os domínios de encaminhamento para todos os fluxos do serviço s e para a rede N, $\mathcal{D}(s)$ e $\mathcal{D}_N$ respectivamente, são tais que:

$$\mathcal{D}(s) = \bigcup_{f_s \in F_s} \mathcal{D}(f_s); \qquad \mathcal{D}_N = \bigcup_{s \in S} \mathcal{D}(s)$$

Definição 3.2.5 *O conjunto ordenado de caminhos $R_t(f_s)$, que constituem o plano de encaminhamento (alternativo), no instante t, do fluxo de tráfego f_s da classe de serviço s existente na rede N, é:*

$$R_t(f_s) = \{r^1(f_s), r^2(f_s), \ldots, r^M(f_s) : \ r^i(f_s) \in \mathcal{D}(f_s)\}$$

em que $r^i(f_s)$ é o caminho de i-ésima escolha definido para o fluxo f_s, no mesmo instante, pelo algoritmo de encaminhamento e M corresponde ao número de caminhos que podem ser utilizados por chamadas desse fluxo.

Nos modelos desenvolvidos, admite-se que os arcos são bidireccionais do ponto de vista do tráfego, i.e., no sentido em que a capacidade C_k que está afecta a cada arco pode ser ocupada por chamadas de v_i para v_j, ou de v_j para v_i. No entanto, os modelos e algoritmos desenvolvidos são facilmente adaptáveis a arcos unidireccionais.

3.3 Formulação Mono-objectivo

Nesta formulação, o problema tem uma única função objectivo, baseada apenas numa métrica. Existem, no entanto, métricas de vários tipos, com diferentes funções de agregação para os caminhos [83].

Definição 3.3.1 *Seja m_{ks} o valor de uma métrica do serviço s, associado ao arco l_k. Em função da forma como se calcula o valor da métrica para qualquer caminho r_s (com $r_s \equiv r^i(f_s)$) do serviço s, diz-se que a métrica m é:*

- *aditiva, se*

$$m(r_s) = \sum_{l_k \in r_s} m_{ks} \tag{3.1}$$

- *multiplicativa, se*

$$m(r_s) = \prod_{l_k \in r_s} m_{ks} \tag{3.2}$$

- *côncava, se*

$$m(r_s) = \min_{l_k \in r_s} m_{ks} \tag{3.3}$$

Exemplos de métricas aditivas são os custos e o atraso, enquanto que a largura de banda é uma métrica côncava. A probabilidade de bloqueio, no entanto, é uma métrica diferente. É dada por:

$$m(r_s) = 1 - \prod_{l_k \in r_s} (1 - m_{ks}) \tag{3.4}$$

admitindo independência estatística dos bloqueios nos arcos. Pode ainda transformar-se, primeiro, numa métrica multiplicativa correspondente à probabilidade de não bloqueio

$$1 - m(r_s) = \prod_{l_k \in r_s} (1 - m_{ks}) \tag{3.5}$$

depois, aplicando logaritmos, numa métrica aditiva:

$$\begin{aligned} \log(1 - m(r_s)) &= \log\left(\prod_{l_k \in r_s} (1 - m_{ks})\right) \\ \log(1 - m(r_s)) &= \sum_{l_k \in r_s} \log(1 - m_{ks}) \end{aligned} \tag{3.6}$$

Ao utilizarmos esta métrica, o objectivo deverá ser:

$$\max_{r_s \in \mathcal{D}(f_s)} \log(1 - m(r_s)) = \max_{r_s \in \mathcal{D}(f_s)} \sum_{l_k \in r_s} \log(1 - m_{ks}) \tag{3.7}$$

ou seja,

$$\min_{r_s \in \mathcal{D}(f_s)} -\log(1 - m(r_s)) = \min_{r_s \in \mathcal{D}(f_s)} \sum_{l_k \in r_s} -\log(1 - m_{ks}) \tag{3.8}$$

Na formulação mono-objectivo que se segue, vamos considerar apenas métricas aditivas ou métricas que se poderão transformar em métricas aditivas.

O problema clássico de determinação de caminho mais curto mono-objectivo aplica-se ao caso do encaminhamento fixo sem transbordo, i.e., corresponde a considerar que apenas se pode utilizar um caminho para interligar cada par de nós origem-destino (O-D) ou seja:

$$\forall f_s = (\gamma_s, v_o, v_d), \quad R_t(f_s) = \{r^1(f_s)\}$$

O problema reduz-se então a encontrar a solução óptima da função objectivo $m(r_s)$:

(Problema $\mathcal{P}^{(1)}$)

$$\min_{r_s \in \mathcal{D}(f_s)} m(r_s) = \sum_{l_k \in r_s} m_{ks} \tag{3.9}$$

Assumindo que $\mathcal{D}(f_s) \neq \emptyset$, a solução encontrada para este problema tipicamente designado 'problema de caminhos mais curtos' é o caminho óptimo, no sentido de ser o melhor caminho existente do ponto de vista da métrica m, entre os nós v_o e v_d. É de notar que pode haver, em alguns casos, mais do que uma solução óptima para $m(r_s)$. Numa situação desse tipo, haverá que definir, através de um critério adequado, que tenha em conta o tipo de rede e serviço em causa, qual o óptimo a seleccionar. O caminho mais curto pode ser obtido, por exemplo, pelo algoritmo de Dijkstra ou Ford-Fulkerson, ou ainda pelo algoritmo de Bellman-Ford [45, 10].

3.4 Formulação Bi-objectivo com Encaminhamento Fixo

Considere-se ainda o caso de encaminhamento fixo sem transbordo, agora com uma formulação multiojectivo em que, para o mesmo serviço s, existem várias métricas

consideradas explicitamente como funções objectivo a optimizar, sendo cada uma delas associada a um objectivo de QoS diferente. Essas métricas, no âmbito deste capítulo, podem ser quaisquer, desde que sejam, ou que se possam transformar, em métricas aditivas.

O problema dos caminhos mais curtos multiobjectivo formula-se, então, da seguinte forma:

(Problema $\mathcal{P}^{(\mathcal{N})}$)

$$\min_{r_s \in \mathcal{D}(f_s)} m^n(r_s) = \sum_{l_k \in r_s} m^n_{ks} \quad n = 1, \ldots, \mathcal{N} \tag{3.10}$$

em que m^i_{ks} é o valor da métrica m^i do serviço s associado ao arco l_k. É de notar que $m^i(r_s)$ é o valor do critério associado ao objectivo i para o caminho r_s (ou o valor da função objectivo i ou simplesmente o valor da métrica i para o caminho r_s) e $\mathcal{D}(f_s)$ é a região admissível no espaço das variáveis de decisão r_s que se admite ser um conjunto não vazio. O *valor de um caminho* r_s do serviço s é agora um vector de dimensão $\mathcal{N}$: $\overline{m}(r_s) = (m^1(r_s), m^2(r_s), \ldots, m^{\mathcal{N}}(r_s))$.

Uma vez que normalmente não existe uma solução que minimize todas as funções objectivo simultaneamente, então, não existe, em geral, uma solução óptima para este problema.

Definição 3.4.1 *Num problema multiobjectivo com $\mathcal{N}$ objectivos, um caminho $r'_s \in \mathcal{D}(f_s)$ é não dominado*[4] *sse*[5]

$$\begin{aligned} \forall r_s \in \mathcal{D}(f_s), \quad (m^1(r_s), m^2(r_s), \ldots, m^{\mathcal{N}}(r_s)) &\leq (m^1(r'_s), m^2(r'_s), \ldots, m^{\mathcal{N}}(r'_s)) \quad \Rightarrow \\ (m^1(r_s), m^2(r_s), \ldots, m^{\mathcal{N}}(r_s)) &= (m^1(r'_s), m^2(r'_s), \ldots, m^{\mathcal{N}}(r'_s)) \end{aligned}$$

Sendo a região admissível, no espaço das funções objectivo, definida pelo conjunto:

$$\overline{M}(f_s) = \{\overline{m}(r_s) \in R^{\mathcal{N}} : \overline{m}(r_s) = (m^1(r_s), \ldots, m^{\mathcal{N}}(r_s)), r_s \in \mathcal{D}(f_s)\}$$

define-se $\overline{M}_N(f_s)$ como sendo o subconjunto de $\overline{M}(f_s)$ para o qual todos os caminhos r_s são não dominados.

[4]Também designado *eficiente*, *não inferior* ou *óptimo de Pareto*.

[5]Para $\overline{x}, \overline{y} \in \mathbb{R}^{\mathcal{N}}$ diz-se que $\overline{x} \leq \overline{y}$ sse $x_i \leq y_i$ $(i = 1, 2, \ldots, \mathcal{N})$.

É de salientar que o modelo de escolha de caminhos procurará encontrar soluções de compromisso (tipicamente soluções não dominadas) entre os vários objectivos de QoS, eventualmente conflituosos, introduzidos explicitamente através das funções objectivo consideradas. As soluções para o problema $\mathcal{P}^{(\mathcal{N})}$ podem ser encontradas optimizando uma função escalar que é uma combinação convexa[6] das funções objectivo, em que os custos associados a cada arco são uma soma pesada não negativa dos custos correspondentes a cada uma das métricas:

$$\min_{r_s \in \mathcal{D}(f_s)} m'(r_s) = \sum_{l_k \in r_s} \mathcal{M}_{ks} \tag{3.11}$$

com $\mathcal{M}_{ks} = \sum_{n=1}^{\mathcal{N}} \epsilon_n(s) m_{ks}^n$ onde $\epsilon(s) = (\epsilon_1(s), \ldots, \epsilon_{\mathcal{N}}(s)) \in \varepsilon(s) = \{\epsilon(s) : \epsilon_n(s) \geq 0, n = 1, \ldots, \mathcal{N} \wedge \sum_{n=1}^{\mathcal{N}} \epsilon_n(s) = 1\}$.

Teorema 3.4.1 *[82] Se $r'_s \in \mathcal{D}(f_s)$ for a solução óptima de (3.11) então r'_s é um caminho não dominado.*

Definição 3.4.2 *Seja o caminho $r_s^* \in \mathcal{D}(f_s)$ uma solução não dominada. Se $\overline{m}(r_s^*)$ pertencer à fronteira do invólucro convexo de $\overline{M}_N(f_s) \oplus \{u \in \mathbb{R}^{\mathcal{N}} : u \geq 0\}$ (em que $\oplus$ representa a adição de conjuntos[7]), então r_s^* é uma solução não dominada suportada. Caso contrário, r_s^* é uma solução não dominada não suportada.*

Definição 3.4.3 *Diz-se que r_s^* é uma solução não dominada extrema (ou vértice) sse [44]:*

$$\exists \epsilon_n(s), n = 1, \ldots, \mathcal{N} : \sum_{n=1}^{\mathcal{N}} \epsilon_n(s) m^n(r_s^*) < \sum_{n=1}^{\mathcal{N}} \epsilon_n(s) m^n(r'_s), \quad \forall r'_s \in \mathcal{D}(f_s) : \overline{m}(r'_s) \neq \overline{m}(r_s^*)$$

em que $\sum_{n=1}^{\mathcal{N}} \epsilon_n(s) = 1$.

Optimizando a função escalar (3.11), com diferentes $\epsilon(s)$, podem ser encontradas todas as soluções não dominadas suportadas. No entanto, como resultado da natureza

[6]Sejam $\overline{u}_1, \overline{u}_2, \ldots \overline{u}_I$ elementos de $\mathbb{R}^{\mathcal{N}}$. Diz-se que $\sum_{i=1}^{I} \epsilon_i \overline{u}_i$ é uma combinação (linear) convexa dos $\overline{u}_i$ sse $\sum_{i=1}^{I} \epsilon_i = 1 \ \wedge \ \epsilon_i \geq 0$. Se todos os ϵ_i forem maiores do que zero, diz-se que a combinação linear é estritamente convexa.

[7]Sejam X e Y subconjuntos de $\mathbb{R}^{\mathcal{N}}$. Então, $X \oplus Y = \{z \in \mathbb{R}^{\mathcal{N}} : z = x + y, x \in X, y \in Y\}$.

discreta do problema, podem existir soluções não dominadas que são dominadas por uma combinação convexa (no espaço das funções objectivo) de soluções vértice e que estão localizadas no interior do invólucro convexo definido em 3.4.2. Diz-se que estas soluções, ditas não dominadas não suportadas, pertencem a *desníveis de dualidade*. Estas soluções não podem, por isso, ser óptimos de (3.11), independentemente do valor de $\epsilon(s)$.

É de salientar que, sempre que existam óptimos alternativos para m' com algum $\epsilon_n(s) = 0$ (em particular temos os casos em que há mais do que um óptimo para alguma(s) função(ões) objectivo), podem ser encontradas soluções que não são não dominadas. Uma forma de evitar encontrar essas soluções é usar, em vez de zero, um valor $\epsilon_n(s)$ muito pequeno, maior do que zero, na soma pesada das funções objectivo. No caso bi-objectivo ($\mathcal{N} = 2$), quando isto acontece, pode simplesmente determinar-se todos os óptimos alternativos e procurar-se, entre eles, uma solução não dominada, utilizando, para isso, o valor da outra função objectivo associado a cada uma dessas soluções.

A utilização do algoritmo dos k-caminhos mais curtos, MPS [67], aplicado a uma função objectivo que é uma soma pesada das funções objectivo originais, permite-nos, no entanto, obter soluções não dominadas suportadas e não suportadas [18]. É de notar que, no cálculo de soluções não dominadas, em particular soluções não dominadas não suportadas, parece ser vantajoso recorrer a métodos baseados em pontos de referência (*'reference point approaches'*). Contudo, no caso de problemas de caminhos mais curtos, o desenvolvimento de um algoritmo muito eficiente (MPS [67]) para o problema dos k-caminhos mais curtos, em conjunto com o teste de não dominância, cria a possibilidade de desenvolver técnicas muito eficientes para cálculo de soluções não dominadas suportadas e não suportadas neste contexto particular.

No caso do problema (3.11) em que $\mathcal{D}(f_s)$ é constituído por caminhos com um número máximo D de arcos, pode antes usar-se o algoritmo descrito em [35] dado ser este uma variante do algoritmo MPS descrito em [67], em que os k-caminhos mais curtos são escolhidos, de forma eficiente, entre os que têm a limitação requerida no número de arcos.

3.4.1 Regiões de Prioridade

Apesar do tipo de aproximação para problemas de caminho mais curto multiobjectivo, baseado na definição de regiões de prioridade no espaço das funções objectivo, ter sido originalmente indicado para implementações interactivas [15, 18] em que o agente de decisão guia o processo de pesquisa de soluções não dominadas, chama-se a atenção para a necessidade, no presente contexto, de se fazer o cálculo e selecção de soluções de forma totalmente automática.

Para seleccionar os caminhos entre cada par de nós, utilizou-se uma abordagem baseada na definição de limiares de preferência (*preference thresholds*), que correspondem às chamadas *soft constraints* ('restrições suaves'), i.e., restrições não incorporadas directamente no modelo matemático, tal como proposto em [4], no contexto de um modelo de encaminhamento estático. Assim, para os valores das funções objectivo associadas a cada métrica, são definidos limiares *requeridos* e *aceitáveis*, os quais definem regiões de preferência no espaço das funções objectivo. Estas regiões são, então, pesquisadas de modo a procurar soluções não dominadas que satisfaçam estas restrições 'suaves' [4].

Considere-se, de agora em diante, apenas o caso bi-objectivo ($\mathcal{N} = 2$), por ser o de maior interesse prático no âmbito deste trabalho e porque torna mais clara a exposição, particularmente do ponto de vista gráfico.

/home2/backup/relatorio/figura2-tese-eps-converte

Figura 3.1: Requisitos de QoS usados para definir regiões de prioridade.

Sejam F1 e F2 as duas funções objectivo a minimizar. Tal como se pode ilustrar na figura 3.1, foram definidas 4 regiões de diferentes prioridades, sendo a região A a mais prioritária (pois nela são satisfeitos os níveis requeridos para ambas as funções). As regiões B1 e B2 (para as quais o limiar de aceitação é verificado para ambas as funções, enquanto o limiar requerido é verificado apenas para uma das funções objectivo), no

contexto deste modelo, são de igual (segunda) prioridade, supondo que não se pretende dar preferência a nenhuma das métricas. Naturalmente, poder-se-ia considerar uma das regiões, B1 ou B2, mais prioritária do que a outra, dando com isso preferência a uma das métricas. Finalmente, a região C é a menos prioritária.

Quanto aos diferentes tipos de soluções que se obtêm, no exemplo da figura, observam-se as soluções 1 e 2, que são as soluções não dominadas que minimizam F1 e F2, respectivamente. As soluções 8, 3, 6 e 9 são as outras soluções vértice não dominadas suportadas. As solução 4 e 10 são soluções dominadas pela solução 3. As soluções 11 e 12 são soluções dominadas (a 11 pela solução 8 e a 12 pelas outras todas, excepto 1,2 e 11) que estão fora do espaço das soluções 'aceitáveis', i.e., fora da região de última prioridade. A solução 7, não dominada, apesar de pertencer à fronteira do invólucro convexo, não é uma solução vértice. É de notar que as soluções $3, 4, 5, \ldots$ estão numeradas de acordo com a ordem por que foram encontradas e que é estabelecida pela direcção de pesquisa (no exemplo da figura, corresponde à direcção perpendicular à recta m_0'). A solução O – *solução ideal* – é a que corresponderia à optimização de todas as funções objectivo simultaneamente e a que em geral não é admissível. Finalmente, a solução 5 é uma solução não dominada não suportada que, como se pode ver na figura, está no interior do invólucro convexo.

Assim, em geral, o processo de escolha do caminho para cada fluxo baseia-se nas seguintes etapas:

1. Especificam-se os requisitos de QoS associados a cada métrica, através da definição dos valores requeridos m_{req} e aceitáveis m_{ac} ($m_{req} < m_{ac}$) para cada função objectivo.

2. Determinam-se as soluções não dominadas que optimizam separadamente cada função objectivo (óptimos parciais) usando, para isso, o algoritmo já referido de determinação dos k-caminhos mais curtos (podiam ser calculados igualmente pelo algoritmo de Dijkstra). Estes valores definem os limites do espaço das soluções não dominadas. Os valores requeridos m_{req} e aceitáveis m_{ac}, definidos anteriormente, permitem definir neste espaço, em condições normais de funcionamento

da rede, 4 regiões de prioridade.

3. Constrói-se a função soma ponderada (3.11) em que os $\varepsilon_n(s), n = 1, 2$ são escolhidos de acordo com a direcção de pesquisa utilizada. Se os valores das funções objectivo forem aproximadamente da mesma ordem de grandeza, fazendo $\varepsilon_1(s) = \varepsilon_2(s) = 0.5$, obtém-se uma direcção de pesquisa, no espaço das funções objectivo, a 45º (usando as mesmas escalas para as duas funções objectivo), não se dando, portanto, preferência a qualquer das funções objectivo relativamente à ordem pela qual são encontradas as possíveis soluções de compromisso.

4. Utiliza-se o algoritmo MPS extremamente eficiente para determinação dos k-caminhos mais curtos, já referido [67, 35], aplicado à função soma ponderada construída. Os caminhos (soluções não dominadas) vão sendo encontrados de acordo com a direcção de pesquisa utilizada.

5. A solução pretendida (estamos a considerar o caso de se ter encaminhamento fixo) é a primeira não dominada que for encontrada na região de maior prioridade. É de notar que, enquanto se faz a pesquisa na região A, podem-se encontrar soluções não dominadas nas regiões B1 e B2 que deverão ser armazenadas até estar completa a pesquisa em A. Naturalmente, se for encontrada alguma solução em A, as soluções armazenadas serão descartadas. Caso contrário, a primeira dessas soluções (que tivesse sido encontrada em B1 ou B2) é a seleccionada.

É de notar que, num ambiente de encaminhamento dinâmico, e para cada fluxo f_s, os valores dos coeficientes das funções objectivo poderão ser sucessivamente actualizados de acordo com o estado da rede.

3.5 Formulação Bi-objectivo com Encaminhamento Alternativo

Considere-se agora o caso de encaminhamento alternativo com um número total de

caminhos $M = 2$, i.e.,

$$\forall f_s = (\gamma_s, v_o, v_d),\ R_t(f_s) = \{r^1(f_s), r^2(f_s)\}$$

Consideremos que o problema em causa continua a formular-se como sendo de caminhos mais curtos bi-objectivo tal como em (3.10). O processo de escolha dos caminhos é análogo ao descrito anteriormente, com excepção da escolha das soluções finais, que serão as duas primeiras que forem encontradas na região, ou regiões, de maior prioridade. É importante notar que, na selecção final das duas soluções, em certas situações, a segunda solução seleccionada, correspondente a $r^2(f_s)$, pode ser uma solução dominada pela solução correspondente a $r^1(f_s)$, mas que não é dominada por qualquer outra solução não dominada rejeitada e deverá estar situada, relativamente a estas últimas, numa região de prioridade mais elevada.

É de notar que podem ocorrer situações nas quais não existem soluções não dominadas nas regiões de prioridade previamente definidas pelos níveis requeridos e aceitáveis das funções objectivo. Nestes casos, considera-se uma região de última escolha e selecciona-se a primeira solução não dominada que for encontrada nessa região como caminho de primeira escolha, eliminando-se a rota alternativa. Este procedimento é recomendável, porque esta situação de não existirem regiões de prioridade, tal como foram definidas, só acontece se a rede estiver fora dos parâmetros de funcionamento para os quais foi dimensionada, tendo em conta que um dos mecanismos clássicos em Engenharia do Teletráfego, para evitar a degradação excessiva do desempenho global da rede, nomeadamente em situações de sobrecarga, é eliminar as rotas alternativas. Assim, nesta situação, o autómato de escolha de caminhos deverá escolher apenas um caminho para cada fluxo f_s. Esta forma de eliminar caminhos alternativos é, no entanto, muito simplista e pode ser ineficiente do ponto de vista do desempenho global da rede. Adiante ir-se-á descrever um mecanismo de eliminação selectiva de caminhos alternativos mais elaborado e adaptado a métodos de encaminhamento dinâmico multiobjectivo.

É de notar que, numa rede totalmente emalhada, deve-se utilizar como caminho de primeira escolha o arco directo e, neste caso, o problema reduz-se a encontrar apenas

um caminho alternativo que será a primeira solução não dominada a ser encontrada na região de prioridade mais elevada, diferente do arco directo. Aplica-se também neste caso o que foi dito anteriormente sobre a eliminação de caminhos alternativos em situações de sobrecarga.

3.5.1 Redefinição de Regiões de Prioridade

Ao contrário do que é sugerido na figura 3.1 e em certos estados da rede, o óptimo Op^n de uma das funções objectivo m^n, num determinado instante e para um determinado fluxo f_s, pode ter um valor numérico superior ao do valor requerido e/ou aceitável, atribuído a essa métrica como resultado de certos valores correntes dos custos implícitos e bloqueios nos arcos. Este caso está descrito na figura 3.2-b), onde se assume a seguinte convenção: A_n $(n = 1, 2)$ é a região que satisfaz simultaneamente os valores requerido e aceitável (m^n_{req} e m^n_{ac}, respectivamente) para m^n $(A \equiv A_1 \cap A_2)$; B_n é a região que satisfaz m^n_{req} e m^n_{ac}, mas não satisfaz m^m_{req}, embora satisfaça m^m_{ac} $(m \neq n)$; C_n é a região que satisfaz m^n_{ac}, mas não m^n_{req} $(C \equiv C_1 \cap C_2)$, e D é a região de último recurso. Assim, podemos ter as seguintes regiões de prioridade, tal como se analisa em [20]:

1. Se $m^n_{req} > Op^n$ para ambas as funções objectivo $(n = 1, 2)$, então existem 5 regiões de prioridade (figura 3.2 – Caso 1), sendo a região D a de último recurso.

2. Se $m^n_{req} > Op^n$ para uma das funções objectivo, mas para a outra $m^m_{req} < op^m < m^m_{ac}$ $(m \neq n)$, então existem 3 regiões de prioridade (figura 3.2 – Caso 2).

3. Se $m^n_{req} < Op^n < m^n_{ac}$ para ambas as funções objectivo, então existem 2 regiões de prioridade.

4. Se $m^n_{ac} < Op^n$ para ambas as funções objectivo, então só existe uma região de pesquisa. Neste caso, tal como já foi referido, apenas vamos seleccionar uma solução (a primeira a ser encontrada), o que corresponde a eliminar a possibilidade de encaminhamento alternativo.

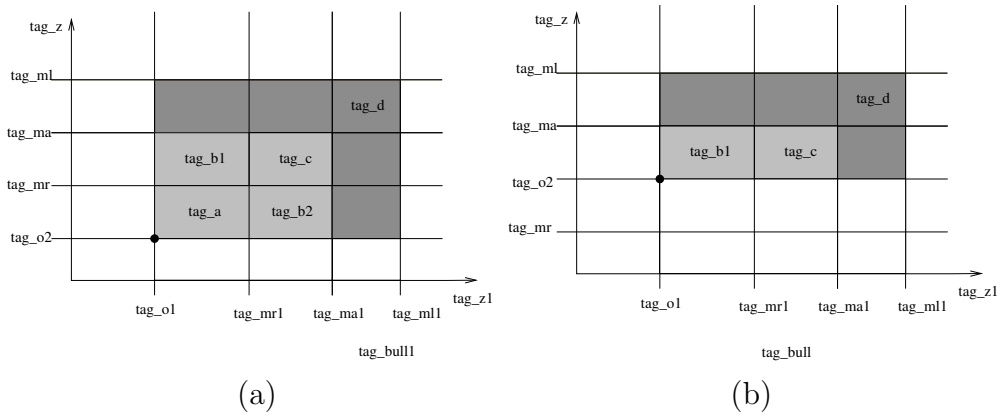


Figura 3.2: Caso 1: Regiões de prioridade (A, B_1, B_2, C, D); Caso 2: Regiões de prioridade (B_1, C, D).

Existe ainda a possibilidade de haver concordância entre as duas métricas para um determinado par O-D num determinado instante e o óptimo ideal ser solução admissível. Nesse caso, o conjunto de soluções não dominadas fica reduzido a um ponto que corresponde à solução óptima para as duas funções objectivo. No caso do encaminhamento alternativo, como precisamos de mais soluções, a nossa pesquisa de soluções continua nas regiões de prioridade existentes neste caso (dada a localização relativa da solução óptima face ao valores requeridos e aceitáveis para ambas as métricas), tal como se descreveu anteriormente.

Assim, os limites das regiões de prioridade que dependem dos óptimos de cada função objectivo vão sendo sucessivamente alterados, podendo, em certas situações, não conter os valores requeridos e, por vezes, os valores aceitáveis das funções objectivo, se estes se mantiverem fixos. Para ultrapassar este problema relacionado com a utilização de regiões de prioridade será proposta, no capítulo 4, uma técnica de alteração dinâmica dos valores aceitáveis e requeridos das duas funções objectivo, em função do estado da rede.

Capítulo 4

Um Método de Encaminhamento Dinâmico Multiobjectivo – Modelo para Redes Mono-serviço[1]

4.1 Introdução

O encaminhamento dinâmico tem sido introduzido em diferentes redes de telecomunicações inter-centrais com o objectivo principal de melhorar o desempenho dessas redes, especialmente em situações críticas, tais como as que resultam de avarias ou sobrecargas de tráfego. Existem vários tipo de encaminhamento dinâmico para redes com comutação por circuitos. Apresenta-se neste capítulo um novo método de

[1] O conteúdo deste capítulo baseia-se parcialmente nos seguintes artigos:

– J. Craveirinha, L. Martins, T. Gomes, C.H. Antunes, and J. Clímaco. A new multiple objective dynamic routing method using implied costs. *Journal of Telecommunications and Information Technology*, (3):50–59, 2003.

– L. Martins, J. Craveirinha, J. Clímaco, and T. Gomes. Implementation and performance of a new multiple objective dynamic routing method for multiexchange networks. *Journal of Telecommunications and Information Technology*, (3):60–66, 2003.

– J. Craveirinha, L. Martins, J. Clímaco, and L. Jorge. On the performance analysis of a heuristic approach dedicated to a multiobjective dynamic routing model. In *Proc. of the 3st International Conference on Decision Support for Telecommunications and Information Society*, pages 1–13. Warsaw, September 2003.

– L. Martins, J. Craveirinha, J. Clímaco, and T. Gomes. On a bi-dimensional dynamic alternative routing method. To appear in *European Journal of Operational Research*, 2004.

encaminhamento multiobjectivo do tipo PSDR (*Periodic State Dependent Routing*) [1] admitindo controlo centralizado. Uma possível variante do método com controlo distribuído também será discutida na secção 4.7.

Nos métodos de encaminhamento centralizado existe um sistema que centraliza o processo de selecção de caminhos e envia periodicamente, para cada nó da rede (ou centro de comutação), a informação sobre quais os melhores caminhos existentes para cada destino, de acordo com determinado critério de optimização. Por outro lado, a selecção dos caminhos é feita com base em medições de certos parâmetros (nomeadamente parâmetros de GoS[2]), disponibilizadas pelos mesmos centros de comutação, tais como ocupações nos feixes, atrasos, bloqueio, largura de banda disponível, etc. O intervalo de tempo entre duas actualizações sucessivas é tipicamente da ordem dos $10s$ [1, 13]. Assim, os caminhos válidos em cada intervalo de tempo deverão ser os "melhores" disponíveis em função do estado da rede. Daí que se designe este método de encaminhamento como *dependente do estado* [49]. É de notar que os caminhos fornecidos aos centros de comutação num determinado intervalo de tempo são determinados a partir de medições referentes a intervalos de tempo anteriores e, por conseguinte, acabam por ser calculados a partir de estimativas dos parâmetros pertinentes, as quais, por sua vez, são baseadas em medições feitas em instantes anteriores.

O método de encaminhamento proposto neste capítulo, designado por MODR (*Multiobjective Dynamic Routing*), está formulado para redes fortemente emalhadas com comutação por circuitos, mono-serviço, sendo a sua extensão para redes multi-serviço apresentada no capítulo 5. Este método escolhe, de acordo com um modelo bi-critério de optimização definido ao nível do desempenho global da rede, o "melhor" conjunto possível de caminhos em função da actualização periódica de medidas de tráfego oferecido. Este método de encaminhamento utiliza uma heurística que permite a escolha de caminhos para toda a rede em cada intervalo de actualização de caminhos, baseada num algoritmo de determinação de caminhos mais curtos bi-objectivo. Esta heurística

[2]Grau de serviço (*Grade of service*) [47]: "um número de variáveis de engenharia do tráfego utilizadas para fornecer uma medida da adequação de um grupo de recursos, em condições especificadas. Estas variáveis de grau de serviço podem ser probabilidade de perda, atraso do sinal de marcar, etc."

permite superar a potencial instabilidade e ineficácia das soluções calculadas directamente pelo algoritmo de caminhos mais curtos bi-objectivo e seleccionar caminhos alternativos para todos os pares de nós que são "boas" soluções de compromisso para o problema de encaminhamento na rede.

Neste capítulo, é apresentada, em primeiro lugar, a arquitectura do sistema de encaminhamento nas suas componentes de sistema de gestão de encaminhamento e sistema de controlo/gestão de encaminhamento em tempo real, bem como o sistema de medições e cálculo dos parâmetros incluídos no modelo multiobjectivo de determinação de caminhos ponto-a-ponto. Na secção 4.3, apresenta-se os aspectos essenciais do método de encaminhamento proposto. Assim, na subsecção 4.3.1, descreve-se o modelo analítico da rede de teletráfego subjacente ao método. O modelo de encaminhamento no MODR é apresentado na subsecção 4.3.2 com base na formulação de um problema bi-objectivo de encaminhamento dinâmico alternativo na rede. Neste problema as métricas a minimizar foram o bloqueio nos arcos e o custo implícito de aceitação de uma chamada num feixe em termos do seu efeito sobre os restantes fluxos de tráfego na rede, definido por Kelly [58]. Este último conceito revelou-se muito importante em routing, tendo sido utilizado em alguns modelos de encaminhamento (mono-objectivo), nomeadamente em [58, 72, 73, 75]. Na subsecção 4.3.3, é descrito o modelo bi-objectivo associado ao cálculo dos caminhos ponto-a-ponto. Um problema de instabilidade, resultante de se aplicar directamente o algoritmo de determinação de caminhos mais curtos bi-objectivo para todos os fluxos de tráfego simultaneamente, é analisado na subsecção 4.3.4. Uma heurística para ultrapassar a instabilidade referida e permitir a selecção síncrona de caminhos em função de dois critérios de desempenho global da rede é apresentada na subsecção 4.3.5. Na secção 4.4, são analisados as trocas de informação necessárias ao funcionamento do sistema de encaminhamento MODR. Os resultados analíticos e de simulação que conduziram à primeira formulação deste método de encaminhamento são apresentados na secção 4.5, incluindo a comparação de desempenho por via simulacional com os métodos de encaminhamento dinâmico de referência RTNR, DAR e DCR, para três redes de teste. Na secção 4.6, é ainda apresentada uma segunda versão do método obtida através da análise de desempenho de variantes da heurística usando

relaxações de valores previamente calculados de cada uma das métricas de desempenho global da rede. Finalmente, na secção 4.7, é apresentado um estudo prévio tendo em vista uma futura descentralização deste método de encaminhamento. É apresentado, ainda, o Apêndice A que inclui a descrição das redes de teste usadas na análise de desempenho do método.

4.2 Arquitectura do Sistema de Encaminhamento

O método MODR é do tipo PSDR, (*Periodic State Dependent Routing*) – o princípio PSDR está descrito na contribuição D.42 (1997) do grupo 2 - ITU-T[3]. Esta é uma primeira formulação com controlo centralizado, prevendo-se futura formulação em que parte das funções de controlo são distribuídas por afectação às centrais.

Este método escolhe o conjunto de caminhos para a rede em cada instante $t = n\mathcal{T}$ $(n = 1, 2, \ldots)$, sendo $\mathcal{T}$ o intervalo de tempo de actualização de caminhos. Nesta formulação, esta escolha baseia-se na análise do estado da rede feita a partir de estimativas de tráfego oferecido (baseadas em medições realizadas em intervalos de tempo anteriores) e é feita de acordo com os objectivos para o desempenho global da rede, estabelecidos para o método. A alteração dos caminhos na rede, feita através do sistema de encaminhamento (cuja arquitectura é representada na figura 4.1), é válida no intervalo de tempo de ordem n, $n\mathcal{T} \leq t < (n+1)\mathcal{T}$. Este intervalo será referido simplesmente por intervalo de tempo t_n. Admite-se que, relativamente ao referido intervalo de tempo, o processo de escolha de caminhos tem uma duração desprezável.

É de notar que o método de encaminhamento dinâmico apresentado neste capítulo é referente a redes mono-serviço ($s = 1$), pelo que a notação introduzida no capítulo 3, referente a redes multi-serviço, se simplifica ligeiramente omitindo-se o índice s. Assim, em vez da referência ao fluxo tráfego f_s, da classe de serviço s, referir-se-á apenas $f = (\gamma, v_i, v_j)$ para designar um fluxo de tráfego do único serviço existente

[3]Esta contribuição passou a recomendação [50] e a designação PSDR desapareceu tendo sido substituída por *centralised SDR*.

na rede. Então, o plano de encaminhamento alternativo para o fluxo de tráfego f no intervalo de tempo t_n (de acordo com a definição 3.2.5) é definido pelo conjunto $R_t(f) = \{r^1(f), r^2(f), \ldots, r^M(f) : r^i(f) \in \mathcal{D}(f)\}$ onde $\mathcal{D}(f)$ é o domínio de encaminhamento para o fluxo f (definição 3.2.4) e $r^i(f)$ é o caminho de i-ésima escolha no referido intervalo de tempo.

Definição 4.2.1 *O conjunto de caminhos $\overline{R}_t$, que definem o plano de encaminhamento para a rede N, no instante t, é tal que:*

$$\overline{R}_t = \{R_t(f_1), R_t(f_2), \ldots, R_t(f_{|F|})\}$$

Definição 4.2.2 *O conjunto de caminhos $R_t(v_i) \subset \overline{R}_t$ com origem nó v_i, no instante t, é tal que:*

$$R_t(v_i) = \{R_t(f) : f = (\gamma, v_i, v_d), v_d \neq v_i\}$$

O conjunto $R_t(v_i)$ corresponde às vulgarmente designadas *tabelas de encaminhamento* do nó v_i no caso em que é usado *source routing*, i.e., no caso em que todo o caminho é definido no nó origem das chamadas.

Um método de encaminhamento do tipo centralizado como o MODR pressupõe a existência de um Sistema Gestor capaz de actuar sobre cada nó da rede e alterar-lhe as respectivas tabelas de encaminhamento. Estas tabelas são, então, determinadas de forma centralizada, no Sistema Gestor, em função de medições de grau de serviço feitas periodicamente quase em tempo-real, sendo o período típico de actualização das mesmas da ordem dos 10s, no caso das redes telefónicas. Por outro lado, sendo um método de encaminhamento dependente do estado, procurará estabelecer o encaminhamento das chamadas nos melhores caminhos, em função da informação que tiver disponível sobre o estado da rede. Na figura 4.1, está representada a arquitectura do Sistema de Encaminhamento, cujas componentes essenciais se descrevem a seguir. Assim, o *Sistema de Encaminhamento* que assegura a gestão e controlo de encaminhamento deverá ser constituído pelos seguintes subsistemas:

- *Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS*, onde são guardadas as medições feitas pelos centros de comutação e estimados, a partir destas, os valores que deverão ser comunicados ao módulo *Caminhos MODR*;

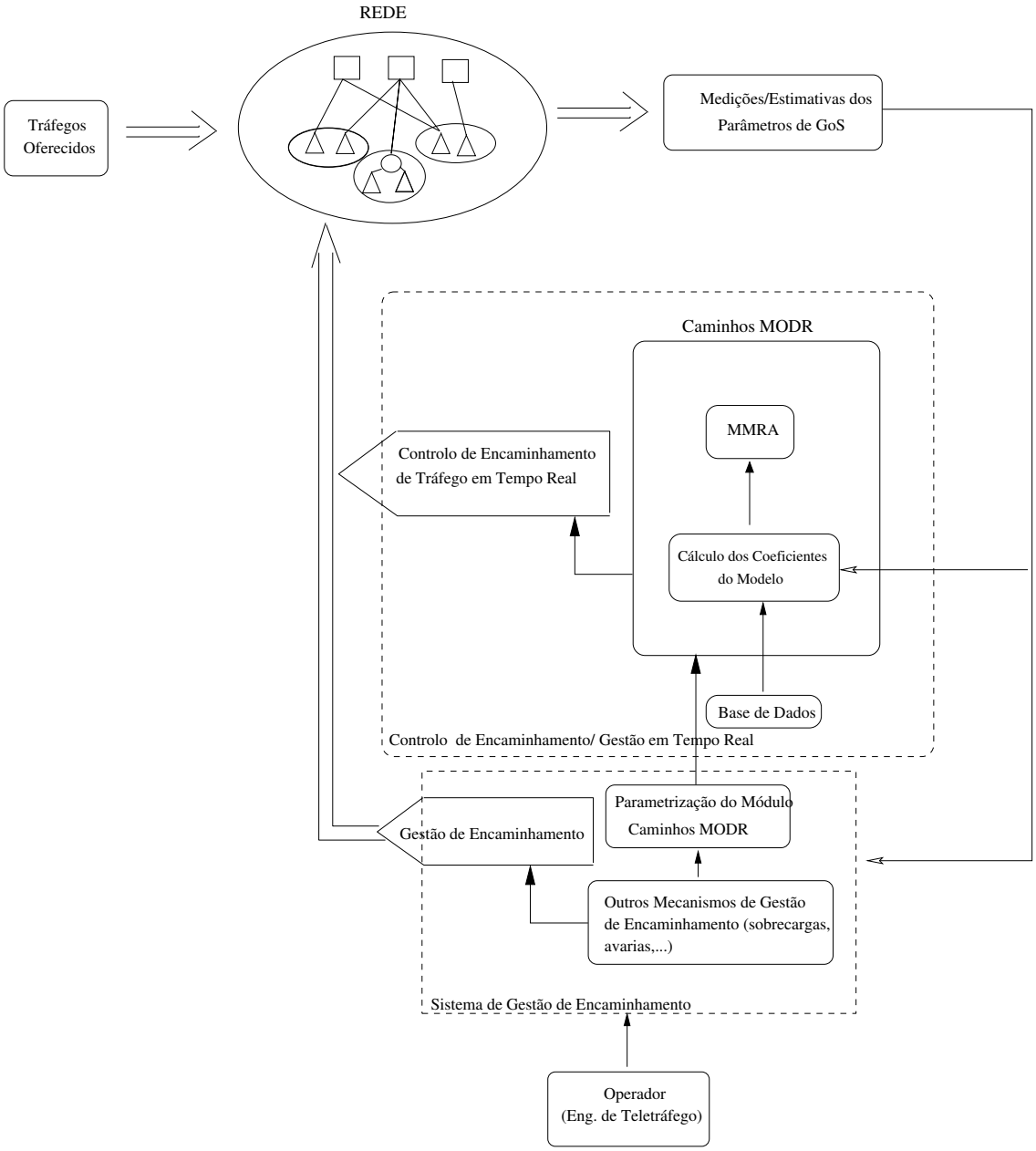


Figura 4.1: Arquitectura do Sistema de Encaminhamento.

- *Controlo de Encaminhamento / Gestão em Tempo Real*, que determina o controlo de encaminhamento de tráfego em tempo-real. É constituído pelos seguintes módulos:

  - *Caminhos MODR*, onde é escolhido, em cada intervalo de tempo t_n, o plano de encaminhamento para a rede de acordo com o modelo MODR. Inclui os

módulos:

  * *MMRA*, constituído pelo algoritmo de cálculo de caminhos mais curtos bi-objectivo apresentado na secção 4.3.3;
  * *Cálculo dos Coeficientes do Modelo*, que calcula, a partir dos valores fornecidos pelo módulo de *Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS* e de dados provenientes do submódulo de *Parametrização do Módulo Caminhos MODR* (pertencente ao *Sistema de Gestão de Encaminhamento*), todos os coeficientes do algoritmo MMRA;

- *Base de Dados*, onde é mantida a informação sobre a estrutura da rede em termos de nós e arcos (e suas capacidades), necessária para o funcionamento do módulo *Caminhos MODR*.

• *Sistema de Gestão de Encaminhamento* responsável pela gestão do encaminhamento a médio prazo, que inclui os módulos:

- *Parametrização do módulo Caminhos MODR*, permitindo:
  * especificar o número de caminhos alternativos para cada par de centrais (que poderá ser alterado em função da utilização de outros mecanismos de gestão de tráfego, nomeadamente em função de avarias);
  * alterações eventuais no período de actualização dos caminhos ou no período de actualização de estimativas (período de estimação).
- *Outros Mecanismos de Gestão* - que poderá incluir subsistemas de:
  * reconfiguração da rede de modo a responder a sobrecargas ou a avarias;
  * redimensionamento da rede em função de alterações dos padrões de tráfego;

Na figura 4.1, estão ainda representados os fluxos de informação envolvidos no Sistema de Encaminhamento. É de notar, ainda, que o Sistema de Gestão de Encaminhamento, cuja especificação detalhada ultrapassa o âmbito deste trabalho, deverá actuar numa escala de tempo significativamente maior quando comparada à do Sistema de Gestão de Encaminhamento em Tempo Real.

4.3 Método MODR

Os métodos clássicos de encaminhamento dinâmico, nomeadamente para redes com comutação por circuitos, foram desenvolvidos especialmente para redes bastante emalhadas [68]. Nestas redes, os caminhos de primeira escolha são constituídos pelos arcos directos sempre que estes existam, enquanto os caminhos alternativos vão variando em função do estado da rede.

Assim, o método MODR escolhe simultaneamente para todos os pares O-D, em cada intervalo de actualização de caminhos, o conjunto de caminhos alternativos que melhor se adequa ao estado da rede de acordo com um modelo bi-critério, a seguir descrito. Ao nível do desempenho global da rede, este método é formulado como bi-objectivo, sendo os objectivos a minimizar o bloqueio médio na rede e o máximo dos bloqueios ponto-a-ponto.

