

João Campos

Encaminhamento Multiobjectivo em Redes MPLS com Optimização Global da Rede

Dissertação submetida para a satisfação parcial dos requisitos do grau de
Mestre em Engenharia Electrotécnica e de Computadores,
Área de especialização em Telecomunicações

Setembro de 2014



UNIVERSIDADE DE COIMBRA



Faculdade de Ciências e Tecnologia da Universidade de Coimbra
Departamento de Engenharia Eletrotécnica e de Computadores

Mestrado Integrado em Engenharia Eletrotécnica e de Computadores

Encaminhamento Multiobjetivo em Redes MPLS com Otimização Global da Rede

João Campos

Orientadores:

Prof.^a Doutora Rita Girão Silva

Prof. Doutor José Manuel Fernandes Craveirinha

Júri:

Prof. Doutor Luís Alberto da Silva Cruz (Presidente)

Prof. Doutor José Manuel Fernandes Craveirinha (Co-orientador)

Prof.^a Doutora Lúcia Maria dos Reis Albuquerque Martins (Vogal)

Setembro, 2014

Agradecimentos

Os meses ao longo dos quais se desenvolveu e concluiu este trabalho permitiram cruzar-me com pessoas que me ajudaram e apoiaram de várias maneiras.

Sem esquecer outras, particularizo algumas, sem as quais a sua conclusão com êxito não teria sido possível:

Agradeço à Senhora Professora Doutora Teresa Gomes a boa vontade e paciência que sempre demonstrou em apoiar-me, tanto em ideias, como na instalação de *software* necessário à conclusão do presente projecto.

Agradeço à Senhora Professora Doutora Lúcia Martins a sua disponibilidade e sugestões.

Agradeço à Senhora Professora Doutora Rita Girão Silva as indicações fornecidas ao longo da elaboração da presente tese que permitiram melhorar o trabalho desenvolvido.

Agradeço ao Senhor Professor Doutor José Craveirinha a sua disponibilidade para rever e corrigir a presente dissertação.

A troca de ideias e opiniões com alguns amigos foi importante e salutar.

Agradeço ao João Miguel Franco e ao Pedro Miraldo a ajuda e apoio em momentos mais difíceis.

Agradeço ao José Martins e ao David Portugal. Os nossos almoços semanais foram importantes para serenar as minhas inquietações e elevar o meu estado de espírito.

Agradeço à minha família, cujo apoio foi essencial.

A todos, Muito Obrigado.

Resumo

A presente tese tem por objectivo central a abordagem de um problema de encaminhamento multiobjectivo em redes *MultiProtocol Label Switching* com optimização global da rede e o desenvolvimento de um método de resolução exacta. Neste problema os objectivos considerados são a minimização do custo de encaminhamento e uma distribuição do tráfego tão equilibrada quanto possível. Pretende-se garantir protecção dedicada para cada fluxo, pelo que deve atribuir-se a cada um deles um par de caminhos disjuntos nos nós e, se tal não for possível, um par de caminhos disjuntos nos arcos. O modelo de optimização será formulado numa perspectiva global da rede, isto é, pretende-se melhorar o desempenho da rede como um todo e não privilegiar determinados fluxos relativamente a outros. O modelo é resolvido de forma exacta utilizando como algoritmo auxiliar um *software* de resolução de problemas de optimização mono-objectivo, em particular, o CPLEX 12.6.

Neste texto apresenta-se o problema que se pretende resolver utilizando uma formulação matemática de fluxos em redes e descreve-se o método utilizado para a sua resolução. Realizou-se um estudo experimental com aplicação do modelo a redes com topologia gerada aleatoriamente e dimensionadas de acordo com um algoritmo também aqui descrito.

Abstract

The purpose of the present work is to tackle a multiobjective routing problem in Multi-Protocol Label Switching networks, considering a network-wide optimization approach and the development of an exact resolution method. In this problem, the objectives are the minimization of the routing cost and an adequate balancing of the load. For each traffic trunk, dedicated protection must be provided. As a consequence, a pair of node-disjoint paths must be associated with each trunk. If a pair of node-disjoint paths is not available, a pair of edge-disjoint paths must be found. The model will be formulated in a network-wide optimization sense, that is, the purpose is to improve the overall network performance rather than finding the best path for some traffic trunks while ignoring others. The model will be solved exactly by using as auxiliary algorithm CPLEX 12.6.

In this work, the problem in question will be presented using a network flow mathematical formulation and the algorithm used to solve it will be described. An experimental study was performed using random generated network topologies. A dimensioning algorithm used to obtain the features of the networks considered in the experiments is also described in this work.

"The significant problems we face cannot be solved at the same level of thinking we were at when we created them."

— Albert Einstein

Conteúdo

Agradecimentos	ii
Resumo	iv
Abstract	vi
Lista de Abreviaturas	xii
Lista de Figuras	xiii
Lista de Tabelas	xv
1 Introdução	1
2 Apresentação do modelo	7
2.1 Formulação do problema	9
2.2 Método de resolução do problema	12
3 Implementação do método de resolução	17
3.1 Carregamento da informação sobre a rede e as matrizes de tráfego	17
3.2 Procura de pares de caminhos	19
3.2.1 Verificação da existência de caminhos disjuntos nos nós	20
3.2.2 Verificação da existência de caminhos disjuntos nos arcos	21
3.3 Implementação do método de resolução baseado no MCR	22
4 Apresentação de resultados	24
4.1 Descrição das redes e dos serviços considerados	24
4.2 Descrição das experiências realizadas	26
4.3 Análise de resultados	27

5	Conclusões e trabalho futuro	34
6	Bibliografia	36
A	Topologia das redes de 14 nós e grau médio por nó de 2.7	39
B	Topologia das redes de 14 nós e grau médio por nó de 4	42
C	Topologia das redes de 30 nós e grau médio por nó de 2.7	45
D	Topologia das redes de 30 nós e grau médio por nó de 4	48

Lista de Abreviaturas

BE	<i>Best Effort</i>
FEC	Forward Equivalence Class
f.o.	Função objectivo
FUC	total fraction of used capacity
LSP	Label Switched Path
MCR	Método Clássico das Restrições
MLU	maximal link utilization
MPLS	MultiProtocol Label Switching
QoS	Quality of Service
SLU	sum of the link utilization
TS	<i>Tabu Search</i>
SA	<i>Simulated Annealing</i>

Lista de Figuras

2.1	Aproximação à frente de Pareto obtida para uma rede de 30 nós com <i>average node degree</i> de 4. A azul apresentam-se as soluções não-dominadas obtidas na primeira vez que se correu o algoritmo e a laranja apresentam-se as soluções não-dominadas que foram obtidas quando se correu o algoritmo pela segunda vez. A amarelo apresenta-se a solução final escolhida pelo algoritmo. A tracejado apresentam-se os limites das regiões de prioridade.	16
3.1	Exemplo de um ficheiro que contém uma matriz de tráfego.	18
3.2	Exemplo de um ficheiro que contém a descrição da rede.	18
3.3	Estruturas de dados principais do programa.	19
A.1	Rede 0	40
A.2	Rede 1	40
A.3	Rede 2	41
A.4	Rede 4	41
B.1	Rede 1	43
B.2	Rede 2	43
B.3	Rede 3	44
B.4	Rede 4	44
C.1	Rede 0	46
C.2	Rede 1	46
C.3	Rede 2	47
C.4	Rede 4	47
D.1	Rede 1	49
D.2	Rede 2	49
D.3	Rede 3	50

D.4 Rede 4	50
----------------------	----

Lista de Tabelas

4.1	Redes de 14 nós com grau médio por nó de 2.7	29
4.2	Redes de 14 nós com grau médio por nó de 4	30
4.3	Redes de 30 nós com grau médio por nó de 2.7	31
4.4	Redes de 30 nós com grau médio por nó de 4	32
4.5	Resultados obtidos para a função F_1 na situação S_1 , para as 4 topologias de redes com 14 nós e grau médio por nó de 2.7	33

1 Introdução

O problema abordado neste trabalho é um problema de encaminhamento em redes de comunicação, ou seja, trata-se de atribuir um dado caminho, ou um par de caminhos, a cada pedido de ligação entre dois nós, de forma a procurar otimizar o valor de uma função objectivo (f.o.) ou, então, utilizar determinados critérios que permitam escolher um ponto no espaço das funções objectivo que corresponda a um compromisso entre as funções objectivo em causa. O caminho (ou par de caminhos) escolhido deve também satisfazer um conjunto de restrições.

Neste problema são considerados diferentes serviços. Um pedido de ligação entre dois nós de um determinado serviço implica a reserva de uma largura de banda múltipla de um determinado valor. Este valor pode variar para diferentes serviços. Assim, é possível definir um fluxo como um pedido de ligação entre dois nós para um dado serviço. No entanto, um serviço pode não ser caracterizado apenas pela exigência de uma dada largura de banda, mas também por restrições relativas à *Quality of Service* (QoS). Uma restrição possível é o número máximo de arcos que um caminho associado a um fluxo de um dado serviço pode ter, um factor que tem impacto no atraso médio dos pacotes associados a esse serviço. Um plano de encaminhamento visa atribuir um caminho (ou um par de caminhos) a cada fluxo na rede de acordo com as restrições impostas aos serviços para o problema em questão. De acordo com as métricas escolhidas, o desempenho de diferentes planos de encaminhamento pode ser avaliado em diferentes dimensões.

Em redes que suportam vários serviços, podendo cada um deles ter associado um conjunto distinto de restrições de QoS, a selecção de recursos da rede terá de ser feita não apenas através da optimização das funções objectivo, mas tendo também em conta as restrições de QoS associadas a cada tipo de serviço. Tendo em conta a diferente natureza e potencial conflitualidade entre as métricas/funções objectivo consideradas, uma abordagem multicritério permite tratar de forma matematicamente consistente este tipo de problemas de encaminhamento.

Em redes *MultiProtocol Label Switching* (MPLS) o encaminhamento dos diferentes pacotes obedece a um determinado conjunto de regras, que pode ser definido pelo operador. Quando um pacote entra na rede é-lhe associada uma etiqueta (*label*) no nó de entrada que contém informação sobre o próximo nó do caminho. Em cada nó intermédio esta etiqueta é substituída, contendo a nova etiqueta informação sobre o próximo nó do caminho. No contexto das redes MPLS, o caminho seguido por um *stream* de pacotes é designado por *Label Switched Path* (LSP), sendo que todos os fluxos entre dois nós respeitantes a uma determinada classe de serviço são encaminhados da mesma maneira. Esta agregação de fluxos é designada por *Forward Equivalence Class* (FEC).