O problema de encontrar os caminhos alternativos que maximizem o tráfego transportado na rede é, só por si, um problema de complexidade não polinomial–completa (*NP-Complete*) [22]. Donde, a determinação dos caminhos alternativos que sejam uma boa solução de compromisso para o modelo bi-objectivo é um problema de complexidade muito elevada sendo resolvido, no âmbito do método MODR, recorrendo a uma heurística que permite a escolha dos caminhos alternativos para todos os pares O-D em cada intervalo de actualização de caminhos, por sua vez baseada num algoritmo de cálculo de caminhos mais curtos bi-objectivo. É de referir que os problemas de cálculo de caminhos mais curtos aparecem com frequência como subproblemas em problemas complexos de optimização em redes [2].

O algoritmo de cálculo de caminhos mais curtos bi-objectivo utilizado pelo MODR e designado por MMRA (*Modified Multiobjective Routing Algorithm*) usa como métricas o bloqueio nos arcos e os custos implícitos tal como foram definidos por Kelly em [58]. Este algoritmo foi reformulado a partir dos conceitos apresentados no capítulo 3, com vista à sua utilização no âmbito do MODR.

4.3.1 Modelo Analítico da Rede de Teletráfego

O modelo de tráfego apresentado a seguir aplica-se a redes com comutação por circuitos com tráfego monocanal, com perdas e com encaminhamento alternativo. Nestas redes, uma chamada do fluxo f, do nó v_o para o nó v_d, pode tentar um conjunto de caminhos $r^1(f), r^2(f), \ldots, r^M(f)$, por esta ordem, válidos no intervalo de tempo t_n. A chamada será transportada pelo primeiro caminho com pelo menos um canal livre[4] em cada um dos seus arcos, ficando de seguida ocupados durante o tempo de duração da chamada. Se nenhum dos caminhos satisfizer esta condição, então a chamada será perdida.

É de notar que canal (ou circuito) é definido como sendo a capacidade do arco necessária para transportar uma chamada do fluxo $f = (\gamma, v_o, v_d)$, sendo $\gamma = (d_k, h)$ o caracterizador de tráfego e d_k ($d_k = \text{const.}$, $\forall l_k \in L$) a largura de banda ocupada pela referida chamada. No caso presente de tráfego monocanal, $d_k = 1$.

Por questões de clareza de exposição apresenta-se, em primeiro lugar, o caso mais simples (caso A), correspondente ao encaminhamento fixo sem transbordo e, de seguida, o caso B, correspondente ao encaminhamento com um caminho alternativo, que é o caso de interesse para o método MODR.

Caso A: encaminhamento fixo sem transbordo

Partindo da hipótese dos fluxos f, na rede, serem de Poisson (homogéneos) e independentes, estes podem ser caracterizados pelas médias $A_t(f) = I_t(f) * h$ em que $I_t(f)$ é a intensidade média de chegadas no intervalo de tempo $t = t_n$ e h é a duração média de uma chamada. Sejam os bloqueios médios nos arcos B_k, com $k = 1, 2, \ldots, |L|$, soluções das equações

$$B_k = E\left(\sum_{f:l_k \in r(f)} A_t(f) \prod_{l_j \in r(f)-\{l_k\}} (1 - B_j), C_k\right) \tag{4.1}$$

onde o somatório é estendido a todos os fluxos cujos caminhos contenham o arco l_k e em que $E(A, C)$ é a formula de Erlang-B que dá a probabilidade de bloqueio num feixe

[4] É de notar que não se está a considerar a existência de reserva de circuitos para protecção de tráfego directo.

com capacidade C e com tráfego oferecido A num sistema M/M/c, com perda:

$$E(A,C) = \frac{A^C}{C!}\left[\sum_{i=0}^{C}\frac{A^i}{i!}\right]^{-1} \tag{4.2}$$

$A_t(f)$ representa o tráfego ponto-a-ponto correspondente ao fluxo f o qual neste caso só pode utilizar um caminho (fixo) $r(f) \equiv r^1(f)$ no intervalo de tempo t_n. Uma aproximação para o bloqueio no caminho $r(f)$ é dada por:

$$L_{r(f)} = 1 - \prod_{l_k \in r(f)} (1 - B_k) \tag{4.3}$$

Por outro lado, admitindo que os arcos bloqueiam independentemente uns dos outros, o tráfego oferecido a cada arco de um dado caminho $r(f)$ continua a ser um fluxo de Poisson cuja média é dada por:

$$\rho_k = \sum_{f:l_k \in r(f)} A_t(f) \prod_{l_j \in r(f)-\{l_k\}} (1 - B_j) \tag{4.4}$$

Sabe-se que (4.1) tem uma solução, que é única, designada em [58] por ponto-fixo de Erlang, conforme se refere adiante.

O tráfego marginal transportado no caminho $r(f)$ (caminho $r^1(f)$ do fluxo f), entendido como a parte do tráfego transportado no caminho $r^1(f)$ que está associada ao fluxo do tráfego f, é então dado por:

$$\lambda_{r(f)} = A_t(f) \prod_{l_k \in r(f)} (1 - B_k) \tag{4.5}$$

Assim sendo, o *custo implícito*, para tráfego monocanal, associado à aceitação de uma chamada do fluxo $f = (\gamma, v_o, v_d)$ no arco l_k é, tal como foi definido por Kelly [58], dado por:

$$c_k = \eta_k (1 - B_k)^{-1} \sum_{f:l_k \in r(f)} \lambda_{r(f)} \left(w_r - \sum_{l_j \in r(f)-\{l_k\}} c_j \right) \tag{4.6}$$

c_k representa o custo de transporte de uma chamada no feixe l_k e engloba os efeitos no resto da rede resultantes de se ter aceitado uma chamada que usa este arco. Em particular, inclui o efeito noutros fluxos que usam caminhos que também incluem o feixe l_k. Este custo é expresso no valor médio do acréscimo de chamadas perdidas no

feixe l_k resultante da ocupação de mais um circuito nesse feixe. w_r é a receita ilíquida correspondente ao estabelecimento de uma comunicação através do caminho $r(f)$ e

$$\eta_k = [E(\rho_k, C_k - 1) - E(\rho_k, C_k)] \tag{4.7}$$

representa o aumento de bloqueio no arco l_k pela perda de capacidade de um circuito nesse arco.

Pode ainda escrever-se na forma

$$c_k = \eta_k(1 - B_k)^{-1} \sum_{f:l_k \in r(f)} \lambda_{r(f)} \left(s_{r(f)} + c_k\right) \qquad s_{r(f)} = w_r - \sum_{l_k \in r(f)} c_k \tag{4.8}$$

em que $s_{r(f)}$ é a receita líquida associada ao tráfego transportado na rota $r(f)$.

Método de cálculo dos c_k:

Os custos c_k podem ser calculados de forma iterativa através do Método da Iteração de Ponto Fixo de acordo com [58].

Seja a aplicação $\mathcal{F} : \mathbb{R}^{|L|} \to \mathbb{R}^{|L|}$ em que $\mathcal{F} = (\mathcal{F}_1, \mathcal{F}_2, \ldots, \mathcal{F}_{|L|})$ tal que:

$$\mathcal{F}_k(x) = \eta_k(1 - B_k)^{-1} \sum_{f:l_k \in r(f)} \lambda_{r(f)} \left(w_r - \sum_{l_j \in r(f) - \{l_k\}} x_j \right) \tag{4.9}$$

Por outro lado, seja$||c||_A = \max_{r(f), l_k} \left\{ \sum_{l_j \in r(f) - \{l_k\}} |c_j| \right\}$ uma norma em $\mathbb{R}^{|L|}$. Prova-se que $\mathcal{F}$ é uma contracção no sentido da norma $||.||_A$ se o tráfego na rede não for demasiado elevado, i.e., se $\eta_k \rho_k < 1$ e se os caminhos existentes não forem demasiado longos, ou seja:

$$\max_{r(f)} \max_{l_k \in r(f)} \left\{ \sum_{l_j \in r(f) - \{l_k\}} \eta_k \rho_k \right\} < 1$$

Por conseguinte, a substituição repetida de $x = (x_1, \ldots, x_{|L|})$ em (4.9) permite obter uma sucessão $\mathcal{F}^m(x), m = 1, 2, \ldots$ que converge para a solução de $\{x_k = \mathcal{F}_k(x), \quad k = 1, 2, \ldots, |L|\}$.

Prova-se ainda que, sendo $a \in]0, 1[$, e $\mathcal{F}_{(a)} : \mathbb{R}^{|L|} \to \mathbb{R}^{|L|}$ tal que:

$$\mathcal{F}_{(a)}(x) = (1 - a)x + a\mathcal{F}(x) \tag{4.10}$$

então a sequência $\mathcal{F}^m_{(a)}(x), m = 1, 2, \ldots$, resultado da substituição repetida, converge para a solução, quaisquer que sejam as condições de tráfego na rede e quaisquer que

sejam os caminhos, desde que se verifique a condição $a < |L|^{-1}$, em que $|L|$ é o número total de arcos na rede.

Método de cálculo dos B_k:

O cálculo do bloqueio nos arcos, B_k, é feito, como já foi referido, através de uma iteradora de ponto fixo que se pode sintetizar da seguinte forma (partindo de um valor inicial $\rho_k^{(0)}$ e depois de fixados os valores de C_k e $A_t(f)$):

$$\begin{aligned} B_k^{(i+1)} &= B(\rho_k^{(i)}, C_k) \\ \rho_k^{(i+1)} &= \sum_{f:l_k \in r^1(f)} A_t(f) \prod_{l_j \in r^1(f)-\{l_k\}} (1 - B_j^{(i+1)}) \\ & \quad (i = 0, 1, 2, \ldots) \end{aligned}$$

Este método de aproximações sucessivas, tipicamente convergente, pára depois de satisfeito um critério de convergência pré-estabelecido. Uma análise detalhada deste problema numérico está feita em [26].

Caso B: Encaminhamento com um caminho alternativo

Neste caso, $\forall f = (\gamma, v_o, v_d),\ R_t(f) = \{r^1(f), r^2(f)\}$.

Admite-se, tal como noutros modelos de encaminhamento dinâmico alternativo (por exemplo em [58] ou [7]), uma simplificação no modelo de tráfego em que se utiliza o modelo de Erlang-B para cálculo das probabilidades de bloqueio nos arcos, tendo em vista evitar um excessivo custo computacional na resolução numérica do modelo de teletráfego para a rede. Note-se que, no contexto do MODR, esse modelo tem de ser resolvido um número muito elevado de vezes no contexto da heurística de cálculo síncrono dos caminhos para todos os fluxos, descrita na subsecção 4.3.5.

Seja ainda ρ_k o tráfego oferecido ao arco k. Então o bloqueio nesse arco é aproximado (continuando a admitir como primeira aproximação) por:

$$B_k = E\left(\rho_k, C_k\right) \tag{4.11}$$

A probabilidade de não bloqueio no caminho $r^i(f)$ com $i = 1, 2$ é:

$$1 - L_{r^i(f)} = \prod_{l_j \in r^i(f)} (1 - B_j) \tag{4.12}$$

Por outro lado, continuando a admitir que os arcos bloqueiam independentemente uns dos outros, o tráfego oferecido a cada arco é dado por:

$$\rho_k = \sum_{f:l_k \in r^1(f)} A_t(f) \prod_{l_j \in r^1(f)-\{l_k\}} (1-B_j) + \sum_{f:l_k \in r^2(f)} A_t(f) L_{r^1(f)} \prod_{l_i \in r^2(f)-\{l_k\}} (1-B_i) \tag{4.13}$$

Os tráfegos marginais transportados nos caminhos $r^1(f)$ e $r^2(f)$ associados ao fluxo f são, respectivamente:

$$\lambda_{r^1(f)} = A_t(f) \prod_{l_j \in r^1(f)} (1-B_j) \tag{4.14}$$

$$\lambda_{r^2(f)} = A_t(f) L_{r^1(f)} \prod_{l_j \in r^2(f)} (1-B_j) \tag{4.15}$$

Assim sendo, o custo implícito associado ao arco l_k resultante de se cursar uma chamada do fluxo $f = (\gamma, v_o, v_d)$ através da rede é dado (da equação (7.11) de [58] e tendo em conta a presente notação):

$$c_k = \eta_k (1-B_k)^{-1} \left[\sum_{f:l_k \in r^1(f)} \lambda_{r^1(f)} \left(s_{r^1(f)} + c_k \right) + \sum_{f:l_k \in r^2(f)} \lambda_{r^2(f)} \left(s_{r^2(f)} + c_k \right) \right] \tag{4.16}$$

$$s_{r^2(f)} = w_r - \sum_{l_j \in r^2(f)} c_j \tag{4.17}$$

$$s_{r^1(f)} = w_r - \sum_{l_j \in r^1(f)} c_j - \left(1 - L_{r^2(f)}\right) s_{r^2(f)} \tag{4.18}$$

em que $s_{r^i(f)}$ é a receita líquida correspondente ao caminho $r^i(f)$ do fluxo f. O valor $(1 - L_{r^2(f)}) s_{r^2(f)}$ que aparece na expressão anterior de $s_{r^1(f)}$ representa o que se perde em média na rota $r^1(f)$ por se poder encaminhar chamadas perdidas em $r^1(f)$ pelo caminho de segunda escolha, $r^2(f)$, se ele não estiver bloqueado.

Definição 4.3.1 *O conjunto de caminhos R_k, de todos os fluxos de tráfego que usam o arco l_k, no instante t, é:*

$$R_k = \{r(f) \in R_t(f_1) \cup \ldots \cup R_t(f_{|\mathcal{F}|}) : l_k \in r(f)\}$$

As relações (4.11–4.18), assim como as relações correspondentes para encaminhamento fixo, definem implicitamente um sistema de equações não lineares em B_k e c_k:

$$\begin{cases} B_k &= \beta_k\left(\overline{B}, \overline{C}, \overline{A_t}, R_k\right) & (4.19) \\ c_k &= \alpha_k\left(\overline{c}, \overline{B}, \overline{C}, \overline{A_t}, R_k\right) & (4.20) \\ (k &= 1, 2, \ldots, |L|) \end{cases}$$

em que $\overline{A}_t$ representa a matriz de tráfego oferecido, cujos elementos são $A_t(f)$; $\overline{B}$ e $\overline{c}$ representam, respectivamente, as matrizes correspondentes aos bloqueios B_k e aos custos implícitos c_k nos arcos, no intervalo de tempo $t = t_n$.

É de notar as interdependências entre $\{c_k\}$ e $\{B_k\}$ e entre estes dois conjuntos de parâmetros e o plano de encaminhamento $\overline{R}_t$ definido para rede para o intervalo de tempo t_n (através de R_k).

Este sistema de equações é resolvido através de duas iteradoras de ponto fixo, tal como já foi referido para o caso do encaminhamento fixo, embora no caso do encaminhamento alternativo a solução possa não ser única [58].

É de referir que, nas iteradoras implementadas, quer para o cálculo do bloqueio em todos os arcos da rede quer para o cálculo dos respectivos custos implícitos, foi requerido que a norma L_2 (distância euclidiana) do vector das diferenças relativas, quer para os B_k quer para os c_k, em sucessivas iterações fosse menor do que 10^{-6}.

Caminhos não disjuntos

É de notar que toda a formulação anterior, relativa ao encaminhamento alternativo, se refere ao caso em que os caminhos $r^1(f)$ e $r^2(f)$ são disjuntos, i.e., sem arcos em comum. No caso destes caminhos não serem disjuntos, o tráfego transportado no segundo caminho é dado por:

$$\lambda'_{r^2(f)} = A_t(f) \cdot \textit{Probabilidade de } r^2(f) \textit{ estar em uso} \tag{4.21}$$

Por sua vez, de acordo com [12]:

$$\textit{Prob. de } r^2(f) \textit{ estar em uso} = \textit{Prob. de } r^1(f) \textit{ estar ocupado} \wedge r^2(f) \textit{ estar livre}$$

então

$$\lambda'_{r^2(f)} = A_t(f) * \left(1 \quad - \prod_{l_j \in r^1(f) \wedge l_j \notin r^2(f)} (1 - B_j)\right) \prod_{l_j \in r^2(f)} (1 - B_j) \tag{4.22}$$

e deverá ser esta a expressão a usar em vez de (4.15).

4.3.2 O Modelo de Encaminhamento no Método MODR

Nos métodos clássicos de encaminhamento dinâmico, o objectivo, ao nível do desempenho global da rede, é normalmente maximizar o tráfego transportado, maximizando assim a receita total obtida, inclusivé em situações anormais de funcionamento, como é o caso de sobrecargas de tráfego e de falhas na rede. No entanto, sobretudo em métodos de dimensionamento da rede, que por sua vez estão profundamente relacionados com os métodos de encaminhamento, é habitual introduzir-se a restrição adicional de o máximo do bloqueio ponto-a-ponto não ultrapassar um determinado limiar [34]. Esta restrição deve-se ao facto de, quando se tenta maximizar o tráfego transportado, normalmente está-se a privilegiar os fluxos de tráfego de maior intensidade, deixando-se muitas vezes os de menor intensidade com maior bloqueio.

Em contrapartida, o método de encaminhamento MODR é de tipo bi-objectivo ao nível do desempenho da rede, procurando simultaneamente maximizar o tráfego transportado (o que é equivalente a minimizar o bloqueio médio na rede B_m) e minimizar o máximo dos bloqueios ponto-a-ponto B_M, oferecendo assim uma qualidade de serviço global mais equitativa. Este método de encaminhamento procura, então, numa rede fortemente emalhada, em cada intervalo de tempo t_n, os caminhos alternativos que melhor se adaptam às condições de tráfego oferecido à rede de modo a cumprir os objectivos anteriores, considerando que o caminho de primeira escolha é o feixe directo, sempre que este exista, pois é sabido que esta primeira escolha é a mais eficiente do ponto de vista do transporte de tráfego na rede. Quando não existe feixe directo entre o nó origem e o nó destino, $r^1(f)$ será escolhido entre os caminhos com menor número de arcos, de acordo com o modelo bi-objectivo MMRA; obviamente, se houver apenas um caminho mais curto (em termos do número de arcos), será esse o escolhido para $r^1(f)$.

Considere-se que o tráfego total oferecido à rede no intervalo de tempo t_n é dado

por:

$$A_t^o = \sum_{f \in F} A_t(f) \tag{4.23}$$

Vai-se assim formalizar o *problema de encaminhamento alternativo dinâmico* na rede N, no âmbito do método MODR, como um problema bi-objectivo ao nível do desempenho global da rede, nas variáveis de decisão $\overline{R}_t$:

(Problema $\mathcal{P}_N^{(2)}$)

$$\min_{\overline{R}_t} B_m = \sum_{f \in F} \frac{A_t(f)B(f)}{A_t^0} \tag{4.24}$$

$$\min_{\overline{R}_t} B_M = \max_{f \in F} \{B(f)\} \tag{4.25}$$

s. a.

$$B(f) = L_{r^1(f)} L_{r^2(f)} \tag{4.26}$$

e equações (4.11)–(4.13)

O método MODR escolhe as rotas de forma síncrona, no sentido em que escolhe, simultaneamente, para todos os pares O-D em cada período de actualização de caminhos, não só o conjunto de caminhos alternativos, como também, eventualmente, alguns caminhos de primeira escolha para os quais não existam arcos directos. A solução procurada pelo MODR, $\overline{R}_t$, correspondente a todas as rotas seleccionadas na rede, será aquela que representa um 'melhor'compromisso entre bloqueio médio e bloqueio máximo, de acordo com a aproximação bi-objectivo utilizada.

Em [22] demonstra-se que o problema de encaminhamento alternativo mono-objectivo associado à função objectivo (4.24) é *NP-complete*, supondo *quasi*-estacionaridade no tráfego em sucessivos períodos de actualização de rotas (i.e., admitindo que as características estocásticas do tráfego permanecem estacionárias durante intervalos de tempo que são grandes comparados com o tempo de resolução do problema). Este problema mono-objectivo é ainda *NP-complete* mesmo no caso mais simples, ou "degenerado", em que não há rota alternativa ($M = 1$).

No caso presente, temos uma formulação bi-objectivo deste tipo de problema. Tendo ainda em conta a natureza e as interdependências entre as funções B_m (4.24) e B_M

(4.25) e a sua dependência do plano de encaminhamento $\overline{R}_t$ (via $\{B(f)\}$ dado por (4.26) e (4.11)–(4.13), estas são fortes indicações da extrema intratabilidade do problema$\mathcal{P}_N^{(2)}$, sendo o mesmo "resolvido" através duma heurística que permite a escolha síncrona dos caminhos alternativos que por sua vez é baseada num algoritmo de cálculo de caminhos mais curtos bi-objectivo, tal como já foi referido.

O facto da heurística proposta se basear num algoritmo de caminhos mais curtos bi-objectivo resulta do facto, ilustrado na secção seguinte 4.3.4, de que a minimização dos custos implícitos dos caminhos tende a minimizar o bloqueio médio enquanto a minimização dos bloqueios nos caminhos tende a minimizar o bloqueio máximo ponto-a-ponto.

Começaremos então a explanação da aproximação proposta com a descrição de um algoritmo de cálculo de caminhos mais curtos bi-objectivo, entre um nó origem e um nó destino, que tem como métricas o bloqueio e o custo implícito de cada caminho. Na sua essência, este algoritmo é uma nova versão do algoritmo descrito na secção 3.5, adaptado aos requisitos do MODR, e que se designará por MMRA (*Modified Multiobjective Routing Algorithm*).

4.3.3 Algoritmo MMRA

O algoritmo MMRA (*Modified Multiobjective Routing Algorithm*) é um algoritmo de cálculo de caminhos mais curtos bi-objectivo para encaminhamento alternativo. O problema dos caminhos mais curtos bi-objectivo em causa para fluxo $f = (\gamma, v_o, v_d)$ formula-se da seguinte forma (com $r \equiv r^i(f)$):

(Problema $\mathcal{P}^{(2)}$)

$$\min_{r \in \mathcal{D}(f)} \; m^n(r) = \sum_{l_k \in r} m_k^n \quad n = 1, 2 \tag{4.27}$$

em que as métricas referentes aos arcos são, respectivamente, o bloqueio ($m_k^1 = -\log(1-B_k)$) e o custo implícito [58] ($m_k^2 = c_k$) (ver capítulo 3). A solução deste problema, obtida através do algoritmo MMRA, é o conjunto de caminhos $R_t(f)$. A selecção dos caminhos constituintes deste conjunto é feita de acordo com o processo de escolha de caminhos apresentado nas secções 3.4 e 3.5. Como foi então referido, os caminhos,

correspondentes a soluções não dominadas, são seleccionados em função das regiões de prioridade que resultam da introdução de "restrições suaves" no problema $\mathcal{P}^{(2)}$, i.e., da definição, para os valores das funções objectivo associadas a cada métrica de limites *requeridos* e *aceitáveis*, que definem regiões de preferência no espaço das funções objectivo.

Por outro lado, numa rede fortemente emalhada, os caminhos de primeira escolha são constituídos pelos arcos directos, sempre que estes existam. Assim, considerando $Sl(f) = \{sl_1, sl_2, \ldots, sl_M\}$ o conjunto ordenado de soluções seleccionadas pelo MMRA para o fluxo f e $r_d(f)$ o eventual caminho constituído pelo arco directo, então $R_t(f)$ é constituído pelos seguintes caminhos $r^i(f)$ (sendo M o número máximo de caminhos alternativos tentados por cada chamada do fluxo f):

1º Caso:

$$r_d(f) = \emptyset \Rightarrow r^i(f) = sl_i, \quad (i = 1, 2, \ldots, M) \tag{4.28}$$

2º Caso:

$$r_d(f) \neq \emptyset \Rightarrow \begin{cases} r^1(f) & = & r_d(f) \\ r^i(f) & = & sl'_{i-1}, \quad (i = 2, \ldots, M) \end{cases} \tag{4.29}$$

com $Sl'(f) = Sl(f) \backslash \{r_d(f)\} = \{sl'_1, \ldots, sl'_{|Sl'(f)|}\}$

4.3.3.1 1ª versão do algoritmo MMRA

Numa primeira versão do algoritmo MMRA considerou-se a possibilidade de se permitir a especificação de valores requeridos e/ou aceitáveis para cada métrica, de acordo com os critérios de QoS pré-definidos. Estes valores deviam ser fornecidos ao algoritmo MMRA através do Sistema de Gestão de Encaminhamento, em particular através do módulo Parametrização de Caminhos MODR.

As regiões de prioridade seriam definidas, como já foi referido, em função desses valores requeridos e aceitáveis para as métricas custos implícitos e bloqueio. Se para o bloqueio é fácil estabelecer os valores requeridos e aceitáveis ponto-a-ponto por esses valores, de forma empírica ou padronizada, serem já definidos em Engenharia do Teletráfego, o mesmo não acontece com os custos implícitos para os quais não se tem

o mesmo conhecimento relativamente aos valores numéricos correspondentes a um desempenho bom ou aceitável da rede.

No entanto, como os bloqueios encontrados nos arcos, para cada intervalo de tempo t_n de actualização dos caminhos, podem ter uma gama de variação relativamente grande, inclusivamente nas condições nominais de funcionamento da rede, então utiliza-se o bloqueio médio obtido nos arcos $B_{k_{med}}$, quando se dimensiona a rede para um bloqueio ponto-a-ponto de 0.005, a fim de obter o valor requerido do bloqueio no caminho B_{req}:

$$B_{req} = 1 - \prod_{k=1}^{D}(1 - B_{k_{med}}) = 1 - (1 - B_{k_{med}})^D \tag{4.30}$$

$$\text{onde} \quad B_{med} = \frac{1}{|L|}\sum_{l_k \in L} B_k^d \tag{4.31}$$

em que D é o número máximo de arcos por caminho e B_k^d é o bloqueio médio calculado para o feixe l_k aquando do dimensionamento da rede.

Podemos, de maneira análoga, definir os valores requeridos para os custos implícitos:

$$c_{req} = \sum_{k=1}^{D} c_{k_{med}} = D c_{k_{med}} \tag{4.32}$$

$$\text{onde} \quad c_{med} = \frac{1}{|L|}\sum_{l_k \in L} c_k^d \tag{4.33}$$

em que c_k^d é o custo implícito obtido para o feixe l_k (da rede recém-dimensionada) através de uma iteradora de ponto-fixo.

Para obter os valores aceitáveis para ambas as métricas, seguimos um processo idêntico após dimensionamento da rede para um bloqueio ponto-a-ponto de 0.01.

Exemplo de Aplicação

Foi dimensionada uma rede completamente emalhada com 6 nós para tráfego monocanal, de acordo com o método descrito em [8] para uma probabilidade de bloqueio ponto-a-ponto de 0.005, assumindo apenas um caminho alternativo para além do caminho directo. A rede obtida está descrita na tabela A.1 do apêndice A.

Definiram-se os limiares requeridos das regiões de prioridade para cada métrica de acordo com 4.30 e 4.32 usando iteradoras de ponto fixo.

Os limiares aceitáveis foram obtidos de forma análoga para a mesma rede agora dimensionada para uma probabilidade de bloqueio ponto-a-ponto de 0.01 (considerando o mesmo tráfego oferecido).

Estes limiares[5] estão marcados nas figuras 4.2 (a) e (b) onde a direcção de pesquisa foi de 45º resultante do uso de $\epsilon_1 = \epsilon_2 = 0.5$.

Foram seleccionados dois exemplos de aplicação do algoritmo MMRA mostrando os resultados de pesquisa de dois caminhos com um máximo de dois arcos.

Concluiu-se o seguinte:

i	Bloqueio	Custos implí.	Cam. gerados	Cam. seleccc.	Tipo solução	Tipo região pref.
1	0.119621	0.371881	$2 \to 3$	$r^1(f)$	não dominada	C
2	0.112106	0.410792	$2 \to 1 \to 3$		não dominada	C
3	0.0953536	0.471365	$2 \to 5 \to 3$	$r^2(f)$	não dominada	B_1
4	0.164738	0.521878	$2 \to 6 \to 3$		dominada	C
5	0.167548	0.563675	$2 \to 4 \to 3$		dominada	C

Tabela 4.1: Rede com 5% de sobrecarga.

i	Bloqueio	Custos implí.	Cam. gerados	Cam. seleccc.	Tipo solução	Tipo região pref.
1	0.0292787	0.0950544	$5 \to 3$	$r^1(f)$	**solução ideal**	A
2	0.137195	0.493963	$5 \to 2 \to 3$	$r^2(f)$	dominada	C
3	0.152468	0.487164	$5 \to 6 \to 3$		dominada	C
4	0.149753	0.541269	$5 \to 1 \to 3$		dominada	C
5	0.218845	0.562676	$5 \to 4 \to 3$		dominada	C

Tabela 4.2: Rede com 10% de sobrecarga nos fluxos de tráfego provenientes do nó 1.

- A probabilidade de bloqueio e os custos implícitos podem ser critérios conflituosos, embora, em geral, não sejam ortogonais. No exemplo (a), descrito na tabela

[5]Ex: Os valores requeridos e aceitáveis para as 2 métricas de acordo com o processo de estabelecimento das mesmas referido em [69] são, respectivamente,

$Req_{bloq.} = 1 - (1 - 0.051)^2 = 0.10$; $Ac_{bloq.} = 1 - (1 - 0.15)^2 = 0.28$

$Req_{custos} = 2 * 0.11 = 0.22$; $Ac_{custos} = 2 * 0.51 = 1.02$.

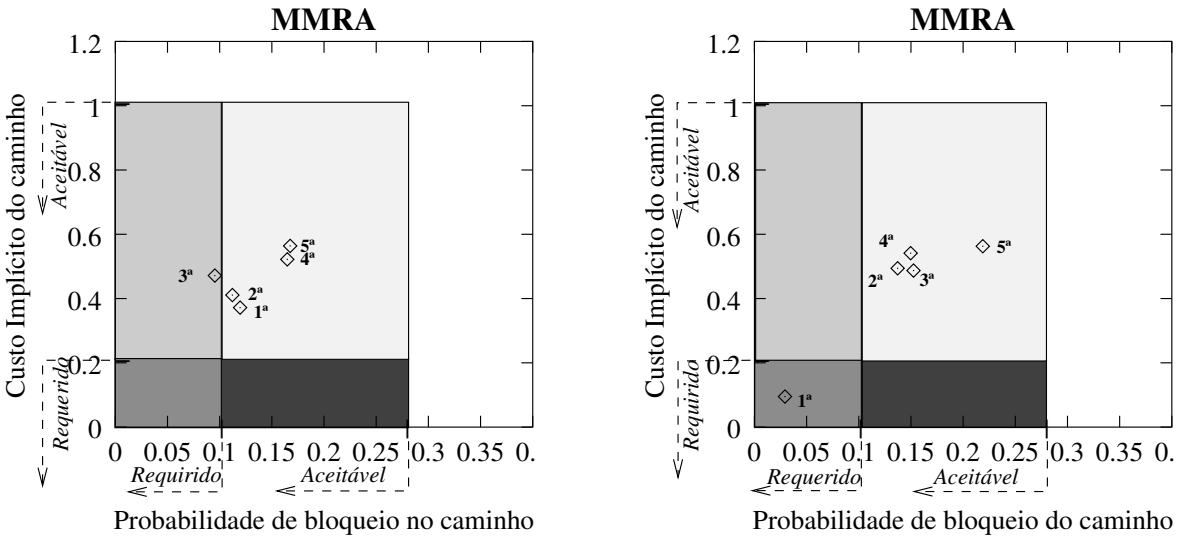
4.1 (rede com 5% de sobrecarga), são mostradas as três primeiras soluções geradas, todas não dominadas. No exemplo (b), descrito na tabela 4.2 (rede com 10% de sobrecarga em todos os fluxos provenientes do nó 1), a primeira solução é a solução ideal que é admissível (significando neste caso que as duas métricas são não conflituosas e conduzem à mesma solução óptima). A segunda e terceira soluções são soluções que, embora dominadas pela solução ideal, são não comparáveis entre si no sentido multicritério pois a segunda é melhor que a terceira, relativamente ao bloqueio, e pior, relativamente ao custo implícito. De facto, em várias redes completamente emalhadas, dimensionadas pelo algoritmo usado para dimensionar a rede da tabela A.1 do apêndice em A, em mais de 50% dos pares O–D para o primeiro e/ou segundo caminho, as métricas bloqueio nos caminhos e custos implícitos são objectivos conflituosos.

- Em ambos os exemplos representados graficamente na figura 4.2 (a) e (b) no espaço das funções objectivo, o número de caminhos gerados depende do facto de o algoritmo MMRA não parar de procurar caminhos enquanto existe a possibilidade de os encontrar numa região de preferência de mais baixa prioridade ainda não completamente pesquisada

- O algoritmo MMRA selecciona em primeiro lugar o caminho directo seja qual for a região de prioridade a que pertença como se pode ver na tabela 4.1, tal como está definido em (4.29).

Os resultados apresentados nas tabelas 4.1 e 4.2 estão representados graficamente nas figuras 4.2 (a) e (b) onde estão também assinaladas as regiões de preferência. É de notar que a região de última escolha, D, não está representada.

Os valores aceitáveis e requeridos para ambas as métricas seriam definidos inicialmente, nesta primeira versão do MMRA, para a rede e só iriam alterar-se por acção exterior ao MMRA. Isso significa que, em ambiente de encaminhamento dinâmico, o espaço de soluções não dominadas poderia em certas situações não conter esses valores (ou parte deles) como já foi referido no capítulo 3 (secção 3.5.1) porque, por exemplo, o óptimo de uma função objectivo, para um determinado intervalo de tempo, e para



(a) (b)

Figura 4.2: (a) Rede com 5% de sobrecarga (b) Rede com 10% de sobrecarga em todos os fluxos provenientes do nó 1.

um determinado par O-D, pode ter um valor maior do que o valor aceitável para essa métrica. Quando isso acontece, o processo de selecção de caminhos fica limitado à ordem por que são obtidos os caminhos não dominados pelo algoritmo dos k-caminhos mais curtos [67, 35] aplicado à função soma ponderada (3.11) (ver secção 3.4). Para ultrapassar esta limitação desenvolveu-se uma 2ª versão do algoritmo MMRA.

4.3.3.2 2ª versão do algoritmo MMRA

Num ambiente de encaminhamento dinâmico, onde o valor de cada uma das métricas associadas aos arcos está constantemente a mudar, é importante que as regiões de prioridade se ajustem a essas alterações no sentido de permitirem a selecção de caminhos o mais eficientemente possível. Este ajuste dinâmico dos limiares das regiões de prioridade é particularmente importante no caso de sobrecargas. É igualmente de notar, conforme se antecipou na secção 3.5, que a falta de flexibilidade na definição das fronteiras das regiões de prioridade pode provocar, em situações de encaminhamento dinâmico, entre outros problemas, a diminuição do número de regiões de prioridade, o que corresponde a um empobrecimento do processo de escolha de caminhos, ficando-se

no limite com apenas uma região, onde a escolha fica reduzida aos primeiros caminhos não dominados obtidos pelo algoritmo dos k-caminhos mais curtos.

Considere-se, assim, em cada intervalo de tempo t_n, os seguintes valores superiores e inferiores relativamente aos valores médios B_{med} (4.31) e c_{med}(4.33) dos bloqueios e dos custos implícitos dos arcos:

$$\Delta B_k = \frac{B_{med} - \min\{B_k\}}{2}, \qquad \Delta c_k = \frac{c_{med} - \min\{c_k\}}{2} \tag{4.34}$$

$$B_k^+ = B_{med} + \Delta B_k, \qquad B_k^- = B_{med} - \Delta B_k \tag{4.35}$$

$$c_k^+ = c_{med} + \Delta c_k, \qquad c_k^- = c_{med} - \Delta c_k \tag{4.36}$$

Então, os valores requeridos e aceitáveis para as duas métricas referentes aos caminhos, $m^1(r)$ (bloqueios nos caminhos), B_{req} e B_{acc}, e $m^2(r)$, C_{req} e C_{acc} (custos implícitos), são, respectivamente:

$$C_{req} = Dc_k^-, \qquad C_{acc} = Dc_k^+ \tag{4.37}$$

$$B_{req} = 1 - \left(1 - B_k^-\right)^D, \qquad B_{acc} = 1 - \left(1 - B_k^+\right)^D \tag{4.38}$$

Para que o bloqueio nos arcos se possa tratar como uma métrica aditiva, os valores requerido e aceitável, para a métrica bloqueio no caminho, são transformados em:

$$-\log(1 - B_{req}) = -D\log(1 - B_k^-) \tag{4.39}$$

$$-\log(1 - B_{acc}) = -D\log(1 - B_k^+) \tag{4.40}$$

em que D é o número máximo de arcos constituintes de cada caminho (considerou-se $D = 2$ dado que o MMRA é aplicado no âmbito do MODR que, por sua vez, foi aplicado a redes forte ou completamente emalhadas) .

Como as fronteiras das regiões de prioridade se adaptam dinamicamente aos valores actualizados de B_k e c_k, em cada intervalo de tempo t_n, os caminhos seleccionados para cada fluxo f tendem a ser encontrados nas regiões de mais alta prioridade, conforme se pretende.

Os soluções obtidas por este esquema, do ponto de vista do desempenho global da rede, tendem a ser mais eficientes do que as obtidas na versão anterior do algoritmo MMRA, tal como se pode comprovar experimentalmente.

Ajuste da direcção de pesquisa em encaminhamento dinâmico

No algoritmo MMRA, as soluções são encontradas de acordo com uma direcção de pesquisa que é definida pelos coeficientes ϵ_1 e ϵ_2 da função soma ponderada (3.11), como já foi referido. A escolha da direcção de pesquisa a 45º, resultado do uso dos coeficientes $\epsilon_1 = \epsilon_2 = 0.5$, só dará origem a que a ordem por que são encontradas as soluções não privilegie nenhuma das funções objectivo, no caso de a gama de variação numérica dos bloqueios e dos custos implícitos ser aproximadamente a mesma. No entanto, os custos implícitos tendem a ser superiores, em média, aos valores de B_k, especialmente em condições de sobrecarga em que são muitas vezes superiores a 1[6]. Nesse caso, a ordem por que são encontrados os caminhos pelo MMRA (com $\epsilon_1 = \epsilon_2 = 0.5$) tende a ser determinada apenas pelos custos implícitos, sendo encontrados por ordem crescente dos mesmos. Contudo, como não se pretende dar preferência a nenhuma das duas métricas dos arcos, do ponto de vista da ordem por que são encontradas os caminhos pelo MMRA, houve necessidade de se ajustar o peso relativo das mesmas. Assim, sempre que se usou o MMRA com novos valores de bloqueios e de custos implícitos, fez-se um ajuste dos pesos relativos das duas métricas em função do valor médio de cada uma delas:

$$\epsilon_1 B_{med_{log}} = \epsilon_2 c_{med}$$

ou seja:

$$\epsilon_2 = \frac{B_{med_{log}}}{c_{med} + B_{med_{log}}} \tag{4.41}$$

$$\epsilon_1 = 1 - \epsilon_2 \tag{4.42}$$

$$\text{em que} \quad B_{med_{log}} = \frac{1}{|L|} \sum_{l_k \in L} -\log(1 - B_k) \tag{4.43}$$

em que $B_{med_{log}}$ e c_{med} são calculados sempre que se obtêm novos valores de bloqueios e de custos implícitos.

[6]Os valores dos custos implícitos estão relacionados com o valor da receita ilíquida w_r que, por sua vez, depende da rota r. Ao longo deste trabalho considerou-se que $w_r = d$, $\forall r$ por ser esta uma opção usual [72] dada a complexidade dos problemas em questão. É de notar que uma chamada adicional aceite no caminho r dará origem a uma receita ilíquida w_r e a um custo c_k em cada arco $l_k \in r$.

4.3.4 Estudo Analítico Prévio

O modelo analítico subjacente ao método MODR tem por base iteradoras de ponto fixo, como foi já referido, que permitem o cálculo numérico de $\overline{B}$ e $\overline{c}$ conhecendo (V, L), $\overline{C}$, $\overline{A}_t$ e $\overline{R}_t$ através da resolução do sistema de equações (4.19) e (4.20) (por esta ordem – ver secção 4.3.1). A convergência destas iteradoras está garantida, de acordo com [57, 58], na maior parte dos casos de interesse prático.

Supondo que o algoritmo MMRA calcula $\overline{R}_t$ em cada instante $t = n\mathcal{T}$ $(n = 1, 2, \ldots)$ em que $\mathcal{T}$ é o período, já referido, de actualização de caminhos, as interdependências funcionais entre as entidades matemáticas envolvidas no MODR podem ser expressas através do seguinte esquema:

- $\overline{R}_{t_0} = \overline{R}_0$
- Recalcular $\overline{c}$, $\overline{B}$ através das iteradoras para o anterior $\overline{R}_t$ e para uma estimativa de $\overline{A}_t$
- $\overline{R}_t$=MMRA$(\overline{c}, \overline{B})$

onde $\overline{R}_0$ é o conjunto inicial de caminhos definido pelo processo de dimensionamento da rede para uma matriz de tráfego nominal $\overline{A}_0$. Estas interdependências podem ser ilustradas através do diagrama da figura 4.3 tendo em conta (4.19) , (4.20) e as expressões que definem B_m (4.24), B_M (4.25) e $B(f)$ (4.26).

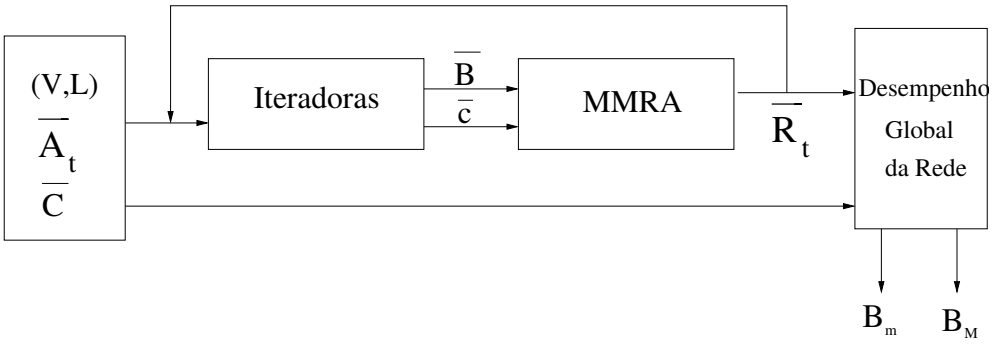


Figura 4.3: Relações Funcionais no Modelo MODR.

Para avaliar o efeito destas interdependências, apresenta-se, de seguida, um estudo analítico do método de encaminhamento MODR, em regime estacionário, i.e., $\overline{A}_t = \overline{A}_0$

(para qualquer intervalo de tempo t_n), com o propósito de avaliar as soluções de compromisso obtidas para o problema $\mathcal{P}_N^{(2)}$, definido ao nível da rede, quando os caminhos são sucessivamente substituídos pelos determinados pelo MMRA.

Neste estudo, são usadas duas redes, designadas por A e B, com 6 nós, completamente emalhadas (ver Apêndice A), dimensionadas através do método descrito em [8].

Posteriormente, vai ainda ser usada a rede descrita em [74] (tabela A.3 do Apêndice A), muito usada em estudos sobre encaminhamento dinâmico, designada por rede M, especificada em termos de tráfego oferecido e capacidades de feixes, mas apenas com o primeiro caminho alternativo para cada par de nós. Neste estudo analítico do método de encaminhamento MODR apenas se considerou a existência de um caminho alternativo pelo que, nos estudos realizados, nunca foram considerados os segundos caminhos alternativos apresentados em [74] para a referida rede.

4.3.4.1 Selecção Síncrona de Caminhos

Numa primeira fase, considerou-se que a determinação de novos caminhos através do MMRA seria feita para todos os pares de nós da rede a partir do mesmo conjunto de valores $\overline{c}$ e $\overline{B}$, dizendo-se, nesse caso, que se está a fazer uma escolha síncrona de caminhos. Após a aplicação dos novos caminhos na rede, determinaram-se, através das iteradoras de ponto fixo, os novos vectores $\overline{c}$ e $\overline{B}$, calculando-se de seguida o tráfego transportado na rede e assim sucessivamente (ver figura 4.3). É de notar que, como já foi referido, o cálculo do tráfego transportado ponto-a-ponto é feito admitindo a simplificação de os valores de bloqueio nos feixes serem estatisticamente independentes.