O modelo de optimização será formulado numa perspectiva global da rede já que se pretende melhorar o desempenho da rede como um todo e não privilegiar determinados fluxos relativamente a outros. A abordagem seguida será do tipo *network-wide optimization* (optimização global de rede), por oposição à abordagem de *flow-oriented optimization* (optimização orientada ao fluxo) em que cada fluxo é considerado *per se* sem ter em consideração a interdependência dos diferentes fluxos. Neste tipo de abordagem, as funções objectivo do modelo a implementar dependem explicitamente de todos os fluxos de tráfego em circulação na rede. Esta abordagem permite considerar a interdependência dos diferentes fluxos na medida em que a atribuição de um determinado caminho a um deles leva a uma diminuição da capacidade dos arcos desse caminho, que ficarão assim com menos largura de banda disponível para outros fluxos.

A consideração de diversas funções objectivo permite uma melhor avaliação dos compromissos na escolha de um plano de encaminhamento. No caso da existência de mais do que uma função objectivo, não é, normalmente, possível encontrar uma solução que, simultaneamente, optimize os valores de todas as funções em causa. Num problema multicritério, pretende-se inventariar um conjunto de soluções não-dominadas de onde poderá ser escolhida (por um agente de decisão ou de forma automática) uma que satisfaça um, ou vários, critérios. Uma solução não-dominada é aquela para a qual não é possível encontrar outra solução que melhore o valor de uma das funções objectivo sem piorar o valor de, pelo menos, uma outra função. Uma solução fracamente não-dominada é uma solução relativamente à qual é possível encontrar uma, ou várias, soluções que apresentem um melhor valor de uma função objectivo, mantendo-se o valor de todas as outras funções. O conjunto de soluções não-dominadas suportadas, isto é, localizadas na fronteira do envólucro convexo do conjunto das soluções admissíveis é referido como frente de Pareto. Em problemas com variáveis de decisão discretas podem existir ainda soluções não-dominadas não-suportadas que são

soluções não-dominadas que se encontram no interior daquele envólucro.

O problema de encaminhamento em redes é muitas vezes formulado como um problema multicritério, sendo que diferentes critérios permitem aferir o desempenho da rede sob diferentes perspectivas. Uma resenha de diferentes modelos multicritério aplicados a problemas de encaminhamento pode ser vista em [7] e também em [5]. Sobre este tema, refira-se ainda [27], um artigo de natureza mais conceptual, onde se propõem possíveis abordagens à resolução de problemas de encaminhamento em redes QoS IP.

Em [4] é apresentado um dos primeiros trabalhos onde se define explicitamente um modelo de encaminhamento multiobjectivo em redes de telecomunicações considerando uma abordagem *flow-oriented*. Neste artigo, procede-se ao cálculo e à selecção automática de caminhos considerando determinados critérios de agregação de preferências, expressos por regiões de prioridade definidas no espaço das funções objectivo.

Em [23] é formulado, considerando uma abordagem de *network-wide optimization*, um problema de encaminhamento considerando dois critérios: a maximização da receita associada a fluxos com exigências de QoS e a maximização da receita associada a fluxos *Best Effort* (BE), isto é, sem exigências de QoS. O problema é resolvido de forma lexicográfica, isto é, começa-se por obter um plano de encaminhamento para os fluxos QoS que permite otimizar a receita QoS e, de seguida, considerando a capacidade remanescente na rede, obtém-se um plano de encaminhamento para os fluxos BE de modo a otimizar a receita que lhes está associada.

Em [12] é formulado um problema de encaminhamento com três objectivos: a minimização do custo de encaminhamento, a minimização da concentração de tráfego e a minimização do número de caminhos usados pelos fluxos. O problema é resolvido decompondo o problema original numa série de problemas bi-objectivo, transformando a terceira f.o. numa restrição. Cada limite imposto à restrição em causa corresponde a um problema bi-objectivo distinto. Em cada problema bi-objectivo considerado, é utilizado um método lexicográfico baseado numa métrica ponderada de Chebyshev, introduzido em [26] para obter um conjunto de soluções não-dominadas.

Em [20] é apresentado um problema bi-objectivo de encaminhamento em redes, seguindo uma abordagem do tipo *network-wide optimization*. O problema é resolvido recorrendo a uma heurística. Em [19] o modelo apresentado no artigo mencionado anteriormente é alterado de forma a ter em conta diferentes classes de serviço.

Em [10] é formulado um problema de encaminhamento multiobjectivo hierárquico com dois níveis distintos de optimização e que visa associar a cada fluxo um par de caminhos

disjuntos nos arcos, de modo a fazer a partilha de tráfego (*traffic splitting*) entre dois nós por dois caminhos. As f.o. do primeiro nível da hierarquia são a minimização do número de arcos dos caminhos e a minimização da concentração de tráfego. As f.o. do segundo nível são a minimização da largura de banda disponível nos arcos dos caminhos escolhidos e a minimização da média do atraso máximo. Obtém-se o conjunto de soluções não-dominadas para as duas f.o. da primeira hierarquia e usam-se as f.o. da segunda hierarquia para filtrar uma solução não-dominada de acordo com determinados limites definidos para estas funções objectivo.

Em [9] é considerado um modelo bi-objectivo estocástico com protecção. Neste problema, admite-se a possibilidade de falhas na rede, sendo conhecidas as probabilidades de falhas nos arcos. Esta informação é tida em conta no cálculo dos caminhos activos e de protecção. O problema é resolvido de forma exacta.

Em [16] é desenvolvido um modelo multiobjectivo de encaminhamento usando uma abordagem de optimização global da rede que admite *traffic splitting*, ou seja, a largura de banda correspondente a um dado fluxo pode ser distribuída por mais do que um caminho. As funções objectivo são: a minimização do custo de encaminhamento, a minimização da concentração de tráfego e a minimização do número de caminhos usados. Esta última f.o. é transformada numa restrição, sendo um conjunto de soluções não-dominadas obtidas de forma exacta a partir de dois métodos distintos: o Método Clássico das Restrições (MCR) e o Método Clássico das Restrições Modificado.

Tal como em [16] o problema aqui abordado é um problema de encaminhamento em que uma das funções objectivo pretende reduzir o custo de encaminhamento e a outra pretende tornar a distribuição de tráfego tão equilibrada quanto possível. A diferença deste problema face ao abordado em [16] é que aqui não se considera partilha de tráfego. Por outro lado, no problema aqui tratado, será necessário assegurar protecção dedicada a cada fluxo, de forma a garantir que, em caso de falha, a ligação possa ser recuperada. Devido a este facto, é associado a cada fluxo não um caminho, mas um par de caminhos disjuntos nos nós, ou, caso tal não seja possível, um par de caminhos disjuntos nos arcos. Fluxos que não possam ser alvo de protecção devido à impossibilidade de se encontrarem pares de caminhos disjuntos não serão considerados.

É possível dividir os esquemas de protecção em protecção dedicada e partilhada [14]. No caso da protecção dedicada, é possível considerar dois tipos de protecção distintos: $1 + 1$ e $1 : 1$. No primeiro caso, o mesmo sinal é enviado através de dois caminhos distintos, podendo o receptor escolher o sinal que apresente as melhores características. No segundo

caso, o tráfego prioritário é encaminhado através do caminho primário ou activo e no caminho de protecção é reservada largura de banda suficiente para encaminhar o tráfego prioritário. Numa situação normal, esta largura de banda será usada para encaminhar tráfego de baixa prioridade. Ao verificar-se uma falha no caminho principal, o tráfego prioritário passará a ser encaminhado a partir do caminho de protecção e o tráfego de baixa prioridade é descartado.

Em [22] e [8] são apresentados vários métodos exactos de resolução de problemas multicritério. Em [22] são também apresentados os atributos desejáveis para qualquer método que tenha por objectivo gerar um conjunto de soluções não-dominadas: (1) gerar um conjunto de soluções não-dominadas uniformemente espaçadas no espaço a analisar, (2) gerar todos os (ou pelo menos grande parte dos) pontos do conjunto de soluções não-dominadas, (3) admitir apenas soluções não-dominadas e (4) ser um método fácil de implementar. No presente caso, o método exacto de resolução considerado permite obter soluções uniformemente espaçadas, no entanto, não irão ser considerados todos os pontos do conjunto de soluções não-dominadas. O algoritmo baseado no MCR, e usado em [16] permite considerar apenas soluções não-dominadas (e exclui soluções fracamente não-dominadas). Para além deste facto, é relativamente fácil de implementar. Refere-se ainda que uma vantagem do método usado prende-se com o facto de permitir a consideração de soluções no interior da fronteira do envólucro convexo do conjunto das soluções não-dominadas, algo que não seria possível optimizando uma combinação linear das duas funções [12]. Assim, com o método considerado, é possível obter soluções não-dominadas não-suportadas.

A resolução de um problema multicritério (e em particular dum problema de encaminhamento multicritério) pode ser feita de forma exacta [16] ou de forma aproximada com recurso a heurísticas dedicadas (ex. [20]) ou meta-heurísticas (ex. [15]). Algumas meta-heurísticas usadas para resolver problemas de encaminhamento são: *Simulated Annealing* (SA), *Tabu Search* (TS) e algoritmos evolutivos. Em [15] é apresentada uma pequena resenha de artigos sobre a utilização de SA e TS em problemas de encaminhamento e uma explicação destas meta-heurísticas. Em [24] são aplicados algoritmos evolutivos ao desenho de redes de telecomunicações. Em [3] são inventariadas algumas áreas no campo das telecomunicações às quais foram aplicadas com sucesso algoritmos evolutivos. Uma comparação entre alguns algoritmos evolutivos aplicados a problemas multiobjectivo pode ser encontrada em [28].

Uma solução do problema pode ser caracterizada por diversas métricas de rede, o que leva a que seja necessário considerar parâmetros de desempenho que possam, de alguma maneira, apresentar de forma concentrada a informação relevante relativa aos impactos de uma solução. Para além disso, a utilização de parâmetros de desempenho associados às

soluções permite comparar as várias soluções não-dominadas. Neste trabalho, consideraram-se os parâmetros de desempenho já usados em [16]. Alguns dos parâmetros permitem obter informação sobre a capacidade usada nos arcos, enquanto que outros permitem avaliar em que medida as f.o. das soluções encontradas se afastam dos seus valores óptimos. Foram obtidos resultados para estes parâmetros e foi feito um estudo dos seus valores médios e das suas gamas de variação.

Este trabalho insere-se no âmbito de uma colaboração entre o Instituto de Engenharia de Sistemas e Computadores de Coimbra (INESC-Coimbra) e a PT Inovação. A contribuição desta tese está contida nos seguintes pontos:

1. Formulação de um problema de encaminhamento biobjectivo com diferentes serviços para redes MPLS com protecção dedicada. Os objectivos considerados são a minimização do custo de utilização da largura de banda e a minimização da concentração de tráfego, optimizando o desempenho global da rede.
2. Implementação de um algoritmo, desenvolvido em [16], de resolução exacta, baseado no Método Clássico das Restrições, e adaptado ao problema em causa.
3. Realização de uma série de experiências e análise dos resultados para um conjunto de 16 topologias distintas geradas aleatoriamente e em que as matrizes de tráfego são também geradas aleatoriamente.
4. Análise dos resultados obtidos, comparando diferentes soluções não-dominadas e os parâmetros de desempenho correspondentes.

2 Apresentação do modelo

O presente projecto visa aplicar um modelo de optimização multiobjectivo de encaminhamento a redes *core* do tipo MPLS com protecção dedicada. Através do modelo em questão devem ser atribuídos pares de LSP's aos vários fluxos de tráfego ponto a ponto. O modelo de optimização considerado será formulado numa perspectiva global da rede, já que se pretende optimizar o desempenho global da rede, de modo a não favorecer certos fluxos em detrimento de outros. Assim, as funções objectivo do modelo a implementar dependem de todos os fluxos em circulação na rede. Este tipo de abordagem permite considerar a interdependência dos diferentes fluxos na medida em que a atribuição de um determinado caminho a um deles leva a uma diminuição da capacidade dos arcos desse caminho, que ficarão com menos largura de banda disponível para outros fluxos.

As redes a considerar são dirigidas e sem arcos paralelos, sendo caracterizadas por $(\mathcal{N}, \mathcal{A})$, representando \mathcal{N} o conjunto de nós e \mathcal{A} o conjunto de arcos das mesmas.

O modelo será aplicado a redes que apresentem arcos simétricos, ou seja, a existência de um arco de i para j implica a existência de um arco de j para i . Numa fase prévia à resolução do problema, a rede considerada é analisada e todos os arcos que não apresentem um arco simétrico serão removidos. A capacidade dos vários arcos também é tida em consideração: todos os arcos com capacidade inferior à largura de banda do serviço menos exigente são removidos, bem como o seu simétrico (se existir). Se, após as operações de remoção de arcos, existirem nós desligados da rede, então os fluxos de e para esses nós não são considerados no problema de optimização a resolver.

As limitações dos sistemas computacionais não especializados inviabilizam a aplicação do algoritmo de resolução do modelo a redes que tenham um número elevado de nós conforme se discutirá posteriormente. Assim, considerou-se o valor 30 como sendo o número máximo de nós das redes a estudar. Por outro lado, por indicação da equipa da PT Inovação, o modelo foi testado em redes que apresentem um *average node degree* próximo de 3.0.

O modelo é formulado para redes em que os pares de arcos entre dois nós podem ter

capacidades assimétricas.

A exigência de protecção dedicada leva a que se atribua a cada fluxo de tráfego dois caminhos disjuntos nos nós. Caso tal não seja possível procuram-se pares de caminhos disjuntos nos arcos que possam acomodar o tráfego do fluxo. A ausência de pares de caminhos sem qualquer tipo de disjunção entre dois nós implica a não consideração desse fluxo no problema a resolver.

Neste problema pretende-se que o caminho de i para j seja topologicamente simétrico ao de j para i . No entanto, admite-se que a largura de banda pedida de i para j não tenha de ser igual à de j para i .

O problema admite a existência de factores de *overbooking* ξ_{ks} para ter em conta os efeitos de multiplexação estatística dos fluxos de tráfego. Este factor relaciona a largura de banda oferecida a um arco k por um serviço s com a largura de banda que irá ser efectivamente ocupada. Assim, para se conhecer a largura de banda ocupada num arco, multiplica-se este factor (menor ou igual a 1) pela largura de banda oferecida pelo serviço.

O problema abordado é bi-objectivo, tendo-se considerado duas funções objectivo conflituosas. Assim sendo, a solução obtida será, forçosamente, uma solução de compromisso entre as duas funções objectivo. A primeira dessas funções visa minimizar o custo total de transporte da largura de banda dos fluxos considerados. A cada arco k é associado um custo que depende da sua capacidade u_k [Gbps] e do seu comprimento l_k [km]:

$$c_k = \frac{\alpha}{u'_k} + \beta l'_k \quad (2.1)$$

Considera-se $\frac{1}{u'_k} = \frac{\frac{1}{u_k} - \min_{k \in A} \frac{1}{u_k}}{\max_{k \in A} \frac{1}{u_k} - \min_{k \in A} \frac{1}{u_k}}$ e $l'_k = \frac{l_k - \min_{k \in A} l_k}{\max_{k \in A} l_k - \min_{k \in A} l_k}$ de modo a ter em consideração o facto destes parâmetros terem gamas de variação distintas. À semelhança de trabalhos prévios [16], considerou-se $\alpha = 0.1$ e $\beta = 0.9$. A razão pela qual não se consideraram directamente as capacidades e os comprimentos dos arcos no cálculo do seu custo, prende-se com as gamas de variação destes parâmetros. Assim, optou-se por exprimir o custo dos arcos de forma normalizada. É possível que as capacidades de todos os arcos sejam iguais. Nesse caso, assume-se que $c_k = \alpha + \beta l'_k$. Se os comprimentos de todos os arcos forem iguais, o seu custo deverá ser $c_k = \frac{\alpha}{u'_k} + \beta$. No caso de ambas as situações ocorrerem, o custo associado a cada arco será igual a $c_k = \alpha + \beta$, sendo independente do mesmo.

A segunda função pretende distribuir de forma adequada a carga na rede, de modo a, tendencialmente, maximizar a capacidade de transporte de tráfego na rede, sendo definida a partir da largura de banda utilizada em cada arco f_k e da sua capacidade u_k .

2.1 Formulação do problema

O problema de encaminhamento aqui considerado é descrito matematicamente utilizando uma formulação de fluxos em rede, do tipo *link-path*. Seja a seguinte notação considerada na formulação do problema:

- S : Conjunto de serviços oferecidos à rede.
- s : Designação de um serviço. $s \in S$.
- t : Ligação entre um par de nós correspondente a um dado serviço s . Depende do nó de origem i , do nó de destino j e do tipo de serviço s .
- \mathcal{T} : Conjunto de todos os fluxos oferecidos à rede.
- \mathcal{T}_N : Conjunto de fluxos para os quais existe pelo menos um par de caminhos disjuntos nos nós.
- \mathcal{T}_A : Conjunto de fluxos para os quais existe pelo menos um par de caminhos disjuntos nos arcos.
- $p_{t,l}^m$: Designação de um dos caminhos do l -ésimo par considerado para o fluxo t . Se $m = 1$, trata-se do caminho activo. Se $m = 2$ trata-se do caminho de protecção.
- L_t : Número de pares de caminhos disjuntos que efectivamente se encontra para um dado fluxo $t = (i, j, s)$.
- $y_{t,l}$: Variável binária de decisão. Se for igual a 1, será usado o l -ésimo par para encaminhar o fluxo t . Caso contrário, o l -ésimo par não será usado.
- $D_{i,j}^{\min}$: Número de arcos do caminho mais curto entre os nós i e j .
- d_t : Largura de banda associada ao fluxo t .
- ξ_{ks} : Factor de *overbooking* do arco k associado ao serviço s .
- $a_{t,l}^{k,m}$: Variável que indica se o arco k pertence ao m -ésimo caminho do l -ésimo par associado ao fluxo t .
- f_k : Largura de banda ocupada num arco k .
- u_k : Capacidade do arco k .

Nesta implementação, assume-se que cada caminho é identificado pelos arcos que o constituem. Numa primeira fase, são obtidos pares de caminhos candidatos ao transporte da largura de banda para os vários fluxos. Como os caminhos de i para j têm de ser topologicamente simétricos aos de j para i , os pares de caminhos em ambos os sentidos são calculados simultaneamente.

Foi necessário impôr um limite ao número de arcos dos caminhos a considerar. Por indicação da equipa da PT Inovação, todos os caminhos considerados entre i e j apresentam um número máximo de arcos que depende do número mínimo de arcos entre o nó origem e o nó destino. Assim, propõe-se uma variação logarítmica de tipo: $D_{ij} = D_{ij}^{\min} + 5[\ln(D_{ij}^{\min})]$, para $D_{ij}^{\min} > 1$ e $D_{ij} = 5$ para $D_{ij}^{\min} = 1$ [17] para o número máximo de arcos de um caminho a atribuir a um fluxo, sendo que $[\]$ representa um arredondamento para o número inteiro superior.

Refira-se ainda que é fixado um valor máximo para L_t . Para um dado fluxo, o valor de L_t pode, ou não, atingir o valor máximo fixado. Note-se que L_t depende de $t \equiv (i, j, s)$, o que significa que é possível fazer depender este valor de i , j ou s . No entanto, no problema aqui considerado, não se impuseram quaisquer restrições ao valor de L_t em função do serviço s . O valor de L_t é condicionado pelas características topológicas da rede e por $D_{i,j}$ na medida em que a possibilidade de admitir caminhos com maior número de arcos aumenta a quantidade de pares de caminhos possíveis.

Após inventariar os caminhos candidatos, será necessário escolher os caminhos mais adequados. Como já foi referido, a escolha desses caminhos depende da resolução de um modelo de optimização em que se pretende optimizar duas funções objectivo. As expressões dessas funções e as restrições subjacentes, são apresentadas nas equações seguintes.