Em termos do sistema de encaminhamento MODR, cada ciclo na sequência de cálculos referida antes corresponderia à determinação, em função apenas de um determinado estado da rede, dos novos caminhos na rede e à actualização, pelo sistema de controlo de encaminhamento, dos caminhos alternativos para todos os pares O–D, em cada intervalo de actualização de caminhos. Como se desconhecia à partida se o modelo de cálculo seguido "convergiria" para uma solução, i.e., se se fixaria num conjunto de caminhos, não foi implementado nenhum critério de paragem, antes foi realizado

um número pré-definido de ciclos de determinação e aplicação de novos caminhos, que depois permitiram analisar, para cada caso testado, a forma como os cálculos iam evoluindo. Esse número de ciclos foi ajustado para cada caso.

/home2/backup/testes/Tmp/eps-converted-to.pdf
/home2/backup/testes/Tmp/eps-converted-to.pdf

(a) (b)

Figura 4.4: Determinação simultânea de caminhos para todos os pares O–D: (a) Rede A; (b) Rede B.

Os resultados deste primeiro estudo analítico estão assinalados na figura 4.4 (a) e (b), respectivamente para as redes A e B, pelos pontos legendados "MMRA". O significado destes pontos é o seguinte: ao fim de alguns ciclos, em geral um número inferior a 10, os caminhos alternativos para toda a rede, determinados sucessivamente pelo processo descrito, alternavam entre dois conjuntos possíveis, com um valor de tráfego total transportado diferente para cada um desses conjuntos, correspondendo cada um deles a um dos pontos do gráfico, para cada factor de sobrecarga (considerou-se uma sobrecarga homogénea sobre a matriz de tráfego). A diferença entre os dois valores de tráfego transportado aumentava com a sobrecarga de tráfego.

Um outro resultado visível neste estudo foi que, para valores de sobrecargas de tráfego mais baixas, esses dois valores entre os quais oscilava o tráfego transportado tinham tendência para serem inferiores ao tráfego transportado pelos caminhos determinados pelo processo de dimensionamento da rede assinalados pelos pontos com etiqueta "Dimens". Este fenómeno é mais visível na rede A, mas na rede B também se verifica para as condições de dimensionamento, i.e., quando não existe sobrecarga alguma. Ao analisar-se os conjunto de caminhos a que correspondia cada uma das soluções encontradas verificou-se que numa das soluções um subconjunto de feixes estava muito 'carregado' com muitas rotas e os restantes feixes 'ocupados' apenas com as rotas directas. Na outra solução, alternavam os subconjuntos de feixes muito ocupados com os pouco ocupados.

Assim, a determinação dos "melhores" caminhos alternativos de compromisso, de

acordo com os critérios utilizados no MMRA para todos os pares O–D em função de um determinado estado da rede (o qual se caracteriza pelos bloqueios de todos os feixes e pelos respectivos custos implícitos), conduz a que determinados feixes ou caminhos, que à partida eram os "melhores" candidatos de acordo com os critérios MMRA, vão ficar, no período de actualização seguinte, "piores", logo que sejam escolhidos para caminhos de muitos pares O–D. Esta questão, que gera potencial instabilidade e/ou ineficiência nas soluções escolhidas, em termos do desempenho da rede, resulta da natureza discreta do problema do encaminhamento e das interdependências entre os custos implícitos, os bloqueios e os caminhos seleccionados.

É de notar que, embora a análise anterior, baseando-se apenas no tráfego transportado na rede e esquecendo o máximo dos bloqueios ponto-a-ponto, pareça parcial, dado que temos na base da escolha dos caminhos um modelo bi-objectivo, ela foi feita, sobretudo, para perceber como a escolha dos caminhos ia evoluindo sendo, nesse caso, o tráfego transportado médio na rede um indicador importante. Contudo, facilmente se conclui que se a análise anterior fosse baseada no máximo de bloqueio ponto-a-ponto ao invés do tráfego transportado, a conclusão seria análoga à anteriormente obtida.

É de salientar ainda um aspecto importante: os resultados obtidos para valores mais elevados de sobrecarga são francamente melhores, do ponto de vista do tráfego total transportado na rede, do que aqueles que se obtêm com os caminhos alternativos obtidos pelo processo de dimensionamento. Este facto deve-se a que, como existem alguns feixes a servirem apenas os caminhos directos, o que se ganha por evitar o encaminhamento alternativo através desses feixes para valores elevados de sobrecarga compensa, de alguma forma, o facto de se estar a sobrecarregar outros feixes com muitos caminhos.

A análise dos resultados deste primeiro estudo analítico do método de encaminhamento MODR permite concluir que esta forma síncrona directa de escolher caminhos para toda a rede não conduz a resultados estáveis do ponto de vista do desempenho da rede. No entanto, este resultado era, de certa forma, já esperado, pois sabia-se, em particular no caso das redes de dados com encaminhamento adaptativo, que escolher caminhos através de algoritmos de caminhos mais curtos (mono-objectivo), cujos cus-

tos reflectem o estado da rede, gera potencialmente soluções instáveis e ineficientes do ponto de vista do desempenho dessa mesma rede ([10], cap.5).

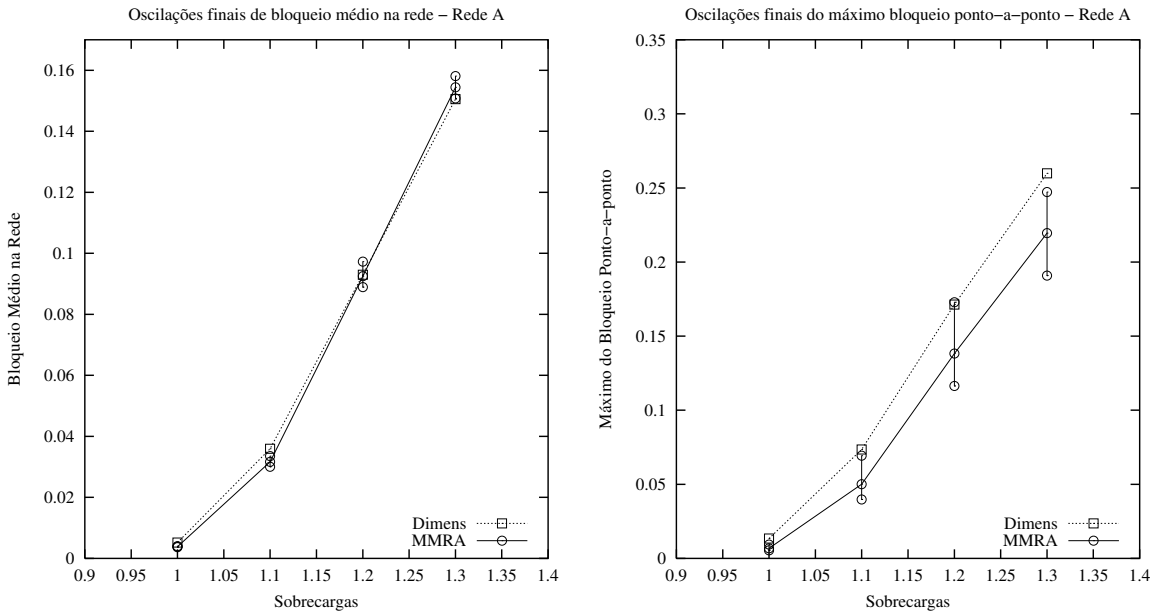
Numa rede real, com o sistema de encaminhamento MODR a determinar os caminhos alternativos da forma descrita anteriormente, seria de esperar que a instabilidade referida antes não fosse tão marcada, uma vez que as chamadas em curso no momento de actualização dos caminhos alternativos iriam continuar nos caminhos antigos, influenciando as medidas de tráfego para o período de actualização de caminhos seguinte.

4.3.4.2 Selecção Assíncrona de Caminhos

Face aos resultados anteriores fez-se um novo conjunto de experiências considerando agora, em cada ciclo de determinação e aplicação de novos caminhos, a determinação do novo caminho alternativo apenas para um dado par de nós O–D. Diz-se, neste caso, de forma abreviada, que se faz a "determinação de caminhos par-a-par". Os resultados correspondentes a esta alteração estão assinalados com a etiqueta "MMRA" nas figuras 4.5 e 4.6, respectivamente para as redes A e B, no que se refere aos valores de bloqueio médio na rede (a) e aos valores de máximo de bloqueio ponto-a-ponto (b). Esta alteração no método MODR corresponde à actualização, pelo sistema de controlo de encaminhamento, de apenas um caminho alternativo para um par de nós, num período de actualização dos caminhos.

A análise de resultados, correspondentes a esta formulação do método de encaminhamento com determinação de caminhos par-a-par, foi importante no processo de refinamento do MODR, apesar desta formulação do método não ser de aplicação defensável numa situação de funcionamento real, dado que o tempo que o MODR demoraria a encontrar os "melhores" caminhos para toda a rede não iria permitir que este reagisse eficazmente a flutuações rápidas no tráfego oferecido.

Da análise das figuras 4.5 e 4.6 verifica-se que, para cada valor de sobrecarga testado, os resultados não se fixavam apenas em dois valores de tráfego transportado na rede (ou de bloqueio médio), antes variavam dentro duma determinada gama de valores. Daí que, nas figuras, os pontos extremos dessa gama estejam ligados para cada valor de sobrecarga. É de notar que as gamas de valores apresentadas se mantêm, apro-

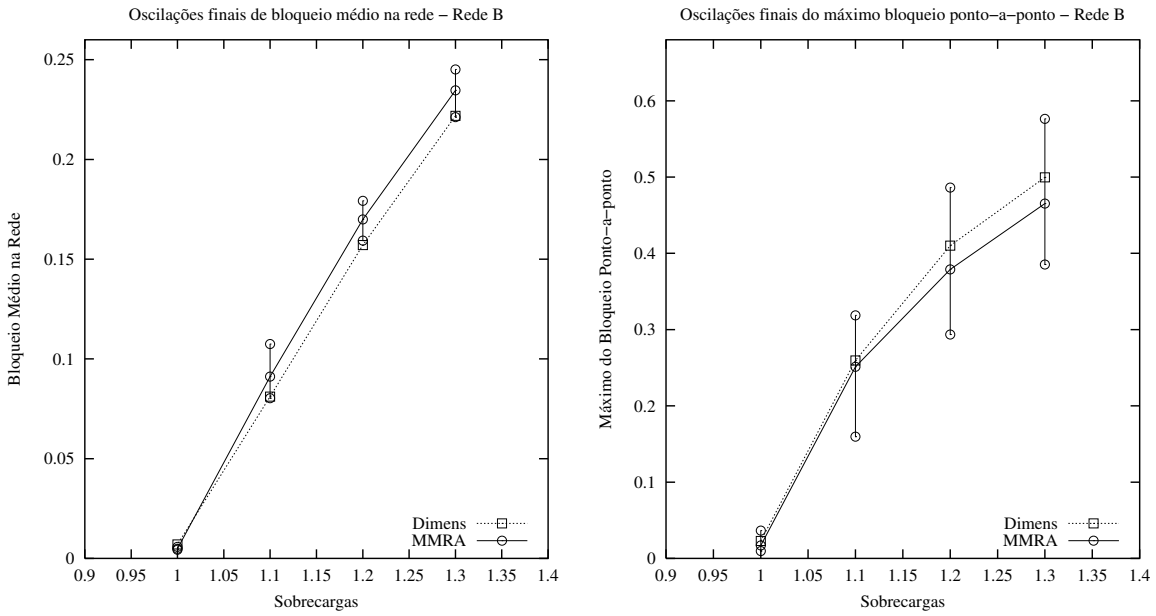


(a) (b)

Figura 4.5: Determinação de caminhos par-a-par – rede A: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto.

ximadamente, mesmo num número muito elevado de ciclos (por exemplo, 10000×30 - por serem 30 os pares origem-destino numa rede com 6 nós). Os resultados apresentados nas figuras já referidas reportam-se a 100×30 ciclos onde se verificou que, após aproximadamente 50×30 ciclos, os valores de bloqueio médio na rede e de máximo de bloqueio ponto-a-ponto variavam dentro da mesma gama de valores e, por conseguinte, foram calculados os valores mínimos, médios e máximos (obtido em pacotes de 1×30 ciclos) para as últimas 50×30 iterações dos valores de bloqueio médio na rede e de máximo de bloqueio ponto-a-ponto. São os valores médios que estão unidos por segmentos de recta para os diferentes valores de sobrecarga.

Verificou-se, então, que, face aos valores de referência "Dimens", apesar do bloqueio médio na rede ser superior para sobrecargas mais elevadas, conseguia-se melhorar os resultados para sobrecargas mais baixas. Para além disso, verificou-se também que o máximo dos bloqueios ponto-a-ponto é, para ambas as redes e para todos os factores de sobrecarga testados, mais baixo do que os valores de referência "Dimens" (pelo menos



(a) (b)

Figura 4.6: Determinação de caminhos par-a-par – rede B: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto.

em termos do seu valor médio). Estes factos foram motivadores para a formulação do método MODR que se apresenta na secção 4.3.5.

Bloqueios e custos implícitos

Para caracterizar o efeito do uso de cada uma das métricas do modelo bi-objectivo em que assenta o MMRA, foi ainda realizado um estudo em que os caminhos alternativos foram determinados com cada uma das métricas em separado: bloqueio nos feixes ou custos implícitos. Este é, simplesmente, um problema de caminhos mais curtos mono-objectivo. Esta avaliação é tanto mais importante quanto as duas métricas, como já foi referido, não sejam ortogonais, embora aproximadamente para 50% dos pares O–D, para o primeiro e/ou para o segundo caminho constituam objectivos conflituosos.

Os resultados que se seguem foram obtidos calculando apenas o caminho alternativo para um par de nós em cada ciclo de determinação e aplicação de novos caminhos, i.e., 'determinando os caminhos par-a-par'.

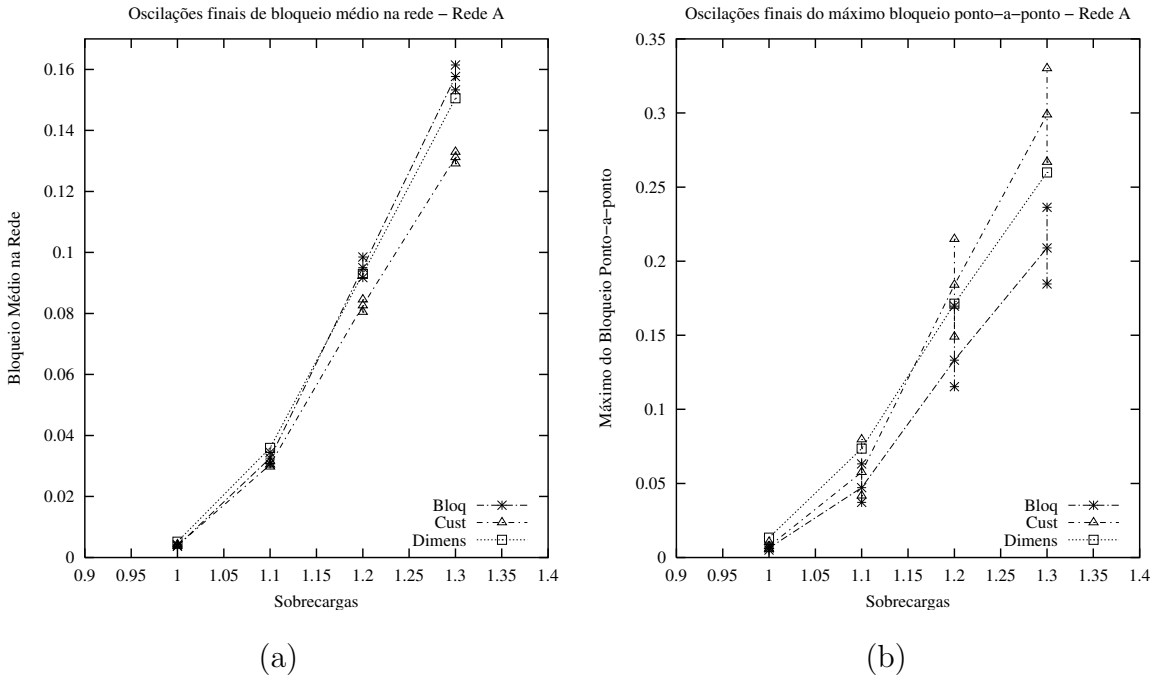
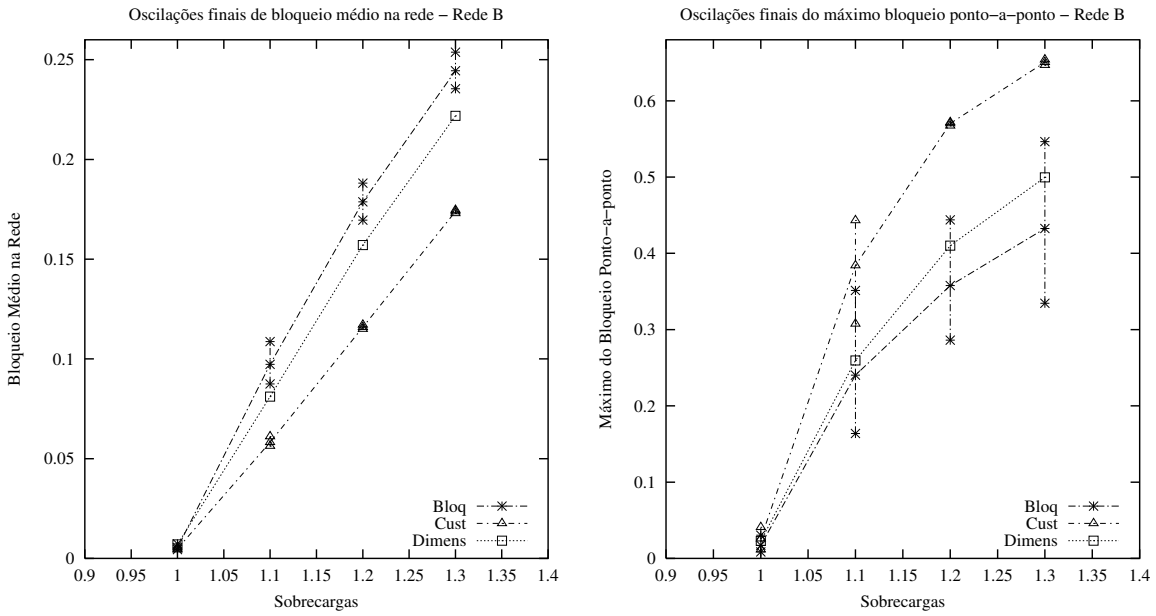


Figura 4.7: Determinação de caminhos par-a-par – rede A: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto.

À semelhança do modelo bi-objectivo, volta a verificar-se que ao fim de 50×30 ciclos os valores já se encontram numa gama suficientemente apertada para utilizar os



(a) (b)

Figura 4.8: Determinação de caminhos par-a-par – rede B: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto.

50×30 ciclos seguintes para determinar os valores máximos, mínimos e médios, quer de bloqueio médio na rede (figuras 4.7 e 4.8 (a)), quer de bloqueio máximo ponto-a-ponto (figuras 4.7 e 4.8 (b)). É de notar que foram feitos testes bastante mais longos e os intervalos mantiveram-se dentro da mesma gama, aproximadamente.

Como se pode verificar nas figuras referidas, os resultados são significativamente melhores, do ponto de vista do bloqueio médio na rede, no caso da métrica custo implícito ser usada no modelo mono-objectivo de determinação de caminhos (pontos "cust" nas figuras). É de notar que é com os caminhos determinados apenas com esta métrica que se consegue, para cada uma das redes e para cada valor de sobrecarga, não só obter um valor de bloqueio médio na rede mais baixo, como também obter um intervalo de oscilação dos valores finais do bloqueio médio na rede bastante mais apertado.

E de forma análoga, no caso da métrica bloqueio ser usada no modelo mono-objectivo de determinação de caminhos (pontos "bloq" nas figuras) obtêm-se os va-

lores mais baixos do máximo dos bloqueio ponto-a-ponto na rede, embora o intervalo de oscilação dos valores finais desta métrica seja geralmente maior do que o intervalo de oscilação dos valores finais do bloqueio médio na rede, qualquer que seja a métrica usada no modelo mono-objectivo de determinação dos caminhos.

Por conseguinte, e como seria de prever a partir das respectivas definições, a métrica bloqueio no caminho tende a equilibrar os bloqueios ponto-a-ponto, enquanto que a métrica custo implícito "sacrifica" alguns fluxos com bloqueios ponto-a-ponto muito elevados, tipicamente os que correspondem a menor tráfego,"beneficiando", em contrapartida, os de maior tráfego oferecido, conduzindo, assim, a bloqueios médios na rede mais baixos.

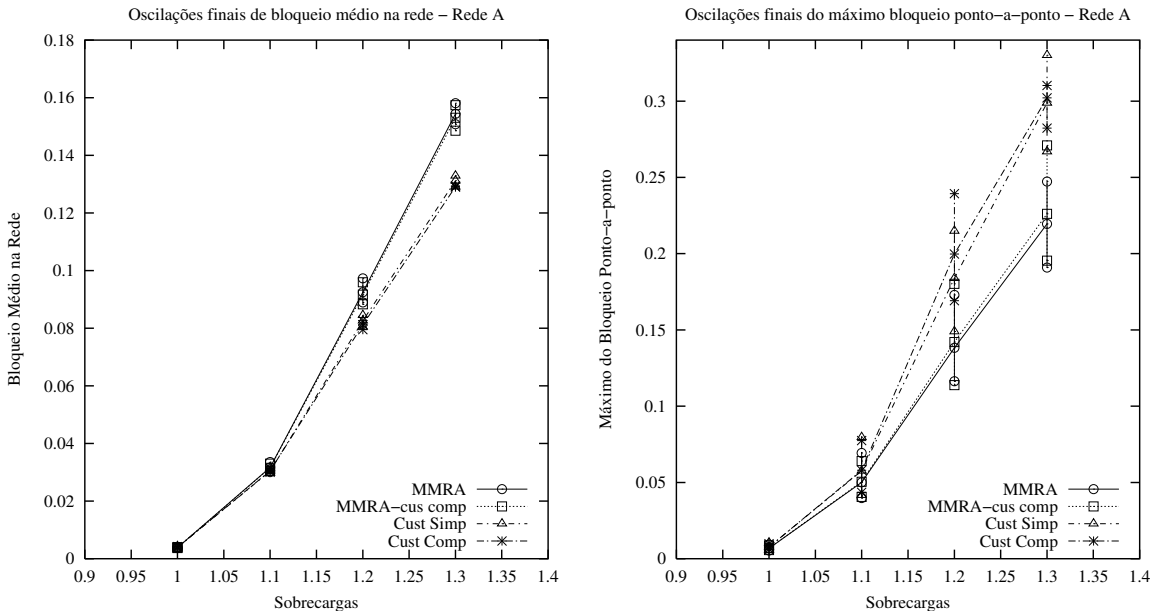
MMRA com custos simplificados

Foi ainda avaliada a eficácia do uso de uma expressão simplificada para os custos implícitos na escolha de caminhos no MMRA. A simplificação considerada é referente à expressão da receita líquida $s_{r^i(f)}$ (4.17–4.18) resultante de se encaminhar uma chamada do fluxo f no caminho $r^i(f)$ (recordar que i é o número de ordem por que é escolhido o caminho $r^i(f)$) que passa a ser simplesmente:

$$s_{r^i(f)} = w(f) - \sum_{l_j \in r^i(f)} c_j \quad (i = 1, 2) \tag{4.44}$$

No caso vertente, isto corresponde a desprezar a terceira parcela da expressão (4.18) de $s_{r^1(f)}$. Assim sendo, foi feito um estudo analítico onde estes custos foram calculados, tal como anteriormente, através da iteradora de ponto-fixo e com os caminhos determinados par-a-par. A primeira conclusão é que não houve, em nenhum caso, problemas de convergência com a iteradora, tal como no cálculo dos custos exactos. A segunda conclusão é que o uso destes custos simplificados conduz a um desempenho global da rede, quer do ponto de vista do seu bloqueio médio, quer do ponto de vista do máximo bloqueio ponto-a-ponto, da mesma ordem de grandeza dos obtidos com os custos exactos, tal como se pode ver nas figuras 4.9 e 4.10. Nas mesmas figuras, estão também apresentados os valores de desempenho global da rede referentes

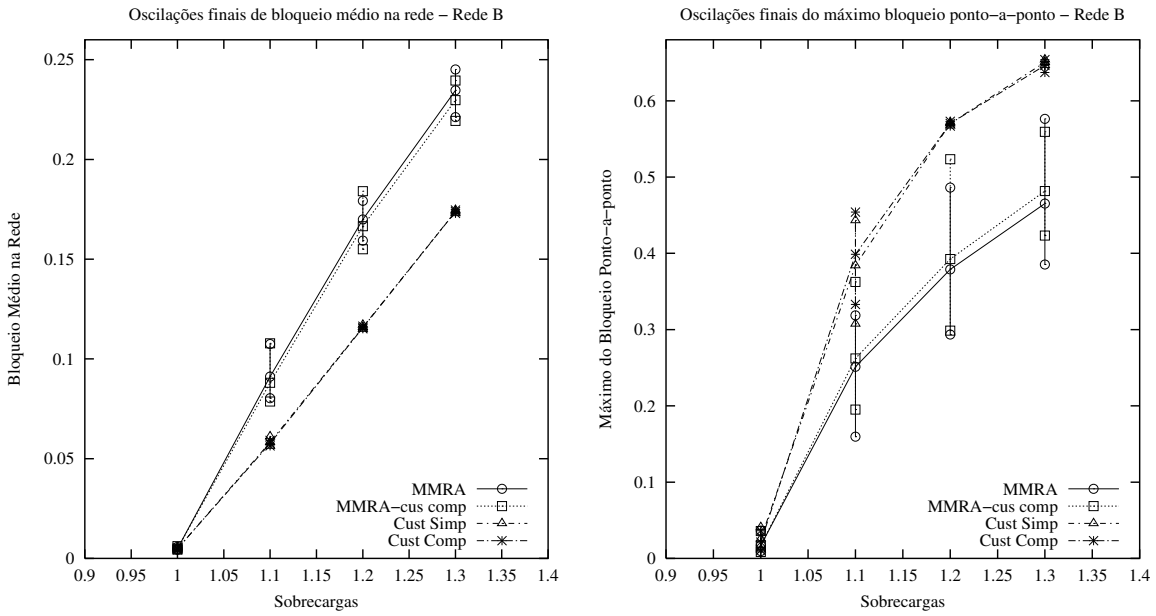
ao modelo mono-objectivo em que a única métrica na determinação dos caminhos é o custo implícito (exacto e simplificado correspondendo aos pontos assinalados nas figuras como "Cust Comp" e "Cust Simp", respectivamente). Como se pode verificar pela análise das referidas figuras, os custos implícitos exactos e simplificados conduzem também a desempenhos da rede muito próximos. No entanto é de referir que os custos



(a) (b)

Figura 4.9: Determinação de caminhos par-a-par – rede A: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto.

simplificados são, em média, de valor numérico inferior aos custos exactos. De facto, quando se utiliza $\epsilon_1 = \epsilon_2 = 0.5$ como pesos da função soma ponderada de $m^1(r)$ e $m^2(r)$ (como se pode verificar nas figuras 4.11 e 4.12, onde o MMRA foi usado com direcção de pesquisa fixa, tal como está descrito na secção 4.3.3.1), o uso dos custos simplificados no processo de escolha dos caminhos conduz a valores de bloqueio médio na rede que são ligeiramente superiores aos obtidos com os custos exactos e a valores de máximo bloqueio ponto-a-ponto ligeiramente inferiores, como seria de esperar, dada a maior influência da métrica bloqueio nos arcos neste caso (ver estudo mono-objectivo da métrica bloqueio nos arcos nas figuras 4.7 e 4.8).



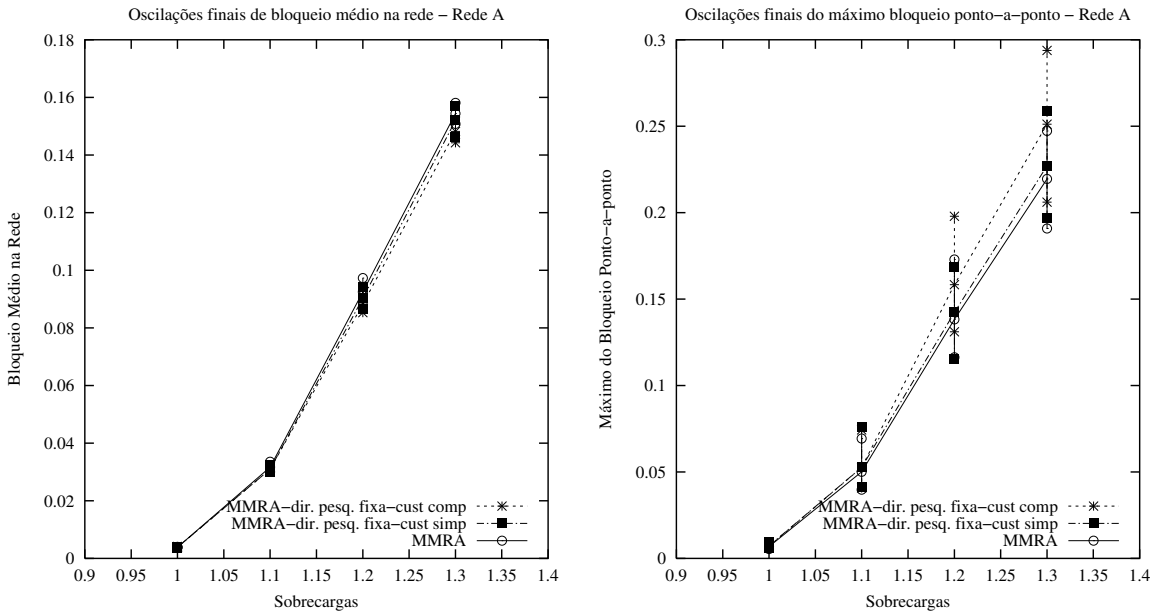
(a) (b)

Figura 4.10: Determinação de caminhos par-a-par – rede B: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto.

Os valores encontrados de desempenho global da rede, com a métrica custo implícito simplificado no modelo mono-objectivo de determinação de caminhos, foram um indicador relevante para a implementação do método MODR porque evidenciou que é importante obter uma boa calibração dos pesos da combinação convexa das duas funções objectivo no algoritmo MMRA, de modo a dar igual importância a ambas as métricas em termos de direcção de pesquisa. Os caminhos que vão sendo encontrados através do MMRA com custos simplificados e uma correcta calibração dos pesos podem ser tão "bons" quanto os obtidos com os custos exactos, não só do ponto de vista do bloqueio médio na rede como também em termos do máximo de bloqueio ponto-a-ponto.

Notas finais sobre selecção assíncrona de caminhos

Os resultados anteriores relativos às soluções $\overline{R}_t$ encontradas através da selecção assíncrona de caminhos através do MMRA, permitem concluir o seguinte : i) existe uma gama de variação significativa nos valores de B_m e B_M para cada factor de so-



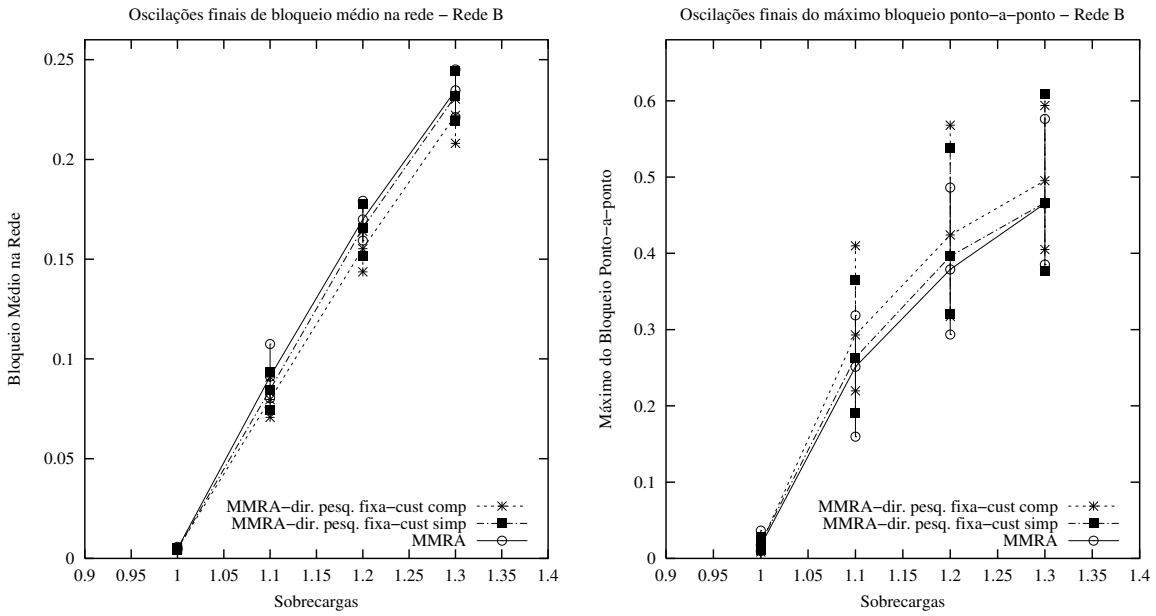
(a) (b)

Figura 4.11: Determinação de caminhos par-a-par – rede A: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto.

brecarga reveladora de instabilidade e potencial ineficiência das soluções encontradas; ii) estas correspondem, em muitos casos, a valores intermédios face aos melhores de B_m e B_M, obtidos através de cada um dos modelos mono-objectivo atrás referidos, embora possam existir excepções que resultem da complexidade das interdependências funcionais já referidas e da natureza discreta do problema; iii) os custos implícitos simplificados podem ser usados no MMRA sem prejuízo das soluções encontradas para o encaminhamento na rede.

4.3.5 Heurística para Selecção Síncrona de Caminhos

O estudo analítico anterior evidenciou que não é uma abordagem correcta recalcular, em cada intervalo de actualização de caminhos (feita pelo sistema de controlo de encaminhamento), todos os caminhos alternativos, determinados pelo MMRA, para todos os pares O–D, como já se justificou anteriormente, nem tão pouco actualizar apenas o caminho alternativo para cada par O–D. Então, no processo de desenvolvimento



(a) (b)

Figura 4.12: Determinação de caminhos par-a-par – rede B: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto.

do método MODR que se seguiu, investigou-se um procedimento que permitisse determinar o conjunto de caminhos alternativos que se deveria actualizar em cada intervalo de tempo t_n, com base no MMRA, i.e., de modo a procurar minimizar o bloqueio médio na rede sem simultaneamente deixar que os fluxos que oferecem menos tráfego fossem 'excessivamente' prejudicados com bloqueios muito elevados.

Assim, foi desenvolvida uma heurística para seleccionar um conjunto de caminhos, $\overline{R}_t$ (em cada $t = n\mathcal{T}; \quad n = 1, 2, \ldots$), que garantam uma boa solução de compromisso em termos dos critérios de desempenho global da rede (B_m, B_M) em cada período de actualização de caminhos $\mathcal{T}$. A ideia, base da heurística, é a pesquisa do subconjunto de caminhos alternativos

$$\overline{R}^a_{t-\mathcal{T}} = \left\{ r^2(f), \quad f \in \mathcal{F} \right\} \tag{4.45}$$

cujos elementos poderiam variar no próximo período de actualização de caminhos. Um primeiro critério de escolha dos potenciais caminhos candidatos foi sugerido por uma ideia de Kelly em [58] onde se refere que, num ambiente de encaminhamento adapta-

tivo, deve-se tentar reencaminhar o tráfego dos caminhos cujo valor de $\left(1 - L_{r(f)}\right) s_{r(f)}$ seja mais baixo[7], ou seja, que tenham um valor baixo para o produto da probabilidade de não bloqueio no caminho pela respectiva receita líquida. Este primeiro critério conduziria a que os caminhos alternativos que se deveriam actualizar em cada intervalo seriam os que tivessem menor valor de $\left(1 - L_{r^2(f)}\right) s_{r^2(f)}$. No entanto, com base em extensa experimentação, foi possível chegar a um critério mais eficiente que faz depender a escolha dos caminhos alternativos a mudar não só do caminho alternativo existente para o par O–D em causa, $r^2(f)$, mas também do caminho de primeira escolha $r^1(f)$ (que no caso do MODR é o arco directo sempre que este exista, como já foi referido). Assim, a escolha dos caminhos $r^2(f)$ candidatos a alteração é feita preferencialmente para caminhos para os quais é menor o factor $\xi(f)$:

$$\xi(f) = F_c(f)F_L(f) = \left(2c_{r^1(f)} - c_{r^2(f)}\right)\left(1 - L_{r^1(f)}L_{r^2(f)}\right) \tag{4.46}$$

$$c_{r^i(f)} = \sum_{l_k \in r^i(f)} c_k \tag{4.47}$$

O factor $F_c(f)$ tem como objectivo favorecer (no que diz respeito à necessidade de alterar o segundo caminho) os fluxos para os quais o caminho alternativo tem um custo implícito elevado e o primeiro caminho um custo baixo. O factor 2 de $c^1_{r^1(f)}$ foi introduzido por questões de normalização tendo em conta que, em redes completamente emalhadas, o caminho $r^1(f)$ tem apenas um arco e $r^2(f)$ dois arcos. No caso mais geral em que $r^1(f)$ tem n_1 arcos e $r^2(f)$ n_2 arcos ($n_1 \leq n_2$) vem:

$$F_c(f) = (n_2 - n_1)c'_1 + c_{r^1(f)} - c_{r^2(f)} \tag{4.48}$$

sendo c'_1 a média dos custos implícitos dos arcos constituintes de $r^1(f)$.

Nos casos de sobrecarga em que vão ser eliminados alguns caminhos alternativos de acordo com um mecanismo de protecção de serviço exposto a seguir, $\xi(f)$, para os respectivos fluxos, reduz-se a um factor $F_c(f)^*$:

$$\xi(f) = F_c(f)^* = c_{r^1(f)}\left(1 - L_{r^1(f)}\right) \tag{4.49}$$

[7] A expressão $\left(1 - L_{r(f)}\right) s_{r(f)}$, sugerida por Kelly, refere-se a redes onde apenas existe um caminho para cada par O–D, i.e., redes para as quais $M = 1$.

A ideia que esteve por detrás da definição deste factor $F_c(f)^*$, consistente com a expressão (4.46) de $\xi(f)$, foi a seguinte: como $r^1(f)$ e $r^2(f)$ são disjuntos, ao procurarem-se segundos caminhos para fluxos cujos primeiros (e únicos) caminhos têm custo implícito baixo e bloqueio elevado, está-se a procurar introduzir de novo os segundos caminhos que permitam melhorar o bloqueio do fluxo sem afectar grandemente o custo do caminho de primeira escolha.

O segundo factor $F_L(f)$ tem como objectivo favorecer (no que diz respeito à necessidade de alterar o segundo caminho) os fluxos com pior probabilidade de bloqueio ponto-a-ponto.

A questão que se revelou mais difícil de resolver foi a de definir quantos caminhos ordenados de acordo com $\xi(f)$ se deviam tentar actualizar. As experiências que se fizeram inicialmente, ao tentar-se actualizar um número fixo de caminhos (depois de se ter tentado obter empiricamente, para cada rede, qual o melhor número a adoptar), mostraram que esse número "óptimo" dependia da rede e também da situação de carga em que esta se encontrava. Essa dependência era tanto mais grave quanto se podia piorar, em cada actualização dos caminhos, os valores, quer do bloqueio médio na rede B_m, quer do máximo bloqueio ponto-a-ponto B_M, relativamente a actualizações anteriores.

A constatação sobre o número de caminhos a alterar conduziu a que se pensasse numa heurística mais elaborada que procurasse garantir que, na situação de funcionamento real, os caminhos apenas seriam alterados se a isso correspondesse uma melhoria do desempenho da rede, em termos do modelo bi-critério. Tal algoritmo obriga a que se faça uma avaliação prévia do desempenho da rede com os caminhos alternativos com os quais se pretende actualizar o encaminhamento. Essa avaliação prévia pressupõe a resolução de um modelo analítico, no qual se aplicam os novos caminhos seleccionados através do MMRA e se determinam os novos bloqueios nos arcos e a partir deles os novos valores de B_m e B_M para comparar com os anteriores. Esta avaliação prévia vai então fazer-se iterativamente (depois de se calcular também, através da respectiva iteradora de ponto fixo, os novos custos implícitos para nova aplicação do MMRA).

No que diz respeito ao número de caminhos que se vão tentar actualizar, o proce-

dimento em que se baseia a heurística é o seguinte: se, após a actualização (no modelo analítico incluído na heurística) de determinado número de caminhos, se verificar que o desempenho global da rede melhora face a B_m e B_M, então tenta-se melhorar o desempenho, continuando a alterar o mesmo número de caminhos, ou então varia-se o número de caminhos que se vão tentar alterar a seguir.

Na heurística apresentada a seguir definiram-se também as variáveis $Ncaminhos$ e $Mcaminhos$ que contêm o número de caminhos que se vão tentar melhorar nos dois ciclos principais do algoritmo. $Mcaminhos$ é inicializada com o número total de pares de nós. $Ncaminhos$ é usada num ciclo interno onde se procuram os conjuntos de caminhos alternativos que conduzem à melhoria do desempenho da rede em termos de B_m e B_M, enquanto $Mcaminhos$ controla um ciclo externo onde $Ncaminhos$ é reinicializada. A variável $Nciclos$ garante que o ciclo interno (onde se procura a solução de bloqueio mínimo) é executado 2 vezes, através da reinicialização do valor de $Ncaminhos$. Nos casos testados verificou-se que, em geral, a execução deste ciclo uma vez é suficiente e só excepcionalmente é que se consegue melhorar B_m, com a segunda execução deste ciclo.

Outro mecanismo introduzido na heurística é um *esquema de protecção de serviço*, cujo objectivo é prevenir a degradação do bloqueio na rede em situações de sobrecarga, associada à utilização de caminhos alternativos para todos os fluxos de tráfego. Este mecanismo, designado por APR (*Alternative Path Removal*), baseia-se na eliminação dos caminhos alternativos para todos os fluxos de tráfego para os quais o valor da função escalar, que é uma combinação convexa das funções objectivo (4.27) (que faz parte da resolução algorítmica do problema $\mathcal{P}^{(2)}$ de caminhos mais curtos bi-objectivo, através do MMRA), é maior ou igual do que um certo parâmetro z_{APR}. Inicialmente, este parâmetro tinha que ser ajustado através da avaliação analítica prévia do desempenho da rede e representava um limiar prático absoluto, a partir do qual não se justificava a existência de encaminhamento alternativo. Actualmente, este mecanismo está integrado na heurística (ver passo (5(f)viD) da formalização da heurística), permitindo que z_{APR} se adapte dinamicamente às condições de sobrecarga.

A fundamentação da forma como foi introduzida a variação dinâmica de z_{APR}

baseou-se nos pontos seguintes:

1. A experiência mostrou que a maioria das soluções finais da heurística são encontradas nas duas ou três primeiras iterações do primeiro ciclo *Enquanto* associado ao decrescimento da variável $Mcaminhos$, donde decorre que o decrescimento de z_{APR} pode apenas ocorrer para valores de $Mcaminhos$ inferiores a um valor M_{sup}, o que é particularmente importante em regimes de subcarga de tráfego.

2. O valor inicial de z_{APR} foi definido empiricamente tendo em conta as gamas típicas dos valores de c_k e B_k e é igual a 1.

3. A maneira de variar z_{APR} foi a mais simples possível desde que se variasse bastante para cada valor de $Mcaminhos$. Neste caso, para cada valor desta variável, varia-se z_{APR} de 0.1 a 1 com passos de 0.1.