A primeira função objectivo pretende minimizar o custo de encaminhamento, calculado considerando um custo associado a cada arco. A expressão da função em causa é dada por:

$$\min F_1 = \sum_{t \in \{\mathcal{T}_N \cup \mathcal{T}_A\}} \left[\sum_{l=1}^{L_t} \sum_{k \in \mathcal{A}} \left((a_{t,l}^{k,1} + a_{t,l}^{k,2}) c_k \xi_{ks} \right) y_{t,l} \right] d_t = \sum_{t \in \{\mathcal{T}_N \cup \mathcal{T}_A\}} \left[\sum_{l=1}^{L_t} y_{t,l} \sum_{m=1}^2 \sum_{k \in P_{t,l}^m} c_k \xi_{ks} \right] d_t \quad (2.2)$$

com

$$\sum_{l=1}^{L_t} y_{t,l} = 1 \quad \forall t \in \{\mathcal{T}_N \cup \mathcal{T}_A\} \quad (2.3)$$

$$y_{t,l} - y_{t',l} = 0 \quad \forall t \in \{\mathcal{T}_N \cup \mathcal{T}_A\}; l = 1, \dots, L_t; i < j \quad (2.4)$$

$$f_k = \sum_{t \in \{\mathcal{T}_N \cup \mathcal{T}_A\}} \left[\sum_{l=1}^{L_t} (a_{t,l}^{k,1} + a_{t,l}^{k,2}) y_{t,l} \right] \xi_{ks} d_t \quad \forall k \in \mathcal{A} \quad (2.5)$$

$$f_k \leq u_k \quad \forall k \in \mathcal{A} \quad (2.6)$$

A restrição (2.3) visa garantir que apenas um par de caminhos é usado para cada fluxo. A restrição (2.4) é uma restrição de simetria: se um dado par de caminhos é atribuído ao fluxo $t = (i, j, s)$, então o par de caminhos topologicamente simétrico tem de ser atribuído ao fluxo $t' = (j, i, s)$. A partir da restrição (2.5) é possível obter a largura de banda ocupada em cada arco. A restrição (2.6) garante que a largura de banda ocupada em cada arco não excede a sua capacidade.

Pretende-se minimizar a taxa de utilização dos arcos da rede de forma a evitar o excesso de utilização de alguns arcos relativamente a outros. A minimização da razão entre f_k e u_k para todos os arcos permitirá uma distribuição mais equilibrada dos fluxos de tráfego, aumentando a possibilidade de novos fluxos de tráfego poderem aceder à rede. Tal é conseguido atribuindo a cada arco uma função linear por troços ϕ_k que depende da largura de banda usada e da capacidade do arco. Esta função penaliza o envio crescente de largura de banda através do arco k [13]. Na Fig.1 de [12] é apresentada a função usada neste trabalho. Como se pretende que a segunda função objectivo permita obter uma distribuição de tráfego equilibrada ao nível da rede, será definida como a seguir se apresenta, conjuntamente com as restrições associadas:

$$\min F_2 = \sum_{k \in \mathcal{A}} \phi_k \quad (2.7)$$

com

(2.3) – (2.6)

$$\phi_k \geq f_k, \quad \forall k \in \mathcal{A} \quad (2.8)$$

$$\phi_k \geq 2f_k - 0.5u_k, \quad \forall k \in \mathcal{A} \quad (2.9)$$

$$\phi_k \geq 5f_k - 2.3u_k, \quad \forall k \in \mathcal{A} \quad (2.10)$$

$$\phi_k \geq 15f_k - 9.3u_k, \quad \forall k \in \mathcal{A} \quad (2.11)$$

$$\phi_k \geq 60f_k - 45.3u_k, \quad \forall k \in \mathcal{A} \quad (2.12)$$

$$\phi_k \geq 300f_k - 261.3u_k, \quad \forall k \in \mathcal{A} \quad (2.13)$$

O problema pode ser formulado como:

$$\begin{array}{l} \min\{F_1, F_2\} \\ \text{sujeito a:} \quad (2.3) - (2.6), (2.8) - (2.13) \\ \text{restrição em } D_{ij} \end{array}$$

A abordagem considerada para a resolução do modelo baseia-se, numa primeira fase, no conhecimento prévio dos pares de caminhos possíveis de entre os quais se escolhe, numa segunda fase, através de um algoritmo de fluxos em redes bi-objectivo, o mais adequado para todos os fluxos numa perspectiva de optimização global da rede. Os caminhos candidatos para constituir o par foram obtidos recorrendo ao algoritmo MPS [18].

2.2 Método de resolução do problema

Para resolver o problema proposto, implementou-se o método de resolução exacta descrito na secção 3 de [16], que se baseia no método clássico das restrições [8].

Neste método de resolução exacta de problemas multiobjectivo, todas as f.o., excepto uma, são transformadas em restrições. Obtém-se assim um problema com uma única f.o. cuja optimização se pretende. Para um exemplo de um problema com n f.o. do tipo $\min\{F_1, F_2, \dots, F_n\}$ sujeito a determinadas restrições, obtém-se um novo problema mono-objectivo: $\min\{F_j\}$ (com j a tomar um valor inteiro entre 1 e n) sujeito a $F_i \leq R_i, \forall i = 1, \dots, n$ e $i \neq j$ e às restantes restrições do problema original. Verifica-se que a resolução do novo problema (que pode ser feita por uma técnica clássica de resolução de problemas mono-objectivo) origina uma solução óptima do novo problema, que corresponde a uma solução não-dominada do problema original. Ao fazer variar os valores de $R_i, \forall i = 1, \dots, n$ e $i \neq j$, podem obter-se diferentes soluções não-dominadas do problema original. Como já foi referido

anteriormente, este método permite obter soluções não-dominadas, quer sejam suportadas quer não.

O algoritmo aqui considerado é uma aplicação do método descrito em [16], baseado no MCR:

1. No espaço das funções objectivo começa-se por definir uma região cujos limites superiores são dados por UB_1 e UB_2 . Estes valores correspondem aos limites superiores para as funções F_1 e F_2 respectivamente e, inicialmente, $UB_1 = \infty$ e $UB_2 = \infty$.
2. Na região definida anteriormente, pretende-se obter uma tabela de *Pay-off*. A tabela de *Pay-off* contém os valores correspondentes à minimização de cada uma das f. o., considerada isoladamente numa dada região do espaço das funções objectivo. Para excluir soluções fracamente não-dominadas, esta tabela é obtida a partir da resolução de quatro problemas distintos. Esta estratégia foi proposta em [21] e adoptada em [16]:

a) Problema auxiliar P_1^U :

<p>Problema P_1^U</p> <p>$\min F_1$</p> <p>sujeito a: (2.3) – (2.6), (2.8) – (2.13)</p> <p style="padding-left: 40px;">$F_1 \leq UB_1$</p> <p style="padding-left: 40px;">$F_2 \leq UB_2$</p> <p style="padding-left: 40px;">restrição em D_{ij}</p>

b) Problema auxiliar P_2^U :

<p>Problema P_2^U</p> <p>$\min F_2$</p> <p>sujeito a: $F_1 \leq F_1^{\min}$</p> <p style="padding-left: 40px;">(2.3) – (2.6), (2.8) – (2.13)</p> <p style="padding-left: 40px;">$F_1 \leq UB_1$</p> <p style="padding-left: 40px;">$F_2 \leq UB_2$</p> <p style="padding-left: 40px;">restrição em D_{ij}</p>

F_1^{\min} é o valor mínimo da função F_1 obtido quando se resolve o problema P_1^U na região em causa. A resolução de P_2^U permite obter o valor máximo de F_2 (F_2^{\max}).

c) Problema auxiliar P_2^U :

<p>Problema P_2^U</p> <p>$\min F_2$</p> <p>sujeito a: (2.3) – (2.6), (2.8) – (2.13)</p> <p style="margin-left: 40px;">$F_1 \leq UB_1$</p> <p style="margin-left: 40px;">$F_2 \leq UB_2$</p> <p style="margin-left: 40px;">restrição em D_{ij}</p>
--

d) Problema auxiliar P_1^U :

<p>Problem P_1^U</p> <p>$\min F_1$</p> <p>sujeito a: $F_2 \leq F_2^{\min}$</p> <p style="margin-left: 40px;">(2.3) – (2.6), (2.8) – (2.13)</p> <p style="margin-left: 40px;">$F_1 \leq UB_1$</p> <p style="margin-left: 40px;">$F_2 \leq UB_2$</p> <p style="margin-left: 40px;">restrição em D_{ij}</p>
--

F_2^{\min} é o valor mínimo da função F_2 obtido quando se resolve o problema P_2^U na região em causa. A resolução de P_1^U permite obter o valor máximo de F_1 (F_1^{\max}).

3. O próximo passo a considerar é a resolução de vários problemas auxiliares de tipo inteiro-misto. O que se pretende nesta fase é obter um conjunto de soluções não dominadas no espaço das funções F_1 e F_2 que constitua uma aproximação à frente de Pareto. A resolução desse conjunto de problemas auxiliares obedece aos seguintes passos:

- a) Os pontos da aproximação à frente de Pareto serão procurados ao longo da gama de variação F_1 , dada por r_1 : $F_1^{\max} - F_1^{\min}$.
- b) Define-se Δ , que representará o número de soluções a obter.
- c) Para $\delta = 1, \dots, \Delta - 2$:
 - i) Calcula-se $N_c = F_1^{\max} - \frac{\delta}{\Delta-1}r_1$.

ii) Resolve-se o problema auxiliar inteiro-misto P_3^U :

<p>Problema P_3^U</p> <p>$\min F_2 - \gamma g$</p> <p>sujeito a: $F_1 + g = N_C$</p> <p style="text-align: center;">(2.3) – (2.6), (2.8) – (2.13)</p> <p style="text-align: center;">$F_1 \leq UB_1$</p> <p style="text-align: center;">$F_2 \leq UB_2$</p> <p style="text-align: center;">$g \geq 0$</p> <p style="text-align: center;">restrição em D_{ij}</p>

O valor de $\gamma \in \mathbf{R}^+$ deve ser tão pequeno quanto necessário. A formulação deste problema, sugerida em [21], evita o cálculo de soluções fracamente não-dominadas.

- d) As Δ soluções obtidas desta forma são não-dominadas e constituem uma aproximação à frente de Pareto.
4. Na primeira iteração do algoritmo, avança-se para o próximo passo, pois pretende-se obter mais soluções numa região mais restrita do conjunto das soluções não-dominadas. Na segunda iteração, avança-se para o passo 7 para a escolha de uma solução adequada para o problema.
 5. Pretende-se analisar em mais detalhe o conjunto das soluções não-dominadas. O objectivo é restringir a região do espaço das funções objectivo onde se irá procurar mais soluções.

O conjunto das soluções não-dominadas é particionado em diferentes regiões de prioridade como se ilustra na figura 2.1. Os limites das regiões de prioridade são calculados considerando, para cada função objectivo limites de “aspiração” (nível requerido) e “reserva” (nível aceitável). Assim, para $\varrho = 1, 2$, considera-se um valor médio dado por $F_\varrho^{\text{av}} = \frac{F_\varrho^{\text{max}} + F_\varrho^{\text{min}}}{2}$. Os níveis requerido e aceitável são dados, respectivamente, por $F_\varrho^{\text{req}} = \frac{F_\varrho^{\text{min}} + F_\varrho^{\text{av}}}{2}$ e $F_\varrho^{\text{ac}} = \frac{F_\varrho^{\text{max}} + F_\varrho^{\text{av}}}{2}$. Note-se que é possível escrever estes valores como combinações lineares de F_ϱ^{max} e F_ϱ^{min} : $F_\varrho^{\text{req}} = 0.75F_\varrho^{\text{min}} + 0.25F_\varrho^{\text{max}}$ e $F_\varrho^{\text{ac}} = 0.25F_\varrho^{\text{min}} + 0.75F_\varrho^{\text{max}}$. As regiões escolhidas são, por ordem de prioridade, A , B_1 , B_2 , C e D . Isto significa que, se não forem encontradas soluções na região A , é a região B_1 que será considerada. Se não forem encontradas soluções nesta região, analisa-se a B_2 e assim sucessivamente. No final deste passo, fazem-se coincidir os limites UB_1 e

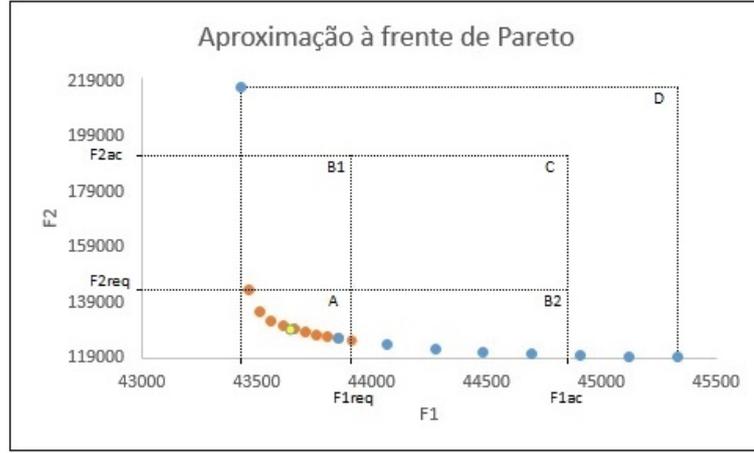


Figura 2.1: Aproximação à frente de Pareto obtida para uma rede de 30 nós com *average node degree* de 4. A azul apresentam-se as soluções não-dominadas obtidas na primeira vez que se correu o algoritmo e a laranja apresentam-se as soluções não-dominadas que foram obtidas quando se correu o algoritmo pela segunda vez. A amarelo apresenta-se a solução final escolhida pelo algoritmo. A tracejado apresentam-se os limites das regiões de prioridade.

UB_2 com os limites superiores da região a analisar.

As soluções nas regiões B_1 e B_2 correspondem a soluções em que apenas uma das funções objectivo se encontra abaixo do nível requerido. É dada uma ligeira preferência à região B_1 na medida em que se preferem soluções com menor valor de F_1 (ainda que com um maior valor de F_2).

6. Retorno ao ponto 2 do algoritmo.
7. Neste passo é escolhida uma solução considerada adequada para o problema. Já se delimitou uma região no conjunto das soluções não-dominadas, sendo conhecidos os limites dessa região. A solução escolhida é a que minimiza a distância ponderada de Chebyshev relativamente a um ponto de referência definido para essa região. A distância em causa é um valor atribuído a cada solução w dado pela expressão: $d_w = \max \left\{ \frac{|F_1 - LB_1|}{UB_1 - LB_1}, \frac{|F_2 - LB_2|}{UB_2 - LB_2} \right\}$. Para as regiões de prioridade A , B_1 , B_2 e C , os valores de UB_1 , LB_1 , UB_2 e LB_2 correspondem aos limites superiores e inferiores dessa região no espaço das funções objectivo. Neste caso o ponto de referência, corresponde ao ponto inferior esquerdo, dado por (LB_1, LB_2) . Para a região D , essa distância é calculada relativamente ao ponto (F_1^{\min}, F_2^{\min}) . Com esta técnica, ambas as f.o. são tratadas de igual forma, sem atribuir preferência a uma sobre a outra [6].

3 Implementação do método de resolução

Neste capítulo pretende-se apresentar o programa desenvolvido com vista à resolução do problema em causa e descrever aspectos da implementação considerados mais relevantes. Na primeira secção apresenta-se a forma como a informação é fornecida ao programa. Na segunda secção apresenta-se a forma como os pares de caminhos são obtidos e, na terceira secção, apresenta-se a implementação do método de resolução descrito na secção 2.2. A implementação foi feita recorrendo à linguagem de programação Java, ao programa de optimização linear CPLEX [1] e ao algoritmo de determinação dos K caminhos mais curtos MPS [18] desenvolvido em projectos anteriores.

3.1 Carregamento da informação sobre a rede e as matrizes de tráfego

No problema aqui considerado, assume-se que as características da rede e da matriz de tráfego oferecido à rede são conhecidas. Assim, começa-se por ler um, ou vários ficheiros, com informação sobre as matrizes de tráfego dos diferentes serviços oferecidos à rede. As matrizes têm a forma exemplificada na figura 3.1, que se refere a um exemplo duma rede com 5 nós, em que a largura de banda associada ao serviço considerado é de 1.4 Gbps.

A primeira linha contém a largura de banda da classe de serviço em questão (em Gbps), sendo que a matriz que se segue contém informação sobre a quantidade de tráfego (do mesmo serviço) entre dois nós. Os índices das linhas correspondem aos nós de origem, os índices das colunas correspondem aos nós de destino e os valores inteiros contém informação sobre a quantidade de tráfego entre os dois nós. Por exemplo, a quantidade de tráfego do nó 1 (1^a linha da matriz) para o nó 3 (3^a coluna) é de 4×1.4 Gbps.

A informação sobre a rede é lida a partir de um ficheiro exemplificado na figura 3.2. A

```

trafego1.txt ✕
1.4
0 2 4 5 9
3 0 1 6 7
8 2 0 4 3
2 0 5 0 7
1 9 2 8 0

```

Figura 3.1: Exemplo de um ficheiro que contém uma matriz de tráfego.

```

rede14_4-0_changed_dim_0.2_a.txt ✕
14
<cauda><cabeca> <id> <capacidade> <comprimento> <overbooking1> <overbooking2> ...
13 11 52 212.0 23.0 1 1 1 1
11 13 51 212.0 23.0 1 1 1 1
14 11 50 804.0 17.0 1 1 1 1
11 14 49 804.0 17.0 1 1 1 1
13 10 48 1303.0 22.0 1 1 1 1

```

Figura 3.2: Exemplo de um ficheiro que contém a descrição da rede.

primeira linha representa o número de nós da rede e a segunda corresponde a uma etiqueta que apresenta o significado e a ordem pela qual é apresentada a informação relativa aos arcos, nomeadamente, a cauda do arco, a cabeça do arco, o seu identificador, a sua capacidade (em Gbps) o seu comprimento (em km) e os factores de *overbooking* (para cada classe de serviço). As linhas seguintes correspondem a essa informação. Tendo em conta as especificações do problema, admite-se que todos os arcos apresentam um número de factores de *overbooking* igual ao número de classes de serviço. É preciso admitir a existência de arcos paralelos. Nesse caso, considera-se um único arco com uma capacidade igual à soma das capacidades de cada um dos arcos paralelos. Por outro lado, os seus factores de *overbooking* corresponderão à média ponderada pela capacidade dos arcos paralelos.

É necessário ainda considerar a largura de banda do serviço menos exigente e retirar os arcos com uma largura de banda inferior a esta. Finalmente, são retirados arcos que não apresentem um arco topologicamente simétrico.

Para dar suporte às operações necessárias para resolver computacionalmente o problema, foram implementadas três estruturas apresentadas na figura 3.3:

1. A matriz de tráfego corresponde a uma matriz tridimensional que irá armazenar as larguras de banda pedidas, para cada serviço s , entre os nós i e j .
2. A tabela de arcos armazena a informação relativa aos arcos como o seu custo, os factores de *overbooking*, a capacidade e o comprimento. Na figura 3.3 omitiu-se parte da informação contida na tabela.

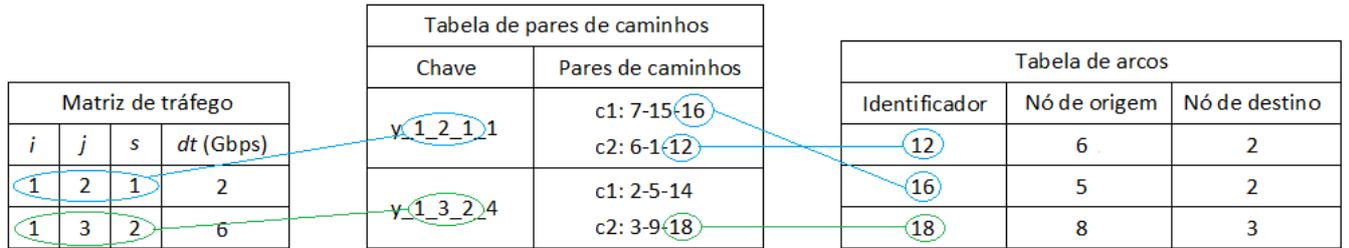


Figura 3.3: Estruturas de dados principais do programa.

3. A tabela de pares de caminhos é uma tabela em que dois `ArrayLists` de números inteiros são indexados por uma chave. O par de `ArrayLists` representa o caminho principal e o de protecção e contém os identificadores dos arcos desses caminhos. A chave que indexa o l -ésimo par de caminhos do nó i para o nó j correspondente à classe de serviço s apresenta o seguinte formato: $y_{i_j_s_l}$. A letra “y” não contém informação. No entanto, foi mantida nesta chave por uma questão de coerência com os nomes das variáveis usados na formulação do problema em CPLEX.

3.2 Procura de pares de caminhos

Tal como se referiu, antes da resolução do problema de encaminhamento, é necessário obter um conjunto de possíveis pares de caminhos disjuntos nos nós ou nos arcos para cada par origem-destino. Para isso, utiliza-se o algoritmo MPS [18], que permite obter K caminhos de um certo nó-origem para um certo nó-destino, ordenados de acordo com um custo crescente. O custo considerado deve ser aditivo (de modo que o custo de um caminho é a soma do custo dos arcos que o compõem) e, no caso deste problema, será unitário (isto é, o custo de um caminho corresponde ao número de arcos que o compõem, o que significa que os caminhos são obtidos por ordem crescente do número de arcos).