4. Quando $Nciclos = 2$, o segundo ciclo *Enquanto* começa com $Ncaminhos = Mcaminhos$. Esta característica, que vem da heurística sem APR, resulta do facto de conduzir a soluções finais diferentes (e deu origem ao aparecimento do primeiro ciclo *Enquanto* em que se varia $Mcaminhos$). Escolher (para variar z_{APR}) $Ncyle = 1$ significa então que se está a escolher o momento mais inócuo, do ponto de vista da heurística original, para se variar z_{APR} – com $Nciclos = 1$, $Ncaminhos$ começa sempre com o valor $N(N-1)/2$.

É importante referir ainda que, o facto de a maioria das soluções finais da heurística ser encontrada nas duas ou três primeiras iterações do 1º ciclo *Enquanto*, na heurística sem z_{APR}, conduziu a que se pudesse definir ainda um limite inferior de variação de $Mcaminhos$ (na heurística com z_{APR}), a partir do qual não vale a pena continuar a executar a heurística. Nas simulações do método apresentadas adiante usou-se $Mcaminhos$ a variar entre 6 e 15 (nas redes com 6 nós usadas) reduzindo assim em cerca de 1/3 o custo computacional da heurística.

A seguir formaliza-se a heurística.

Heurística para selecção síncrona de caminhos

Seja, para $t = n\mathcal{T} \quad (n = 1, 2, \ldots)$: $\overline{R}_o^{(n)}$ o conjunto inicial de caminhos alternativos para os quais $\overline{B}$ e $\overline{c}$ são as correspondentes métricas dos feixes, B_m e B_M as métricas de desempenho da rede e $N = |V|$, o número de nós da rede. Considere-se, ainda, o conjunto de caminhos alternativos $\overline{R}^*$, para o qual, numa dada iteração, B_m e B_M são ambos mínimos, o que significa que dominam (ou são iguais) relativamente aos valores da solução inicial de caminhos para a rede, e $\overline{R}^a$, o conjunto de caminhos alternativos a ser testado.

1. $\overline{R}^* \leftarrow \overline{R}_o^{(n)}$, $\overline{R}^a \leftarrow \overline{R}_o^{(n)}$
2. Calcula $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_m e B_M, para $\overline{R}^a$ e para uma estimativa de $\overline{A}_t$ através das iteradoras
3. $minB_{m_{ini}} \leftarrow B_m$, $minB_{M_{ini}} \leftarrow B_M$
4. $Mcaminhos \leftarrow N(N-1)/2, \;\; z_{APR} \leftarrow 1$
5. <u>Enquanto</u>(1) $(Mcaminhos > 0)$ <u>Faz</u>
   (a) $Nciclos \leftarrow 2$
   (b) $Ncaminhos \leftarrow Mcaminhos$
   (c) $\overline{R}^a \leftarrow \overline{R}_o^{(n)}$
   (d) Calcula $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_m e B_M para $\overline{R}^a$ através das iteradoras
   (e) $minB_m \leftarrow B_m$
   (f) <u>Enquanto</u>(2) $(Ncaminhos > \; 0)$ <u>F</u>az
      i. Procura os $Ncaminhos$ com mais baixo $\xi(f)$
      ii. Determina, através do MMRA, os novos caminhos para os pares O–D correspondentes e define um novo conjunto de caminhos alternativos para a rede, $\overline{R}^a$, usando z_{APR}
      iii. Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_m e B_M através das iteradoras
      iv. <u>Se</u> $(B_m < minB_{m_{ini}}$ <u>e</u> $B_M < minB_{M_{ini}})$ <u>Então</u>

A. $minB_{M_{ini}} \leftarrow B_M$, $minB_{m_{ini}} \leftarrow B_m$ (o que significa que a última solução obtida domina a inicial de acordo com as métricas definidas para a rede)

B. $\overline{R}^* \leftarrow \overline{R}^a$

v. <u>Se</u> ($B_m < minB_m$) <u>Então</u>

A. $minB_m \leftarrow B_m$ (o que significa que $Ncaminhos$ não se altera neste caso)

vi. <u>Senão</u>

A. $Ncaminhos \leftarrow Ncaminhos - 1$

B. <u>Se</u> ($Ncaminhos = 0$ <u>e</u> $Nciclos = 2$) <u>Então</u>

$Nciclos \leftarrow Nciclos - 1$

$Ncaminhos \leftarrow N(N-1)/2$

C. Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_m e B_M para $\overline{R}^a$ através das iteradoras

D. <u>Se</u> ($Ncaminhos < 10$ <u>e</u> $Nciclos = 1$ <u>e</u> $Mcaminhos < M_{sup}$) <u>Então</u>

$z_{APR} \leftarrow Ncaminhos * 0.1$

E. <u>Senão</u> $z_{APR} \leftarrow 1$

(Fim de Enquanto(2))

(g) $Mcaminhos \leftarrow Mcaminhos - 1$

(Fim de Enquanto(1))

6. $\overline{R}_o^{(n+1)} \leftarrow \overline{R}^*$ (conjunto de caminhos alternativos seleccionados para a rede neste ciclo de actualização de caminhos)

4.4 Fluxos de Informação Necessários ao Funcionamento do Sistema de Encaminhamento

De seguida, analisa-se a informação paramétrica e respectivo processo de cálculo, a qual deve ser trocada entre as diferentes entidades envolvidas no sistema de encaminhamento MODR de acordo, não só com os requisitos do método tal como foram

definidos ao longo da secção anterior, como também com a sua arquitectura, definida na secção 4.2.

4.4.1 Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS

As medições de tráfego, recolhidas no subsistema Módulo de Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS do Sistema Gestor, referentes a um determinado intervalo de tempo, deverão servir para determinar os caminhos entre cada par de nós da rede num intervalo de tempo subsequente.

Seguem-se algumas definições relevantes.

Designa-se por τ o período de actualização de estimativas de parâmetros de GoS (período de estimação) e $\mathcal{T}$ o período de actualização de caminhos. Admite-se que $\tau \leq \mathcal{T}$.

Definição 4.4.1 *$X_{r^l(f)}(i-1)$ é um estimador do valor médio do tráfego transportado no caminho $r^l(f) \in R_t(f)$ no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$, (com $i = 1, 2, \ldots$). Se Δt_j for o comprimento do j-ésimo sub-intervalo de $[(i-1)\tau, i\tau[$, $\Delta t_j = |[(j-1)\Delta t_j, j\Delta t_j[|$, de duração variável, em que o número de chamadas em curso no caminho $r^l(f)$, $N_r^j(f)$, se manteve constante e se J_i for o número de vezes em que varia o número de chamadas em curso no caminho $r^l(f)$ em $[(i-1)\tau, i\tau[$, então:*

$$X_{r^l(f)}(i-1) = \frac{\sum_{j=0}^{J_i} N_r^j(f)\Delta t_j}{\tau} \tag{4.50}$$

Definição 4.4.2 *$X_f(i-1)$ é um estimador do valor médio do tráfego marginal do fluxo f transportado na rede no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$. Então,*

$$X_f(i-1) = \sum_{j=1}^{2} X_{r^j(f)}(i-1) \tag{4.51}$$

em que $X_{r^j(f)}(i-1)$ é um estimador para o tráfego transportado no caminho $r^j(f)$ no mesmo intervalo de tempo.

Definição 4.4.3 *$\tilde{X}_f(i-1)$ é um estimador do valor médio do tráfego oferecido pelo fluxo f à rede no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$:*

$$\tilde{X}_f(i-1) = X_f(i-1) + \hat{X}_f(i-1) \tag{4.52}$$

em que $\hat{X}_f(i-1)$ *é um estimador do valor médio do tráfego perdido marginal, do fluxo* f *no intervalo de tempo* $[(i-1)\tau, i\tau[$*, definido por*

$$\hat{X}_f(i-1) = \frac{N_f^\tau h}{\tau} \tag{4.53}$$

onde N_f^τ *é o número de chamadas do fluxo* f *perdidas no mesmo intervalo de tempo e* h *a duração média das chamadas.*

Seja agora $\tilde{x}_f(n)$ uma *estimativa do tráfego oferecido à rede pelo fluxo* f *para o intervalo de tempo* $[n\mathcal{T}, (n+1)\mathcal{T}[$ sendo $\mathcal{T}$ o período de recálculo dos caminhos ponto-a-ponto.

Vejamos como obter estas estimativas a partir dos valores de tráfego medidos em intervalos de tempo anteriores.

4.4.1.1 Modelo de estimativa de $\tilde{x}_f(n)$

1º caso Se $\tau = \mathcal{T}$ aplica-se a crono-série de médias móveis de 1ª ordem proposta em [58]:

$$\tilde{x}_f(n) = (1-b)\tilde{x}_f(n-1) + b\tilde{X}_f(n-1) \tag{4.54}$$

2º caso Se $\tau < \mathcal{T}$ tem-se $\{\tilde{X}_f(i-1), i = 1, \ldots, m\}$ em que $m = int(\frac{\mathcal{T}}{\tau})$ medidas em sub-intervalos $[(i-1)\tau, i\tau[$ de $[(n-1)\mathcal{T}, n\mathcal{T}[$.

Então,

$$\ddot{X}_f(n-1) = \frac{1}{m}\sum_{i=1}^{m} \tilde{X}_f(i-1) \tag{4.55}$$

e vem

$$\tilde{x}_f(n) = (1-b)\tilde{x}_f(n-1) + b\ddot{X}_f(n-1) \tag{4.56}$$

O valor do parâmetro b reflecte o compromisso assumido entre a 'estabilidade' da estimativa e a rapidez da resposta a flutuações da estimativa parcial no intervalo anterior. Se o tráfego oferecido à rede for estacionário, então a variação da estimativa $\tilde{x}_f(n)$, em torno do valor real do tráfego oferecido médio, pode ser arbitrariamente pequena, escolhendo um valor para b próximo de 0. Contudo, valores mais elevados de

b permitem que a estimativa $\tilde{x}_f(n)$ responda mais rapidamente se houver alterações na rede ou no padrão de tráfego oferecido.

4.4.2 Gestão de Encaminhamento em Tempo Real

Segue-se a descrição da informação a ser trocada entre a os diferentes subsistemas do Sistema de Gestão de Encaminhamento.

O subsistema Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS deverá obter a partir das medidas na rede, uma vez em cada intervalo de tempo τ de ordem $i-1$, a matriz de tráfego oferecido ponto-a-ponto estimado $[\tilde{X}_f(i-1)]$. Assim, cada nó deve enviar a este subsistema uma linha da matriz de tráfego oferecido correspondente ao tráfego originado nesse nó e destinado a todos os outros. Essa medição é possível fazer-se nos nós origem, por exemplo, tal como está referido nas definições (4.4.1–4.4.3).

De seguida neste subsistema, e admitindo, para simplificar, que $\mathcal{T}$ é igual a τ estima-se, para o intervalo de tempo seguinte, a matriz de tráfego oferecido ponto-a-ponto $[\tilde{x}_f(n)]$ através de (4.54).

O parâmetro b pode ser estimado empiricamente com base num estudo prévio de simulação.

A matriz $[\tilde{x}_f(n)]$, estimativa de $\overline{A}_t$ para o intervalo t_n, é então comunicada ao subsistema de Controlo de Encaminhamento/Gestão em Tempo Real, onde a heurística do MODR, que conhece os caminhos anteriores comunicados por si à rede, determina os novos caminhos que de seguida vão ser comunicados, através do Controlo de Encaminhamento de Tráfego em Tempo Real, a cada nó origem. Estes são os caminhos que irão ser usados no intervalo de tempo de ordem n. Admite-se que o tempo que demora o processamento de todos estes dados é desprezável face à duração do período $\mathcal{T}$ (que deverá ser da ordem dos $10s$, por analogia com o método de encaminhamento DCR e de acordo com [1]).

4.5 Desempenho do Método MODR

Para avaliar o desempenho do método MODR com a heurística para selecção

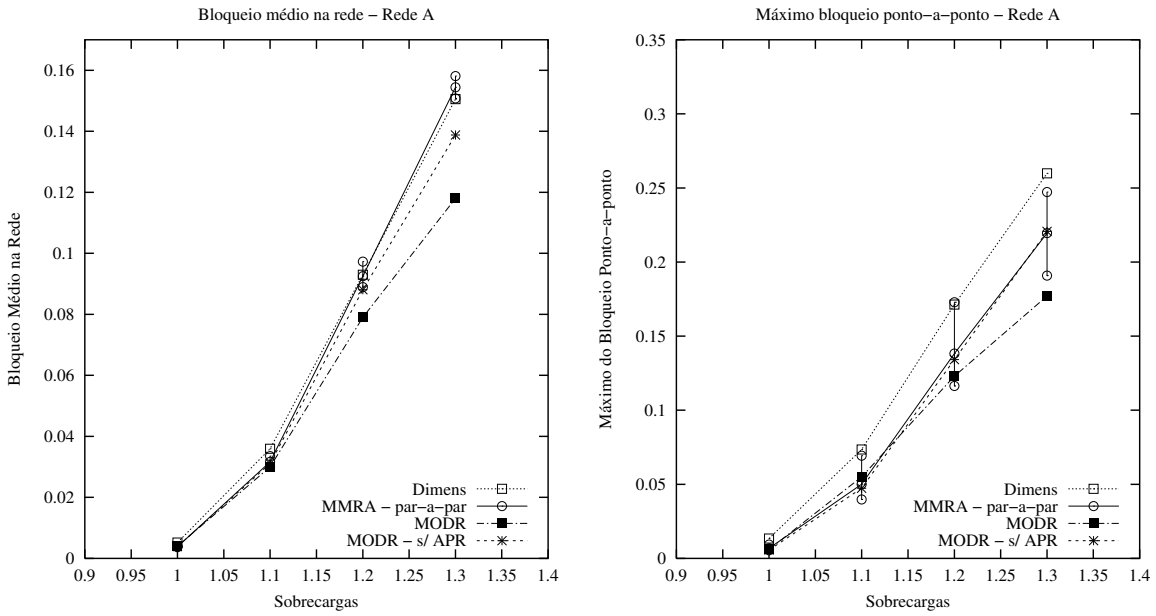
síncrona de caminhos, foram feitas experiências computacionais usando as redes A, B e M já referidas, descritas no apêndice A. A rede A tem a matriz de tráfego oferecido com menor variação na intensidade de tráfego, enquanto que a rede M, para além de ter uma matriz de tráfego oferecido com grandes variações na intensidade de tráfego, tem também forte assimetria nas capacidades dos arcos face ao tráfego directo que lhes é oferecido.

Começou por determinar-se analiticamente o desempenho do método, através da avaliação do desempenho global da rede definido em termos de (B_m, B_M), para a solução $\overline{R}_t$ obtida pelo MODR, para as redes referidas e para vários valores de sobrecarga. Os primeiros valores apresentados nas figuras 4.13 e 4.14, referentes às redes A e B, respectivamente, mostram a comparação dos resultados obtidos com o método MODR (com e sem o mecanismo de protecção de serviço APR) com os obtidos anteriormente através da actualização dos caminhos alternativos para cada par O–D em cada intervalo de actualização de caminhos, assinalados com a etiqueta "MMRA - par-a-par" (ver figuras 4.5 e 4.6).

Através da análise das figuras 4.13 e 4.14 confirma-se que a heurística para selecção síncrona de caminhos, para além de estabilizar a solução final $\overline{R}_t$, permitiu melhorar significativamente as soluções do ponto de vista do respectivo desempenho global da rede, sobretudo na versão completa da heurística, com APR.

A versão do método MODR sem APR permite, no entanto, uma comparação "mais justa" deste método com o método da escolha de caminhos par-a-par, dado que este último não possui qualquer mecanismo de protecção de serviço em caso de sobrecargas de tráfego. É de notar que mesmo neste caso, no que diz respeito ao bloqueio médio na rede B_m, o MODR consegue valores que são geralmente inferiores aos mínimos das oscilações assinaladas na figura por "MMRA - par-a-par", mantendo a métrica B_M, em geral, abaixo dos valores médios das correspondentes oscilações daquele método, para cada regime de sobrecarga.

Para avaliar a dependência da solução obtida pelo método MODR relativamente aos caminhos iniciais usados na rede, foram realizados dois estudos analíticos com dois conjuntos de caminhos iniciais: os definidos para a própria rede pelo método



(a) (b)

Figura 4.13: Desempenho do MODR – rede A: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto.

de dimensionamento [8] e os referentes à rede M (ver Apêndice A). É de notar a importância deste estudo dada a aplicação do método em ambiente de encaminhamento dinâmico. Como se pode verificar nas tabelas 4.3, 4.4 e 4.5, os valores obtidos em ambos os casos são bastante próximos (sobretudo comparando com valores obtidos com versões anteriores da heurística), o que mostra que, em geral, a solução obtida pelo método é bastante boa, independentemente dos caminhos iniciais. É de notar que é normal que haja alguma dependência dos caminhos iniciais dado que o problema de escolha de caminhos alternativos na rede é de complexidade muito elevada, como já foi referido. Nas mesmas tabelas, são ainda apresentados valores de simulação para o método. Para isso, recorreu-se a um simulador por acontecimentos discretos, construído com a plataforma de simulação construída em OMNET++ e desenvolvida em [54].

No caso do MODR, usou-se o valor de $b = 0.9$ na expressão (4.54) de determinação do tráfego oferecido em cada intervalo de actualização de caminhos (com duração igual aos 10s já referidos). Considerou-se também que o tempo de execução da heurística do

Factor Sobrec.	MODR – Modelo Analítico Caminhos Rede M		Caminhos Rede A		MODR Modelo de Simulação	
	B_m	B_M	B_m	B_M	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	0.00380	0.00565	0.00397	0.00580	$(6.0 \pm 0.70) \times 10^{-3}$	$(1.3 \pm 0.16) \times 10^{-2}$
10%	0.0309	0.0493	0.0300	0.0553	$(3.3 \pm 0.31) \times 10^{-2}$	$(4.7 \pm 0.51) \times 10^{-2}$
20%	0.0783	0.135	0.0791	0.123	$(8.0 \pm 0.28) \times 10^{-2}$	$(1.04 \pm 0.063) \times 10^{-1}$
30%	0.118	0.177	0.118	0.177	$(1.30 \pm 0.028) \times 10^{-1}$	$(1.59 \pm 0.073) \times 10^{-1}$
40%	0.159	0.242	0.158	0.242	$(1.74 \pm 0.023) \times 10^{-1}$	$(2.14 \pm 0.066) \times 10^{-1}$

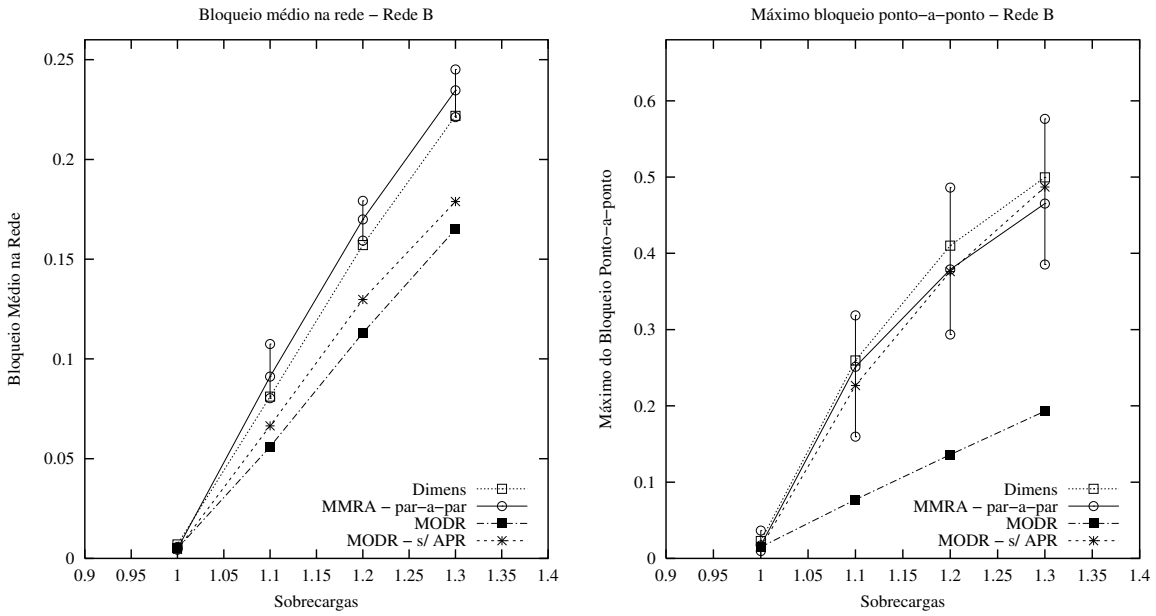
Tabela 4.3: Desempenho global da rede A.

Factor Sobrec.	MODR – Modelo Analítico Caminhos Rede M		Caminhos Rede B		MODR Modelo de Simulação	
	B_m	B_M	B_m	B_M	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	0.00492	0.00999	0.00479	0.0145	$(9.0 \pm 0.43) \times 10^{-3}$	$(2.0 \pm 0.37) \times 10^{-2}$
10%	0.0556	0.0774	0.0556	0.0774	$(5.9 \pm 0.12) \times 10^{-2}$	$(9.6 \pm 0.66) \times 10^{-2}$
20%	0.110	0.140	0.113	0.136	$(1.16 \pm 0.011) \times 10^{-1}$	$(1.54 \pm 0.064) \times 10^{-1}$
30%	0.165	0.193	0.165	0.193	$(1.70 \pm 0.014) \times 10^{-1}$	$(1.93 \pm 0.021) \times 10^{-1}$
40%	0.214	0.246	0.214	0.246	$(2.18 \pm 0.013) \times 10^{-1}$	$(2.47 \pm 0.022) \times 10^{-1}$

Tabela 4.4: Desempenho global da rede B.

Factor Sobrec.	MODR – Modelo Analítico Caminhos Rede M		Caminhos Rede B		MODR Modelo de Simulação	
	B_m	B_M	B_m	B_M	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	6.65×10^{-5}	0.00054	6.65×10^{-5}	0.00054	$< 10^{-3}$	$(3.0 \pm 0.6) \times 10^{-3}$
10%	0.00121	0.00941	0.00121	0.00941	$(3.0 \pm 0.18) \times 10^{-3}$	$(2.2 \pm 0.15) \times 10^{-2}$
20%	0.00519	0.0346	0.00519	0.0346	$(9.0 \pm 0.21) \times 10^{-3}$	$(5.8 \pm 0.16) \times 10^{-2}$
30%	0.0187	0.0758	0.0187	0.0758	$(2.8 \pm 0.13) \times 10^{-2}$	$(1.05 \pm 0.031) \times 10^{-1}$
40%	0.0596	0.138	0.0582	0.138	$(6.3 \pm 0.15) \times 10^{-2}$	$(1.76 \pm 0.06) \times 10^{-1}$
50%	0.102	0.174	0.0955	0.321	$(1.01 \pm 0.018) \times 10^{-1}$	$(2.62 \pm 0.063) \times 10^{-1}$
60%	0.133	0.361	0.130	0.361	$(1.37 \pm 0.013) \times 10^{-1}$	$(3.41 \pm 0.059) \times 10^{-1}$
70%	0.167	0.398	0.166	0.398	$(1.69 \pm 0.015) \times 10^{-1}$	$(4.16 \pm 0.022) \times 10^{-1}$
80%	0.202	0.469	0.201	0.474	$(2.02 \pm 0.012) \times 10^{-1}$	$(4.54 \pm 0.028) \times 10^{-1}$

Tabela 4.5: Desempenho global da rede M.



(a) (b)

Figura 4.14: Desempenho do MODR – rede B: (a) Bloqueio médio na rede; (b) Máximo dos bloqueios ponto-a-ponto.

MODR era desprezável. Os resultados de simulação relativos ao desempenho global da rede, medido em termos B_m e B_M, apresentados nas tabelas 4.3, 4.4 e 4.5, bem como todos os resultados de simulação seguintes são os pontos médios dos intervalos de confiança calculados com um grau de confiança de 95% e obtidos usando o método das replicações independentes.

É de notar algumas discrepâncias entre os resultados analíticos e de simulação para o MODR, especialmente importantes para valores baixos de sobrecarga onde o modelo analítico subestima os valores dos parâmetros B_m e B_M. O factor principal que pode explicar esses erros, para além da imprecisão numérica da resolução analítica e da incerteza nos resultados de simulação (particularmente importantes para valores muitos baixos de bloqueio onde, mesmo para muitas centenas de milhares de chamadas simuladas, um "acontecimento raro" pode causar grande variação nos resultados), tem a ver com as simplificações assumidas no modelo estocástico de teletráfego referente aos arcos (ou seja, sobreposição de fluxos de tráfego independentes de Poisson e ocupação

independente dos arcos ao longo dos caminhos). É de notar que esta simplificação, geralmente assumida nos modelos analíticos relativos aos métodos de encaminhamento dinâmico, é necessária devido à complexidade inerente a esses modelos, que de outro modo se tornam facilmente intratáveis em termos numéricos. Em teoria, devia-se usar representações mais realistas dos fluxos de tráfego, nomeadamente baseadas nas suas médias e variâncias, permitindo assim obter melhores estimativas para a probabilidade de bloqueio através, por exemplo, do modelo referido em [19]. De qualquer modo, este ou outro modelo mais realista de representação de tráfego baseado em momentos de ordem superior à primeira tornaria o modelo analítico facilmente intratável (em termos de custos computacionais), especialmente tendo em conta que ele tem de ser resolvido muitas vezes para cada intervalo de actualização de caminhos, no contexto da heurística, a qual deve fornecer soluções $\overline{R}_t$ em tempos relativamente curtos.

Desempenho Relativo

Para avaliar o desempenho relativo do método MODR foi ainda realizado um estudo de simulação comparativo com os seguintes métodos de encaminhamento dinâmico de referência: RTNR (*Real Time Network Routing* [5, 6, 7]) desenvolvido pela AT&T; DAR (*Dynamic Alternative Routing* [32, 31]) desenvolvido pela British Telecom; e DCR (*Dynamic Controlled Routing ou Dynamic Call Routing* [33, 11] desenvolvido pela Bell–Northen Research).

A comparação com o método RTNR, referente às três redes de teste para diferentes sobrecargas, é apresentada nas tabelas 4.6, 4.7 e 4.8, onde os melhores valores para cada métrica da rede são indicados a carregado. É de notar que o método RTNR é bem conhecido pela sua eficiência e desempenho notáveis em condições de sobrecarga que resultam principalmente do uso extensivo de mecanismos de protecção de serviço sofisticados, organizados de forma hierárquica, que se adaptam dinamicamente a situações de flutuação significativa de intensidade de tráfego e de degradação de probabilidades de bloqueio nó-a-nó.

Através da análise das tabelas 4.6, 4.7 e 4.8 conclui-se que, excepto para o caso da rede M para sobrecargas baixas e moderadas (onde B_m e B_M são em geral muito baixos,

Factor Sobrec.	MODR Modelo de Simulação		RTNR Modelo de Simulação	
	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	$(6.0 \pm 0.70) \times 10^{-3}$	$\mathbf{(1.3 \pm 0.16) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(3.0 \pm 0.53) \times 10^{-3}}$	$(6.0 \pm 1.5) \times 10^{-3}$
10%	$\mathbf{(3.3 \pm 0.31) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(4.7 \pm 0.51) \times 10^{-2}}$	$(4.1 \pm 0.29) \times 10^{-2}$	$(6.1 \pm 0.44) \times 10^{-2}$
20%	$\mathbf{(8.0 \pm 0.28) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(1.04 \pm 0.063) \times 10^{-1}}$	$(9.0 \pm 0.27) \times 10^{-2}$	$(1.33 \pm 0.089) \times 10^{-1}$
30%	$(1.30 \pm 0.028) \times 10^{-1}$	$\mathbf{(1.59 \pm 0.073) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(1.29 \pm 0.022) \times 10^{-1}}$	$(1.86 \pm 0.087) \times 10^{-1}$
40%	$(1.74 \pm 0.023) \times 10^{-1}$	$\mathbf{(2.14 \pm 0.066) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(1.67 \pm 0.018) \times 10^{-1}}$	$(2.26 \pm 0.11) \times 10^{-1}$

Tabela 4.6: Desempenho global do MODR para a rede A – Comparação com RTNR.

Factor Sobrec.	MODR Modelo de Simulação		RTNR Modelo de Simulação	
	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	$(9.0 \pm 0.43) \times 10^{-3}$	$\mathbf{(2.0 \pm 0.37) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(7.0 \pm 0.67) \times 10^{-3}}$	$(2.9 \pm 0.64) \times 10^{-2}$
N 10%	$(5.9 \pm 0.12) \times 10^{-2}$	$\mathbf{(9.6 \pm 0.66) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(5.8 \pm 0.11) \times 10^{-2}}$	$(1.80 \pm 0.097) \times 10^{-1}$
20%	$(1.16 \pm 0.011) \times 10^{-1}$	$\mathbf{(1.54 \pm 0.064) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(1.11 \pm 0.013) \times 10^{-1}}$	$(2.57 \pm 0.12) \times 10^{-1}$
30%	$\mathbf{(1.70 \pm 0.014) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(1.93 \pm 0.021) \times 10^{-1}}$	$(1.93 \pm 0.021) \times 10^{-1}$	$(2.96 \pm 0.038) \times 10^{-1}$
40%	$(2.18 \pm 0.013) \times 10^{-1}$	$\mathbf{(2.47 \pm 0.022) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(2.16 \pm 0.012) \times 10^{-1}}$	$(3.15 \pm 0.077) \times 10^{-1}$

Tabela 4.7: Desempenho global do MODR para a rede B – Comparação com RTNR.

Factor Sobrec.	MODR Modelo de Simulação		RTNR Modelo de Simulação	
	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	$< 10^{-3}$	$(3.0 \pm 0.6) \times 10^{-3}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$
10%	$(3.0 \pm 0.18) \times 10^{-3}$	$(2.2 \pm 0.15) \times 10^{-2}$	$\mathbf{(1.0 \pm 011) \times 10^{-3}}$	$\mathbf{(5.0 \pm 1.1) \times 10^{-3}}$
20%	$(9.0 \pm 0.21) \times 10^{-3}$	$(5.8 \pm 0.16) \times 10^{-2}$	$\mathbf{(4.0 \pm 0.30) \times 10^{-3}}$	$\mathbf{(2.5 \pm 0.24) \times 10^{-2}}$
30%	$(2.8 \pm 0.13) \times 10^{-2}$	$\mathbf{(1.05 \pm 0.031) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(2.7 \pm 0.15) \times 10^{-2}}$	$(1.44 \pm 0.13) \times 10^{-1}$
40%	$\mathbf{(6.3 \pm 0.15) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(1.76 \pm 0.06) \times 10^{-1}}$	$(6.3 \pm 0.16) \times 10^{-2}$	$(2.57 \pm 0.055) \times 10^{-1}$
50%	$\mathbf{(1.01 \pm 0.018) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(2.62 \pm 0.063) \times 10^{-1}}$	$(1.01 \pm 0.018) \times 10^{-1}$	$(3.35 \pm 0.033) \times 10^{-1}$
60%	$\mathbf{(1.37 \pm 0.013) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(3.41 \pm 0.059) \times 10^{-1}}$	$(1.38 \pm 0.015) \times 10^{-1}$	$(3.97 \pm 0.037) \times 10^{-1}$
70%	$\mathbf{(1.69 \pm 0.015) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(4.16 \pm 0.022) \times 10^{-1}}$	$(1.73 \pm 0.017) \times 10^{-1}$	$(4.46 \pm 0.029) \times 10^{-1}$
80%	$\mathbf{(2.02 \pm 0.012) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(4.54 \pm 0.028) \times 10^{-1}}$	$(2.04 \pm 0.016) \times 10^{-1}$	$(4.79 \pm 0.014) \times 10^{-1}$

Tabela 4.8: Desempenho global do MODR para a rede M – Comparação com RTNR.

inclusivamente abaixo dos valores padronizados requeridos para essas métricas, por exemplo, $\leq 0.5\%$ para 0% de sobrecarga), o MODR, com APR, tem melhor desempenho que o RTNR. De facto, as soluções obtidas pelo MODR, ou dominam as obtidas pelo RTNR, ou são não dominadas face àquelas soluções. Neste último caso, as soluções obtidas pelo MODR, embora com bloqueios médios na rede mais elevados, conseguem valores máximos de bloqueio ponto-a-ponto mais baixos, como seria de esperar.

A comparação com o método DCR é apresentada nas tabelas 4.9, 4.10 e 4.11, e a comparação com o método DAR é apresentada nas tabelas 4.12, 4.13 e 4.14 onde, tal como anteriormente, os melhores valores para cada regime de sobrecarga e para cada métrica da rede são indicados a carregado. O que nos fez agrupar estes dois métodos na comparação com o MODR é o facto de ambos terem reserva de circuitos fixa[8].

Da análise de ambos os conjuntos de tabelas conclui-se o seguinte:

- o MODR consegue melhor desempenho nas sobrecargas mais baixas porque é aí que se sente mais o efeito negativo do uso de reserva fixa – o uso desse tipo de reserva de circuitos só é francamente benéfico em caso de maiores sobrecargas de tráfego na rede;

- para valores de sobrecarga mais elevados, nos casos das redes A e B, na maior parte das vezes, o MODR consegue obter melhores valores de B_M e os outros métodos melhores valores de B_m; em alguns casos, porém, os métodos DCR e DAR conseguem melhor desempenho global do que o MODR;

- no caso da rede M, para todos os regimes de sobrecarga, o MODR consegue sempre o melhor desempenho.

É importante referir que a rede M, pela forte assimetria que apresenta em termos de bloqueios ponto-a-ponto e nos arcos, comporta-se de forma análoga a uma rede onde tivesse sido criada uma situação de falha(s)[9].

[8]Foram feitas simulações prévias que permitiram ajustar o número de circuitos reservados para cada rede, tendo-se usado o mesmo número em ambos os métodos: 2 circuitos no caso da rede A e 4 circuitos no caso das redes B e M.

[9]Por exemplo, uma fibra óptica onde poderiam existir parte dos circuitos de vários feixes.

Factor Sobrec.	MODR Modelo de Simulação		DCR Modelo de Simulação	
	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	$\mathbf{(6.0 \pm 0.70) \times 10^{-3}}$	$\mathbf{(1.3 \pm 0.16) \times 10^{-2}}$	$(1.0 \pm 0.96) \times 10^{-2}$	$(2.1 \pm 0.19) \times 10^{-2}$
10%	$\mathbf{(3.3 \pm 0.31) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(4.7 \pm 0.51) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(3.3 \pm 0.27) \times 10^{-2}}$	$(5.6 \pm 0.74) \times 10^{-2}$
20%	$(8.0 \pm 0.28) \times 10^{-2}$	$\mathbf{(1.04 \pm 0.063) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(7.0 \pm 0.26) \times 10^{-2}}$	$(1.09 \pm 0.071) \times 10^{-1}$
30%	$(1.30 \pm 0.028) \times 10^{-1}$	$\mathbf{(1.59 \pm 0.073) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(1.14 \pm 0.029) \times 10^{-1}}$	$(1.62 \pm 0.077) \times 10^{-1}$

Tabela 4.9: Desempenho global do MODR para a rede A – Comparação com DCR.

Factor Sobrec.	MODR Modelo de Simulação		DCR Modelo de Simulação	
	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	$\mathbf{(9.0 \pm 0.43) \times 10^{-3}}$	$\mathbf{(2.0 \pm 0.37) \times 10^{-2}}$	$(1.2 \pm 0.030) \times 10^{-2}$	$(2.9 \pm 0.25) \times 10^{-2}$
10%	$(5.9 \pm 0.12) \times 10^{-2}$	$(9.6 \pm 0.66) \times 10^{-2}$	$\mathbf{(5.7 \pm 0.10) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(7.9 \pm 0.50) \times 10^{-2}}$
20%	$(1.16 \pm 0.011) \times 10^{-1}$	$(1.54 \pm 0.064) \times 10^{-1}$	$\mathbf{(1.14 \pm 0.010) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(1.40 \pm 0.024) \times 10^{-1}}$
30%	$(1.70 \pm 0.014) \times 10^{-1}$	$\mathbf{(1.93 \pm 0.021) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(1.69 \pm 0.014) \times 10^{-1}}$	$(1.97 \pm 0.047) \times 10^{-1}$

Tabela 4.10: Desempenho global do MODR para a rede B – Comparação com DCR.

Factor Sobrec.	MODR Modelo de Simulação		DCR Modelo de Simulação	
	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{(3.0 \pm 0.6) \times 10^{-3}}$	$(3.0 \pm 0.21) \times 10^{-3}$	$(1.9 \pm 0.15) \times 10^{-2}$
10%	$\mathbf{(3.0 \pm 0.18) \times 10^{-3}}$	$\mathbf{(2.2 \pm 0.15) \times 10^{-2}}$	$(1.0 \pm 0.46) \times 10^{-2}$	$(6.2 \pm 0.36) \times 10^{-2}$
20%	$\mathbf{(9.0 \pm 0.21) \times 10^{-3}}$	$\mathbf{(5.8 \pm 0.16) \times 10^{-2}}$	$(2.4 \pm 0.060) \times 10^{-2}$	$(1.36 \pm 0.026) \times 10^{-1}$
30%	$\mathbf{(2.8 \pm 0.13) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(1.05 \pm 0.031) \times 10^{-1}}$	$(4.8 \pm 0.081) \times 10^{-2}$	$(2.12 \pm 0.048) \times 10^{-1}$
40%	$\mathbf{(6.3 \pm 0.15) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(1.76 \pm 0.06) \times 10^{-1}}$	$(7.8 \pm 0.098) \times 10^{-2}$	$(2.77 \pm 0.054) \times 10^{-1}$
50%	$\mathbf{(1.01 \pm 0.018) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(2.62 \pm 0.063) \times 10^{-1}}$	$(1.1 \pm 0.012) \times 10^{-2}$	$(3.36 \pm 0.058) \times 10^{-1}$
60%	$\mathbf{(1.37 \pm 0.013) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(3.41 \pm 0.059) \times 10^{-1}}$	$(1.43 \pm 0.013) \times 10^{-1}$	$(3.88 \pm 0.033) \times 10^{-1}$
70%	$\mathbf{(1.69 \pm 0.015) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(4.16 \pm 0.022) \times 10^{-1}}$	$(1.75 \pm 0.015) \times 10^{-1}$	$(4.33 \pm 0.018) \times 10^{-1}$
80%	$\mathbf{(2.02 \pm 0.012) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(4.54 \pm 0.028) \times 10^{-1}}$	$(2.06 \pm 0.016) \times 10^{-1}$	$(4.68 \pm 0.017) \times 10^{-1}$

Tabela 4.11: Desempenho global do MODR para a rede M – Comparação com DCR.

Factor Sobrec.	MODR Modelo de Simulação		DAR Modelo de Simulação	
	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	$\mathbf{(6.0 \pm 0.70) \times 10^{-3}}$	$\mathbf{(1.3 \pm 0.16) \times 10^{-2}}$	$(1.2 \pm 0.11) \times 10^{-2}$	$(2.3 \pm 0.44) \times 10^{-2}$
10%	$\mathbf{(3.3 \pm 0.31) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(4.7 \pm 0.51) \times 10^{-2}}$	$(3.5 \pm 0.19) \times 10^{-2}$	$(6.0 \pm 0.66) \times 10^{-2}$
20%	$(8.0 \pm 0.28) \times 10^{-2}$	$\mathbf{(1.04 \pm 0.063) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(7.2 \pm 0.27) \times 10^{-2}}$	$(1.12 \pm 0.065) \times 10^{-1}$
30%	$(1.30 \pm 0.028) \times 10^{-1}$	$\mathbf{(1.59 \pm 0.073) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(1.15 \pm 0.025) \times 10^{-1}}$	$(1.65 \pm 0.077) \times 10^{-1}$

Tabela 4.12: Desempenho global do MODR para a rede A – Comparação com DAR.

Factor Sobrec.	MODR Modelo de Simulação		DAR Modelo de Simulação	
	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	$\mathbf{(9.0 \pm 0.43) \times 10^{-3}}$	$\mathbf{(2.0 \pm 0.37) \times 10^{-2}}$	$(1.1 \pm 0.019) \times 10^{-2}$	$(3.4 \pm 0.21) \times 10^{-2}$
10%	$(5.9 \pm 0.12) \times 10^{-2}$	$(9.6 \pm 0.66) \times 10^{-2}$	$\mathbf{(5.5 \pm 0.12) \times 10^{-2}}$	$\mathbf{(9.1 \pm 0.79) \times 10^{-2}}$
20%	$(1.16 \pm 0.011) \times 10^{-1}$	$(1.54 \pm 0.064) \times 10^{-1}$	$\mathbf{(1.12 \pm 0.010) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(1.52 \pm 0.065) \times 10^{-1}}$
30%	$(1.70 \pm 0.014) \times 10^{-1}$	$\mathbf{(1.93 \pm 0.021) \times 10^{-1}}$	$\mathbf{(1.68 \pm 0.014) \times 10^{-1}}$	$(2.05 \pm 0.082) \times 10^{-1}$

Tabela 4.13: Desempenho global do MODR para a rede B – Comparação com DAR.

Factor Sobrec.	MODR Modelo de Simulação		DAR Modelo de Simulação	
	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$	$B_m \pm \Delta$	$B_M \pm \Delta$
0%	$< \mathbf{10^{-3}}$	$(\mathbf{3.0 \pm 0.6}) \times \mathbf{10^{-3}}$	$(1.0 \pm 0.060) \times 10^{-3}$	$(1.0 \pm 0.041) \times 10^{-2}$
10%	$(\mathbf{3.0 \pm 0.18}) \times \mathbf{10^{-3}}$	$(\mathbf{2.2 \pm 0.15}) \times \mathbf{10^{-2}}$	$(7.0 \pm 0.32) \times 10^{-3}$	$(5.4 \pm 0.31) \times 10^{-2}$
20%	$(\mathbf{9.0 \pm 0.21}) \times \mathbf{10^{-3}}$	$(\mathbf{5.8 \pm 0.16}) \times \mathbf{10^{-2}}$	$(1.9 \pm 0.039) \times 10^{-2}$	$(1.27 \pm 0.040) \times 10^{-1}$
30%	$(\mathbf{2.8 \pm 0.13}) \times \mathbf{10^{-2}}$	$(\mathbf{1.05 \pm 0.031}) \times \mathbf{10^{-1}}$	$(4.1 \pm 0.11) \times 10^{-2}$	$(2.08 \pm 0.048) \times 10^{-1}$
40%	$(\mathbf{6.3 \pm 0.15}) \times \mathbf{10^{-2}}$	$(\mathbf{1.76 \pm 0.06}) \times \mathbf{10^{-1}}$	$(7.2 \pm 0.11) \times 10^{-2}$	$(2.81 \pm 0.056) \times 10^{-1}$
50%	$(\mathbf{1.01 \pm 0.018}) \times \mathbf{10^{-1}}$	$(\mathbf{2.62 \pm 0.063}) \times \mathbf{10^{-1}}$	$(1.07 \pm 0.010) \times 10^{-1}$	$(3.41 \pm 0.044) \times 10^{-1}$
60%	$(\mathbf{1.37 \pm 0.013}) \times \mathbf{10^{-1}}$	$(\mathbf{3.41 \pm 0.059}) \times \mathbf{10^{-1}}$	$(1.43 \pm 0.013) \times 10^{-1}$	$(3.91 \pm 0.024) \times 10^{-1}$
70%	$(\mathbf{1.69 \pm 0.015}) \times \mathbf{10^{-1}}$	$(\mathbf{4.16 \pm 0.022}) \times \mathbf{10^{-1}}$	$(1.76 \pm 0.017) \times 10^{-1}$	$(4.35 \pm 0.023) \times 10^{-1}$
80%	$(\mathbf{2.02 \pm 0.012}) \times \mathbf{10^{-1}}$	$(\mathbf{4.54 \pm 0.028}) \times \mathbf{10^{-1}}$	$(2.07 \pm 0.019) \times 10^{-1}$	$(4.68 \pm 0.011) \times 10^{-1}$

Tabela 4.14: Desempenho global do MODR para a rede M – Comparação com DAR.

Finalmente conclui-se que, globalmente, os resultados anteriores são bastante positivos no que diz respeito ao potencial do método, em termos do desempenho da rede, especialmente quando existe a necessidade de preservar a qualidade de serviço de fluxos mais "sensíveis", de baixa intensidade de tráfego. A superioridade tendencial do modelo MODR face aos métodos de referência é particularmente significativa em situações de sobrecarga elevada ou em redes com fortes assimetrias nos bloqueios ponto-a-ponto, como é típico de redes em situações de avaria.