Este *software* foi desenvolvido em projectos anteriores ao presente e permite a inventariação dos K caminhos por ordem crescente do seu custo, sendo $K \geq 1$.

A criação de pares de caminhos topologicamente simétricos é feita considerando um ciclo externo onde são encontrados, sucessivamente, os caminhos mais curtos na rede original. Num ciclo interno, para cada caminho encontrado, considera-se a rede original e eliminam-se os nós intermédios (ou os arcos) do caminho obtido no ciclo externo, originando uma rede alterada. Os K caminhos obtidos na rede alterada serão disjuntos nos nós (ou nos arcos) do caminho obtido no ciclo externo. Emparelhando o caminho obtido no ciclo externo com os

sucessivos caminhos obtidos no ciclo interno, é possível obter pares de caminhos disjuntos nos nós (ou nos arcos).

Há situações em que não é possível encontrar pares de caminhos disjuntos nem nos nós nem nos arcos (por exemplo, no caso de um nó que só está ligado a um outro nó da rede). Neste caso, para cada caminho considerado no ciclo externo, não se encontram caminhos disjuntos na rede alterada. No entanto, o *software* MPS continuaria a inventariar caminhos no ciclo externo e, posteriormente, a tentar obter caminhos disjuntos desses no ciclo interno, sem que se conseguisse obter efectivamente pares de caminhos disjuntos. Assim, optou-se por fazer uma verificação prévia à utilização deste *software*, obtendo-se indicação da existência, ou não, de um par de caminhos disjuntos nos nós e/ou arcos para um par origem-destino, tal como indicado nas secções 4.1.1 e 4.1.2 [17]. Essa verificação é feita resolvendo um modelo de optimização que será apresentado nas subsecções 3.2.1 e 3.2.2. A verificação será feita só para os fluxos $t \equiv (i, j, s)$ com $i < j$, pois como há a garantia de que todos os arcos têm sempre um arco simétrico, isso significa que se existe pelo menos um par de caminhos disjuntos (nos nós ou nos arcos) para t , também existirá um par de caminhos topologicamente simétricos a estes para $t' \equiv (j, i, s)$.

Para garantir a protecção dedicada, pretende-se encontrar L_t^{\max} pares de caminhos disjuntos nos nós. Assim, para o primeiro caminho mais curto considerado na rede original, procuram-se L_t^{\max} caminhos disjuntos nos nós na rede alterada. Se forem encontrados L_t^{\max} caminhos a busca de pares pára. Caso contrário, é preciso considerar os caminhos disjuntos nos nós do segundo caminho mais curto e assim sucessivamente. Se, no final deste processo, o número de pares (disjuntos nos nós) encontrados entre dois nós for inferior a L_t^{\max} , tenta-se obter tantos pares de caminhos disjuntos nos arcos quantos os necessários para perfazer L_t^{\max} pares. Se tal não for possível, serão considerados para o fluxo tantos pares quantos aqueles que se conseguiu obter e, neste caso, $L_t < L_t^{\max}$.

3.2.1 Verificação da existência de caminhos disjuntos nos nós

A indicação da existência ou não de um par de caminhos disjuntos nos nós é feita resolvendo, para cada fluxo $t \equiv (i, j, s) \in T$ um problema como a seguir se indica. Neste problema $\delta(v^+)$ designa o conjunto de arcos emergentes do nó v e $\delta(v^-)$ o conjunto de arcos incidentes no nó v . As variáveis a_k^t e b_k^t são variáveis de decisão que indicam se o arco k faz parte, ou não, do caminho activo ou de protecção respectivamente do fluxo t . Se $a_k^t = 1$, o arco k faz parte do caminho activo ou, caso não faça, $a_k^t = 0$. Se $b_k^t = 1$, o arco k faz parte do caminho de

protecção ou, caso não faça, $b_k^t = 0$. Os fluxos correspondentes a diferentes serviços serão tratados da mesma maneira uma vez que se pretende obter apenas caminhos topológicos, não se considerando a largura de banda associada a cada serviço. O problema é formulado como a seguir se apresenta, considerando como objectivo a minimização do número de arcos do par.

$$\min \left\{ \sum_{k \in \mathcal{A}} (a_k^t + b_k^t) \right\} \quad (3.1)$$

sujeito a

$$\sum_{k \in \delta(v^+)} a_k^t - \sum_{k \in \delta(v^-)} a_k^t = \begin{cases} 1 & \text{se } v = i \\ -1 & \text{se } v = j \\ 0 & \text{se } v \neq i \text{ e } v \neq j \end{cases} \quad \forall v \in \mathcal{N} \quad (3.2)$$

$$\sum_{k \in \delta(v^+)} b_k^t - \sum_{k \in \delta(v^-)} b_k^t = \begin{cases} 1 & \text{se } v = i \\ -1 & \text{se } v = j \\ 0 & \text{se } v \neq i \text{ e } v \neq j \end{cases} \quad \forall v \in \mathcal{N} \quad (3.3)$$

$$\sum_{k \in \delta(v^+)} a_k^t + \sum_{k \in \delta(v^-)} b_k^t \leq 1 \quad \forall v \in \mathcal{N} \setminus \{i, j\} \quad (3.4)$$

$$a_{(i,j)}^t + b_{(i,j)}^t \leq 1 \quad \text{se existir o arco directo } (i, j) \quad (3.5)$$

$$\sum_{k \in \mathcal{A}} a_k^t \leq D_{ij} \quad (3.6)$$

$$\sum_{k \in \mathcal{A}} b_k^t \leq D_{ij} \quad (3.7)$$

As equações (3.2) e (3.3) garantem que i e j são o nó origem e o nó destino dos caminhos activo e de protecção, respectivamente. A equação (3.4) garante que o par de caminhos encontrado é disjunto nos nós. Se existir um arco directo entre os nós de origem e destino, a equação (3.5) garante que esse arco não poderá ser usado em simultâneo pelos caminhos activo e de protecção. A equação (3.4) não seria suficiente para impedir que esta situação ocorresse. As equações (3.6) e (3.7) impõem um limite máximo ao número de arcos de cada caminho do par. Se o problema não tiver solução é porque, entre os nós i e j , não existe um par de caminhos disjuntos nos nós.

3.2.2 Verificação da existência de caminhos disjuntos nos arcos

Para verificar a existência de caminhos disjuntos nos arcos, resolve-se, também um problema de optimização. O modelo é resolvido para cada fluxo $t \equiv (i, j, s) \in T$, para o qual se tenha verificado que não existe nenhum par de caminhos disjuntos nos nós, e também não se

consideram as larguras de banda associadas a cada serviço. O problema é formulado como a seguir se apresenta, considerando como objectivo a minimização do número de arcos do par.

$$\min \left\{ \sum_{k \in \mathcal{A}} (a_k^t + b_k^t) \right\} \quad (3.8)$$

sujeito a:

$$(3.2) - (3.3) \text{ e } (3.5) - (3.7)$$

$$a_k^t + b_k^t \leq 1 \quad \forall k \in \mathcal{A} \quad (3.9)$$

A equação (3.9) garante que o par de caminhos encontrado é disjunto nos arcos. Se o problema não tiver solução é porque, entre os nós i e j , não existe um par de caminhos disjuntos nos arcos.

3.3 Implementação do método de resolução baseado no MCR

Em problemas mono-objectivo, é possível considerar uma solução, ou um conjunto de soluções, que otimizem a função objectivo. No entanto, em problemas multiobjectivo, as funções objectivo são normalmente conflituosas, pelo que a escolha de uma solução que melhore o valor de uma função objectivo normalmente piora o valor de outra função. É por esta razão que, nos problemas multiobjectivo, se pretende encontrar o conjunto de soluções não-dominadas, cabendo a um decisor escolher a solução mais adequada. No caso do problema aqui estudado, dada a natureza do problema de encaminhamento, pretendeu-se obter de forma automatizada (isto é, sem recorrer a um decisor externo) uma solução que se considerou a mais adequada. Um critério diferente na escolha da solução mais adequada poderia ter resultado numa solução final diferente.

Para implementar o método de resolução do problema, começa-se por obter uma tabela de *Pay-off* numa região delimitada por UB_1 e UB_2 . A tabela de *Pay-off* contém os valores limite F_1^{\max} , F_1^{\min} , F_2^{\max} , F_2^{\min} que definem a zona do espaço das funções objectivo onde se vai procurar soluções para o problema (que deverão ser não-dominadas).

Ao implementar este método, uma das f.o. mantém-se (neste caso, F_2) e a outra (neste caso, F_1) é transformada numa restrição do tipo $F_1 \leq N_c$. Ao variar o valor de N_c obter-se-ão diferentes soluções (óptimas, porque se passou a resolver um problema mono-objectivo), que são soluções não-dominadas do problema original. O valor de N_c varia entre F_1^{\min} e F_1^{\max}

tomando Δ valores distintos (e equidistantes) nesta gama de variação. Assim, tenta-se que as soluções não-dominadas encontradas estejam distribuídas de forma equitativa ao longo do eixo de F_1 .

Refira-se que em vez de considerar $F_1 \leq N_c$, optou-se por considerar $F_1 + g = N_c$ com $g \geq 0$, sendo que, neste caso, tenta-se minimizar $F_2 - \gamma g$ com $\gamma \in \mathbf{R}^+$ e infinitamente pequeno (ao invés de se minimizar simplesmente F_2). Este artifício permite evitar a obtenção de soluções fracamente não-dominadas [21, 16].

Na implementação considerada, começa-se por obter um conjunto de Δ soluções não-dominadas (que constituem uma aproximação à frente de Pareto) no espaço das f.o. delimitado por $F_1 \in [F_1^{\min}, F_1^{\max}]$ e $F_2 \in [F_2^{\min}, F_2^{\max}]$. De seguida, identifica-se de forma automática uma zona da frente de Pareto que interessa explorar com mais detalhe (a melhor região de prioridade, como já foi explicado). Nesta região, obtém-se um novo conjunto de Δ soluções não-dominadas.

Considerando todas as soluções não-dominadas obtidas na melhor região de prioridade possível, pretende-se identificar de forma automática uma solução que se considere a mais adequada segundo um determinado critério de selecção de soluções.

Para escolher uma solução que se considere mais adequada na melhor região de prioridade possível, de acordo com uma distância de Chebyshev, pode-se ir considerando as soluções que vão sendo encontradas. Desde que pertençam à melhor região de prioridade, é, potencialmente, uma solução adequada. Para confirmar isso, calcula-se a distância de Chebyshev dessa solução ao ponto de referência da região em causa e, se fôr a menor até ao momento, então passa a ser considerada a solução mais adequada até aí.

4 Apresentação de resultados

Neste capítulo descrevem-se as experiências efectuadas e apresentam-se os resultados obtidos. Começa-se por descrever as redes utilizadas nas experiências e apresenta-se as características dos serviços considerados. De seguida, descreve-se as experiências efectuadas e as medidas de desempenho consideradas neste estudo. Finalmente, analisa-se os resultados obtidos.

4.1 Descrição das redes e dos serviços considerados

Nas referências bibliográficas consultadas, não se encontraram exemplares de redes com as características pretendidas para este estudo e/ou com informação sobre as matrizes de tráfego oferecido. Também não foi possível obter exemplos de redes reais que fossem adequadas ao estudo aqui apresentado. Então, optou-se por considerar redes de tipo Internet cuja topologia foi obtida a partir do *software* *gt-itm* (Georgia Tech – Internetwork Topology Models) [2].

Dados o número de nós e o grau médio por nó (*average node degree*), este *software* permite obter uma topologia de rede, na qual um par de arcos unidireccionais entre quaisquer dois nós é gerado de acordo com uma distribuição de probabilidade. Normalmente, essa distribuição é exponencial e depende da distância Euclideana entre os nós. Neste caso, a distribuição de probabilidade considerada segue o modelo de Doar-Leslie [11, 16]. Estes modelos visam a obtenção de estruturas realistas de redes de tipo Internet. Refira-se que o comprimento dos arcos é pré-determinado e tem um valor máximo de 40 km (típico de redes metropolitanas).

Foram, assim, consideradas 16 topologias distintas: 4 topologias de 14 nós e grau médio por nó de 2.7, 4 topologias de 14 nós e grau médio por nó de 4, 4 topologias de 30 nós e grau médio por nó de 2.7 e 4 topologias de 30 nós e grau médio por nó de 4. Cada topologia tem, em média, um número de arcos correspondente ao produto do número de nós pelo grau médio por nó.

O *software* utilizado gera apenas as topologias das redes, sendo, então, necessário dimensioná-las, isto é, atribuir aos arcos capacidades que fossem adequadas a um dado conjunto de

matrizes de tráfego oferecido. Assim, foi necessário criar um programa de dimensionamento das redes [17], cujo princípio é explicado a seguir.

Foram considerados 4 serviços distintos caracterizados pelas seguintes larguras de banda: $l_1 = 5$ Mbps ($s = 1$), $l_2 = 50$ Mbps ($s = 2$), $l_3 = 500$ Mbps ($s = 3$) e $l_4 = 5$ Gbps ($s = 4$). A partir desta informação são geradas de forma aleatória matrizes de tráfego para cada uma das classes de serviço. Para um dado serviço, o número inteiro na posição (i, j) da matriz de tráfego corresponde à quantidade de tráfego do serviço em questão entre os nós i e j (por exemplo, para um valor n na matriz associada ao serviço da classe $s = 2$, significa que o tráfego oferecido é $n \times 50$ Mbps). Esse número é obtido aleatoriamente a partir de uma distribuição uniforme de números inteiros compreendidos entre 0 e 9.

A partir das matrizes de tráfego, é possível calcular a largura de banda total requerida entre quaisquer dois nós. Considerando os caminhos mais curtos entre todos os pares de nós, é possível associar a cada arco a largura de banda requerida nesse arco. Essa largura de banda será dividida por um factor compreendido entre 0 e 1, de forma a garantir que apenas uma dada percentagem da capacidade do arco será usada. Por exemplo, se o factor em questão for de 0.2, pretende-se garantir que apenas 20% da capacidade do arco será usada para transportar a largura de banda requerida nesse arco.

Após esta fase, as capacidades dos arcos serão arredondadas para o inteiro superior de modo a garantir que todos os arcos tenham uma capacidade correspondente a um valor inteiro em Gbps. Finalmente, percorrem-se todos os pares de arcos simétricos e considera-se o maior valor de capacidade obtida entre os dois. Esse é o valor final que irá ser atribuído a ambos os membros do par para que as capacidades de arcos simétricos sejam iguais. O processo de dimensionamento termina neste ponto.

Como se referiu anteriormente, a rede será analisada antes da aplicação do modelo, sendo excluídos arcos com uma capacidade inferior à largura de banda do serviço menos exigente e arcos que não tenham um arco simétrico. Esta situação não se verifica no caso das redes dimensionadas para este trabalho, mas tem de ser acautelada para o caso de serem fornecidas outras redes ao programa de resolução do problema.

É importante referir que as redes são dimensionadas considerando o caminho mais curto entre os nós, enquanto que o modelo em questão implica a reserva de largura de banda em dois caminhos distintos. Por outro lado, o tráfego é obtido a partir de uma distribuição uniforme.

4.2 Descrição das experiências realizadas

As experiências apresentadas foram realizadas com as 16 topologias distintas anteriormente mencionadas (apresentadas em anexo) e seguiram a metodologia já apresentada em [16]. Para cada uma das topologias mencionadas, considerou-se 5 matrizes de tráfego oferecido distintas (em que cada matriz tem a informação sobre o tráfego relativo a cada classe de serviço) que foram usadas no programa de dimensionamento das capacidades dos arcos da rede. Assim, considerou-se, para cada topologia de rede, 5 instâncias distintas. Refira-se que as redes foram dimensionadas de forma a garantir que a capacidade utilizada em cada arco não excederia 20% da sua capacidade final. Para cada experiência foi considerada informação relativa a três soluções do problema: a solução obtida quando se minimiza apenas F_1 (S_1), a solução obtida quando se minimiza apenas F_2 (S_2) e a solução final escolhida pelo algoritmo multiobjectivo (S_M). Para caracterizar cada solução foram adoptadas supletivamente as seguintes medidas de desempenho da rede e de tempo de execução:

1. Fração de capacidade total utilizada (*total fraction of used capacity*): $FUC = \frac{\sum_{k \in A} f_k}{\sum_{\forall k \in A} u_k}$
2. Soma da utilização dos feixes (arcos) (*sum of the link utilization*): $SLU = \sum_{k \in A} \frac{f_k}{u_k}$
3. Utilização máxima dos feixes (*maximal link utilization*): $MLU = \max_{k \in A} \frac{f_k}{u_k}$
4. As variações relativas ao óptimo marginal dadas por $RV_\rho = \left| \frac{F_\rho^{sol} - F_\rho^{opt}}{F_\rho^{opt}} \right|$, sendo que $\rho = 1, 2$. F_ρ^{sol} é o valor da função objectivo F_ρ , calculada para uma solução específica e F_ρ^{opt} corresponde ao valor óptimo da função F_ρ para o mesmo problema.
5. Tempo de execução do algoritmo usando a versão 12.6 do programa CPLEX, num computador com processador i7 com um relógio de 3.07GHz e 6GB de RAM.

Para cada conjunto de 5 experiências relativas à mesma topologia foram obtidos, para as três soluções mencionadas, os valores máximo, mínimo e médio dos parâmetros de desempenho. Finalmente, foi necessário reunir a informação relativa às redes com o mesmo número de nós e grau médio. Assim, para cada métrica de desempenho M , calculou-se, para cada conjunto de experiências com 4 topologias com o mesmo número de nós e grau médio por nó, a estimativa da média $\hat{M} = \frac{1}{4} \sum_{z=0}^3 M_z$ (em que o índice z se refere à z -ésima topologia) e uma estimativa da gama de variação dada por $\frac{3.182}{\sqrt{4}} \hat{\sigma}(\hat{M})$, calculada como um intervalo de confiança de 95% com uma distribuição t-Student bilateral em que $\hat{\sigma}(\hat{M}) = \sqrt{\frac{\sum_{z=0}^3 (M_z - \hat{M})^2}{3}}$ [25].

Os valores dos parâmetros do modelo usados nas experiências são: $\alpha = 0.1$, $\beta = 0.9$ (referentes ao custo de cada arco), $\gamma = 10^{-6}$, $\Delta = 10$ e $L_t^{\max} = 10$. Considerou-se factores de *overbooking* unitários: $\xi_{ks} = 1, \forall k \in A, s \in S$.

4.3 Análise de resultados

Nesta secção são apresentadas as tabelas que contêm os resultados obtidos. Nas tabelas 4.1 a 4.4, apresenta-se os resultados agregados para cada conjunto de experiências com 4 topologias com o mesmo número de nós e grau médio por nó. Para clarificar o significado dos valores apresentados nestas tabelas, apresenta-se na tabela 4.5 um exemplo de cálculo dos valores obtidos para F_1 na situação S_1 . Para cada topologia, foram realizadas 5 experiências, cada uma com uma matriz de tráfego (com informação relativa ao tráfego associado a cada classe de serviço) obtida de forma aleatória (tal como já foi explicado). Considerando os resultados dessas 5 experiências, obteve-se o valor mínimo, médio e máximo para cada medida de desempenho (no exemplo da tabela 4.5, essa medida é F_1 , na situação S_1). Posteriormente, calculou-se os valores agregados $\hat{M} \pm \frac{3.182}{\sqrt{4}}\hat{\sigma}(\hat{M})$ onde se incluiu a informação correspondente às 4 topologias para cada tipo de rede.

Os resultados obtidos permitem confirmar que, de facto, as funções objectivo são conflituosas, uma vez que a minimização de uma das funções implica o aumento de valor da outra função objectivo. De facto, ao distribuir de forma mais equilibrada o tráfego, o que implica a diminuição do valor de F_2 , o custo de encaminhamento aumenta. Este comportamento pode ser observado na figura 2.1.

Verifica-se que os resultados são consistentes, na medida em que um valor mais baixo de F_2 , implica uma diminuição dos valores dos parâmetros FUC , MLU e SLU . A minimização de F_1 , ao implicar uma utilização mais intensiva das ligações, faz com que os parâmetros em causa apresentem valores mais elevados. A minimização de F_2 tende a minimizar a utilização global dos arcos, o que se reflecte nos valores de FUC , MLU e SLU , que são menores na situação S_2 do que nas situações S_1 e S_M .

A solução escolhida pelo algoritmo (S_M) apresenta valores intermédios para os parâmetros de desempenho em causa, o que é expectável na medida em que se trata de uma solução de compromisso entre as duas funções objectivo consideradas, isto é, entre o custo de transporte de largura de banda e o efeito global da utilização dos arcos. Tornam-se assim claras as vantagens potenciais de tratar este problema de encaminhamento como um problema multiobjectivo, em vez de considerar apenas um único objectivo.