4.6 Análise de Desempenho de Variantes da Heurística para Selecção Síncrona de Caminhos

Tendo em conta a natureza muito complexa do problema $\mathcal{P}_N^{(2)}$ de encaminhamento alternativo dinâmico bi-objectivo na rede, levou-se a cabo um estudo de desempenho de variantes da heurística para escolha síncrona de caminhos, usando relaxações dos valores préviamente calculados (pela versão inicial da heurística) de cada um dos critérios de desempenho de rede: bloqueio médio B_m e bloqueio máximo ponto-a-ponto B_M. Este estudo teve como objectivo permitir obter outras soluções não dominadas no espaço das funções objectivo do problema $\mathcal{P}_N^{(2)}$, de modo a avaliar a possibilidade de melhorar uma das funções objectivo relativamente aos valores correspondentes à solução obtida pela versão inicial da heurística.

4.6.1 Variantes da Heurística Implementadas

Inicialmente alterou-se a heurística de modo a escolher as soluções (caminhos) para a rede que procurem minimizar apenas um dos critérios B_m ou B_M (sendo os caminhos para cada par O–D determinados pelo MMRA, tal como na heurística original). Designaram-se essas soluções por (B_m^*, B_M^+) e (B_m^+, B_M^*), respectivamente (assinaladas nas figuras que se seguem por *"Extremos-H"*). Considere-se os valores $(B_{m_{MODR}}, B_{M_{MODR}})$ correspondentes à solução obtida pela heurística original (pontos assinalados por "MODR–1" nas figuras). Alterou-se de seguida a heurística de modo a procurar solucões que satisfaçam uma das condições

$$\text{(Variante A1)}: \qquad \min B_m \quad : \quad B_M < B_M^+ - n\Delta^1, \quad n = 9, \ldots, 1 \tag{4.57}$$

$$\text{(Variante A2)}: \qquad \min B_M \quad : \quad B_m < B_m^+ - n\Delta, \quad n = 9, \ldots, 1 \tag{4.58}$$

sendo

$$\Delta = \frac{B_m^+ - B_{m_{MODR}}}{10}$$

$$\Delta^1 = \frac{B_M^+ - B_{M_{MODR}}}{10}$$

Estas condições correspondem ao relaxamento do bloqueio máximo ponto-a-ponto B_M (variante A1) e do bloqueio médio na rede B_m (variante A2) em sucessivos decréscimos de igual comprimento (Δ^1 e Δ), dos limiares respectivos nos intervalos $]B_{M_{MODR}}, B_M^+[$ e $]B_{m_{MODR}}, B_m^+[$. Nas figuras que se seguem, estas soluções obtidas com as variantes da heurística correspondentes às condições A1 e A2 são os pontos assinalados por *"relax–A1"* e *"relax–A2"*.

Finalmente, para se compreender melhor qual o tipo de soluções geradas internamente nos ciclos principais deste tipo de heurística, foi implementada uma quarta variante onde, na pesquisa de soluções que minimizam B_m e B_M, a solução correntemente seleccionada deve satisfazer a condição:

$$\text{(Variante B)} \qquad B_m^* \leq B_m \leq B_m^+ \quad \text{e} \quad B_M^* \leq B_M \leq B_M^+ \tag{4.59}$$

Nas figuras seguintes, estas soluções correspondem aos pontos assinalados por *"val. interv."*. A consideração desta versão tem a ver com o facto de, na versão original da

heurística, não se aceitarem soluções que piorem qualquer das funções objectivo globais (B_m e B_M), o que faz com que sejam encontradas muito poucas soluções. A relaxação relativa às duas métricas, considerada na condição anterior, permite assim mostrar um conjunto maior de soluções (rejeitadas pela heurística original) .

Em resumo, foram então implementadas as seguintes variantes da heurística:

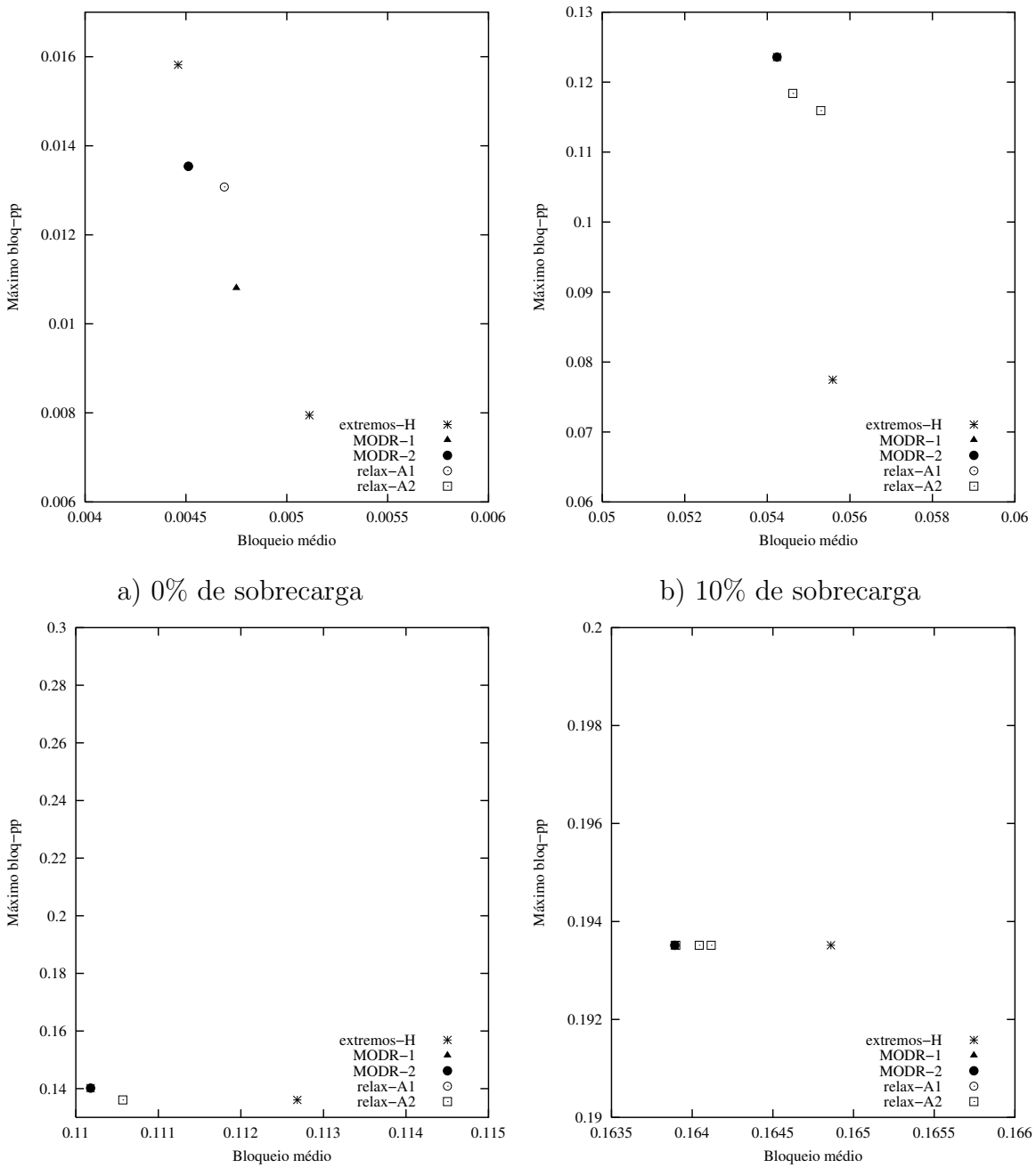
- Heurística MODR - heurística original:
  - Soluções $\overline{R}_t$ seleccionadas procurando a minimização de B_m e B_M
- Variante A1:
  - Soluções $\overline{R}_t$ seleccionadas de acordo com (4.57) (relaxação de B_M)
- Variante A2:
  - Soluções $\overline{R}_t$ seleccionadas de acordo com (4.58) (relaxação de B_m)
- Variante B:
  - Soluções $\overline{R}_t$ seleccionadas de acordo com (4.59) (relaxação simultânea de B_m e B_M)

4.6.2 Análise de Resultados

As redes analisadas foram a rede A, B e a rede M já referidas. Foram realizadas várias colecções de experiências (com as três redes e para várias sobrecargas) apresentando-se nas figuras 4.15–4.18 apenas os resultados mais significativos.

A primeira conclusão é que as soluções obtidas pela heurística original do MODR assinaladas pelos pontos "MODR-1" são, na maior parte dos casos, soluções não dominadas relativamente a todas as soluções obtidas por todas as outras versões da heurística e são boas soluções de compromisso entre as soluções de melhor B_m e de melhor B_M. A única excepção encontrada está representada na figura 4.16–b)[10], onde a solução obtida pelo MODR é ligeiramente dominada pela solução "relax-A1" no que diz respeito à

[10] É de notar que esta solução coincide com o ponto assinalado por MODR-2.



a) 0% de sobrecarga

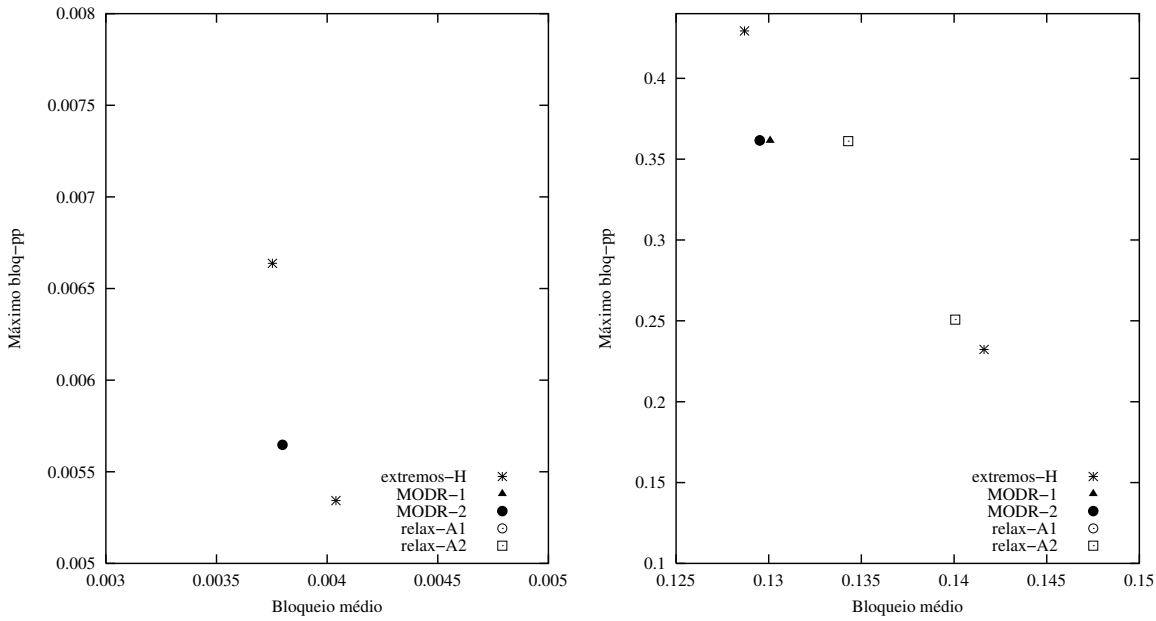
b) 10% de sobrecarga

c) 20% de sobrecarga

d) 30% de sobrecarga

Figura 4.15: Rede B.

métrica B_m. Este tipo de situações só será explicável tendo em conta a natureza muito complexa do problema: discreta e com interdependências entre as funções objectivo e entre estas e os caminhos seleccionados.

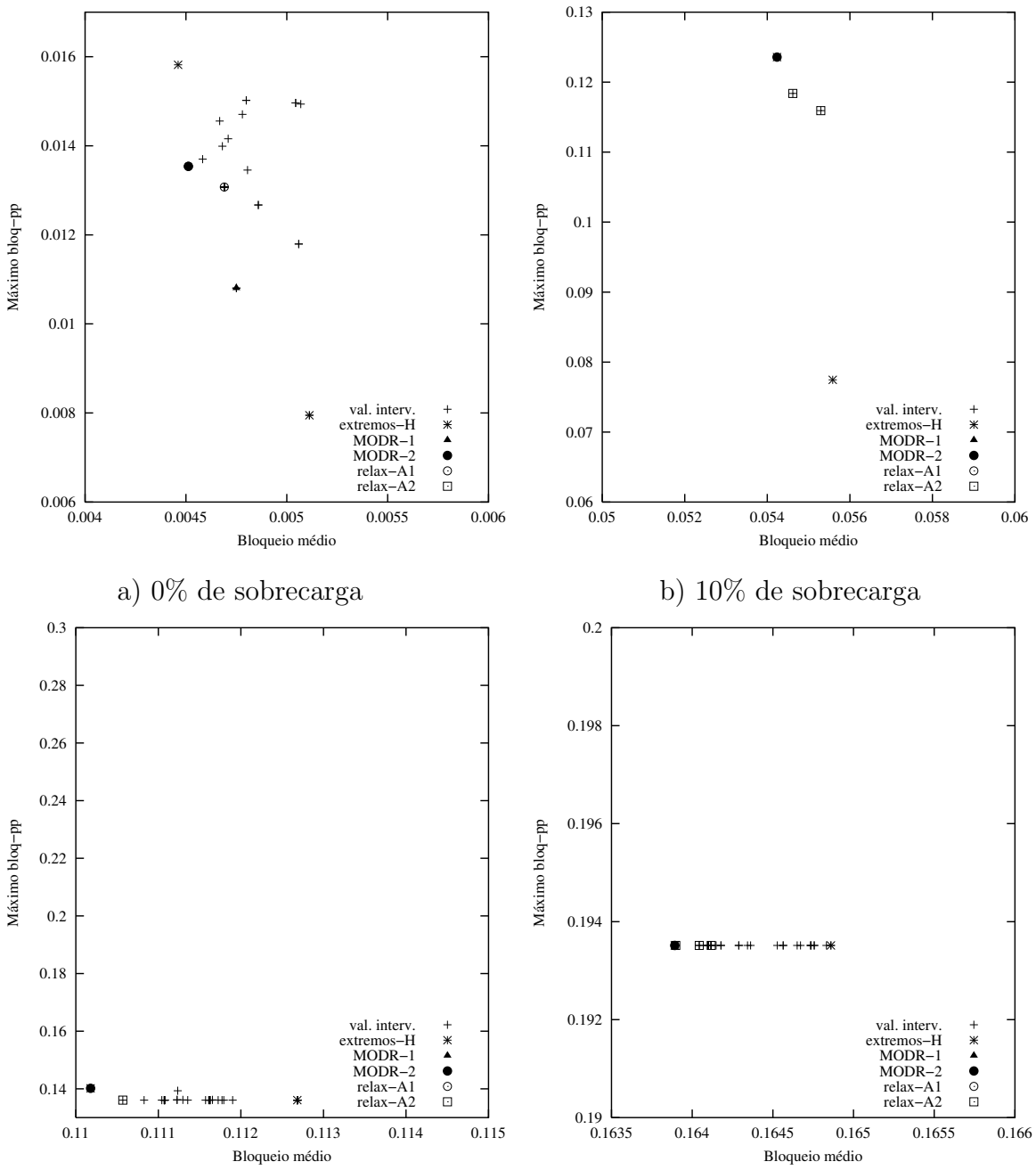


a) Rede A com 0% de sobrecarga b) Rede M com 60% de sobrecarga

Figura 4.16: Redes A e M.

Um outro aspecto significativo nestas figuras diz respeito a "rajadas" de soluções que aparecem nas sobrecargas mais elevadas com o mesmo valor de B_M (figuras 4.15–d) 4.17–c), 4.17–d), 4.18–b)). Este fenómeno aparece por se eliminar o encaminhamento alternativo para alguns fluxos que, por sua vez, são os únicos fluxos nos arcos directos entre os nós correspondentes. Um dos fluxos nessas condições (o mais afectado em termos de bloqueio ponto-a-ponto) determina então o valor B_M. Assim, B_M não varia enquanto não existir nenhum caminho alternativo de outro fluxo que use o arco directo do fluxo em causa ou enquanto este fluxo não tiver caminho alternativo e, por isso, é que existem tantas soluções alternativas com o mesmo valor de B_M.

Finalmente, um aspecto importante parcialmente relacionado com o anterior diz respeito a soluções obtidas por relaxação de B_M (versão A1 da heurística) que são não-dominadas face às do MODR, mas cujo valor de B_m é melhor do que o da solução MODR e para as quais B_M é apenas muito ligeiramente pior. Alguns desses valores de B_M poderão também ter origem em alguma imprecisão numérica relacionada com os complexos cálculos numéricos envolvidos na heurística e com a representação binária



a) 0% de sobrecarga

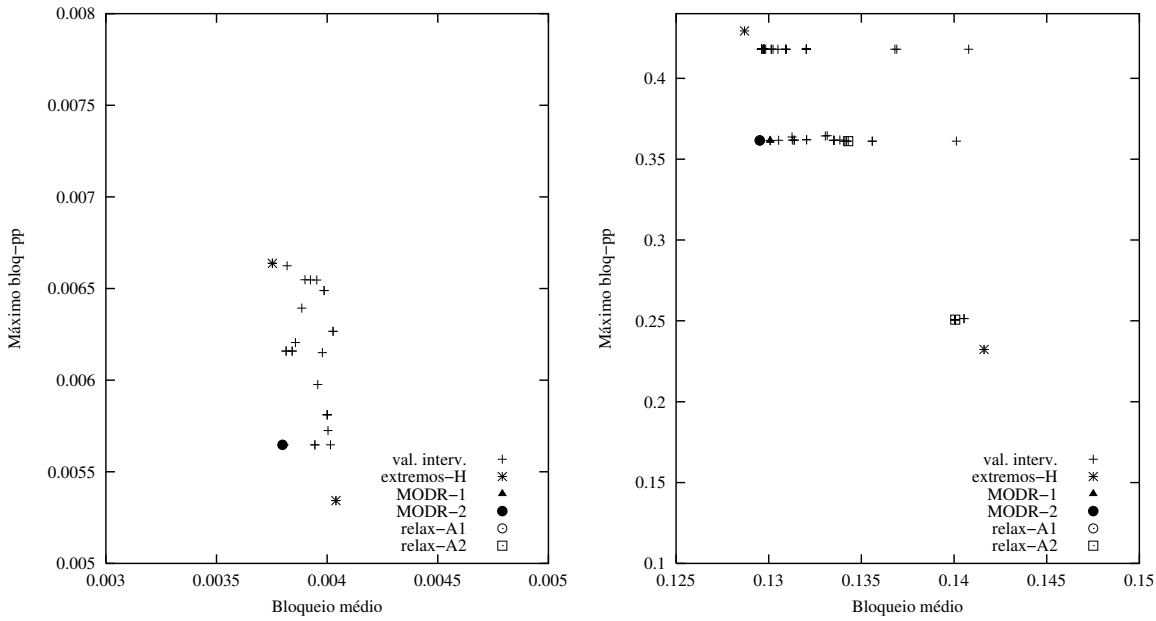
b) 10% de sobrecarga

c) 20% de sobrecarga

d) 30% de sobrecarga

Figura 4.17: Rede B – incluindo resultados da variante da heurística val. interv.

de números reais. Para permitir que essas soluções sejam seleccionadas foi feita uma alteração na heurística de modo a seleccionar soluções correspondentes ao mínimo de B_m e onde B_M possa ser 3% pior que o mínimo corrente. As novas soluções desta nova



a) Rede A com 0% de sobrecarga b) Rede M com 60% de sobrecarga

Figura 4.18: Redes A e M – incluindo resultados da variante da heurística val. interv.

variante da heurística são assinaladas nas figuras como "*MODR-2*". Esta alteração, no caso da figura 4.16–b), tornou a nova solução MODR–2 não dominada face a todas as outras representadas. É de notar que, anteriormente, a solução MODR era dominada por aquela. Com esta nova alteração, a solução final foi alterada quatro vezes em 17 casos estudados. Seguem-se as tabelas 4.15, 4.16 e 4.17, comparativas dos resultados analíticos da versão inicial da heurística (MODR–1) e da versão com relaxação de 3% do bloqueio máximo ponto-a-ponto B_M.

É de notar que os valores analíticos do MODR estão ligeiramente diferentes em relação aos que foram apresentados antes, porque estes valores foram obtidos com uma nova versão de heurística com as adaptações necessárias para redes multi-serviço, que irão ser explicadas no próximo capítulo. Nomeadamente: i) foram usadas aproximações assimptóticas para o cálculo do bloqueio nos arcos (ver Apêndice B); ii) foram eliminados caminhos alternativos na solução inicial (ponto de partida da heurística); iii) o ajuste de parâmetro z_{APR} foi também ligeiramente alterado.

4.6.3 Notas Finais Relativas à Análise de Desempenho de Variantes da Heurística

A variante da heurística que parece mais adequada à aplicação em redes mono-serviço é a designada por MODR–2 pelas razões expostas, nomeadamente por privilegiar o bloqueio médio na rede, em certos casos, à custa duma ligeira degradação (até 3%) de B_M, e por aquele critério estar directamente ligado à receita total obtida na rede e, por conseguinte, ser, em última análise, a métrica de maior importância relativa. Isto, claro está, sem perder a perspectiva bi-critério em que se baseia o método de encaminhamento MODR.

Factor Sobrec.	MODR–1 Modelo Analítico		MODR–relax. B_M Modelo Analítico	
	B_m	B_M	B_m	B_M
0%	$< 10^{-3}$	0.001	$< 10^{-3}$	0.001
10%	0.001	0.009	0.001	0.009
20%	0.005	0.035	0.005	0.035
30%	0.019	0.076	0.019	0.076
40%	0.063	0.141	0.063	0.141
50%	0.103	0.192	0.103	0.192
60%	0.130	0.361	0.130	0.362
70%	0.169	0.397	0.166*	0.398
80%	0.203	0.429	0.196*	0.484

Tabela 4.15: Desempenho global da rede - rede M ; * Melhoria em B_m face à solução MODR.

Factor Sobrec.	MODR–1 Modelo Analítico		MODR–relax. B_M Modelo Analítico	
	B_m	B_M	B_m	B_M
0%	0.005	0.011	0.005	0.011
10%	0.054	0.124	0.054	0.124
20%	0.110	0.140	0.110	0.140
30%	0.164	0.194	0.164	0.194
40%	0.214	0.246	0.214	0.246

Tabela 4.16: Desempenho global da rede - rede B.

Factor Sobrec.	MODR–1 Modelo Analítico		MODR–relax. B_M Modelo Analítico	
	B_m	B_M	B_m	B_M
0%	0.004	0.006	0.004	0.006
10%	0.031	0.038	0.031	0.038
20%	0.078	0.153	0.077	0.153
30%	0.119	0.198	0.118	0.198
40%	0.157	0.242	0.156	0.242

Tabela 4.17: Desempenho Global da rede - rede A.

4.7 Descentralização do Sistema de Encaminhamento

Para aplicar o modelo tal como foi formulado originalmente, vamos analisar sucintamente qual o tipo de informação a trocar entre os nós no caso de se pretender utilizar um sistema de controlo, alternativo ao da figura 4.1, totalmente descentralizado no que se refere ao sistema Controlo de Encaminhamento/Gestão em Tempo Real. Admite-se que o Sistema de Gestão de Encaminhamento possa continuar a existir de forma centralizada, por não fazer sentido a sua descentralização, dadas as suas funções. Também o módulo Base de Dados pode ser repartido entre uma parte descentralizada, contendo toda a informação necessária ao funcionamento do sistema Controlo de Encaminhamento/Gestão em Tempo Real em cada nó, e uma parte centralizada, que contenha a restante informação.

Então, para que a heurística do método MODR possa ser executada em cada nó, este tem que conhecer a estimativa da matriz de tráfego oferecido ponto-a-ponto $[\tilde{x}_f(n)]$ (4.54). Assim, cada nó da rede deve comunicar a todos os outros uma linha desta matriz. Esta forma de descentralizar leva a um acréscimo significativo de trocas de informação na rede para além de se estar a aumentar a carga de processamento exigida a cada nó. É de notar que a heurística procura determinar todo o conjunto $\overline{R}_t$ de caminhos existentes na rede, embora cada nó v_i só precise de conhecer, para efeitos de encaminhamento de chamadas, o respectivo subconjunto $R_t(v_i)$.

Uma alternativa razoável de descentralização será a inclusão do sistema Controlo de Encaminhamento/Gestão em Tempo Real, apenas num subconjunto de nós, podendo

ou não haver duplicação de funções por questões de fiabilidade (no que diz respeito ao subconjunto de nós que cada um desses nós controlaria). Assim, poder-se-ia aumentar a fiabilidade e diminuir a quantidade de informação a ser trocada na rede.

4.7.1 Descentralização com Reformulação do Método de encaminhamento MODR

Uma possibilidade de descentralização, que carece de estudo posterior, passa pela eliminação ou reformulação da heurística de selecção síncrona de caminhos desenvolvida para o método MODR e pela selecção periódica (embora não necessariamente síncrona) do conjunto $R_t(v_i)$ de caminhos, em cada nó v_i, através do algoritmo MMRA, esperando assim obter um desempenho global da rede que cumpra, mesmo que aproximadamente, os objectivos definidos para o método MODR (Problema $\mathcal{P}_N^{(2)}$). Para isso, é necessário que cada nó conheça os valores de bloqueio e de custo implícito referentes a todos os arcos na rede.

Cada nó pode conhecer facilmente, com custos desprezáveis de processamento, estimativas do bloqueio nos arcos que lhe são adjacentes. No entanto, relativamente aos custos implícitos, para que estes possam ser calculados, mesmo os relativos a arcos adjacentes, é necessário que cada nó possa obter informação de outros nós na rede.

Apresentam-se de seguida formas de estimar os custos implícitos a partir de medições de tráfego transportado nos arcos e nos caminhos que seriam, em princípio, mais adequadas numa forma distribuída do método de encaminhamento.

4.7.1.1 Estimativas dos Custos Implícitos e de Outros Parâmetros

Introduzem-se agora algumas definições relativas a medidas de tráfego, a partir das quais se poderiam obter estimativas dos custos implícitos, tal como se sugere em [20] com base nas expressões obtidas em [58].

Definição 4.7.1 *$Y_k(i-1)$ é um estimador do valor médio do tráfego transportado no arco l_k no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$. Então, de igual forma, se $N_k^{j'}$ for o número de chamadas em curso no arco l_k em $[(j'-1)\Delta t_{j'}, j'\Delta t_{j'}[$, sub-intervalo de duração*

$\Delta t_{j'}$ variável de $[(i-1)\tau, i\tau[$ e J'_i for o número de vezes em que varia o número de chamadas em curso no arco l_k neste último intervalo de tempo, vem:

$$Y_k(i-1) = \frac{\sum_{j'=0}^{J'_i} N_k^{j'} \Delta t_{j'}}{\tau} \tag{4.60}$$

Definição 4.7.2 *$\tilde{Y}_k(i-1)$ é um estimador do valor médio do tráfego oferecido ao arco l_k no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$. Então,*

$$\tilde{Y}_k(i-1) = Y_k(i-1) + \hat{Y}_k(i-1) \tag{4.61}$$

em que $\hat{Y}_k(i-1)$ é um estimador do valor médio do tráfego perdido pelo arco l_k no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$, definido por

$$\hat{Y}_k(i-1) = \frac{N_k^{\tau} h}{\tau} \tag{4.62}$$

onde N_k^{τ} é o número de chamadas perdidas pelo arco l_k no mesmo intervalo de tempo e h a duração média das chamadas.

Seja agora $\tilde{y}_k(n)$ a estimativa do tráfego oferecido ao arco l_k no intervalo de tempo $[n\mathcal{T}, (n+1)\mathcal{T}[$ sendo $\mathcal{T}$ o período de recálculo dos caminhos ponto-a-ponto e $x_{r^i(f)}(n)$ a estimativa para o tráfego transportado no caminho $r^i(f)$ no mesmo intervalo de tempo. Estas estimativas podem ser obtidas de acordo com o modelo apresentado na secção 4.4.1.1 para o caso de $\tilde{x}_f(n)$.

Problema do Cálculo dos $x_{r^i(f)}(n)$

De acordo com (4.54), as estimativas $x_{r^i(f)}(n)$ são calculadas a partir dos valores medidos de tráfego transportado nos caminhos $r^i(f)$, $X_{r^i(f)}(n-1)$, no intervalo de tempo de ordem $n-1$:

$$x_{r^i(f)}(n) = (1-b)x_{r^i(f)}(n-1) + bX_{r^i(f)}(n-1) \tag{4.63}$$

No ambiente de encaminhamento dinâmico MODR, os caminhos definidos para cada fluxo mudam (ou podem mudar) em cada período $\mathcal{T}$ de actualização dos mesmos. Pode, então, acontecer o seguinte com as estimativas $x_{r^i(f)}(n)$ do tráfego transportado nos caminhos:

- se $r^i(f)$ não existir no intervalo de tempo de ordem $n-1$, então $x_{r^i(f)(n)} = 0$;
- se $r^i(f)$ existir no intervalo de tempo de ordem $n-1$, mas não existir no intervalo de tempo de ordem $n-2$, então $b = 1$ e $x_{r^i(f)(n)} = X_{r^i(f)}(n-1)$;
- finalmente, se $r^i(f)$ existir no intervalo de tempo de ordem $n-1$ e no intervalo de tempo de ordem $n-2$, então $x_{r^i(f)}(n)$ é calculado através de (4.63).

Estimação dos Custos Implícitos com Recurso à Iteradora de Ponto Fixo

Faça-se $F_k(n) = \tilde{y}_k(n)[E(\tilde{y}_k(n), C_k - 1) - E(\tilde{y}_k(n), C_k)]$. Então, designando por $c_k^j(n)$ e $s_{r^i(f)}^j(n)$ as estimativas de $c_k(n)$ e $s_{r^i(f)}(n)$ na j-ésima iteração da iteradora de ponto fixo, (4.16) pode reescrever-se na forma iterativa:

$$\begin{aligned} c_k^{(j+1)}(n) &= (1-a)c_k^j(n) + aF_k(n)\left[\sum_{f:l_k\in r^1(f)} \frac{x_{r^1(f)}(n)}{y_k(n)}\left(c_k^j(n) + s_{r^1(f)}^j(n)\right) + \right. \\ &\quad \left. + \sum_{f:l_k\in r^2(f)} \frac{x_{r^2(f)}(n)}{y_k(n)}\left(c_k^j(n) + s_{r^2(f)}^j(n)\right)\right] \qquad (4.64) \\ s_{r^2(f)}^{j+1}(n) &= w_r - \sum_{l_j\in r^2(f)} c_j^j(n) \\ s_{r^1(f)}^{j+1}(n) &= w_r - \sum_{l_j\in r^1(f)} c_j^j(n) - \left(1 - L_{r^2(f)}(n)\right) s_{r^2(f)}^{j+1}(n) \end{aligned}$$

onde se faz $j = 0, 1, \ldots, j_n$ e $c_k^{(0)}(n) = c_k^{(j_{n-1})}(n-1)$.

Isto é, para cada período $\mathcal{T}$, de ordem n, os c_k são calculados pela iteradora (4.64) usando até j_n iterações.

Assim, sabendo para cada arco o número de circuitos existentes e as estimativas para o tráfego oferecido, pode-se determinar $F_k(n)$ apenas utilizando a fórmula de Erlang-B.

O parâmetro $a \in]0, 1[$. A escolha de a é baseada em critérios de convergência das iterações (4.64). De acordo com o sugerido em [58], o valor de a é, então, escolhido de modo a que $a < |L|^{-1}$, em que $|L|$ é o número total de arcos na rede. Desta forma, pretende-se garantir, tal como já foi referido, que a substituição repetida em (4.64) convirja para a solução (i.e., que os valores $c_k(n)$ reflictam os valores das estimativas

de $x_{r^i(f)}(n)$, $y_k(n)$ e $\tilde{y}_k(n)$), quaisquer que sejam as condições de tráfego na rede e quaisquer que sejam os caminhos.

Estimação dos Custos Implícitos com Recurso a uma Crono-série de Primeira Ordem

Nesta aproximação ir-se-ia estimar $c_k(n)$ a partir de $c_k(n-1)$ com recurso à interpretação da sucessão dos c_k como uma crono-série. Assim, admitimos que existe uma crono-série de primeira ordem subjacente aos valores de $c_k(n)$ em sucessivos períodos de actualização.

O valor de a que aparece nas expressões que se seguem poderia vir a ser ajustado empiricamente a partir de estudos de simulação.

$$\begin{aligned}
c_k(n) &= (1-a)c_k(n-1) + aF_k(n)\left[\sum_{f:l_k\in r^1(f)} \frac{x_{r^1(f)}(n)}{y_k(n)}\Big(c_k(n-1)+s_{r^1(f)}(n-1)\Big)+\right.\\
&\quad \left.+\sum_{f:l_k\in r^2(f)} \frac{x_{r^2(f)}(n)}{y_k(n)}\Big(c_k(n-1)+s_{r^2(f)}(n-1)\Big)\right] \qquad (4.65)\\
s_{r^2(f)}(n) &= w_r - \sum_{l_j\in r^2(f)} c_j(n-1)\\
s_{r^1(f)}(n) &= w_r - \sum_{l_j\in r^1(f)} c_j(n-1) - \Big(1-L_{r^2(f)}(n)\Big)\, s_{r^2(f)}(n)
\end{aligned}$$

Também aqui, $c_k(n)$ é, então, uma estimativa para c_k, $s_{r^1(f)}(n)$ uma estimativa para $s_{r^1(f)}$ e $s_{r^2(f)}(n)$ uma estimativa para $s_{r^2(f)}$, no intervalo de ordem n.

Tal como foi mostrado antes, também neste caso de descentralização do método MODR poderia ser testada a variante dos custos implícitos simplificados usados no caso do método centralizado.

4.7.1.2 Fluxos de Informação no Caso de Redes Completamente Emalhadas

Como já foi referido, numa rede totalmente emalhada (ou fortemente emalhada, tal que nenhum caminho tem mais de dois arcos) os caminhos ou são directos e, portanto, usam só um arco, ou têm dois arcos. Por conseguinte, cada nó ou é origem da chamada,

e neste tipo de encaminhamento, em que os caminhos são definidos ponto-a-ponto (o que conduz a uma forma de encaminhamento controlado na origem ou *source routing*), o nó origem 'conhece' todo o caminho, ou é nó intermédio e, então, conhece a origem e o destino das chamadas, ou ainda é nó destino e também tem possibilidade de conhecer o caminho completo. Portanto, pode 'conhecer' facilmente $X_{r^i(f)}(n-1)$ sem precisar de qualquer tipo de informação dos outros nós.

Para a descentralização dos cálculos (4.64)–(4.65) num dado nó, relativamente aos arcos adjacentes a esse nó (uma vez que se admite que nesse nó podem ser calculados os custos e os bloqueios nos arcos adjacentes), é preciso que ele 'conheça'os bloqueios e os custos implícitos dos arcos não adjacentes dos caminhos alternativos de fluxos para os quais esse nó é origem ou destino. Isto porque os restantes parâmetros intervenientes no cálculo ($x_{r^1(f)}(n)$, $x_{r^2(f)}(n)$ e $y_k(n)$) são reportáveis a arcos adjacentes, logo facilmente calculáveis nesse nó.

Por outro lado, para uso do MMRA, cada nó, de modo a determinar os caminhos válidos no intervalo de tempo de ordem n, tem de conhecer os custos implícitos de todos os arcos da rede, bem como os respectivos bloqueios. Então, cada nó tem de enviar para todos os outros os custos $c_k(n-1)$ dos arcos que lhe são adjacentes, bem como os respectivos bloqueios $\mathcal{B}_k(n-1)$. Por conseguinte, para que não houvesse repetição de dados, ter-se-ia que decidir quais os arcos que seriam da 'responsabilidade' de cada nó (numa rede com N nós, cada nó teria de receber de todos os outros, i.e., de $N-1$ nós, $(N-1)(N-2)/2$ conjuntos de 2 valores - bloqueio e custo - o que corresponde a que cada nó devesse enviar, em média, para cada um dos outros, $(N-2)/2$ conjuntos de dois valores, em cada período de actualização dos caminhos ponto-a-ponto $\mathcal{T}$).

Uma perspectiva de trabalho futuro, para além da avaliação experimental do modelo anterior de encaminhamento descentralizado, é a reformulação dos custos implícitos, tendo em vista o seu uso no âmbito do MMRA em ambiente descentralizado, com o mínimo de troca de informação entre os nós.

Capítulo 5

Extensão do Método de Encaminhamento Dinâmico Multiobjectivo para Redes Multi-serviço[1]

5.1 Introdução

O modelo de encaminhamento MODR-S (*Multiobjective Dynamic Routing for Multiservice networks*), descrito neste capítulo, baseia-se na extensão/generalização do modelo MODR cuja formulação completa para redes mono-serviço foi apresentada no capítulo 4 e adequa-se a redes com perda, multi-serviço, cujo funcionamento no plano lógico (rede de teletráfego) é equivalente a uma rede com comutação por circuitos. Assim, no modelo equivalente, cada chamada, se aceite pela rede, ocupa uma determinada largura de banda em cada feixe ou arco do caminho, largura essa que pode corresponder, no caso mais geral, à *largura de banda efectiva* característica da classe de serviço à qual pertence a chamada.

Nas redes tipo ATM ou Internet/MPLS, os diferentes tipos de fluxos podem ter

[1] O conteúdo deste capítulo baseia-se parcialmente nos seguintes artigos:

– L. Martins, J. Craveirinha, and J. Clímaco. A new multiobjective dynamic routing method for multiservice netwoks - modelling and performance. In W. Ben-Ameur and A. Petrowski, editors, *International Network Optimization Conference*, pages 404–409, Evry - Paris, October 2003. Institut National des Télécommunications. Um Método de Enc. Dinâmico Multiobjectivo – L. Martins, J.Craveirinha, and J.Clímaco. A new multiobjective dynamic routing method for multiservice netwoks - modelling and performance. 2003. Submetido para publicação.

débitos muito variáveis e flutuações muito rápidas (acompanhadas de *bursts*, i.e., 'impulsos' de tráfego muito intensos) e, por conseguinte, características de tráfego também muito variáveis. A *largura de banda efectiva* é uma medida estocástica simplificada de utilização dos recursos da rede (ver, por exemplo, [56, 41, 71]) que reflecte os efeitos da multiplexação estatística de diferentes fluxos e os respectivos requisitos de qualidade de serviço[2].

O método de encaminhamento proposto adequa-se a redes RDIS tradicionais com controlo de encaminhamento centralizado, podendo funcionar ainda como método de estabelecimento de caminhos correspondentes a ligações por canais virtuais (*Virtual Channels Connections* – VCCs) através de caminhos virtuais (*Virtual Paths Connections* – VPCs) para o caso das redes ATM e de caminhos (*Label Switched Paths* – LSPs) explícitos em redes MPLS. A completa adequação do MODR–S, quer a redes ATM, quer a redes MPLS, carece de um estudo mais detalhado que sai fora do âmbito deste trabalho.

Na aplicação prospectiva do modelo MODR-S que se segue, para redes ATM ou MPLS, cada VCC, ou cada LSP explícito, é tratado como um caminho ponto–a–ponto que, para a duração da chamada que lhe está associada, tem uma largura de banda constante, correspondendo à *largura de banda efectiva* que é característica do serviço a que pertence a chamada em causa. Assim, do ponto de vista do cálculo dos caminhos, é possível abstrairmo-nos das características do tráfego ao nível das células ou dos pacotes. Pode-se assim encarar, quer a rede ATM, quer a rede MPLS, como equivalentes, para este efeito, a uma rede de comutação por circuitos *multicanal* (pois comutam chamadas com diferentes larguras de banda) e com perda, porque as chamadas que não encontram recursos disponíveis para serem estabelecidas são rejeitadas. Esta é, aliás, a forma de modelação dos problemas de encaminhamento referida por Mitra *et al.* [73]. Por outro lado, o tráfego suportado é *multiclasse* porque as chamadas provenientes de fluxos de tráfego com diferentes características partilham recursos comuns.

[2]No âmbito das redes MPLS, de acordo com [39], *largura de banda efectiva* é a largura de banda mínima que deve ser atribuída a um fluxo ou a uma agregação de tráfego de modo a garantir 'qualidade de serviço aceitável' para esse fluxo ou agregação de tráfego.

Neste capítulo, apresenta-se a formulação do método de encaminhamento designado de MODR–S, para redes multi-serviço. Assim, na secção 5.2, apresenta-se o modelo analítico de suporte do método de encaminhamento para redes multi-serviço, i.e., o modelo da rede de teletráfego que lhe está associada. Na secção 5.3, são apresentados os objectivos do método MODR–S definidos através da formulação de um problema de encaminhamento alternativo na rede que utiliza uma hierarquia de optimização multicritério, definida em dois níveis: o nível de desempenho global da rede e o nível de desempenho da rede para cada classe de serviço existente. Tal como na formulação para rede mono-serviço, este problema, de complexidade muito elevada, é resolvido (no sentido de obter boas soluções de compromisso) através de uma heurística especializada, resultante da extensão para multi-serviço da heurística desenvolvida para redes monoserviço, apresentada no capítulo anterior, e que se baseia num algoritmo de determinação de caminhos mais curtos bi-objectivo apresentado na secção 5.4. Assim, tal como anteriormente, o método MODR–S procura obter, em cada período de actualização de caminhos através da heurística, o conjunto de caminhos alternativos que melhor se adequa, como solução de compromisso do problema de encaminhamento multicritério, em função de estimativas de tráfego oferecido à rede. Finalmente, na secção 5.7, é feita a análise de desempenho do MODR–S através de resultados analíticos e de simulações. É feita, neste contexto, uma comparação dos resultados obtidos por simulações do MODR–S com os métodos de encaminhamento de referência RTNR e DAR.

Associado a este capítulo, temos ainda o Apêndice B que inclui: i) na secção B.1, os modelos usados para o cálculo do bloqueio de chamadas nos arcos; ii) na secção B.2, a descrição das redes de teste usadas na análise de desempenho do método, bem como de uma heurística para obtenção destas redes; iii) finalmente, na secção B.3, uma forma de estimar o tráfego oferecido numa rede multi-serviço, análoga à apresentada para o caso das redes mono-serviço e usada nas simulações realizadas para efeitos de análise de desempenho do método.

5.2 Modelo Analítico da Rede de Teletráfego

Seguem-se algumas definições a partir das quais, em conjunto com as já introduzidas no capítulo 3, se formula o modelo analítico da rede de teletráfego.

Definição 5.2.1 *O plano de encaminhamento $\overline{R}_t(s)$, definido para o serviço s existente na rede N, no instante t, é:*

$$\overline{R}_t(s) = \bigcup_{todo\ f_s \in F_s} R_t(f_s)$$

Definição 5.2.2 *O plano de encaminhamento $\overline{R}_t$, definido para a rede N no instante t, é:*

$$\overline{R}_t = \bigcup_{s=1}^{|S|} \overline{R}_t(s)$$

Definição 5.2.3 *O conjunto $R_k^t(s)$ de caminhos dos fluxos de tráfego do tipo s, que usam o arco l_k no instante t, é:*

$$R_k^t(s) = \{r^i(f_s) \in \overline{R}_t(s) : l_k \in r^i(f_s)\}$$

e R_k^t o conjunto de caminhos de todos os fluxos, que usam o arco l_k no instante t:

$$R_k^t = \bigcup_{s=1}^{|S|} R_k^t(s)$$

A probabilidade de bloqueio de uma chamada do tipo s no arco l_k é dada por uma função genérica $\mathcal{L}_s$:

$$B_{ks} = \mathcal{L}_s\left(\overline{d_k},\ \overline{\rho_k},\ C_k\right) \tag{5.1}$$

em que $\overline{d_k} = (d_{k1}, \ldots, d_{k|S|})$ é o vector das larguras de banda d_{ks} requeridas pelos serviços $s \in \{1, 2, \ldots, |S|\}$ no arco l_k e $\overline{\rho_k} = (\rho_{k1}, \ldots, \rho_{k|S|})$ é o vector dos tráfegos oferecidos pelos fluxos de cada tipo s ao arco l_k. De notar que, em geral, a largura de banda d_{ks} requerida por uma chamada do serviço s no arco l_k pode ser diferente da largura de banda necessária noutro arco do mesmo caminho, de modo a garantir o mesmo QoS, isto devido à natureza VBR (*Variable Bit Rate*) das fontes de tráfego, à multiplexação estatística das mesmas, que é diferente em cada arco ao longo de um caminho, e ao efeito dos *buffers* existentes em cada nó ATM ou MPLS. Por exemplo,

quanto maior for o número de fluxos de tráfego multiplexados ao longo do mesmo caminho (de vários arcos), mais provável se torna que os tráfegos sejam menos impulsionais (*bursty*) no final do caminho do que no início e que, por conseguinte, precisem de ter aí menos largura de banda relativa atribuída (para garantir o mesmo QoS) [76].

$\mathcal{L}_s$ são funções que permitem estimar o bloqueio num feixe para chamadas da classe de serviço s, as quais podem ser calculadas por um modelo de tráfego adequado. Um modelo clássico, muito eficiente do ponto de vista numérico, é o método recursivo de Kaufman [55], aplicável se os fluxos f_s forem de Poisson e se o número de ocupações nos arcos não estiver limitado por classe de serviço, ou seja, se o acesso for completo. Existem outros modelos que permitem calcular os B_{ks} para casos mais complexos de fluxos de tráfego não Poissonianos e de mecanismos de controlo de acesso a cada feixe como, por exemplo, o método convolucional de Iversen[52], o método BPP (Bernoulli–Pascal–Poisson) de Delbrouck [21] ou o modelo de Ross e Tsang [3].

O controlo de admissão de chamadas (CAC) pode corresponder no modelo, de forma simplificada, à verificação da existência de largura de banda efectiva disponível em cada arco constituinte do caminho, dentro dos recursos que estão disponíveis por cada classe de serviço de acordo com as regras estabelecidas para uso desses recursos, se o acesso aos arcos não for completo, ou dentro dos recursos disponíveis na rede, sem mais restrição, se o acesso for completo. Um estudo detalhado destes e de outros aspectos relativos ao modelo (estocástico) do sistema de teletráfego, subjacente às funções $\mathcal{L}_s$, está fora do âmbito deste trabalho.

No caso de encaminhamento sem transbordo, o plano de encaminhamento para cada fluxo f_s é dado simplesmente por:

$$\overline{R}_t(f_s) = \{r^1(f_s)\}, \forall s \in S$$

Admitindo a simplificação de que os arcos bloqueiam independentemente uns dos outros, vem que o tráfego oferecido por fluxos do tipo s, a cada arco l_k, é dado por

$$\rho_{ks} = \sum_{f_s : l_k \in r(f_s)} A_t(f_s) \prod_{l_j \in r(f_s) - \{l_k\}} \psi(\gamma_s, \overline{\eta_j})(1 - B_{sj}) \tag{5.2}$$

Este valor é também conhecido por carga reduzida (*reduced load*) por ser a "fracção" de tráfego oferecido que chega a cada arco (considerando a independência de bloqueio

nos arcos). A função $\psi(\gamma_s, \overline{\eta_j})$ é caracterizadora do controlo de acesso aos feixes e $\overline{\eta_j}$ é um vector que representa completamente o estado do feixe l_j para efeitos de aplicação de um mecanismo do tipo CAC (*Connection Admission Control*).

Por outro lado, o tráfego marginal transportado no caminho r do fluxo f_s é dado por:

$$\lambda_{r(f_s)} = A_t(f_s) \prod_{l_j \in r(f_s)} \psi(\gamma_s, \overline{\eta_j})(1 - B_{sj}) \tag{5.3}$$

e a probabilidade de bloqueio do fluxo f_s no caminho $r(f_s)$ é dada por:

$$L_{r(f_s)} = 1 - \prod_{l_k \in r(f_s)} \psi(\gamma_s, \overline{\eta_j})\,(1 - B_{ks}) \tag{5.4}$$

Considera-se daqui em diante que o acesso é completo e, por conseguinte, $\psi(\gamma_s, \overline{\eta_j}) = 1$.

Seja definida como extensão do que já foi antes definido para o caso do tráfego mono-canal a função ζ_{kus}:

$$\zeta_{kus} = \mathcal{L}_s(\overline{d_k},\ \overline{\rho_k},\ C_k - d_{ku}) - \mathcal{L}_s(\overline{d_k},\ \overline{\rho_k}, C_k)$$

que dá o acréscimo da probabilidade de bloqueio experimentado por chamadas do tipo s devido à aceitação no feixe l_k de uma chamada do tipo u.

O custo implícito [58] de transportar uma chamada do serviço u no arco l_k é então, de acordo com [73, 27]:

$$c_{ku} = \sum_s (1 - B_{ks})^{-1} \zeta_{kus} \sum_{f_s : l_k \in r(f_s)} \lambda_{r(f_s)} \left(w(f_s) - \sum_{l_j : l_j \in r(f_s) - \{l_k\}} c_{sj} \right) \tag{5.5}$$

em que $w(f_s)$ é a receita ilíquida associada ao transporte de uma chamada do fluxo f_s através da rede.

Para o caso do encaminhamento alternativo com $M = 2$, o plano de encaminhamento para cada fluxo f_s é dado por:

$$\overline{R}_t(f_s) = \{r^1(f_s), r^2(f_s)\}, \forall s \in S$$

As expressões anteriores vêm então substituídas, admitindo caminhos disjuntos para cada fluxo, por:

$$\rho_{ks} = \sum_{f_s : l_k \in r^1(f_s)} A_t(f_s) \prod_{l_j \in r^1(f_s) - \{l_k\}} (1 - B_{sj}) + \sum_{f_s : l_k \in r^2(f_s)} A_t(f_s) L_{r^1(f_s)} \prod_{l_i \in r^2(f_s) - \{l_k\}} (1 - B_{si}) \tag{5.6}$$

$$L_{r^i(f_s)} = 1 - \prod_{l_j \in r^i(f_s)} (1 - B_{sj}) \tag{5.7}$$

$$\lambda_{r^1(f_s)} = A_t(f_s) \prod_{l_j \in r^1(f_s)} (1 - B_{sj}) \tag{5.8}$$

$$\lambda_{r^2(f_s)} = A_t(f_s) L_{r^1(f_s)} \prod_{l_j \in r^2(f_s)} (1 - B_{sj}) \tag{5.9}$$

Para calcular o custo implícito de utilização do feixe l_k por uma chamada do serviço u, considerou-se a seguinte generalização da expressão original de Kelly [58, cf. eqs. 7.8, 7.9 e 7.11] para um só serviço:

$$c_{ku} = \sum_s (1 - B_{ks})^{-1} \zeta_{kus} \left[\sum_{f_s : l_k \in r^1(f_s)} \lambda_{r^1(f_s)} \left(s_{r^1(f_s)} + c_{ks} \right) + \sum_{f_s : l_k \in r^2(f_s)} \lambda_{r^2(f_s)} \left(s_{r^2(f_s)} + c_{ks} \right) \right] \tag{5.10}$$

$$s_{r^2(f_s)} = w(f_s) - \sum_{l_j \in r^2(f_s)} c_{sj} \tag{5.11}$$

$$s_{r^1(f_s)} = w(f_s) - \sum_{l_j \in r^1(f_s)} c_{sj} - \left(1 - L_{r^2(f_s)}\right) s_{r^2(f)} \tag{5.12}$$

Tal como anteriormente, $w(f_s)$ é a receia ilíquida esperada por se aceitar uma chamada do fluxo de tráfego f_s, e $s_{r^i(f_s)}$ é a receita líquida resultante de se transportar uma chamada desse fluxo no caminho $r^i(f_s)$.

As relações (5.6)-(5.12) definem implicitamente um sistema de equações não lineares em B_{ks} e c_{ks}:

$$\begin{cases} B_{ks} &= \beta_{ks}\left(\overline{B}, \overline{C}, \overline{A_t}, R_k^t\right) & \text{(S1a)} \\ c_{ks} &= \alpha_{ks}\left(\overline{c}, \overline{B}, \overline{C}, \overline{A_t}, R_k^t\right) & \text{(S1b)} \\ (k &= 1, 2, \ldots, |L|; s = 1, 2, \ldots, |S|) \end{cases}$$

em que $\overline{A_t}$ representa a matriz dos tráfegos oferecidos, cujos elementos são $A_t(f_s)$. $\overline{B}$ e $\overline{c}$ representam, respectivamente, as matrizes correspondentes aos bloqueios B_{ks} e aos custos implícitos c_{ks} nos arcos, no intervalo de tempo t_n.

De notar novamente as interdependências entre $\{c_{ks}\}$ e $\{B_{ks}\}$, e entre estes dois conjuntos de parâmetros e o plano de encaminhamento $\overline{R}_t$ definido para a rede no intervalo de tempo t_n (através de R_k^t).

A resolução do modelo analítico para a rede é conseguida através de duas iteradoras de ponto fixo, uma para o cálculo dos bloqueios (S1a) e outra para o cálculo dos custos implícitos (S1b), por esta ordem.

No caso da primeira iteradora, o cálculo pode sintetizar-se da seguinte forma, partindo de um valor inicial $\overline{\rho}_k^{(0)}$ e depois de fixados os valores de $\overline{d}_k$, C_k e $A_t(f_s)$:

$$\begin{aligned} B_{ks}^{(i+1)} &= \mathcal{L}_s(\overline{d}_k, \overline{\rho}_k^{(i)}, C_k) \\ \rho_{ks}^{(i+1)} &= \sum_{f_s : l_k \in r^1(f_s)} A_t(f_s) \prod_{l_j \in r^1(f_s) - \{l_k\}} (1 - B_{sj}^{(i+1)}) + \\ &\quad + \sum_{f_s : l_k \in r^2(f_s)} A_t(f_s) L_{r^1(f_s)}^{(i+1)} \prod_{l_i \in r^2(f_s) - \{l_k\}} (1 - B_{si}^{(i+1)}) \\ &\quad (i = 0, 1, 2, \ldots) \end{aligned} \tag{5.13}$$

Este método de aproximações sucessivas, tipicamente convergente, pára depois de satisfeito um critério de convergência pré-estabelecido. Nas iteradoras implementadas, foi requerido que a norma L_2 (distância euclidiana) do vector das diferenças relativas, quer para os B_{ks}, quer para os c_{ks}, em sucessivas iterações, fosse menor do que 10^{-5}.

As funções $\mathcal{L}_s$ podem, numa primeira aproximação, ser calculadas através do método recursivo de Kaufman [55] (ou Roberts [79]) ou através de um método de aproximação assimptótica [71] que permite um cálculo dos bloqueios muito mais rápido (à custa de alguma perda de precisão nos resultados) no caso em que os C_k têm valores elevados, tal como sugerido por Mitra *et al.* [73].

No apêndice B, secção B.1, são descritos os modelos usados para o cálculo do bloqueio nos arcos. Assim, na subsecção B.1.1, é apresentado o modelo genérico de caracterização de tráfego com perda. Nas subsecções B.1.2 e B.1.3, são descritos, respectivamente, o algoritmo recursivo de Kaufman e o modelo de cálculo das *Aproximações Assimptóticas Uniformes – UAA* [71].

5.3 Modelo de Encaminhamento no Método MODR para Redes Multi-serviço

O método MODR-S, extensão para redes multi-serviço do método MODR, é ba-

sicamente um método de encaminhamento alternativo dinâmico, multiobjectivo e dependente do estado. Na presente formulação do método, admite-se que são realizadas periodicamente medidas de tráfego e, em função delas, irão ser determinados os caminhos a usar, por todos os fluxos da rede, no intervalo de tempo seguinte.

No capítulo 4, foi apresentado o modelo MODR, definido como um modelo de encaminhamento dinâmico alternativo bi-objectivo ao nível do desempenho global da rede. Os objectivos considerados eram minimizar o bloqueio médio na rede e minimizar o bloqueio máximo ponto-a-ponto, procurando o MODR escolher dinamicamente conjuntos de caminhos alternativos para todos os fluxos na rede, com base em estimativas periódicas dos tráfegos oferecidos ponto-a-ponto, que conduzissem a boas 'soluções' de compromisso para o modelo bi-objectivo subjacente.

Tal como para o caso das redes mono-serviço, a escolha de caminhos para redes multi-serviço, partindo das capacidades instaladas, deve conduzir à maximização da receita associada ao tráfego transportado (e, por conseguinte, à minimização do bloqueio médio na rede), mantendo a equidade na qualidade de serviço prestada aos diferentes fluxos oferecidos à rede. O problema, no entanto, não é simples de formular dada a quantidade de parâmetros susceptíveis de serem avaliados. Apresenta-se, de seguida, algumas definições com vista à formalização dos objectivos do método MODR-S.

Definição 5.3.1 *Sendo* $B(f_s) = L_{r^1(f_s)} L_{r^2(f_s)}$ *o bloqueio ponto-a-ponto para o fluxo* f_s *(supondo* $M = 2$*),* $B_{Ms} = \max_{f_s \in F_s}\{B(f_s)\}$ *é o máximo dos bloqueios ponto-a-ponto para todos os fluxos do tipo* $s \in S$*.*

Definição 5.3.2 $A_s^o = \sum_{f_s \in F_s} A_t(f_s)$ *é o tráfego total oferecido à rede por fluxos do tipo* $s \in S$ *e* $A_t^o = \sum_{s=1}^{|S|} A_s^o$ *é o tráfego total oferecido à rede.*

Definição 5.3.3 $B_{ms} = (A_s^o)^{-1} \sum_{f_s \in F_s} A_t(f_s) B(f_s)$ *é a congestão média na rede para chamadas do serviço* $s \in S$*.* $B_{Mm} = \max_{s \in S}\{B_{ms}\}$ *é o máximo dos bloqueios médios para todos os serviços e* $A_s^c = A_s^o\,(1 - B_{ms})$ *é o tráfego total transportado por fluxos do serviço* $s \in S$*.*

Definição 5.3.4 $W_s = \sum_{f_s \in F_s} A_t(f_s)(1 - B(f_s))w(f_s)$ *é a receita total associada ao*

tráfego transportado na rede pelo serviço $s \in S$ *e* $W_T = \sum_{s=1}^{|S|} W_s$ *é a receita total associada ao tráfego transportado na rede.*

Consideremos as simplificações $d_{ks} = d_s$ $(\forall l_k \in r^i(f_s) \wedge \forall s \in S)$ e $w(f_s) = d_s, (\forall f_s \in F_s \wedge \forall s \in S)$ tal como em [72]. Assim sendo,

$$W_s = d_s A_s^c \tag{5.14}$$

$$W_T = \sum_{s \in S} d_s A_s^c \tag{5.15}$$

Do ponto de vista do desempenho global da rede, o que se pretende neste método de encaminhamento é encontrar o conjunto $\overline{R}_t$ de caminhos que permita maximizar a receita total W_T obtida, mantendo os bloqueios ponto-a-ponto o mais próximo possível uns dos outros. Dada a complexidade do problema global de encaminhamento alternativo multiobjectivo e a natureza das grandezas em jogo optou-se por hierarquizar a optimização dividindo-a em dois níveis bi-objectivo: *nível da rede* (NR) e *nível dos serviços* (NS). Ao nível da rede, pretende-se encontrar o conjunto $\overline{R}_t$ que permita, simultaneamente, maximizar a receita e minimizar o máximo dos bloqueios médios obtidos para cada um dos serviços. Ao nível dos serviços, pretende-se encontrar os conjuntos $\overline{R}_t(s)$ que conduzem à minimização do bloqueio médio e à minimização do máximo do bloqueio ponto-a-ponto obtidos para cada serviço. O primeiro nível (NR – Nível de Rede) tem prioridade sobre o segundo nível (NS – Nível de Serviços). Assim sendo, a formulação proposta do *problema global de encaminhamento dinâmico alternativo multiojectivo multi-serviço* é a seguinte:

(Problema $\mathcal{P}_{N_2}^{(2)}$)

$$NR: \quad \min_{\overline{R}_t} \quad -W_T = -\sum_{s \in S} d_s A_s^c = -\sum_{s1 \in S} d_s A_s^o \left(1 - B_{ms}\right) \tag{5.16}$$

$$\min_{\overline{R}_t} \quad B_{Mm} = \max_{s \in S} \{B_{ms}\} \tag{5.17}$$

$$NS: \quad \min_{\overline{R}_t(s)} \quad B_{ms} = (A_s^o)^{-1} \sum_{f_s \in F_s} A_t(f_s) B(f_s), \quad s = 1, 2, \ldots, |S| \tag{5.18}$$

$$\min_{\overline{R}_t(s)} \quad B_{Ms} = \max_{f_s \in F_s} \{B(f_s)\}, \quad s = 1, 2, \ldots, |S| \tag{5.19}$$

s.a.

Equações (5.1) e (5.6)-(5.7)

Este problema de optimização multicritério bi-hierárquica é de complexidade muito elevada. Dado que o problema de optimização bi-critério correspondente para redes mono-serviço ($\mathcal{P}_N^{(2)}$) é, como foi referido no capítulo 4, *NP-complete*, por maioria de razão, $\mathcal{P}_{N_2}^{(2)}$ é *NP-complete*. A aproximação utilizada para a sua resolução é uma heurística de escolha síncrona de caminhos alternativos para toda a rede, baseada num modelo bi-objectivo de escolha de caminhos mais curtos ponto-a-ponto.

O procedimento de escolha de caminhos bi-objectivo, designado por MMRA (*Modified Multiobjective Routing Algorithm*), componente básico do método de encaminhamento proposto, é descrito a seguir na sua versão para redes multi-serviço (MMRA-S).

As métricas incluídas no MMRA-S, i.e., o bloqueio nos arcos B_{ks} e os custos implícitos c_{ks}, como já foi referido, quando usadas em separado em modelos mono-objectivo de escolha de caminhos ponto-a-ponto, conduzem a desempenhos globais da rede (mono-serviço) qualitativa e quantitativamente diferentes: os custos implícitos tendem a maximizar o tráfego transportado e, por conseguinte, a minimizar o bloqueio médio na rede, e os bloqueios nos arcos tendem a minimizar os bloqueios ponto-a-ponto, muitas vezes à custa de bloqueios médios na rede mais elevados.

5.4 MMRA – Multi-Serviço

Considerando, como anteriormente, que os arcos l_k são não-dirigidos e os caminhos $r_s \equiv r^i(f_s)$ para cada fluxo f_s, do nó v_o para o nó v_t, pertencentes a $\mathcal{D}(f_s)$, são disjuntos nos nós, sem ciclos e com um número máximo pré-definido de arcos, então, a formulação do problema estático de determinação do caminho mais curto bi-objectivo, para cada fluxo ponto-a-ponto f_s, assumindo que as métricas usadas são constantes (em cada intervalo t_n de actualização de caminhos), é a seguinte:

(Problema $\mathcal{P}_s^{(2)}$)

$$\min_{r_s \in \mathcal{D}(f_s)} \; m^n(r_s) = \sum_{l_k \in r_s} m_{ks}^n \quad n = 1, 2 \tag{5.20}$$

onde $m_{ks}^1 = c_{ks}$ e $m_{ks}^2 = -\log(1 - B_{ks})$.

Tal como já foi referido a propósito do MMRA (ver secção 4.3.3), as soluções não

dominadas do problema ($\mathcal{P}_s^{(2)}$) são encontradas através da utilização de uma nova variante do algoritmo [67] para determinação dos k-caminhos mais curtos (apresentada em [35] para determinação dos k-caminhos mais curtos com um número máximo de arcos), aplicado a uma função objectivo que é uma soma ponderada das funções objectivo em (5.20):

$$\min_{r_s \in \mathcal{D}(f_s)} m'(r_s) = \sum_{l_k \in r_s} \mathcal{M}_{ks} \tag{5.21}$$

com $\mathcal{M}_{ks} = \sum_{n=1}^{2} \epsilon_n(s) m_{ks}^n$ onde $\epsilon(s) = (\epsilon_1(s), \epsilon_2(s)) \in \varepsilon(s) = \{\epsilon(s) : \epsilon_n(s) \geq 0, n = 1, \ldots, 2 \wedge \sum_{n=1}^{2} \epsilon_n(s) = 1\}$.

Mais uma vez, a selecção das soluções não dominadas é feita através de limiares de preferência (ou *'soft constraints'*) a que correspondem valores requeridos e aceitáveis para as funções objectivo associadas a cada métrica, os quais definem regiões de preferência no espaço das funções objectivo. Uma vez que as métricas associadas aos arcos, para cada serviço, reflectem o estado da rede e, por conseguinte, mudam em cada intervalo de actualização de caminhos t_n, é importante que os limites das regiões de prioridade se ajustem a essas alterações no sentido de permitirem a selecção de caminhos o mais eficientemente possível, como já foi referido para o caso das redes mono-serviço. Assim, para cada intervalo t_n de actualização de caminhos, utilizam-se os seguintes limiares de preferência:

$$C_{req}(s) = Dc_k^-(s), \qquad C_{acc}(s) = Dc_k^+(s) \tag{5.22}$$

$$B_{req}(s) = 1 - \left(1 - B_k^-(s)\right)^D, \qquad B_{acc} = 1 - \left(1 - B_k^+(s)\right)^D \tag{5.23}$$

Para a métrica bloqueio num caminho, os valores requerido e aceitável são transformados nos valores correspondentes, utilizados no algoritmo:

$$-\log(1 - B_{req}(s)) = -D\log(1 - B_k^-(s)) \qquad -\log(1 - B_{acc}) = -D\log(1 - B_k^+(s))$$

$$B_k^+(s) = B_{av}(s) + \Delta B_k(s), \qquad c_k^+(s) = c_{av}(s) + \Delta c_k(s) \tag{5.24}$$

$$B_k^-(s) = B_{av}(s) - \Delta B_k(s), \qquad c_k^-(s) = c_{av}(s) - \Delta c_k(s) \tag{5.25}$$

sendo:

$$B_{av}(s) = \frac{1}{|L|} \sum_{l_k \in L} B_{ks}, \qquad c_{av}(s) = \frac{1}{|L|} \sum_{l_k \in L} c_{ks} \tag{5.26}$$

$$\Delta B_k(s) = \frac{B_{av}(s) - \min\{B_{ks}\}}{2}, \qquad \Delta c_k = \frac{c_{av}(s) - \min\{c_{ks}\}}{2} \tag{5.27}$$

A ordem pela qual as soluções são encontradas, como também já foi referido, depende da direcção de pesquisa definida pelos coeficientes $\epsilon_1(s)$ e $\epsilon_2(s)$ da função soma ponderada (5.21). Como, neste contexto, não se pretende dar preferência a nenhuma das duas funções objectivo e como as métricas não têm o mesmo intervalo de variação considerou-se, por questões de normalização, que:

$$\epsilon_1(s) B_{kav_{log}}(s) = \epsilon_2(s) c_{av}(s)$$

ou seja:

$$\epsilon_2(s) = \frac{B_{kav_{log}}(s)}{c_{av}(s) + B_{kav_{log}}(s)} \tag{5.28}$$

$$\epsilon_1(s) = 1 - \epsilon_2(s) \tag{5.29}$$

$$\text{em que} \quad B_{kav_{log}}(s) = \frac{1}{|L|} \sum_{l_k \in L} -\log(1 - B_{ks}) \tag{5.30}$$

5.5 Uma Heurística para a Selecção Síncrona de Caminhos

Tendo em conta que o algoritmo MMRA-S calcula o conjunto $\overline{R}_t$ em função das matrizes $\overline{B}$ e $\overline{c}$ calculadas a partir de uma estimativa $\overline{A}_t$, em cada período $t = n\mathcal{T}$ ($n = 1, 2, \ldots$) em que $\mathcal{T}$ é o período de actualização de caminhos, as interdependências funcionais entre as entidades matemáticas envolvidas no MODR-S podem ser expressas de forma análoga ao caso mono-serviço através de:

- $\overline{R}_{t_0} = \overline{R}_0$
- Recalcular $\overline{c}$, $\overline{B}$ com as iteradoras para $\overline{R}_t$ anterior e para uma estimativa $\overline{A}_t$
- $\overline{R}_t$=MMRA($\overline{c}, \overline{B}$)

em que $\overline{R}_0$ é o conjunto inicial de caminhos. Estas interdependências são ilustradas no diagrama da figura 5.1. De notar que, se aplicarmos o MMRA-S sucessivamente ao

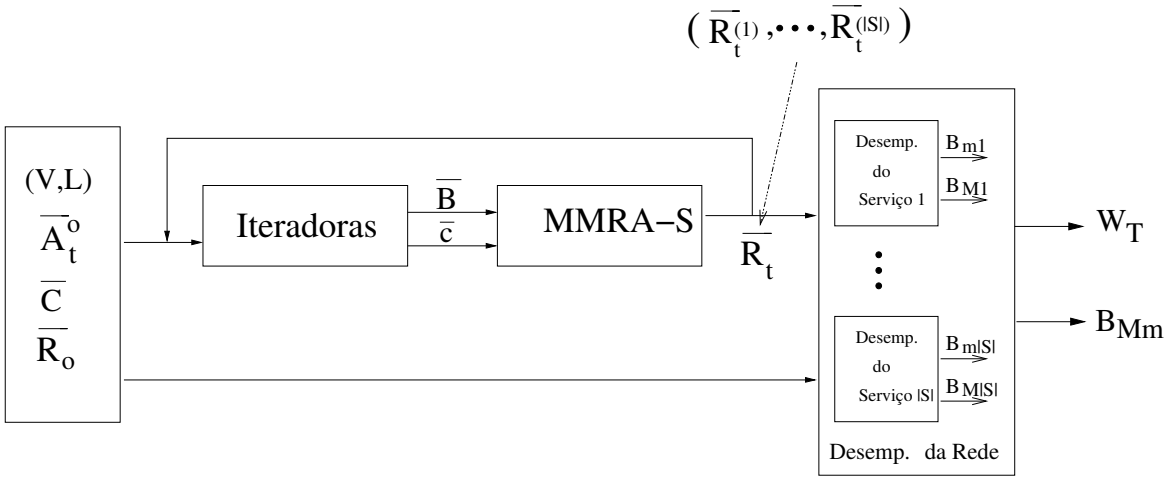


Figura 5.1: Relações funcionais no MODR-S.

conjunto de fluxos F_s para todos os serviços s, isso conduz a um desempenho global da rede instável e potencialmente ineficiente por maioria de razões, face ao que já se passava para redes mono-serviço. O problema de instabilidade/ ineficiência das possíveis soluções dadas pelo MMRA foi ultrapassado na versão do método de encaminhamento para redes mono-serviço através de uma heurística que permite encontrar boas soluções de compromisso do ponto de vista dos objectivos do modelo. Essa heurística é aqui reformulada para redes multi-serviço, tendo como ideia central determinar o subconjunto F'_s de fluxos aos quais se vai aplicar o MMRA-S, até que se encontre o conjunto de caminhos $\overline{R}_t(s)$, sucessivamente para cada $s \in S$, que tendem a melhorar simultaneamente os objectivos definidos para o serviço e para a rede, de acordo com a formulação $(\mathcal{P}^{(2)}_{N_2})$.

A reformulação da heurística com vista à sua aplicação em ambiente multi-serviço foi baseada na ideia de que, ao encontrar-se, para cada um dos serviços, uma solução de encaminhamento que conduza a um melhor desempenho global desse serviço (do ponto de vista das métricas B_{ms} e B_{Ms}), está-se a deixar recursos na rede (em termos de ocupações potenciais nos feixes) para que os outros serviços melhorem simultaneamente o seu desempenho global. De facto, é isso que geralmente acontece quando se aplica sequencialmente a heurística original a cada serviço de um conjunto de serviços. Em geral, também se obtêm melhores desempenhos da rede se se começar o processo de

cálculo pelo serviço mais exigente do ponto de vista da largura de banda ocupada. A outra alteração principal introduzida na heurística anterior resulta do facto de se ter estabelecido critérios globais para a rede que são diferentes dos de cada serviço, tal como já foi referido.

Assim, a heurística está construída de modo a procurar encontrar, para cada serviço, começando pelos serviços com mais requisitos de largura de banda (serviços $|S|$, $|S|-1$, ...), soluções que dominem a inicial do ponto de vista dos critérios estabelecidos para o serviço, desde que correspondam também a uma solução global para a rede que domine a anteriormente obtida, tendo em conta a hierarquia de optimização no problema $\mathcal{P}_{N_2}^{(2)}$.

A heurística para multi-serviço foi, então, desenvolvida para seleccionar os conjuntos de caminhos $\overline{R}_t$ $(t = n\mathcal{T};\quad n = 1, 2, \ldots)$ capazes de garantir uma boa solução de compromisso em termos dos dois critérios globais de desempenho da rede (W_T, B_{Mm}), bem como, em segunda prioridade, dos critérios parciais para cada serviço s, (B_{ms}, B_{Ms}) em cada período de actualização de caminhos. A base deste procedimento é procurar os subconjuntos de caminhos alternativos

$$\overline{R}^a_{t-\mathcal{T}} = \cup_{s=1}^{|S|} \overline{R}^a_{t-\mathcal{T}}(s) \quad : \qquad \overline{R}^a_{t-\mathcal{T}}(s) = \left\{ r^2(f_s), \quad f_s \in F_s \right\} \tag{5.31}$$

cujos elementos serão eventualmente alterados no período de actualização seguinte. A experimentação e a análise do modelo levou a que se propusesse o critério de considerar como caminhos alternativos candidatos a alteração os correspondentes aos fluxos que tivessem valores mais baixos duma função $\xi(f_s)$, à semelhança do que tinha sido considerado para redes mono-serviço:

$$\xi(f_s) = F_c(f_s) F_L(f_s) \;=\; \left(2c_{r^1(f_s)} - c_{r^2(f_s)}\right)\left(1 - L_{r^1(f_s)} L_{r^2(f_s)}\right) \tag{5.32}$$

$$c_{r^i(f_s)} \;=\; \sum_{l_k \in r^i(f_s)} c_{ks} \tag{5.33}$$

O objectivo e significado dos dois factores $F_c(f)$ e $F_L(f)$ é perfeitamente análogo ao do caso mono-serviço (subsecção 4.3.5).

Nos casos de sobrecarga em que são eliminados alguns caminhos alternativos em função de um mecanismo de protecção de serviço APR, a seguir discutido para o caso multi-serviço, que tem em vista evitar uma degradação excessiva do desempenho da

rede, $\xi(f_s)$, para esses fluxos que não têm $r^2(f_s)$, reduz-se a:

$$\xi(f_s) = c_{r^1(f_s)} \left(1 - L_{r^1(f_s)}\right) \tag{5.34}$$

A segunda questão tratada na heurística é a de definir quantos caminhos alternativos correspondentes a fluxos com valores mais baixos de $\xi(f_s)$ é que vão ser alterados pelo MMRA-S. Neste aspecto, a heurística manteve-se igual à versão anterior para redes mono-serviço, i.e., são usadas duas variáveis $Mcaminhos$ e $Ncaminhos$ que definem o número corrente de caminhos, ou seja $|F'_s|$, candidatos a alteração pelo MMRA-S em dois ciclos da heurística. $Mcaminhos$ é inicializada com o número total de pares O–D. $Ncaminhos$ é usada num ciclo interno onde se procura um novo conjunto de caminhos alternativos capazes de melhorar B_{Ms} e B_{ms} para o serviço s e, simultaneamente, W_T e B_{Mm} para a rede, enquanto $Mcaminhos$ controla um ciclo exterior onde $Ncaminhos$ é inicializada. A variável $Nciclos = 2$ garante que o ciclo de $Ncaminhos$ é executado duas vezes através da reinicialização desta variável. Em muitos casos, é suficiente que este ciclo seja executado apenas uma vez. No entanto, se for executado duas vezes, podem eventualmente encontrar-se melhores soluções. A experimentação mostrou não ser vantajoso um valor superior de $Nciclos$, pelo menos em rede do tipo das usadas para testes, referidas adiante. É de notar que as soluções encontradas no ciclo de $Ncaminhos$ dependem da solução inicial e do valor inicial de $Ncaminhos$.

Outra questão importante da heurística, especialmente em casos de sobrecarga, é o mecanismo de protecção de serviço implementado. Este mecanismo designado por APR (*Alternative Path Removal*) consiste agora em eliminar caminhos alternativos para fluxos f_s, tais que:

$$m^2(r_s) > -\log(0.7)\ z_{APR} \quad \wedge \quad m^1(r_s) > d_s\ z_{APR} \tag{5.35}$$

em que $m^1(r_s)$ e $m^2(r_s)$ são os valores obtidos para cada um dos objectivos de $\mathcal{P}_s^{(2)}$ (5.20). O primeiro factor da condição em $m^2(r_s)$ corresponde a um caminho com bloqueio superior a 0.3 e na condição em $m^1(r_s)$ (d_s) corresponde a um custo igual à receita associada a chamadas de f_s. O valor inicial z_{APR} é 1 e depois varia na heurística entre 0 e 1, tal como anteriormente para redes mono-serviço. Os caminhos, potencialmente

elimináveis, só o são de facto se conduzirem a soluções de encaminhamento, quer do ponto de vista do serviço, quer do ponto de vista da rede, que dominem a obtida anteriormente.

Por último foi necessário fazer uma inicialização criteriosa da heurística, o que não se tinha revelado crítico no caso da heurística para redes mono-serviço. Esta questão tem a ver com a dependência, já conhecida, da heurística face à solução inicial para os caminhos alternativos. Esta dependência é especialmente importante no caso de sobrecarga. A forma encontrada de diminuir essa dependência foi a eliminação de alguns caminhos alternativos iniciais (para todos os serviços), de acordo com o critério a seguir exposto. São, então, eliminados inicialmente os caminhos $r^2(f_s)$ para os quais:

$$B(f_s) > \frac{\sum_{f_s \in F_s|} B(f_s)}{|F_s|} \quad \vee \quad B(f_s) > 10\% \tag{5.36}$$

Este procedimento permite melhorar potencialmente, à custa de eliminação de caminhos alternativos para fluxos com bloqueio elevado, o desempenho de fluxos com maior largura de banda, na solução inicial da heurística.

É de notar que, se no final a solução encontrada para a rede conduzir a um desempenho global que não domine a solução inicial (anterior a esta eliminação de caminhos), então a solução que é devolvida pela heurística é a solução inicial. No estudo experimental baseado no modelo analítico e apresentado na secção seguinte, este caso nunca se verificou. De referir ainda que uma solução inicial sem caminhos alternativos para todos os fluxos nunca se revelou uma boa solução inicial, nem para redes mono-serviço, nem para redes multi-serviço.

Finalmente, é importante referir que, em geral, as duas ou três iterações iniciais do ciclo da variável $Mcaminhos$ são suficientes para encontrar soluções próximas das encontradas pela heurística completa, diminuindo o número de iterações executadas para cerca de 1/4 do número original.

De seguida, é formalizada a heurística.

Heurística para a Selecção de Caminhos (MODR–S)

Seja $t = n\mathcal{T} \quad (n = 1, 2, \ldots)$: $\overline{R}_o^{(n)} = \cup_{s=1}^{|S|} \overline{R}_o^{(n)}(s)$ o conjunto inicial de caminhos alternativos, para o conjunto de serviços S, tais que $\{d_s\}$ está ordenado por ordem crescente de largura de banda, para o qual $\overline{B}$ e $\overline{c}$ são as métricas correspondentes nos feixes, B_{ms} e B_{Ms} as métricas para o desempenho de cada um dos serviços, W_T e B_{Mm} as métricas correspondentes para desempenho global da rede e $N = |V|$ o número de nós da rede. Considere-se o conjunto de partida $\overline{R}_e = \cup_{s=1}^{|S|} \overline{R}_e(s)$ com os caminhos alternativos obtidos a partir de $\overline{R}_o^{(n)}$ após eliminação de alguns caminhos alternativos de acordo com (5.36) e $\overline{R}^* = \cup_{s=1}^{|S|} \overline{R}^*(s)$ o conjunto de caminhos alternativos para o qual W_T e B_{Mm} são ambos mínimos correntes, o que significa que $\overline{R}^*$ domina (ou é igual) à solução de partida $\overline{R}_e$. Considere-se ainda $\overline{R}^a = \cup_{s=1}^{|S|} \overline{R}^a(s)$ o conjunto de caminhos alternativos a ser testado para possível recálculo pelo MMRA-S, $(s = 1, \ldots, |S|)$.

I. $\overline{R}^a \leftarrow \overline{R}_o^{(n)}$

II. Calcula $\overline{B}$, $\overline{c}$, W_T e B_{Mm} para $\overline{R}^a$ e para uma estimativa de $\overline{A}_t$ através das iteradoras

III. $W_T^o \leftarrow W_T$, $B_{Mm}^o \leftarrow B_{Mm}$

IV. Elimina em $\overline{R}^a$ os caminhos $r^2(f_s)$ de acordo com (5.36)

V. $\overline{R}_e \leftarrow \overline{R}^a$

VI. Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, W_T e B_{Mm} para $\overline{R}^a$ através das iteradoras

VII. $maxW_T \leftarrow W_T$, $minB_{Mm} \leftarrow B_{Mm}$

VIII. <u>Para</u> $(s = |S|$ <u>até</u> $s = 1)$

1. $\overline{R}^a(s) \leftarrow \overline{R}_e(s)$, $\overline{R}^*(s) \leftarrow \overline{R}_e(s)$
2. Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_{ms} e B_{Ms} para $\overline{R}^a$ através das iteradoras
3. $minB_{ms_{ini}} \leftarrow B_{ms}$, $minB_{Ms_{ini}} \leftarrow B_{Ms}$
4. $Mcaminhos \leftarrow N(N-1)/2, \;\; z_{APR} \leftarrow 1$
5. <u>Enquanto</u>(1) $(Mcaminhos > 0)$ <u>faz</u>
   (a) $Nciclos \leftarrow 2$
   (b) $Ncaminhos \leftarrow Mcaminhos$
   (c) $\overline{R}^a(s) \leftarrow \overline{R}_e(s)$

(d) Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_{ms} e B_{Ms} para $\overline{R}^a$ através das iteradoras

(e) $minB_{ms} \leftarrow B_{ms}$

(f) <u>Enquanto</u>(2) ($Ncaminhos > 0$) <u>f</u>az

i. Procura os $Ncaminhos$ com mais baixo $\xi(f)$

ii. Determina, através do MMRA, os novos caminhos para os pares O–D correspondentes e define um novo conjunto de caminhos alternativos para o serviço s, $\overline{R}^a(s)$, usando z_{APR}

iii. Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_{ms} e B_{Ms} através das iteradoras

iv. <u>Se</u> ($B_{ms} < minB_{m_{ini}}$ <u>e</u> $B_{Ms} < minB_{M_{ini}}$) <u>então</u>

(o que significa que a última solução obtida para o serviço s domina a melhor solução anterior de acordo com as métricas definidas para o serviço)

A. Calcula W_T e B_{Mm}

B. <u>Se</u> ($W_T > maxW_T$ <u>e</u> $B_{Mm} < minB_{Mm}$) <u>então</u>

B.1 $minB_{Ms_{ini}} \leftarrow B_{Ms}$, $minB_{ms_{ini}} \leftarrow B_{ms}$

B.2 $minB_{Mm} \leftarrow B_{Mm}$, $maxW_T \leftarrow W_T$

B.3 $\overline{R}^*(s) \leftarrow \overline{R}^a(s)$

(o que significa que a última solução obtida domina a melhor solução anterior de acordo com as métricas definidas para o desempenho global da rede)

v. <u>Se</u> ($B_{ms} < minB_{ms}$) <u>então</u>

A. $minB_{ms} \leftarrow B_{ms}$ (o que implica que $|F'_s| = Ncaminhos$ não se altera neste caso)

vi. <u>Senão</u>

A. $Ncaminhos \leftarrow Ncaminhos - 1$

B. <u>Se</u> ($Ncaminhos = 0$ <u>e</u> $Nciclos = 2$) <u>então</u>

$Nciclos \leftarrow Nciclos - 1$

$Ncaminhos \leftarrow N(N-1)/2$

C. Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_{ms} e B_{Ms} para $\overline{R}^a$ através das iteradoras

D. <u>Se</u> ($Ncaminhos < 10$ <u>e</u> $Nciclos = 1$ <u>e</u> $Mcaminhos < M_{sup}$) <u>então</u>

$z_{APR} \leftarrow Ncaminhos * 0.1$

E. <u>Senão</u> $z_{APR} \leftarrow 1$

(Fim de Enquanto(2))

(g) $Mcaminhos \leftarrow Mcaminhos - 1$

(Fim de Enquanto(1))

6. $\overline{R}^a(s) \leftarrow \overline{R}^*(s)$

(Fim de Para)

IX. <u>Se</u> ($maxW_T < W_T^o$ <u>ou</u> $minB_{Mm} > B_{Mm}^o$) <u>então</u>

1. $\overline{R}_o^{(n+1)} \leftarrow \overline{R}_o^{(n)}$

(o que significa que a solução encontrada para a rede não domina a solução inicial de acordo com as métricas definidas para o desempenho global da rede)

X. <u>Senão</u> $\overline{R}_o^{(n+1)} \leftarrow \overline{R}^*$ (conjunto de caminhos alternativos selecionados para a rede neste ciclo de actualização de caminhos)

5.6 Fluxos de Informação Necessários ao Funcionamento do Sistema de Encaminhamento

A informação a ser trocada entre as diferentes entidades envolvidas no sistema de encaminhamento MODR–S, na versão centralizada do método aqui apresentada, depende da arquitectura apresentada no capítulo 4, bem como dos requisitos do método, à semelhança do que acontecia no caso das redes mono-serviço.

O método de encaminhamento MODR-S, através da sua heurística, determina os novos caminhos alternativos de modo a satifazer os objectivos do método de encaminhamento, definidos em termos do desempenho global da rede e do desempenho de cada serviço, em função da estimativa da matriz de tráfego oferecido ponto-a-ponto. Como já foi referido, as medidas de tráfego oferecido em cada intervalo de actualização de

caminhos são usadas para estimar o tráfego oferecido no intervalo de tempo seguinte. As medições de tráfego usadas nas simulações referidas adiante, a propósito da análise de desempenho do método, são análogas às já apresentadas para redes mono-serviço e estão especificadas na secção B.3 do Apêndice B. Esta forma de estimar o tráfego oferecido é válida em redes RDIS tradicionais com comutação por circuitos, onde a largura de banda atribuída a cada chamada de cada serviço é fixa. Fica para estudo posterior as questões mais complexas relacionadas com a estimativa do tráfego oferecido quando a largura de banda atribuída a cada chamada de um dado serviço é a sua largura de banda efectiva.

5.6.1 Gestão de Encaminhamento em Tempo Real

Também neste caso, admitindo que $\mathcal{T}$, o período de actualização dos caminhos ponto-a-ponto, é igual a τ, o sub-sistema Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS deverá recolher da rede, uma vez em cada intervalo de tempo de ordem $n-1$, a matriz de tráfego oferecido ponto-a-ponto $[\tilde{X}_{f_s}(n-1)]$. Assim, cada nó deve enviar a este sub-sistema uma linha da matriz de tráfego oferecido correspondente ao tráfego originado nesse nó e destinado a todos os outros, para cada serviço.

De seguida, neste sub-sistema, estimam-se, para o intervalo de tempo seguinte, a matriz de tráfego oferecido ponto-a-ponto $[\tilde{x}_{f_s}(n)]$ através de (B.31). Esta matriz $([\tilde{x}_f(n)])$, estimativa de $\overline{A}_t$, é então comunicada ao sub-sistema de Controlo de Encaminhamento/Gestão em Tempo Real, onde a heurística do MODR, que conhece os caminhos anteriores comunicados por si à rede, determina os novos caminhos que de seguida vão ser comunicados, através do Controlo de Encaminhamento de Tráfego em Tempo Real, a cada nó origem. Estes são os caminhos que irão ser válidos no intervalo de tempo de ordem n.

5.7 Desempenho da Rede com MODR–S

De modo a avaliar o desempenho do método MODR-S, foram feitas experiências computacionais com as redes de teste A–S e M–S (ver apêndice B.2) com 6 nós, com-

pletamente emalhadas, construídas a partir das redes mono-serviço A e M. Os serviços considerados, para ambas as redes, foram telefone ($s = 1$), dados ($s = 2$) e vídeo ($s = 3$) com $\overline{d} = [1, 6, 10]$. Nas experiências de simulação realizadas, considerou-se a duração média das chamadas, h_s, de 1, 5 e 10 minutos, respectivamente. Foram feitas comparações com os métodos RTNR (*Real Time Network Routing* [5, 6, 7]), desenvolvido pela AT&T, e com o DAR (*Dynamic Alternative Routing* [32, 31]), desenvolvido pela British Telecom, para diferentes sobrecargas. Este último método foi estendido para ambiente multi-serviço e contém um mecanismo de reserva dinâmica de circuitos para protecção de tráfego directo [54] que não é igual ao da versão original do método, mas com o qual se pretendeu melhorar o seu desempenho. De referir que, para evitar que o bloqueio global da rede disparasse para valores muito elevados, um factor de sobrecarga de $X\%$ aplicado ao serviço s com d_s de largura de banda é feito corresponder a um tráfego oferecido de

$$A_s^o(1 + X\%/d_s)$$

Os resultados das simulações para o MODR-S, RTNR e DAR foram obtidos com um modelo de simulação por acontecimentos discretos, desenvolvido com a linguagem de simulação OMNET++, sendo os intervalos de confiança dos parâmetros estimados pelo método das replicações independentes, tal como no caso das redes mono-serviço. Os valores apresentados foram calculados utilizando intervalos de confiança com um grau de confiança de 95%. Os resultados das simulações do método MODR-S foram obtidos com uma versão simplificada da heurística a seguir definida e para um intervalo de actualização de caminhos de $\mathcal{T} = 1$ minuto. O tráfego oferecido à rede considerado pela heurística no período de actualização $t = n\mathcal{T}$ é estimado a partir de medições do tráfego transportado e das chamadas perdidas em intervalos de tempo anteriores, de acordo com o modelo de estimação referido na secção anterior.

5.7.1 Heurística Simplificada

Tal como já foi referido, as duas ou três iterações iniciais do ciclo da variável *Mcaminhos* são, em geral, suficientes para encontrar soluções próximas das encon-

tradas pela heurística completa, diminuindo o número de iterações executadas para cerca de 1/4 do número original. A heurística simplificada, formalizada a seguir, resulta desta constatação, bem como do ajuste subsequente da variação de z_{APR}. Assim, $Mcaminhos$ apenas varia entre $N(N-1)/2$ e $N(N-1)/2-1$. Mas, enquanto $Mcaminhos = N(N-1)/2$, o ciclo respectivo é executado duas vezes, uma sem e outra com variação de z_{APR}. Este comportamento é conseguido com a variável adicional *ape*.

Foi com essa simplificação da heurística que se obtiveram os resultados analíticos e de simulações apresentados à frente.

I. $\overline{R}^a \leftarrow \overline{R}_o^{(n)}$

II. Calcula $\overline{B}$, $\overline{c}$, W_T e B_{Mm} para $\overline{R}^a$ e para uma estimativa de $\overline{A}_t$ através das iteradoras

III. $W_T^o \leftarrow W_T$, $B_{Mm}^o \leftarrow B_{Mm}$

IV. Elimina em $\overline{R}^a$ os caminhos $r^2(f_s)$ de acordo com (5.36)

V. $\overline{R}_e \leftarrow \overline{R}^a$

VI. Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, W_T e B_{Mm} para $\overline{R}^a$ através das iteradoras

VII. $maxW_T \leftarrow W_T$, $minB_{Mm} \leftarrow B_{Mm}$

VIII. <u>Para</u> ($s = |S|$ <u>até</u> $s = 1$)

1. $\overline{R}^a(s) \leftarrow \overline{R}_e(s)$, $\overline{R}^*(s) \leftarrow \overline{R}_e(s)$
2. Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_{ms} e B_{Ms} para $\overline{R}^a$ através das iteradoras
3. $minB_{ms_{ini}} \leftarrow B_{ms}$, $minB_{Ms_{ini}} \leftarrow B_{Ms}$
4. $Mcaminhos \leftarrow N(N-1)/2$, $z_{APR} \leftarrow 1$
5. $ape \leftarrow 0$
6. <u>Enquanto</u>(1) ($Mcaminhos \geq N(N-1)/2-1$) <u>faz</u>
   (a) $Nciclos \leftarrow 2$
   (b) $Ncaminhos \leftarrow Mcaminhos$
   (c) $\overline{R}^a(s) \leftarrow \overline{R}_e(s)$
   (d) Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_{ms} e B_{Ms} para $\overline{R}^a$ através das iteradoras
   (e) $minB_{ms} \leftarrow B_{ms}$

(f) Enquanto(2) ($Ncaminhos > 0$) faz

i. Procura os $Ncaminhos$ com mais baixo $\xi(f)$

ii. Determina, através do MMRA, os novos caminhos para os pares O–D correspondentes e define um novo conjunto de caminhos alternativos para o serviço s, $\overline{R}^a(s)$, usando z_{APR}

iii. Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_{ms} e B_{Ms} através das iteradoras

iv. Se ($B_{ms} < minB_{m_{ini}}$ e $B_{Ms} < minB_{M_{ini}}$) então

(o que significa que a última solução obtida para o serviço s domina a melhor solução anterior de acordo com as métricas definidas para o serviço)

A. Calcula W_T e B_{Mm}

B. Se ($W_T > maxW_T$ e $B_{Mm} < minB_{Mm}$) então

B.1 $minB_{Ms_{ini}} \leftarrow B_{Ms}$, $minB_{ms_{ini}} \leftarrow B_{ms}$

B.2 $minB_{Mm} \leftarrow B_{Mm}$, $maxW_T \leftarrow W_T$

B.3 $\overline{R}^*(s) \leftarrow \overline{R}^a(s)$

(o que significa que a última solução obtida domina a melhor solução anterior de acordo com as métricas definidas para o desempenho global da rede)

v. Se ($B_{ms} < minB_{ms}$) então

A. $minB_{ms} \leftarrow B_{ms}$ (o que implica que $|F'_s| = Ncaminhos$ não se altera neste caso)

vi. Senão

A. $Ncaminhos \leftarrow Ncaminhos - 1$

B. Se ($Ncaminhos = 0$ e $Nciclos = 2$) então

$Nciclos \leftarrow Nciclos - 1$

$Ncaminhos \leftarrow N(N-1)/2$

C. Calcula novos $\overline{B}$, $\overline{c}$, B_{ms} e B_{Ms} para $\overline{R}^a$ através das iteradoras

D. Se ($Ncaminhos < 10$ e $ape >= 1$) então

$z_{APR} \leftarrow Ncaminhos * 0.1$

E. <u>Senão</u> $z_{APR} \leftarrow 1$

(Fim de Enquanto(2))

(g) $ape \leftarrow ape + 1$

(h) <u>Se</u> $(ape > 1)$ <u>então</u>

i. $Mcaminhos \leftarrow Mcaminhos - 1$

(Fim de Enquanto(1))

7. $\overline{R}^a(s) \leftarrow \overline{R}^*(s)$

(Fim de Para)

IX. <u>Se</u> $(maxW_T < W_T^o$ <u>ou</u> $minB_{Mm} > B_{Mm}^o)$ <u>então</u>

1. $\overline{R}_o^{(n+1)} \leftarrow \overline{R}_o^{(n)}$

(o que significa que a solução encontrada para a rede não domina a solução inicial de acordo com as métricas definidas para o desempenho global da rede)

X. <u>Senão</u> $\overline{R}_o^{(n+1)} \leftarrow \overline{R}^*$ (conjunto de caminhos alternativos selecionados para a rede neste ciclo de actualização de caminhos)

5.7.2 Análise dos Resultados

Os resultados obtidos em termos do desempenho global da rede, medido através de W_T e B_{Mm}, são apresentados nas tabelas 5.1 e 5.2 para diferentes sobrecargas. Como se pode verificar pela análise das tabelas referidas, existem algumas diferenças entre os valores analíticos e os obtidos por simulação, que se devem sobretudo ao facto dos resultados analíticos terem sido obtidos apenas com um conjunto de caminhos iniciais, pré-determinado. É de notar que, um estudo analítico, incluíndo a análise do desempenho da heurística em função de vários tipos de conjuntos de caminhos iniciais, tem custos computacionais elevados, mesmo no caso das redes mono-serviço para as quais foi feita uma análise apenas parcial, apresentada no capítulo 4. O facto dos caminhos iniciais da heurística poderem variar em cada intervalo de actualização de caminhos, permite encontrar, em simulação, conjuntos de caminhos iniciais mais favoráveis do

que os que foram usados no estudo analítico. Como ainda se pode observar, o facto da discrepância entre os valores analíticos e os de simulação aumentar com a sobrecarga, permite concluir ainda que a dependência dos caminhos iniciais está sobretudo relacionada com o mecanismo de protecção de serviço APR e com a forma como este vai eliminando caminhos alternativos para cada fluxo.

De acordo com as tabelas referidas, no caso da rede A–S, o desempenho obtido pelo método MODR-S apenas se aproxima do RTNR para o factor de subcarga de -20%, tendo superado francamente, quer este método, quer o DAR para todos os outros valores de sub/sobrecargas em relação a ambas as métricas globais, W_T (receita total) e B_{Mm} (máximo dos bloqueios médios de todos os serviços). No caso da rede B–S, o desempenho global da rede obtido pelas soluções MODR-S domina sempre o desempenho global obtido pelo método DAR. No entanto, o desempenho global da rede obtido pelas soluções MODR-S é dominado pelo obtido pelo método RTNR para a subcarga de -20% e é não-dominado, relativamente ao obtido pelo mesmo método para a subcarga de -10%. Para todas as outras gamas de sub/sobrecarga, o desempenho do MODR–S domina o obtido pelo RTNR. Os resultados menos bons para valores mais baixos de tráfego na rede, tal como já se tinha verificado para redes mono-serviço, resultam presumivelmente das simplificações usadas no modelo de cálculo do bloqueio, como já foi referido a propósito dessas redes. A possível utilização de modelos bi-paramétricos, baseados na média e na variância, embora conduzisse a valores mais exactos de certos parâmetros (bloqueio e custos implícitos), tornaria o modelo analítico subjacente ao método MODR-S ainda mais complicado e, sobretudo, de execução muito demorada.

Nas tabelas 5.3 e 5.4, são apresentados os valores do desempenho de cada serviço em termos de B_{ms} e B_{Ms} para o caso da rede A–S. Relativamente à comparação com o RTNR, verificou-se que o MODR-S tem desempenho consistentemente superior para todos os serviços e sobrecargas, excepto para o serviço telefónico para bloqueios muito baixos (subcargas de 10% e 20%). Quanto à comparação com o DAR, este método tem melhor desempenho que o MODR-S nas duas métricas para o serviço telefónico ($s = 1$) e na métrica B_{ms} para o serviço de dados ($s = 2$) com sobrecargas até 20%,

Factor Sobrec.	MODR–S Modelo Analítico	MODR–S	RTNR Modelo de Simulação	DAR
	W_T		$W_T \pm \Delta$	
-20%	6491.78	$\mathbf{6478.24 \pm 24.09}$	6477.61 ± 18.09	6466.9 ± 21.88
-10%	6662.1	$\mathbf{6634.84 \pm 18.82}$	6547.12 ± 14.35	6614.98 ± 19.14
0%	6762.39	$\mathbf{6761.94 \pm 15.22}$	6538.92 ± 46.63	6707.95 ± 21.42
10%	6859.91	$\mathbf{6856.39 \pm 7.35}$	6512.35 ± 50.19	6760.58 ± 15.42
20%	6965.74	$\mathbf{6938.33 \pm 15.66}$	6483.94 ± 24.43	6779.81 ± 27.68
30%	7051.13	$\mathbf{7021.92 \pm 16.93}$	6503.21 ± 8.25	6783.7 ± 34.48
40%	7126.47	$\mathbf{7086.22 \pm 26.64}$	6544.08 ± 22.99	6789.94 ± 39.06
	B_{Mm}		$B_{Mm} \pm \Delta$	
-20%	0.003	$\mathbf{0.004 \pm 1.8 \times 10^{-3}}$	$0.006 \pm 4.5 \times 10^{-3}$	$0.009 \pm 3.6 \times 10^{-3}$
-10%	0.011	$\mathbf{0.011 \pm 2.9 \times 10^{-3}}$	$0.036 \pm 7.4 \times 10^{-3}$	$0.023 \pm 4.8 \times 10^{-3}$
0%	0.029	$\mathbf{0.026 \pm 3.6 \times 10^{-3}}$	$0.077 \pm 1.5 \times 10^{-2}$	$0.051 \pm 7.8 \times 10^{-3}$
10%	0.044	$\mathbf{0.046 \pm 4.3 \times 10^{-3}}$	$0.115 \pm 1.1 \times 10^{-2}$	$0.088 \pm 6.6 \times 10^{-3}$
20%	0.087	$\mathbf{0.068 \pm 4.8 \times 10^{-3}}$	$0.138 \pm 4.6 \times 10^{-3}$	$0.132 \pm 1.0 \times 10^{-2}$
30%	0.117	$\mathbf{0.090 \pm 7.2 \times 10^{-3}}$	$0.145 \pm 4.3 \times 10^{-3}$	$0.177 \pm 1.2 \times 10^{-2}$
40%	0.139	$\mathbf{0.114 \pm 1.0 \times 10^{-2}}$	$0.178 \pm 1.6 \times 10^{-3}$	$0.219 \pm 1.4 \times 10^{-2}$

Tabela 5.1: Desempenho global da rede A-S.

Factor Sobrec.	MODR–S Modelo Analítico	MODR–S	RTNR Modelo de Simulação	DAR
	W_T		$W_T \pm \Delta$	
-20%	22588.8	22588.7 ± 31.67	$\mathbf{22596.5 \pm 29.12}$	22583.1 ± 30.18
-10%	23146.8	23108.3 ± 25.43	$\mathbf{23113.6 \pm 28.58}$	23097.8 ± 26.56
0%	23526.8	$\mathbf{23510.8. \pm 46.66}$	23378.9 ± 63.23	23470.7 ± 34.42
10%	23692	$\mathbf{23762.7 \pm 32.61}$	23450.7 ± 55.87	23604.2 ± 54.16
20%	23965.9	$\mathbf{23966.6 \pm 36.00}$	23503.1 ± 44.65	23594.1 ± 37.04
30%	23909.4	$\mathbf{24133.2 \pm 39.35}$	23606.6 ± 33.39	23733.2 ± 38.22
40%	24145.7	$\mathbf{24266.5 \pm 48.92}$	23704.1 ± 32.76	23840.8 ± 40.03
	B_{Mm}		$B_{Mm} \pm \Delta$	
-20%	0.00061	$0.0009 \pm 2.9 \times 10^{-4}$	$\mathbf{0.0007 \pm 2.4 \times 10^{-4}}$	$0.0016 \pm 3.2 \times 10^{-4}$
-10%	0.001	$\mathbf{0.0030 \pm 5.4 \times 10^{-4}}$	$0031 \pm 3.7 \times 10^{-4}$	$0.005 \pm 4.0 \times 10^{-4}$
0%	0.010	$\mathbf{0.011 \pm 2.0 \times 10^{-3}}$	$0.017 \pm 3.2 \times 10^{-3}$	$0.015 \pm 1.6 \times 10^{-3}$
10%	0.036	$\mathbf{0.028 \pm 1.1 \times 10^{-3}}$	$0.042 \pm 2.9 \times 10^{-3}$	$0.032 \pm 1.9 \times 10^{-3}$
20%	0.068	$\mathbf{0.045 \pm 1.7 \times 10^{-3}}$	$0.078 \pm 5.4 \times 10^{-3}$	$0.117 \pm 2.0 \times 10^{-3}$
30%	0.104	$\mathbf{0.063 \pm 2.6 \times 10^{-3}}$	$0.140 \pm 1.1 \times 10^{-3}$	$0.183 \pm 8.0 \times 10^{-4}$
40%	0.133	$\mathbf{0.084 \pm 1.9 \times 10^{-3}}$	$0.188 \pm 1.2 \times 10^{-3}$	$0.240 \pm 2.3 \times 10^{-4}$

Tabela 5.2: Desempenho global da rede M-S.

verificando-se o melhor desempenho do método MODR-S nos restantes casos.

Na comparação de desempenho para cada serviço, para o caso da rede M-S (tabelas 5.5 e 5.6) verifica-se que, quer o DAR, quer o RTNR, tendem a favorecer o bloqueio médio dos serviços mais exigentes em termos de largura de banda, nas situações de maior de sobrecarga. O MODR-S, nesta rede de maiores assimetrias de fluxos ponto-a-ponto, conduz a maior equilíbrio no desempenho dos diferentes serviços, reflectindo-se este facto, positivamente, em termos do desempenho global da rede, como já foi referido.

Nas tabelas anteriores (tabelas 5.1 e 5.3 para o caso da rede A-S e tabelas 5.2 e 5.5 para a rede M-S), são ainda apresentados os valores analíticos, obtidos pelo MODR-S. É de notar que, em alguns casos, os valores obtidos por simulação são melhores do que os obtidos analíticamente, o que se deve à dependência do desempenho da heurística relativamente ao conjunto de caminhos iniciais, que pode conduzir a resultados mais vantajosos num ambiente de funcionamento 'dinâmico' onde os caminhos iniciais podem mudar no início de cada período de actualização de caminhos.

5.7.3 Intervalo $\mathcal{T}$ de Actualização de Caminhos em Ambiente Multi-serviço

Os resultados apresentados poderiam ser eventualmente melhorados com a utilização da heurística completa (tal como está descrita na secção 5.5) e usando vários intervalos de actualização de caminhos, cada um deles dependente da duração média h_s das chamadas de cada serviço e com uma duração inferior a cerca de 1/5 a 1/2 desse valor, de acordo com o sugerido em [13] para métodos de encaminhamento dinâmico de referência. Nesse caso, a determinação dos novos caminhos na heurística apresentada não seria sempre feita simultaneamente para todos os serviços, mas dependeria do instante t em que fosse chamada. Considere-se $\mathcal{T}_3$, $\mathcal{T}_2$ e $\mathcal{T}_1$ com $\mathcal{T}_3 = t_2\mathcal{T}_2$ e $\mathcal{T}_2 = t_1\mathcal{T}_1$, $(t_1, t_2 \in \mathbb{N})$, os intervalos de actualização correspondentes aos serviços $s = 3$, $s = 2$ e $s = 1$, respectivamente, em que $h_3 > h_2 > h_1$. Considere-se ainda, no ponto VIII da heurística, $|S1|$ em vez de $|S|$ e o valor $|S_1|$ dependente de t. Assim, para os instantes $t = n\mathcal{T}_1$, $(n = 1, 2, \ldots)$, $|S_1| = 1$, para $t = m\mathcal{T}_2$, $(m = 1, 2, \ldots)$, $|S_1| = 2$ e para

$t = l\mathcal{T}_3$, $(l = 1, 2, \ldots)$, $|S_1| = 3$. Para as durações de chamadas referidas, poderia considerar-se $\mathcal{T}_1 = 10s$, $\mathcal{T}_2 = 30s$ e $\mathcal{T}_3 = 1min$. Assim, só para $t = l\mathcal{T}_3$, ou seja, só de minuto-a-minuto, é que a heurística seria aplicada a todos os serviços. Também o valor do período das medições do tráfego oferecido por cada serviço à rede, τ, deveria depender do serviço, nomeadamente seguindo a lógica inicial, $\tau_1 = \mathcal{T}_1$, $\tau_2 = \mathcal{T}_2$ e $\tau_3 = \mathcal{T}_3$.

Factor Sobrec.	MODR–S Modelo Analítico		MODR–S Modelo de Simulação		RTNR Modelo de Simulação	
	B_{ms}	B_{Ms}	$B_{ms} \pm \Delta$	$B_{Ms} \pm \Delta$	$B_{ms} \pm \Delta$	$B_{Ms} \pm \Delta$
			Serviço $s = 1$			
-20%	0.002	0.009	$0.002 \pm 2.6 \times 10^{-4}$	$0.009 \pm 2.8 \times 10^{-3}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$
-10%	0.003	0.013	$0.003 \pm 6.3 \times 10^{-4}$	$0.009 \pm 1.6 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.001 \pm 3.3 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.003 \pm 8.5 \times 10^{-4}}$
0%	0.004	0.018	$\mathbf{0.004 \pm 6.1 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.014 \pm 2.6 \times 10^{-3}}$	$0.005 \pm 4.9 \times 10^{-4}$	$0.014 \pm 2.9 \times 10^{-3}$
10%	0.004	0.020	$\mathbf{0.005 \pm 9.5 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.017 \pm 3.6 \times 10^{-3}}$	$0.019 \pm 3.9 \times 10^{-3}$	$0.053 \pm 1.4 \times 10^{-2}$
20%	0.005	0.017	$\mathbf{0.006 \pm 4.0 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.017 \pm 2.6 \times 10^{-3}}$	$0.069 \pm 6.9 \times 10^{-3}$	$0.164 \pm 1.4 \times 10^{-2}$
30%	0.006	0.020	$\mathbf{0.008 \pm 9.3 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.021 \pm 6.4 \times 10^{-3}}$	$0.131 \pm 1.6 \times 10^{-3}$	$0.257 \pm 7.8 \times 10^{-3}$
40%	0.008	0.031	$\mathbf{0.009 \pm 1.2 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.022 \pm 3.3 \times 10^{-3}}$	$0.178 \pm 1.6 \times 10^{-3}$	$0.307 \pm 1.1 \times 10^{-2}$
			Serviço $s = 2$			
-20%	0.001	0.002	$\mathbf{0.003 \pm 1.2 \times 10^{-3}}$	$0.011 \pm 3.5 \times 10^{-3}$	$0.003 \pm 2.1 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.008 \pm 4.3 \times 10^{-3}}$
-10%	0.004	0.007	$\mathbf{0.012 \pm 2.7 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.032 \pm 9.7 \times 10^{-3}}$	$0.021 \pm 4.0 \times 10^{-3}$	$0.040 \pm 7.5 \times 10^{-3}$
0%	0.029	0.092	$\mathbf{0.025 \pm 4.6 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.051 \pm 7.6 \times 10^{-3}}$	$0.054 \pm 7.4 \times 10^{-3}$	$0.094 \pm 2.0 \times 10^{-2}$
10%	0.044	0.103	$\mathbf{0.043 \pm 4.4 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.082 \pm 7.4 \times 10^{-3}}$	$0.089 \pm 1.1 \times 10^{-2}$	$0.157 \pm 3.0 \times 10^{-2}$
20%	0.038	0.106	$\mathbf{0.062 \pm 4.4 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.111 \pm 1.0 \times 10^{-2}}$	$0.117 \pm 6.7 \times 10^{-3}$	$0.215 \pm 2.3 \times 10^{-2}$
30%	0.048	0.121	$\mathbf{0.080 \pm 6.3 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.152 \pm 1.1 \times 10^{-2}}$	$0.132 \pm 8.0 \times 10^{-3}$	$0.251 \pm 1.0 \times 10^{-2}$
40%	0.067	0.177	$\mathbf{0.101 \pm 6.9 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.184 \pm 2.2 \times 10^{-2}}$	$0.145 \pm 9.0 \times 10^{-3}$	$0.255 \pm 3.5 \times 10^{-2}$
			Serviço $s = 3$			
-20%	0.003	0.005	$\mathbf{0.004 \pm 1.8 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.017 \pm 8.5 \times 10^{-3}}$	$0.006 \pm 4.5 \times 10^{-3}$	$0.023 \pm 1.5 \times 10^{-2}$
-10%	0.011	0.019	$\mathbf{0.011 \pm 2.9 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.031 \pm 6.8 \times 10^{-3}}$	$0.036 \pm 7.4 \times 10^{-3}$	$0.078 \pm 1.3 \times 10^{-2}$
0%	0.022	0.032	$\mathbf{0.026 \pm 3.6 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.062 \pm 1.5 \times 10^{-2}}$	$0.077 \pm 1.5 \times 10^{-2}$	$0.153 \pm 2.7 \times 10^{-2}$
10%	0.044	0.136	$\mathbf{0.046 \pm 4.3 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.103 \pm 2.8 \times 10^{-2}}$	$0.115 \pm 1.1 \times 10^{-2}$	$0.209 \pm 2.1 \times 10^{-2}$
20%	0.087	0.180	$\mathbf{0.068 \pm 4.8 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.129 \pm 1.6 \times 10^{-2}}$	$0.138 \pm 4.6 \times 10^{-3}$	$0.265 \pm 2.2 \times 10^{-2}$
30%	0.117	0.203	$\mathbf{0.090 \pm 7.2 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.161 \pm 2.2 \times 10^{-2}}$	$0.145 \pm 4.3 \times 10^{-3}$	$0.272 \pm 2.7 \times 10^{-2}$
40%	0.139	0.285	$\mathbf{0.114 \pm 1.0 \times 10^{-2}}$	$\mathbf{0.195 \pm 2.3 \times 10^{-2}}$	$0.149 \pm 4.4 \times 10^{-3}$	$0.265 \pm 1.7 \times 10^{-2}$

Tabela 5.3: Desempenho de cada serviço - comparação com RTNR (rede A-S).

Factor Sobrec.	MODR–S Modelo de Simulação		DAR Modelo de Simulação	
	$B_{ms} \pm \Delta$	$B_{Ms} \pm \Delta$	$B_{ms} \pm \Delta$	$B_{Ms} \pm \Delta$
		Serviço $s = 1$		
0.8%	$0.002 \pm 2.6 \times 10^{-4}$	$0.009 \pm 2.8 \times 10^{-3}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$
0.9%	$0.003 \pm 6.3 \times 10^{-4}$	$0.009 \pm 1.6 \times 10^{-3}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$
0%	$0.004 \pm 6.1 \times 10^{-4}$	$0.014 \pm 2.6 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.001 \pm 1.8 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.002 \pm 1.3 \times 10^{-4}}$
10%	$0.005 \pm 9.5 \times 10^{-4}$	$0.017 \pm 3.6 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.002 \pm 1.5 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.004 \pm 2.4 \times 10^{-4}}$
20%	$0.006 \pm 4.0 \times 10^{-4}$	$0.017 \pm 2.6 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.003 \pm 3.2 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.006 \pm 5.8 \times 10^{-4}}$
30%	$0.008 \pm 9.3 \times 10^{-4}$	$0.021 \pm 6.4 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.004 \pm 4.7 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.008 \pm 1.4 \times 10^{-3}}$
40%	$0.009 \pm 1.2 \times 10^{-3}$	$0.022 \pm 3.3 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.005 \pm 5.1 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.010 \pm 7.8 \times 10^{-4}}$
		Serviço $s = 2$		
0.8%	$0.003 \pm 1.2 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.011 \pm 3.5 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.003 \pm 9.0 \times 10^{-4}}$	$0.013 \pm 5.0 \times 10^{-3}$
0.9%	$0.012 \pm 2.7 \times 10^{-3}$	$0.032 \pm 9.7 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.009 \pm 1.9 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.029 \pm 3.2 \times 10^{-3}}$
0%	$0.025 \pm 4.6 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.051 \pm 7.6 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.023 \pm 4.5 \times 10^{-3}}$	$0.053 \pm 1.0 \times 10^{-2}$
10%	$0.043 \pm 4.4 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.082 \pm 7.4 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.040 \pm 2.6 \times 10^{-3}}$	$0.084 \pm 1.1 \times 10^{-2}$
20%	$0.062 \pm 4.4 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.111 \pm 1.0 \times 10^{-2}}$	$\mathbf{0.061 \pm 5.6 \times 10^{-3}}$	$0.120 \pm 1.0 \times 10^{-2}$
30%	$\mathbf{0.080 \pm 6.3 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.152 \pm 1.1 \times 10^{-2}}$	$0.084 \pm 7.4 \times 10^{-3}$	$0.155 \pm 6.3 \times 10^{-3}$
40%	$\mathbf{0.101 \pm 6.9 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.184 \pm 2.2 \times 10^{-2}}$	$0.108 \pm 7.6 \times 10^{-3}$	$0.191 \pm 1.4 \times 10^{-2}$
		Serviço $s = 3$		
0.8%	$\mathbf{0.004 \pm 1.8 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.017 \pm 8.5 \times 10^{-3}}$	$0.009 \pm 3.6 \times 10^{-3}$	$0.035 \pm 7.7 \times 10^{-3}$
0.9%	$\mathbf{0.011 \pm 2.9 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.031 \pm 6.8 \times 10^{-3}}$	$0.023 \pm 4.8 \times 10^{-3}$	$0.055 \pm 7.8 \times 10^{-3}$
0%	$\mathbf{0.026 \pm 3.6 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.062 \pm 1.5 \times 10^{-2}}$	$0.051 \pm 7.8 \times 10^{-3}$	$0.122 \pm 7.9 \times 10^{-3}$
10%	$\mathbf{0.046 \pm 4.3 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.103 \pm 2.8 \times 10^{-2}}$	$0.088 \pm 6.6 \times 10^{-3}$	$0.201 \pm 3.3 \times 10^{-2}$
20%	$\mathbf{0.068 \pm 4.8 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.129 \pm 1.6 \times 10^{-2}}$	$0.132 \pm 1.0 \times 10^{-2}$	$0.258 \pm 4.5 \times 10^{-2}$
30%	$\mathbf{0.090 \pm 7.2 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.161 \pm 2.2 \times 10^{-2}}$	$0.177 \pm 1.2 \times 10^{-2}$	$0.312 \pm 3.2 \times 10^{-2}$
40%	$\mathbf{0.114 \pm 1.0 \times 10^{-2}}$	$\mathbf{0.195 \pm 2.3 \times 10^{-2}}$	$0.219 \pm 1.4 \times 10^{-2}$	$0.361 \pm 3.6 \times 10^{-2}$

Tabela 5.4: Desempenho de cada serviço - comparação com DAR (rede A-S).

Factor Sobrec.	MODR–S Modelo Analítico		MODR–S Modelo de Simulação		RTNR Modelo de Simulação	
	B_{ms}	B_{Ms}	$B_{ms} \pm \Delta$	$B_{Ms} \pm \Delta$	$B_{ms} \pm \Delta$	$B_{Ms} \pm \Delta$
				Serviço $s = 1$		
-20%	0.0003	0.0103	$< 10^{-3}$	$0.011 \pm 2.0 \times 10^{-3}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$
-10%	0.0005	0.013	$< 10^{-3}$	$0.014 \pm 2.8 \times 10^{-3}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{0.001 \pm 7.3 \times 10^{-4}}$
0%	0.0014	0.021	$\mathbf{0.001 \pm 1.5 \times 10^{-4}}$	$0.017 \pm 3.3 \times 10^{-3}$	$0.001 \pm 5.2 \times 10^{-4}$	$\mathbf{0.011 \pm 4.0 \times 10^{-3}}$
10%	0.003	0.035	$\mathbf{0.002 \pm 3.3 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.018 \pm 4.0 \times 10^{-3}}$	$0.015 \pm 2.7 \times 10^{-3}$	$0.074 \pm 1.1 \times 10^{-2}$
20%	0.002	0.017	$\mathbf{0.004 \pm 1.0 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.022 \pm 6.9 \times 10^{-3}}$	$0.078 \pm 5.4 \times 10^{-3}$	$0.211 \pm 1.2 \times 10^{-2}$
30%	0.006	0.043	$\mathbf{0.005 \pm 6.2 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.023 \pm 3.5 \times 10^{-3}}$	$0.140 \pm 1.1 \times 10^{-3}$	$0.322 \pm 9.8 \times 10^{-3}$
40%	0.005	0.033	$\mathbf{0.008 \pm 4.2 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.029 \pm 8.8 \times 10^{-3}}$	$0.188 \pm 1.2 \times 10^{-3}$	$0.392 \pm 8.4 \times 10^{-3}$
				Serviço $s = 2$		
-20%	0.0002	0.003	$< 10^{-3}$	$0.016 \pm 2.7 \times 10^{-3}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{0.007 \pm 3.8 \times 10^{-3}}$
-10%	0.0005	0.006	$0.003 \pm 4.8 \times 10^{-4}$	$0.033 \pm 6.0 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.002 \pm 3.0 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.023 \pm 1.9 \times 10^{-3}}$
0%	0.010	0.123	$\mathbf{0.010 \pm 1.1 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.062 \pm 5.6 \times 10^{-3}}$	$0.017 \pm 3.2 \times 10^{-3}$	$0.095 \pm 1.3 \times 10^{-2}$
10%	0.022	0.199	$\mathbf{0.023 \pm 2.3 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.114 \pm 2.4 \times 10^{-2}}$	$0.042 \pm 2.9 \times 10^{-3}$	$0.189 \pm 1.6 \times 10^{-2}$
20%	0.020	0.097	$\mathbf{0.039 \pm 1.8 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.151 \pm 1.4 \times 10^{-2}}$	$0.061 \pm 2.1 \times 10^{-3}$	$0.264 \pm 8.7 \times 10^{-3}$
30%	0.041	0.088	$\mathbf{0.057 \pm 2.4 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.182 \pm 1.5 \times 10^{-2}}$	$0.071 \pm 1.2 \times 10^{-3}$	$0.296 \pm 2.5 \times 10^{-2}$
40%	0.044	0.094	$\mathbf{0.073 \pm 3.8 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.208 \pm 1.6 \times 10^{-2}}$	$0.083 \pm 2.9 \times 10^{-3}$	$0.307 \pm 1.7 \times 10^{-2}$
				Serviço $s = 3$		
20%	0.0006	0.009	$0.001 \pm 2.9 \times 10^{-4}$	$0.023 \pm 7.8 \times 10^{-3}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{0.017 \pm 2.1 \times 10^{-3}}$
-10%	0.0014	0.018	$0.003 \pm 5.4 \times 10^{-4}$	$\mathbf{0.044 \pm 6.8 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.003 \pm 3.7 \times 10^{-4}}$	$0.050 \pm 1.1 \times 10^{-2}$
0%	0.010	0.036	$\mathbf{0.011 \pm 2.0 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.075 \pm 1.8 \times 10^{-2}}$	$0.017 \pm 2.4 \times 10^{-3}$	$0.133 \pm 9.6 \times 10^{-3}$
10%	0.036	0.088	$\mathbf{0.028 \pm 1.1 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.109 \pm 1.5 \times 10^{-2}}$	$0.033 \pm 2.1 \times 10^{-3}$	$0.193 \pm 2.4 \times 10^{-2}$
20%	0.068	0.161	$0.045 \pm 1.7 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.152 \pm 1.7 \times 10^{-2}}$	$\mathbf{0.041 \pm 2.2 \times 10^{-3}}$	$0.253 \pm 3.0 \times 10^{-2}$
30%	0.104	0.172	$0.063 \pm 2.6 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.172 \pm 1.3 \times 10^{-2}}$	$\mathbf{0.048 \pm 2.2 \times 10^{-3}}$	$0.270 \pm 1.3 \times 10^{-2}$
40%	0.133	0.272	$0.084 \pm 1.9 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.211 \pm 3.4 \times 10^{-2}}$	$\mathbf{0.057 \pm 2.7 \times 10^{-3}}$	$0.265 \pm 2.6 \times 10^{-2}$

Tabela 5.5: Desempenho de cada serviço - comparação com RTNR (rede M-S).

Factor Sobrec.	MODR–S Modelo de Simulação		DAR Modelo de Simulação	
	$B_{ms} \pm \Delta$	$B_{Ms} \pm \Delta$	$B_{ms} \pm \Delta$	$B_{Ms} \pm \Delta$
		Serviço $s = 1$		
-20%	$< 10^{-3}$	$0.011 \pm 2.0 \times 10^{-3}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{0.001 \pm 2.3 \times 10^{-4}}$
-10%	$< 10^{-3}$	$0.014 \pm 2.8 \times 10^{-3}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{0.003 \pm 1.3 \times 10^{-3}}$
0%	$\mathbf{0.001 \pm 1.5 \times 10^{-4}}$	$0.017 \pm 3.3 \times 10^{-3}$	$0.001 \pm 1.6 \times 10^{-4}$	$\mathbf{0.012 \pm 2.8 \times 10^{-3}}$
10%	$\mathbf{0.002 \pm 3.3 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.018 \pm 4.0 \times 10^{-3}}$	$0.022 \pm 3.6 \times 10^{-3}$	$0.098 \pm 1.8 \times 10^{-2}$
20%	$\mathbf{0.004 \pm 1.0 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.022 \pm 6.9 \times 10^{-3}}$	$0.117 \pm 2.0 \times 10^{-3}$	$0.288 \pm 1.1 \times 10^{-2}$
30%	$\mathbf{0.005 \pm 6.2 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.023 \pm 3.5 \times 10^{-3}}$	$0.183 \pm 8.0 \times 10^{-4}$	$0.364 \pm 5.5 \times 10^{-3}$
40%	$\mathbf{0.008 \pm 4.2 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.029 \pm 8.8 \times 10^{-3}}$	$0.240 \pm 2.3 \times 10^{-4}$	$0.417 \pm 4.9 \times 10^{-3}$
		Serviço $s = 2$		
-20%	$< 10^{-3}$	$0.016 \pm 2.7 \times 10^{-3}$	$\mathbf{< 10^{-3}}$	$\mathbf{0.017 \pm 3.8 \times 10^{-3}}$
-10%	$0.003 \pm 4.8 \times 10^{-4}$	$0.033 \pm 6.0 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.002 \pm 3.5 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.031 \pm 4.3 \times 10^{-3}}$
0%	$\mathbf{0.010 \pm 1.1 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.062 \pm 5.6 \times 10^{-3}}$	$0.010 \pm 1.2 \times 10^{-3}$	$0.074 \pm 8.7 \times 10^{-3}$
10%	$\mathbf{0.023 \pm 2.3 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.114 \pm 2.4 \times 10^{-2}}$	$0.028 \pm 3.0 \times 10^{-3}$	$0.138 \pm 1.3 \times 10^{-2}$
20%	$\mathbf{0.039 \pm 1.8 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.151 \pm 1.4 \times 10^{-2}}$	$0.041 \pm 1.1 \times 10^{-2}$	$0.192 \pm 5.2 \times 10^{-3}$
30%	$0.057 \pm 2.4 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.182 \pm 1.5 \times 10^{-2}}$	$\mathbf{0.048 \pm 1.6 \times 10^{-3}}$	$0.218 \pm 1.4 \times 10^{-2}$
40%	$0.073 \pm 3.8 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.208 \pm 1.6 \times 10^{-2}}$	$\mathbf{0.057 \pm 1.8 \times 10^{-3}}$	$0.222 \pm 1.0 \times 10^{-2}$
		Serviço $s = 3$		
20%	$\mathbf{0.001 \pm 2.9 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.023 \pm 7.8 \times 10^{-3}}$	$0.002 \pm 3.2 \times 10^{-4}$	$0.039 \pm 1.3 \times 10^{-2}$
-10%	$\mathbf{0.003 \pm 5.4 \times 10^{-4}}$	$\mathbf{0.044 \pm 6.8 \times 10^{-3}}$	$0.005 \pm 4.0 \times 10^{-4}$	$0.069 \pm 1.3 \times 10^{-2}$
0%	$\mathbf{0.011 \pm 2.0 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.075 \pm 1.8 \times 10^{-2}}$	$0.015 \pm 1.6 \times 10^{-3}$	$0.120 \pm 2.0 \times 10^{-2}$
10%	$\mathbf{0.028 \pm 1.1 \times 10^{-3}}$	$\mathbf{0.109 \pm 1.5 \times 10^{-2}}$	$0.032 \pm 1.9 \times 10^{-3}$	$0.212 \pm 1.6 \times 10^{-2}$
20%	$0.045 \pm 1.7 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.152 \pm 1.7 \times 10^{-2}}$	$\mathbf{0.042 \pm 2.0 \times 10^{-3}}$	$0.275 \pm 1.9 \times 10^{-2}$
30%	$0.063 \pm 2.6 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.172 \pm 1.3 \times 10^{-2}}$	$\mathbf{0.047 \pm 2.1 \times 10^{-3}}$	$0.309 \pm 1.1 \times 10^{-2}$
40%	$0.084 \pm 1.9 \times 10^{-3}$	$\mathbf{0.211 \pm 3.4 \times 10^{-2}}$	$\mathbf{0.054 \pm 2.8 \times 10^{-3}}$	$0.301 \pm 2.9 \times 10^{-2}$

Tabela 5.6: Desempenho de cada serviço - comparação com DAR (rede M-S).

Capítulo 6

Conclusões

Apresentou-se, nesta dissertação, um método multiobjectivo de encaminhamento alternativo dinâmico, dependente do estado, para redes fortemente emalhadas, bem como os modelos analíticos e os algoritmos que lhe servem de suporte, tanto para redes mono-serviço, como para redes multi-serviço, cujo funcionamento ao nível lógico (rede de teletráfego) seja equivalente a uma rede com comutação por circuitos.

Em termos do desempenho global da rede, na formulação para redes mono-serviço, foi definido para o método MODR um modelo de optimização bi-objectivo, que tenta minimizar o bloqueio médio da rede, ou seja, maximizar o tráfego total transportado e, consequentemente, a receita obtida pela rede, ao mesmo tempo que procura minimizar o máximo bloqueio ponto-a-ponto. A adição desta última métrica de desempenho global da rede é uma mais-valia deste método, nomeadamente em situações onde a protecção contra a degradação excessiva da probabilidade de bloqueio marginal, associada a fluxos de baixa intensidade, pode ser de especial importância, como é o caso das redes multi-serviço.

A complexidade do problema de encaminhamento na rede, definido desta maneira, é muito elevada, o que conduziu a que o cálculo de soluções eficazes fosse feito através de uma heurística que permite a escolha síncrona de caminhos alternativos para toda a rede, baseada num algoritmo para escolha de caminhos alternativos ponto-a-ponto bi-objectivo (MMRA).

O algoritmo MMRA, desenvolvido a partir de algoritmos anteriores de determinação

de caminhos mais curtos bi-objectivo, foi aqui adaptado para funcionar em ambiente de encaminhamento dinâmico, procurando encontrar, em cada intervalo de actualização de caminhos, soluções de compromisso obtidas utilizando uma técnica baseada na definição de regiões de prioridade no espaço das funções objectivo resultantes de limiares de preferência que variam de forma dinâmica em função do estado da rede.

Foi incorporado no método MODR um mecanismo específico de protecção de serviço em caso de sobrecargas que elimina caminhos alternativos consoante um parâmetro que varia dinamicamente na heurística em função do bloqueio e do custo implícito do caminho.

O desempenho do método, no caso das redes mono-serviço, foi avaliado analiticamente e através de simulações, recorrendo a um simulador por acontecimentos discretos, comparando-se de forma geralmente vantajosa com o desempenho de outros métodos (RTNR, DCR e DAR), especialmente em situações de sobrecarga e de forte assimetria de tráfego, que são as condições de funcionamento da rede onde o uso de encaminhamento dinâmico se torna mais relevante.

Para o caso das redes mono-serviço, foi ainda conseguida, através do estudo de desempenho de variantes da heurística, usando relaxações de valores previamente calculados de cada uma das métricas de desempenho global da rede, uma segunda versão da heurística mais adequada em certas situações, permitindo uma melhoria do bloqueio médio à custa duma ligeira degradação do bloqueio máximo ponto-a-ponto.

Na extensão do método para redes multi-serviço, foi feita uma nova formulação do problema de optimização do encaminhamento, definido com dois níveis hierárquicos de optimização, o nível da rede e o nível do serviço, sendo bi-objectivo em cada um dos níveis. Ao nível da rede, pretende-se maximizar o lucro, definido em função do tráfego transportado para todos os serviços existentes na rede e da largura de banda ocupada por cada serviço, e minimizar o máximo dos bloqueios médios obtidos por cada serviço. Ao nível do serviço, pretende-se minimizar o bloqueio médio do serviço e o máximo dos bloqueios ponto-a-ponto desse serviço.

Este problema de optimização multiobjectivo é ainda de maior complexidade do que no caso das redes mono-serviço, sendo resolvido através de uma heurística para

escolha síncrona de caminhos, cujo elemento principal é um algoritmo de escolha de caminhos ponto-a-ponto bi-objectivo, o MMRA-S, para redes multi-serviço.

O mecanismo APR de protecção de serviço em caso de sobrecargas, específico do método MODR, foi também reformulado para redes multi-serviço, tendo-se mostrado muito eficaz, como se pode verificar pelos resultados obtidos.

Mais uma vez o desempenho do método foi avaliado analiticamente e através de um simulador por acontecimentos discretos, comparando-o com o desempenho de outros métodos, em vários regimes de sobrecarga e para duas redes de teste, cujo dimensionamento foi feito através de uma heurística desenvolvida a partir da heurística original do MODR–S. O desempenho obtido pelo método MODR–S foi bastante bom, quando comparado com outros métodos, quer ao nível do desempenho global da rede, quer ao nível do desempenho global de cada serviço.

Foram ainda experimentadas outras versões da heurística do MODR–S, resultantes da reformulação do problema de optimização do encaminhamento para redes multi-serviço. No entanto, as simulações realizadas indicam a formulação inicial como a potencialmente mais eficaz para funcionamento em redes reais. Este problema, contudo, por exigir muitos meios computacionais, vai ser ainda objecto de trabalho futuro.

A maior limitação do método é a sua complexidade e o seu custo computacional associado à necessidade da repetição da resolução numérica do modelo analítico. Daí que a descentralização do método tenha sido já equacionada para redes mono-serviço, tendo em vista futuros desenvolvimentos deste trabalho.

É de notar, ainda, que o desempenho do método MODR, quer no caso das redes mono-serviço, quer no caso das redes multi-serviço, foi avaliado recorrendo a simulações onde a largura de banda ocupada por cada chamada era constante durante toda a duração da chamada e igual à largura de banda específica desse serviço. A avaliação de desempenho do método com serviços cuja largura de banda ocupada é variável, ou seja serviços VBR (*Variable bit Rate*), usando o conceito de largura de banda efectiva, poderia ser ainda objecto de trabalho futuro.

Por outro lado, a extensão da formulação do método, nas suas diferentes vertentes, para redes IP/MPLS merece um estudo aprofundado.

Finalmente, este estudo põe em relevo as vantagens potenciais na utilização de modelos de encaminhamento multiobjectivo no âmbito das modernas redes multi-serviço, tendo em conta o carácter multidimensional e, por vezes, conflitual das métricas de QoS.

Apêndice A

Redes de Teste para Tráfego Monocanal

Apresentam-se, neste Apêndice, três redes com 6 nós, completamente emalhadas, sendo as duas primeiras dimensionadas através do método descrito em [8]. Este método de dimensionamento permite a determinação de vários caminhos alternativos e das capacidades nos feixes em função de mais do que uma matriz de tráfego oferecido ponto-a-ponto. A intenção que esteve por detrás da utilização deste método não foi a de utilizá-lo explorando todas as suas potencialidades, mas apenas para obter um dimensionamento razoável de uma rede completamente emalhada, em função de uma única matriz de tráfego, com vista à sua utilização num ambiente de encaminhamento fixo com um só caminho alternativo entre cada par de nós.

A rede A está descrita na tabela A.1. A rede B, descrita na tabela A.2, usou o tráfego oferecido ponto-a-ponto da rede descrita em [74] embora, como apenas se pretendia um caminho alternativo, a capacidade dos feixes e os caminhos alternativos tivessem sido calculados pelo processo de dimensionamento já citado.

A terceira rede, designada por rede M (tabela A.3), é a descrita em [74], especificada em termos de tráfego oferecido e capacidades de feixes, mas apenas com o primeiro caminho alternativo para cada par de nós.

Par O-D	Capac. Fxs	Tráf. Oferec.	Nó Intermédio
1-2	36	27	3
1-3	13	6	4
1-4	33	25	5
1-5	27	20	6
1-6	31	20	2
2-3	29	25	4
2-4	17	10	5
2-5	37	30	6
2-6	25	20	1
3-4	17	11	5
3-5	14	8	6
3-6	19	13	1
4-5	13	9	6
4-6	27	20	1
5-6	18	12	1

Tabela A.1: Rede A.

Par O-D	Capac. Fxs	Tráf. Oferec.	Nó Intermédio
1-2	41	27.47	3
1-3	13	6.97	4
1-4	276	257.81	5
1-5	33	20.47	6
1-6	46	29.11	2
2-3	30	25.11	4
2-4	112	101.61	5
2-5	88	76.78	6
2-6	94	82.56	1
3-4	18	11.92	5
3-5	12	6.86	6
3-6	21	13.25	1
4-5	88	79.42	6
4-6	94	83.0	1
5-6	137	127.11	1

Tabela A.2: Rede B.

Par O-D	Capac. Fxs	Tráf. Oferec.	Nó Intermédio
1-2	36	27.47	3
1-3	24	6.97	5
1-4	324	257.81	–
1-5	48	20.47	3
1-6	48	29.11	5
2-3	96	25.11	–
2-4	96	101.61	3
2-5	108	76.78	3
2-6	96	82.56	3
3-4	12	11.92	1
3-5	48	6.86	6
3-6	24	13.25	2
4-5	192	79.42	1
4-6	84	83.0	5
5-6	336	127.11	–

Tabela A.3: Rede M.

Apêndice B

Tráfego Multicanal em Redes Multi-serviço

B.1 Cálculo do Bloqueio nos Arcos

O cálculo do bloqueio nos arcos foi feito recorrendo ao algoritmo recursivo de Kaufman [55], descrito a seguir, se a capacidade dos arcos C_k for menor do que 80 circuitos e recorrendo à aproximação assimptótica UAA *Uniform Asymptotic approximation* [71, 72, 73] se $C_k \geq 80$. O número de circuitos usado para distinguir os dois métodos de cálculo foi ajustado empiricamente tendo em conta a necessidade de convergência das iteradoras[1]. É de referir que, nas iteradoras implementadas, quer para o cálculo do bloqueio em todos os arcos da rede, quer para o cálculo dos respectivos custos implícitos, foi requerido que a norma L_2 do vector das diferenças relativas (distância euclidiana) em sucessivas iterações fosse menor do que 10^{-5}.

De acordo com [73], a aproximação assimptótica mais correcta, para cálculo do bloqueio nos arcos, é a designada por RUAA *Refined Uniform Asymptotic Approximation*, por ser através desta que se obtêm os valores mais correctos, quer para o bloqueio nos arcos em regimes de sobrecarga, quer para para os custos implícitos. No entanto, é

[1]Em [71] é recomendado o valor de 50 circuitos para seleccionar o método de cálculo do bloqueio nos arcos e foi requerido que a norma L_∞ do vector das diferenças relativas em sucessivas iterações do cálculo dos custos implícitos fosse menor do que 10^{-4}.

justamente em casos de sobrecarga que o método de encaminhamento proposto obtém melhor desempenho relativamente a outros métodos de encaminhamento dinâmico, não se sentindo, por isso, necessidade de implementar a versão RUAA, mais complexa e de maior custo computacional que a UAA. Além disso, nos casos testados, verificou-se ainda que os caminhos alternativos seleccionados pelo MODR–S são exactamente os mesmos para todos os serviços, quer os bloqueios sejam calculados através apenas do algoritmo de Kaufman, quer através do modelo misto, usando as aproximações assimptóticas (em que se usa para capacidades elevadas o modelo UAA e para as restantes situações o algoritmo de Kaufman).

Por outro lado, não se usou a aproximação proposta no âmbito do UAA para o cálculo dos custos implícitos, sendo estes calculados sem recurso a esta aproximação, beneficiando apenas do cálculo do bloqueio nos arcos de forma assimptótica, procurando-se, assim, calcular os custos implícitos da forma mais correcta possível. As razões que motivaram esta decisão tiveram a ver com o facto dos benefícios conseguidos em termos de tempo de execução não serem muito significativos quando comparados com os que se obtêm com o cálculo assimptótico do bloqueio.

É de referir, por último, que o uso desta forma de cálculo do bloqueio diminuiu o tempo de execução do modelo analítico do MODR–S para cerca de 1/10 do tempo original.

B.1.1 Modelo para Tráfego com Perda

De acordo com [55, 71], vamos rever os pressupostos do modelo de cálculo dos bloqueios nos arcos da rede. Considerando que o arco l_k, com C_k circuitos, tem acesso completo, então qualquer chamada de qualquer serviço $s, (s = 1, 2, \ldots, |S|)$, ocupando d_{ks} circuitos no arco l_k, só é rejeitada por esta estratégia de acesso ao arco se existirem menos do que $(C_k - d_{ks})$ circuitos livres (com C_k e d_{ks} inteiros positivos). Por conseguinte, sendo o estado do arco l_k definido pelo vector $\overline{n} = (n_1, \ldots, n_s)$, em que n_s é o número de chamadas activas do serviço s, então o conjunto de todos os estados

possíveis do arco (espaço de estados) é:

$$\Omega(C_k) = \{\overline{n} : 0 \leq \sum_{s=1}^{|S|} d_{ks} n_s \leq C_k\} \tag{B.1}$$

sendo o subconjunto de $\Omega(C_k)$ correspondente ao conjunto de estados do arco l_k para os quais uma nova chamada do serviço s é aceite no arco l_k dado por:

$$\Omega(C_k - d_{ks}) = \{\overline{n} : 0 \leq \sum_{s=1}^{|S|} d_{ks} n_s \leq C_k - d_{ks}\} \tag{B.2}$$

A probabilidade do arco l_k se encontrar num estado em que é possível admitir mais chamadas do serviço s é definida por:

$$\alpha_{ks} = \sum_{\overline{n} \in \Omega(C_k - d_{ks})} P(\overline{n}) \tag{B.3}$$

sendo a distribuição probabilística $P(\overline{n})$, no caso dos fluxos f_s serem Poissonianos (e, por conseguinte, a intensidade de chegadas de cada fluxo ser constante e independente do número de chamadas em curso desse serviço), dada por:

$$P(\overline{n}) = G^{-1}(\Omega(C_k)) \prod_{s=1}^{|S|} \frac{\rho_{ks}^{n_s}}{n_s!}, \quad \overline{n} \in \Omega(C_k) \tag{B.4}$$

onde a constante de normalização G é:

$$G(\Omega(C_k)) = \sum_{\overline{n} \in \Omega(C_k)} \prod_{s=1}^{|S|} \frac{\rho_{ks}^{n_s}}{n_s!} \tag{B.5}$$

A probabilidade de congestão é então dada por

$$B_{ks} = 1 - \alpha_{ks} = 1 - \frac{\sum_{\overline{n} \in \Omega(C_k - d_{ks})} \prod_{s=1}^{|S|} \frac{\rho_{ks}^{n_s}}{n_s!}}{\sum_{\overline{n} \in \Omega(C_k)} \prod_{s=1}^{|S|} \frac{\rho_{ks}^{n_s}}{n_s!}} = 1 - \frac{G(C_k - d_{ks}, |S|)}{G(C_k, |S|)} \tag{B.6}$$

em que

$$G(C_k, |S|) = \sum_{\overline{n} \in \Omega(C_k)} \prod_{s=1}^{|S|} \frac{\rho_{ks}^{n_s}}{n_s!} \tag{B.7}$$

B.1.2 Algoritmo Recursivo de Kaufman

Seja j a variável que representa o número total de circuitos ocupados. Num dado estado $\overline{n}$, j é dado por $j = \overline{n}.\overline{d}_k = \sum_{s=1}^{|S|} n_s d_{ks}$. A distribuição probabilística estacionária do número de canais ocupados j é:

$$q(j) = \sum_{\overline{n}:\overline{n}.\overline{d}_k = j} \prod_{s=1}^{|S|} \frac{\rho_{ks}^{n_s}}{n_s!} G^{-1}(C_k, |S|) \tag{B.8}$$

Kaufman [55] mostrou que, admitindo que o tráfego oferecido aos feixes é de Poisson multiclasse, a distribuição $q(.)$, para acesso completo no arco l_k, satisfaz a recursão

$$\sum_{s=1}^{|S|} \rho_{ks} d_{ks} q(j - d_{ks}) = jq(j) \quad j = 0, 1, \ldots, C_k \tag{B.9}$$

sendo $q(j) = 0$ para $j < 0$ e $\sum_{j=0}^{C_k} q(j) = 1$.

Sendo, como já foi referido, $\overline{n}$ o vector representativo do estado do arco l_k e $P(\overline{n})$ a respectiva distribuição probabilística, a probabilidade de bloqueio do serviço s no arco l_k é dada por

$$B_{ks} = \sum_{\overline{n}:\overline{n}.\overline{d}_k > C_k - d_{ks}} P(\overline{n}) \tag{B.10}$$

ou seja,

$$B_{ks} = \sum_{j=C_k - d_{ks}+1} q(j) = \sum_{i=1}^{d_{ks}-1} q(C_k - i), \quad s = 1, \ldots, |S| \tag{B.11}$$

sendo $G^{-1}(C_k, |S|) = q(0)$ (por (B.8)).

Definindo

$$\hat{q}(j) = \frac{q(j)}{q(0)} \tag{B.12}$$

então $\hat{q}(0) = 1$. Usando (B.9) vem

$$\hat{q}(j) = \frac{1}{j} \left\{ \sum_{s=1}^{|S|} \rho_{ks} d_{ks} \hat{q}(j - d_{ks}) \right\} \tag{B.13}$$

gerando-se recursivamente $\hat{q}(j), j = 1, \ldots, C_k$. Sendo ainda

$$\sum_{j=0}^{C_k} q(j) = 1 = q(0) \sum_{j=0}^{C_k} \hat{q}(j) \tag{B.14}$$

vem

$$q(0) = \left[\sum_{j=0}^{C_k} \hat{q}(j) \right]^{-1} \tag{B.15}$$

e

$$q(j) = q(0)\hat{q}(j), \quad j = 1, 2, \ldots, C_k \tag{B.16}$$

B.1.3 Aproximações Assimptóticas Uniformes – UAA

No caso em que $C_k \gg 1$, a aplicação do algoritmo anterior para cálculo de B_{ks} no contexto da resolução numérica do modelo de tráfego da rede, que tem de ser executado

um número muito elevado de vezes no âmbito da heurística de selecção de caminhos, tem custos computacionais excessivos. Neste caso podem usar-se as expressões que se seguem para o cálculo aproximado de B_{ks}, tal como proposto em [71], sendo válidas no caso de ser 1 o maior divisor comum de $d_{k1}, d_{k2}, \ldots, d_{k|S|}$ e de d_{ks} se poder considerar pequeno quando comparado com C_k.

Para o efeito, define-se

$$F(z) \triangleq \sum_{s=1}^{|S|} \rho_{ks} \left(z^{d_{ks}} - 1 \right) - C_k \log z \tag{B.17}$$

$$V(z) \triangleq \sum_{s=1}^{|S|} d_{ks}^2 \rho_{ks} z^{d_{ks}} \tag{B.18}$$

Existe uma única solução positiva z^* de $F'(z) = 0$, em que $F'(z)$ é a derivada de $F(z)$, tal que:

$$\sum_{s=1}^{|S|} d_{ks}^2 \rho_{ks} (z^*)^{d_{ks}} = C_k, \quad z^* > 0 \tag{B.19}$$

Uma vez que $F'(z)$ é estritamente monótona, crescente com z, então z^* pode ser determinado através, por exemplo, do método da bissecção.

Sejam:

$$b_{ks} = \frac{[1 - (z^*)^{d_{ks}}]}{(1 - z^*)}, \quad z^* \neq 1; \tag{B.20}$$

$$= d_{ks}, \quad z^* = 1 \tag{B.21}$$

$$B^{(k)} = \frac{e^{F(z^*)}}{M^{(k)} \sqrt{2\pi V(z^*)}} \tag{B.22}$$

$$M^{(k)} = \frac{1}{2} \mathrm{Erfc}[\mathrm{sgn}(1 - z^*) \sqrt{-F(z^*)}] + \frac{e^{F(z^*)}}{\sqrt{2\pi}} \left[\frac{1}{\sqrt{F(z^*)}(1 - z^*)} - \frac{\mathrm{sgn}(1 - z^*)}{\sqrt{-2F(z^*)}} \right], \; z^* \neq 1,$$

$$M^{(k)} = \frac{1}{2} \left\{ 1 + \frac{1}{\sqrt{2\pi Z(1)}} \left[1 + \frac{1}{3V(1)} \sum_{s=1}^{|S|} d_{ks}^3 \rho_{ks} \right] \right\}, \quad z^* = 1$$

e

$$\mathrm{Erfc}(y) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_y^\infty e^{-x^2} dx \tag{B.23}$$

Então, assimptoticamente,

$$B_{ks} = b_{ks} B^{(k)}, \quad (s = 1, 2, \ldots, |S|) \tag{B.24}$$

Este resultado é valido para $0 < z^* < 1$, $z* \approx 1$ e $z* > 1$ correspondendo, respectivamente, aos regimes de sobrecarga, crítico e subcarga.

B.2 Redes de Teste para Tráfego Multicanal

As redes de teste multi-serviço para tráfego multicanal tinham 6 nós sendo completamente emalhadas e foram construídas a partir das redes mono-serviço A e M. Os serviços considerados, para ambas as redes, foram telefone ($s = 1$), dados ($s = 2$) e vídeo ($s = 3$) com $\overline{d} = [1, 6, 10]$.

A capacidade dos arcos foi determinada heurísticamente a partir dos conceitos que a seguir se descrevem.

Sendo a receita total W dada por

$$W = \sum_{s=1}^{|S|} \sum_{r^i(f_s) \in \overline{R}_t(s)} \lambda_{r^i(f_s)} w(f_s) \tag{B.25}$$

foi demonstrado em [72] que o custo implícito referente ao arco l_k e ao serviço s é

$$c_{ks} = d_{ks} \frac{\partial W}{\partial_s C_k} \tag{B.26}$$

Então, à semelhança do descrito em [59, 60], onde a noção de *shadow price* foi usada para aumentar ou reduzir a capacidade dos arcos na rede, também aqui foram usados os custos implícitos c_{ks} para tomar decisões sobre a capacidade de cada arco. Assim, quando se pretende aumentar o número total de circuitos na rede, aumenta-se a capacidade dos arcos com valores de c_{ks} mais elevados ou, reciprocamente, diminui-se a capacidade dos arcos com valores de c_{ks} mais baixos quando se pretende diminuir o número total de circuitos na rede. Por outro lado, considerando o carácter bi-objectivo ao nível do desempenho global da rede do MODR–S, usou-se também o valor do bloqueio máximo ponto-a-ponto para cada fluxo f_s para tomar decisões sobre a capacidade do correspondente arco directo.

O problema de dimensionamento das redes foi, então, formulado duma forma simplificada[2], dado que apenas se pretendeu determinar a capacidade a atribuir a cada

[2]Em [59] formulou-se o problema do dimensionamento de redes (com reserva fixa de circuitos para protecção de tráfego directo) para duas matrizes de tráfego como um problema de minimização dos custos de instalação dos arcos da rede com a restrição de respeitar um determinado grau de serviço, podendo o custo de cada circuito ser dependente do arco. Para além disso, considerou-se a possibilidade de aumentar e/ou diminuir a capacidade dos arcos por módulos de 30 circuitos, sendo esta característica dependente dos sistemas de transmissão considerados.

arco de modo a que o total de circuitos na rede fosse o mais pequeno possível (para os requisitos especificados de desempenho global da rede e para um dado tráfego oferecido – sendo a topologia também previamente estabelecida).

O dimensionamento dos arcos é, então, feito iterativamente até que os requisitos de desempenho da rede sejam atingidos, considerando que os caminhos alternativos para toda a rede são determinados através da heurística do MODR–S e os caminhos ponto-a-ponto são determinados através do MMRA–S, a partir de um dimensionamento inicial, que pode ser feito por defeito ou por excesso relativamente ao requisitos pretendidos de grau de serviço.

A capacidade inicial atribuída a cada arco foi determinada de uma forma muito grosseira, considerando que não existem caminhos alternativos e usando o método descrito em [53] para determinação do número de circuitos em função do tráfego oferecido (considerado como se fosse mono-canal) e do bloqueio pretendido[3].

Considerou-se, então, a seguinte heurística para dimensionamento da rede, para efeitos de teste dos métodos de encaminhamento dinâmico:

1. Especificam-se B_{Mm} e W_T mínimos exigíveis para a rede, i.e., B_{Mm}^{esp} e W_T^{esp} e o bloqueio inicial, B_k^{ini}, para o qual se faz um dimensionamento inicial dos arcos (sendo B_k^{ini} especificado para um nível elevado de bloqueio, por exemplo, 0.1).

2. Determina-se C_K^{ini} referente a $l_k = (v_o, v_d, C_k^{ini})$ e $f_s = (\gamma_s, v_o, v_d)$, para $\overline{R}_t(f_s) = \{r^1(f_s)\}$, $\forall s \in S, \forall f_s \in F_s$, sendo $r^1(f_s)$ constituído apenas por l_k, considerando que o tráfego oferecido ao arco l_k é dado por $\rho_k^{ini} = \sum_{s=1}^{|S|} A_t(f_s) d_{ks}$, calculando-se, de seguida, de forma muito grosseira, o número de circuitos dado pelo valor C_K^{ini}, para o qual a função de Erlang-B $E(\rho_k^{ini}, C_K^{ini}) = B_k^{ini}$, usando o algoritmo descrito em [53].

3. <u>Enquanto</u> $B_{Mm} > B_{Mm}^{esp}$ <u>e</u> $W_T < W_T^{esp}$ <u>Faz</u>

[3] O bloqueio com que se determina o número de circuitos a atribuir a cada arco foi cerca de uma ordem de grandeza acima do valor final com que se terminou o dimensionamento.

(a) Determina-se $\overline{R}_t$, agora com $\overline{R}_t(f_s) = \{r^1(f_s), r^2(f_s)\}$, através da heurística do MODR–S.

(b) Calculam-se $\overline{B}$ e $\overline{c}$ correspondentes.

(c) <u>Para</u> $s = |S|$ <u>até</u> $s = 1$

i. Procura-se $l_k = (v_o, v_d, C'_k)$ para o qual $B(f_s)$ é mínimo (com $f_s = (\gamma_s, v_o, v_d)$) e faz-se $C''_k = C'_k - 1$.

ii. Procura-se $l_l = (v_g, v_h, C'_l)$ para o qual o custo implícito c_{ls} é máximo e faz-se $C''_l = C'_l + 2$.

(Fim de Para)

(Fim de Enquanto)

É de referir ainda que se experimentou uma versão anterior desta heurística em que se começava por sobre-dimensionar a rede e depois se ia diminuindo a capacidade total dos arcos na rede de uma forma idêntica[4] à apresentada, mas os resultados não foram tão bons porque, para os mesmos requisitos de desempenho da rede, obtinham-se um valor total de circuitos na rede superior.

Para as redes apresentadas, no entanto, o critério de paragem do dimensionamento (ciclo <u>Enquanto</u> da heurística anterior) foi que o valor do bloqueio máximo ponto-a-ponto B_{Ms}, para todos os serviços fosse inferior a 0.1 [5]. Como se pode verificar pelos resultados das simulações referentes ao método MODR–S para o factor de sobrecarga 0%, os valores encontrados por simulação satisfazem o critério de dimensionamento usado (ver, por exemplo, tabelas 5.3 e 5.5).

[4]Diminui-se a capacidade do arco $l_l = (v_g, v_h, C'_l)$ para o qual c_{ls} é mínimo e faz-se $C''_l = C'_l - 2$ e procura-se $l_k = (v_o, v_d, C'_k)$ para o qual $B(f_s)$ é máximo (com $f_s = (\gamma_s, v_o, v_d)$) e faz-se $C''_k = C'_k + 1$.

[5]Para que não houvesse valores muito baixos de bloqueios ponto-a-ponto que depois conduziriam a simulações mais longas para que esses valores pudessem ser validados – o que no caso de redes multi-serviço conduzia a muito tempo de simulação.

Par O-D	Capac. feixe	Tráfego Oferecido		
		$s = 1$	$s = 2$	$s = 3$
1-2	812	27*5	27*2	27
1-3	183	6*5	6*2	6
1-4	776	25*5	25*2	25
1-5	631	20*5	20*2	20
1-6	605	20*5	20*2	20
2-3	782	25*5	25*2	25
2-4	293	10*5	10*2	10
2-5	963	30*5	30*2	30
2-6	603	20*5	20*2	20
3-4	341	11*5	11*2	11
3-5	239	8*5	8*2	8
3-6	397	13*5	13*2	13
4-5	266	9*5	9*2	9
4-6	603	20*5	20*2	20
5-6	355	12*5	12*2	12

Tabela B.1: Rede A-S.

Par O-D	Capac. feixe	Tráfego Oferecido		
		$s = 1$	$s = 2$	$s = 3$
1-2	851	27.47*3	27.47*2	27.47
1-3	195	6.97*3	6.97*2	6.97
1-4	6585	257.81*3	257.81*2	257.81
1-5	616	20.47*3	20.47*2	20.47
1-6	937	29.11*3	29.11*2	29.11
2-3	688	25.11*3	25.11*2	25.11
2-4	2602	101.61*3	101.61*2	101.61
2-5	3013	76.78*3	76.78*2	76.78
2-6	2288	82.56*3	82.56*2	82.56
3-4	342	11.92*3	11.92*2	11.92
3-5	192	6.86*3	6.86*2	6.86
3-6	356	13.25*3	13.25*2	13.25
4-5	2212	79.42*3	79.42*2	79.42
4-6	2187	83.0*3	83.0*2	83.0
6-6	3456	127.11*3	127.11*2	127.11

Tabela B.2: Rede M-S.

B.3 Estimativa de Tráfego Oferecido

As medições de tráfego usadas na análise de desempenho do MODR–S são perfeitamente análogas às já apresentadas para redes mono-serviço. Tal como antes, as medidas de tráfego oferecido em cada intervalo de actualização de caminhos são usadas para estimar o tráfego oferecido no intervalo de tempo seguinte:

Definição B.3.1 *$X_{r^l(f_s)}(i-1)$ é um estimador do valor médio do tráfego transportado no caminho $r^l(f_s) \in R_t(f_s)$ $(t = (i-1)\tau)$ no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$ em que τ é o período de actualização das estimativas. Se Δt_j for o comprimento do j ésimo sub-intervalo de $[(i-1)\tau, i\tau[$, $\Delta t_j = |[(j-1)\Delta t_j, j\Delta t_j[|$, de duração variável, em que o número de chamadas em curso no caminho $r^l(f_s)$, $N_r^j(f_s)$, se manteve constante e se J_{i-1} for o número de vezes em que varia o número de chamadas em curso no caminho r^l em $[(i-1)\tau, i\tau[$, então consideraremos:*

$$X_{r^l(f_s)}(i-1) = \frac{\sum_{j=0}^{J_{i-1}} N_r^j(f_s)\Delta t_j}{\tau} \tag{B.27}$$

Definição B.3.2 *$X_{f_s}(i-1)$ é um estimador do valor médio do tráfego transportado na rede do fluxo f_s no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$ em que τ é o período de actualização das estimativas. Então*

$$X_{f_s}(i-1) = \sum_{j=1}^{2} X_{r^j(f_s)}(i-1) \tag{B.28}$$

em que $X_{r^j(f_s)}(i-1)$ é o tráfego transportado no caminho $r^j(f_s)$ no mesmo intervalo de tempo.

Definição B.3.3 *$\tilde{X}_{f_s}(i-1)$ é um estimador do valor médio do tráfego oferecido pelo fluxo f_s à rede no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$ em que τ é o período de actualização das estimativas. Então*

$$\tilde{X}(i-1) = X_{f_s}(i-1) + \hat{X}_{f_s}(i-1) \tag{B.29}$$

em que $\hat{X}_{f_s}(i-1)$ é um estimador do valor médio do tráfego marginal perdido do fluxo f_s no mesmo intervalo de tempo e definido por

$$\hat{X}_{f_s}(i-1) = \frac{N^\tau(f_s)h_s}{\tau} \tag{B.30}$$

onde $N^{\tau}(f_s)$ é o número de chamadas do fluxo f_s perdidas no intervalo de tempo τ e h_s a duração média das chamadas.

A estimativa do tráfego médio oferecido à rede pelo fluxo f_s, $\tilde{x}_{f_s}(n)$, no intervalo de tempo $[n\mathcal{T}, (n+1)\mathcal{T}[$, é obtida de acordo com o que foi definido na subsecção 4.4.1.1. Em particular, no caso de $\tau = \mathcal{T}$:

$$\tilde{x}_{f_s}(n) = (1-b)\tilde{x}_{f_s}(n-1) + b\tilde{X}_{f_s}(n-1) \tag{B.31}$$

em que $b \in (0,1)$[6].

[6]Nas simulações realizadas considerou-se $b = 0.9$ e $\mathcal{T} = \tau$.

Bibliografia

[1] ITU-T Group 2. Dynamic routing interworking: Draft text for recommendation E.1XX, 1997.

[2] Ravindra K. Ahuja, Thomas L. Magnanti, and James B. Orlin. *Network Flows - Theory, Algorithms and Applications.* Prentice-Hall, Inc., 1993.

[3] K. Ross ans D. Tsang. Teletraffic engineering for product-form circuit-switched networks. *Advances in Applied Probability*, 22:657–675, 1990.

[4] C. Henggeler Antunes, J. Craveirinha, J. Climaco, and C. Barrico. A multiple objective routing algorithm for integrated communication networks. In P. Key and D. Smith, editors, *ITC-16 Teletraffic Engineering in a Competitive World*, volume 3b, pages 1291–1300. Elsevier Science B.V., June 1999.

[5] G. R. Ash. An analytical model for adaptative routing networks. *IEEE Transactions on Communications*, 41(11):1748–1759, November 1993.

[6] G. R. Ash. Dynamic network evolution, with examples from AT&T's evolving dynamic network. *IEEE Communications Magazine*, pages 26–39, Jully 1995.

[7] G. R. Ash. *Dynamic Routing in Telecommunications Networks.* McGraw-Hill, 1998.

[8] G. R. Ash, R. H. Cardwell, and R. P. Murray. Design and optimization of networks with dynamic routing. *Bell Syst. Tech. J.*, 60(8):1787–1820, October 1981.

[9] C. Aswakul and J. Barria. Performance analysis of ATM routing with nonlinear equivalent capacity: symmetric case. In *Proceedings. Tenth International Conference on Computer Communications and Networks*, pages 144 – 150, 2001.

[10] D. Bertsekas and R. Gallager. *Data Networks.* Prentice-Hall, 1992.

[11] F. Caron. Results of the Telecom Canada high performance routing trial. In M. Bonatti, editor, *Teletraffic Science for New Cost-Effective Systems, Networks and Services, ITC-12*, pages 86–95. Elsevier Science Publishers B. V. (North-Holland), 1989.

[12] W.S. Chan. Recursive algorithms for computing end-to-end blocking in a network with arbitrary routing. *IEEE Transactions on Communications*, 28(2):153–164, 1980.

[13] P. Chemouil, J. Filipiak, and P. Gauthier. Performance issues in the desigh of dynamically controlled circuit-switched networks. *IEEE Communications Magazine*, (10):90–95, October 1990.

[14] H. Chu and D. Tsang. Dynamic routing algorithms in vp-based atm networks. In *Global Telecommunications Conference, GLOBECOM '95.*, volume 2, pages 1364 – 1368, 1995.

[15] J. Clímaco and E. Q. Martins. A bicriterion shortest path algorithm. *Eur. J. Oper. Res.*, (11):399–404, 1982.

[16] The ATM Forum Technical Committee. Private network-network interface specification, version 1.0 (PNNI 1.0). ftp://ftp.atmforum.com/pub/approved-specs/af-pnni-0055.000.pdf, March 1996.

[17] M. Conte. *Broadband Networks and Service Series.* Klumwer Academic, 2003.

[18] J. M. Coutinho-Rodrigues, J. N. Clímaco, and J. R. Current. An interactive bi-objective shortest path approach: searching for unsupported nondominated solutions. *Computers & Operations Research*, (26):789–798, 1999.

[19] J. Craveirinha, T. Gomes, S. Esteves, and L. Martins. A method for calculating marginal variances in teletraffic networks with multiple overflows. In J. Janssen and S. Osaki, editors, *Proc. of the First Euro-Japanese Workshop on Stochastic Risk Modelling for Finance, Insurance, Production and Reliability*, volume II, Brussels, September 1998.

[20] J. Craveirinha, L. Martins, T. Gomes, C.H. Antunes, and J. Clímaco. A new multiple objective dynamic routing method using implied costs. *Journal of Telecommunications and Information Technology*, (3):50–59, 2003.

[21] L. Delbrouck. On the steady-state distribuitions in a service facility carrying mixtures of traffic with different peakedness factores and capacity requiretems. *IEEE Transactions on Communications*, 31(11):1209–1211, November 1983.

[22] H. M. Elsayed, M. S. Mahmoud, A. Y. Bilal, and J. Bernussou. Adaptive alternate-routing in telephone networks: Optimal and equilibrium solutions. *Information and Decision Technologies*, (14):65–74, 1988.

[23] S. Erbas. Utilizing evolutionary algorithms for multiobjective problems in traffic engineering. In W. Ben-Ameur and A. Petrowski, editors, *International Network Optimization Conference*, pages 207–212, Evry - Paris, October 2003. Institut National des Télécommunications.

[24] S. Erbas and R. Mathar. An off-line traffic engineering model for mpls networks. In *Proceedings of 27th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks, LCN 2002*, pages 166 – 174, November 2002.

[25] S. C. Erbas and C. Erbas. A multiobjective off-line routing model for MPLS networks. In J. Charzinki, R. Lehert, and P. Tra-Gia, editors, *Proceedings of the 18th International Teletraffic Congress*, 2003.

[26] J. Esteves and J. Craveirinha. An efficient algorithm for computing node to node blocking probabilities in teletraffic networks with arbitrary routing. In J. Janssen

and C. Skiadas, editors, *Proceedings of the Sixth International Symposium "Applied Stochastic Models and Data Analysis*, volume I, pages 231–242, Chania,Crete Greece, May 1993. World Scientific.

[27] A. Faragó, S. Blaabjerg, L. Ast, G. Gordos, and T. Henk. A new degree of freedom in ATM network dimensioning: Optimizing the logical configuration. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 13(7):1199–1206, September 1995.

[28] B. Fortz, J. Rexford, and M. Thorup. Traffic engineering with traditional ip routing protocols. *IEEE Communications Magazine*, 40(10):118 – 124, October 2002.

[29] B. Fortz and M. Thorup. Optimizing OSPF/IS-IS weights in a changing world. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 20(4):756 – 767, May 2002.

[30] R. Gibbens, F. Kelly, and P. Key. *Routing in Communications Networks*, chapter Dynamic Alternative Routing, pages 13–47. Prentice Hall, April 1995.

[31] R. J. Gibbens and F. P. Kelly. Dynamic routing in fully connected networks. *IMA Journal of Mathematical Control and Information*, 7:77–111, 1990.

[32] R. J. Gibbens, F. P. Kelly, and P. B key. Dynamic alternative routing - modelling and behaviour. In M. Bonatti, editor, *Teletraffic Science for New Cost-Effective Systems, Networks and Services, ITC-12*, pages 1019–1025. Elsevier Science Publishers B. V. (North-Holland), 1989.

[33] A. Girard. *Routing and Dimensioning in Circuit-Switched Networks.* Addison-Wesley Publishing Company, 1990.

[34] A. Girard. Revenue optimization of telecommunication networks. *IEEE Transactions on Communications*, 41(4):583–591, April 1993.

[35] T. Gomes, L. Martins, and J. F. Craveirinha. An efficient algorithm for calculating k shortest paths with a maximum number of arcs. *Investigação Operacional*, (21):235–244, 2001.

[36] IETF Network Working Group, RFC 2328, and J. Moy. OSPF version 2, April 1998.

[37] IETF Network Working Group, RFC 2386, E. Crawley, R. Nair, B. Rajagopalan, and H. Sandick. A framework for QoS-based routing in the internet, August 1998.

[38] IETF Network Working Group, RFC 3031, E. Rosen, A. Viswanathan, and R. Callon. Multiprotocol label switching architecture, January 2001.

[39] IETF Network Working Group, RFC 3272, D. Awduche, A. Chiu, A. Elwalid, I. Widjaja, and X. Xiai. Overview and principles of internet traffic engineering, May 2002.

[40] IETF Network Working Group, Q. Awduche, J. Malcolm, J. Agogbua, M. O'Dell, and J. McManus. Requirements for traffic engineering over mpls, September 1999.

[41] R. Guérin, H. Ahmadi, and M. Naghshineh. Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 9(7):968–981, September 1991.

[42] J. Harmatos. A heuristic algorithm for solving the static weight optimisation problem in OSPF networks. In *Global Telecommunications Conference, GLOBECOM '01*, volume 3, pages 1605 – 1609. IEEE, November 2001.

[43] S. Harnedy. *MPLS Primer: An Introduction to Multiprotocol Label Switching.* Prentice Hall, 2002.

[44] M. I. Henig. The shortest path problem with two objective functions. *European Journal of Operational Research*, (25):281–291, 1985.

[45] T. Hu. *Combinatorial Algorithms.* Addison Wesley, 1982.

[46] B. Hurley, C. Seidl, and W. Sewell. A survey of dynamic routing methods for circuit-switched traffic. *IEEE Communications Magazine*, 25(9):13–21, September 1987.

[47] ITU-T. Recommendation E.600: Terms and definitions of traffic engineering, 1988.

[48] ITU-T. Recommendation E.800: Quality of service and dependability vocabulary, 1994.

[49] ITU-T. Recommendation E.529: Network dimensioning using end-to-end GOS objectives, 1997.

[50] ITU-T. Recommendation E.350: Dynamic routing interworking:, 2000.

[51] ITU-T. Recommendation E.360.2: QOS routing and related traffic engineering methods - call routing and connection routing methods, 2002.

[52] Villy Baek Iversen. Multi-dimensional service systems for evaluation of future digital communication systems. *6th Australian Teletraffic Seminar*, November 1991.

[53] D. Jagerman. Methods in traffic calculations. *AT&T Bell Laboratories Techical Journal*, 63(7):1283–1310, September 1984.

[54] Luísa Maria Garcia Jorge. Um estudo simulacional de redes inter-centrais com encaminhamento dinâmico inclu´ido redes com integração de serviços. Master's thesis, Universidade de Coimbra, 2001.

[55] J. S. Kaufman. Blocking in a shared resource environment. *IEEE Transactions on Communications*, 29(10):1474–1481, October 1981.

[56] F. Kelly. Notes on effective bandwidths. In F. Kelly, S. Zachary, and I. Ziedins, editors, *Stochastic Networks: Theory an Applications*, volume 4 of *Royal Statistical Society Lecture Notes Series*, pages 141–168. Oxford University Press, 1996.

[57] F. P. Kelly. Blocking probabilities in large circuit-switched networks. *Advances in Applied Probability*, 18:473–505, 1986.

[58] F. P. Kelly. Routing in circuit-switched networks: Optimization, shadow prices and decentralization. *Advances in Applied Probability*, 20:112–144, 1988.

[59] P. Key. Implied cost methodology and software tools for a fully connected network with DAR and trunk reservation. *British Telecom Technology Journal*, 6(3):52–65, 1988.

[60] P. Key and M. Whitehead. Cost-effective use of networks employing dynamic alternative routing. In M. Bonatti, editor, *Teletraffic Science for New Cost-Effective Systems, Networks and Services, ITC-12*, pages 987–997. Elsevier Science Publishers B. V. (North-Holland), 1989.

[61] A. Kist and R. Harris. Scheme for alternative packet overflow routing (SAPOR). In *Workshop on High Performance Switching and Routing, HPSR*, pages 269 – 274. IEEE, June 2003.

[62] J. Knowles, M. Oates, and D. Corne. Advanced multi-objective evolutionary algorithms applied to two problems in telecommunications. *BT Technology Journal*, 18(4):51–65, October 2000.

[63] K. Krishnan and F. Bucs. Admission control and state-dependent routing for multirate circuit-switched traffic. In V. Ramaswami and P. Wirth, editors, *Teletraffic Contributions for the Information Age, ITC-15*, pages 1043–1054. Elsevier Science B.V., 1997.

[64] K. Krishnan and T. Ott. Forward-looking routing: A new state-dependent routing scheme. In M. Bonatti, editor, *TELETRAFFIC SCIENCE for New Cost-Effective Systems, Networks and Services, ITC-12*, pages 1026–1032. Elsevier Science B.V. (North-Holland), 1989.

[65] F. Kuipers, T. Korkmaz, M. Krunz, and P. Mieghem. An overview of constraint-based path selection algorithms for QoS routing. *IEEE Communications Magazine*, 40(12):50–55, December 2002.

[66] W. C. Lee, M. G. Hluchyj, and P. A. Humblet. Routing subject to quality of service constraints in integrated communication networks. *IEEE Network*, pages 46–55, July/Aug. 1995.

[67] E. Q. V. Martins, M. M. B. Pascoal, and J. L. E. Santos. Deviation algorithms for ranking shortest paths. *International Journal of Foundations of Computer Science*, 10:247–263, 1999.

[68] L. Martins and T. Sá. Dynamic routing in traditional fixed netwoks: What options? In *Workshop on Traffic Engineering for Developing Countries – 16th International Teletraffic Congress*. ITU, June 1999.

[69] Lúcia Martins, José Craveirinha, Teresa Gomes, C.H. Antunes, and J. Clímaco. Formulação de um método multi-objectivo de encaminhamento dinâmico do tipo PSDR. Technical Report ET-N8-2, INESC-Coimbra, January 2001.

[70] D. Medhi. QoS routing computation with path caching: A framework and network performance. *IEEE Communications Magazine*, 40(12):106–113, December 2002.

[71] D. Mitra and J. A.Morrison. Erlang capacity and uniform approximations for shared unbuffered resources. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2(6):558–570, December 1994.

[72] D. Mitra, J. A. Morrison, and K. G. Ramakrishnan. ATM network design and optimization: A multirate loss network framework. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 4(4):531–543, August 1996.

[73] Debasis Mitra, John A. Morrison, and K. G. Ramakrishnan. Optimization and design of network routing using refined asymptotic approximations. *Performance Evaluation An International Journal*, 36-37:267–288, 1999.

[74] Debasis Mitra and Judith B. Seery. Comparative evaluation of randomized and dynamic routing strategies for circuit-switched networks. *IEEE Transactions on Communications*, 39(1):102–116, January 1991.

[75] M. Montgomery and G. Veciana. Hierarchical source routing using implied costs. *Computer Networks*, 34:379–397, September 2000.

[76] R. O. Onvural. *Asynchronous Transfer Mode*. Artech House, Inc., 1995.

[77] T. Ott and K. Krishnan. State dependent routing of telephone traffic and the use of separable routing schemes. In M. Akiyama, editor, *Intenational Teletraffic Congress, ITC-11*. Elsevier Science B.V. (North-Holland), 1989.

[78] M. Pióro, Á. Szentesi, J. Harmatos, A. Jüttner, P. Gajowniczek, and S. Kozdrowski. On open shortest path first related network optimization problems. *Performance Evaluation*, 48:201–223, 2002.

[79] J. W. Roberts. Teletraffic models for the telecom 1 integrated services network. In *Proc. 10th International Teletraffic Congress*, Montreal, Canada, 1983.

[80] K. Ross. Multiservice loss models for broadband telecommunication networks. In M. Gerla, A. Lazar, and P. Kunhn a n H. Takagi, editors, *Telecommunication Networks and Computer Systems*. Springer-Verlag, London, 1995.

[81] S. Srivastava, B. Krithikaivasan, C. Beard, D. Medhi, A. Liefvoort, W. Alanqar, and A. Nagarajan. Benefits of traffic engineering using QoS routing schemes and network controls. *Computer Communications*, (27):387–399, 2004.

[82] R. E. Steuer. *Multiple Criteria Optimization: Theory, Computation and Application*. John Wiley & Sons, Inc., 1986.

[83] Z. Wang and J. Crowcroft. Quality-of-service routing for supporting multimedia appications. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 14(7):1228–1234, September 1996.

[84] D. Yuan. A bi-criteria optimization approach for robust OSPF routing. In *Workshop on IP Operations and Management, IPOM2003*, pages 91–98. IEEE, 2003.