Relativamente aos tempos de execução, verifica-se que estes aumentam quando o número de nós e arcos aumenta. Tal deve-se ao facto de o número de variáveis do problema também aumentar com o número de nós e arcos.

As redes foram dimensionadas com uma taxa de ocupação de 20% usando apenas os caminhos mais curtos entre todos os pares de nós. Assim, esperava-se que o parâmetro de desempenho *FUC* apresentasse valores próximos de 0.4 uma vez que o modelo implica a reserva de largura de banda em dois caminhos distintos e não apenas em um. No entanto, para algumas redes (por exemplo, as redes com 30 nós e grau médio por nó de 2.7 – ver tabela 4.3), observou-se que os valores associados a este parâmetro eram inferiores a 0.2. Pela observação das topologias das redes em causa (apêndice C), verificou-se que não seria possível considerar um número elevado de fluxos devido ao facto de não existirem pares de caminhos disjuntos entre alguns nós. Por exemplo, para a rede na figura C.1, não será possível considerar o tráfego de e para um total de 10 nós para o problema em questão (os nós em causa são: 1, 7, 9, 15, 16, 19, 22, 24, 28 e 30) dado que estes nós não têm pares de caminhos disjuntos (nem nos nós nem nos arcos) para outros nós. No entanto, apesar de não ser possível considerar o tráfego de e para estes nós, as redes em causa foram dimensionadas tendo esse tráfego em conta. Além disto, a capacidade dos arcos é sempre calculada por excesso: arredondamento ao inteiro superior (em Gbps) e considera-se o maior valor da capacidade do par de arcos.

Tabela 4.1: Redes de 14 nós com grau médio por nó de 2.7

Medida de Desempenho	Método	Mínimo	Médio	Máximo
F_1	S_1	5504.2960 ± 2421.4647	5917.3432 ± 2298.0084	6322.1411 ± 2313.5584
	S_2	5785.2726 ± 2883.9182	6215.0443 ± 2737.0193	6638.0165 ± 2698.8113
	S_M	5543.2565 ± 2462.0431	5953.4075 ± 2341.2964	6356.3629 ± 2360.5014
F_2	S_1	$30287.5300 \pm 46870.7836$	$42416.8945 \pm 57887.4122$	$63410.9875 \pm 73062.6415$
	S_2	15161.2175 ± 6794.6572	$18044.5963 \pm 10521.3924$	$23132.8075 \pm 18169.5918$
	S_M	$17507.7050 \pm 10451.9741$	$21233.4073 \pm 12653.2589$	$27246.9250 \pm 17425.3462$
RV_1	S_1			
	S_2	0.0320 ± 0.0568	0.0446 ± 0.0586	0.0594 ± 0.0666
	S_M	0.0043 ± 0.0056	0.0056 ± 0.0069	0.0081 ± 0.0098
RV_2	S_1	0.5125 ± 1.5361	1.3241 ± 2.8179	2.6931 ± 3.9209
	S_2			
	S_M	0.0657 ± 0.1839	0.1768 ± 0.2824	0.3732 ± 0.4551
FUC	S_1	0.2366 ± 0.1377	0.2488 ± 0.1433	0.2605 ± 0.1448
	S_2	0.2307 ± 0.1270	0.2407 ± 0.1287	0.2524 ± 0.1332
	S_M	0.2347 ± 0.1357	0.2457 ± 0.1378	0.2578 ± 0.1425
MLU	S_1	0.7484 ± 0.3118	0.8736 ± 0.1714	0.9878 ± 0.0140
	S_2	0.5681 ± 0.2032	0.6733 ± 0.2293	0.8390 ± 0.2681
	S_M	0.6778 ± 0.2478	0.7732 ± 0.2119	0.8879 ± 0.1925
SLU	S_1	11.8988 ± 8.8670	12.4853 ± 8.5883	13.1074 ± 8.5257
	S_2	11.4316 ± 7.8360	11.9715 ± 7.7600	12.6316 ± 7.7270
	S_M	11.7217 ± 8.4560	12.2632 ± 8.3094	12.8501 ± 8.0930
tempo (s)	S_M	45.6358 ± 20.7430	52.3204 ± 23.2471	61.7208 ± 28.9814

Tabela 4.2: Redes de 14 nós com grau médio por nó de 4

Medida de Desempenho	Método	Mínimo	Médio	Máximo
F_1	S_1	5891.1806 ± 2340.6743	6258.2565 ± 2513.4214	6582.9056 ± 2792.5033
	S_2	6334.0071 ± 2533.0333	6750.7726 ± 2832.3293	7143.2606 ± 3209.2412
	S_M	5940.4063 ± 2351.2181	6310.1317 ± 2528.9171	6645.3666 ± 2821.8420
F_2	S_1	$60479.1475 \pm 72452.8650$	$73486.8008 \pm 73247.1596$	$87885.9950 \pm 78801.4859$
	S_2	15941.9475 ± 4162.0402	17168.3048 ± 4728.0724	18194.7450 ± 5301.0476
	S_M	21336.5500 ± 8670.4005	23187.5320 ± 9941.9767	$25780.1888 \pm 12074.1143$
RV_1	S_1			
	S_2	0.0657 ± 0.0603	0.0760 ± 0.0625	0.0875 ± 0.0672
	S_M	0.0066 ± 0.0067	0.0083 ± 0.0063	0.0100 ± 0.0071
RV_2	S_1	2.5780 ± 4.3347	3.2139 ± 4.1618	3.9575 ± 4.1730
	S_2			
	S_M	0.2857 ± 0.4626	0.3484 ± 0.4703	0.4453 ± 0.5106
FUC	S_1	0.3349 ± 0.0987	0.3469 ± 0.0908	0.3596 ± 0.0893
	S_2	0.3173 ± 0.0983	0.3289 ± 0.0949	0.3419 ± 0.0985
	S_M	0.3279 ± 0.0939	0.3406 ± 0.0884	0.3541 ± 0.0891
MLU	S_1	0.9675 ± 0.1027	0.9896 ± 0.0328	0.9996 ± 0.0013
	S_2	0.5355 ± 0.0405	0.6054 ± 0.0537	0.7316 ± 0.1744
	S_M	0.7972 ± 0.1345	0.8407 ± 0.1054	0.8886 ± 0.0281
SLU	S_1	22.7363 ± 5.3364	23.5436 ± 5.6165	24.3774 ± 6.1565
	S_2	20.2634 ± 4.8571	21.0109 ± 4.7266	21.8469 ± 4.9601
	S_M	21.8342 ± 5.2301	22.6386 ± 5.4830	23.5542 ± 5.9246
tempo (s)	S_M	69.3303 ± 25.5088	83.9214 ± 35.1214	108.1760 ± 67.1396

Tabela 4.3: Redes de 30 nós com grau médio por nó de 2.7

Medida de Desempenho	Método	Mínimo	Médio	Máximo
F_1	S_1	$23963.1817 \pm 10070.8744$	$25292.0195 \pm 10385.8797$	$26253.6979 \pm 10454.2362$
	S_2	$24889.6201 \pm 11220.4202$	$26158.3712 \pm 11167.9975$	$27130.3520 \pm 11158.0035$
	S_M	$24131.7047 \pm 10315.9618$	$25431.3846 \pm 10565.1455$	$26389.7410 \pm 10627.0975$
F_2	S_1	$80902.2450 \pm 55266.6604$	$102318.3905 \pm 76029.4904$	$134589.9000 \pm 118217.4076$
	S_2	$63032.0100 \pm 28958.3610$	$66952.5160 \pm 30371.2651$	$69744.7213 \pm 31962.2869$
	S_M	$66911.4938 \pm 34655.8650$	$72198.1977 \pm 37570.0522$	$77237.4338 \pm 41634.6711$
RV_1	S_1			
	S_2	0.0280 ± 0.0184	0.0327 ± 0.0199	0.0396 ± 0.0272
	S_M	0.0039 ± 0.0033	0.0050 ± 0.0045	0.0066 ± 0.0062
RV_2	S_1	0.1697 ± 0.2024	0.4755 ± 0.6051	0.8700 ± 1.1764
	S_2			
	S_M	0.0384 ± 0.0417	0.0694 ± 0.0735	0.1116 ± 0.1264
FUC	S_1	0.1632 ± 0.0645	0.1704 ± 0.0754	0.1771 ± 0.0830
	S_2	0.1575 ± 0.0634	0.1645 ± 0.0748	0.1705 ± 0.0825
	S_M	0.1613 ± 0.0658	0.1685 ± 0.0772	0.1751 ± 0.0854
MLU	S_1	0.7098 ± 0.2487	0.8012 ± 0.2851	0.8783 ± 0.3121
	S_2	0.4968 ± 0.1196	0.5414 ± 0.1200	0.5915 ± 0.1688
	S_M	0.6109 ± 0.1727	0.6672 ± 0.1851	0.7437 ± 0.1744
SLU	S_1	18.2561 ± 7.8688	18.8407 ± 8.1042	19.3259 ± 8.0256
	S_2	16.9705 ± 7.1538	17.5202 ± 7.5959	17.9766 ± 7.6917
	S_M	17.6579 ± 7.7915	18.2952 ± 8.1842	18.7946 ± 8.2743
tempo (s)	S_M	100.0635 ± 43.0979	109.4836 ± 45.0956	116.1905 ± 46.1931

Tabela 4.4: Redes de 30 nós com grau médio por nó de 4

Medida de Desempenho	Método	Mínimo	Médio	Máximo
F_1	S_1	39696.0521 ± 6070.4359	40745.7863 ± 5607.0578	41859.3232 ± 6417.3579
	S_2	41873.4334 ± 7045.6788	42935.4570 ± 6675.5211	44242.8554 ± 7513.1998
	S_M	39902.5138 ± 6179.9744	40952.1248 ± 5681.8217	42069.7692 ± 6470.4523
F_2	S_1	$250786.7012 \pm 192838.1051$	$303026.5280 \pm 243102.2787$	$369427.3725 \pm 297080.5574$
	S_2	$108959.3700 \pm 16280.4097$	$111832.7483 \pm 15077.8618$	$114924.7763 \pm 15225.3332$
	S_M	$123782.6288 \pm 25939.2471$	$128348.0210 \pm 28030.6414$	$132746.8488 \pm 28910.3514$
RV_1	S_1			
	S_2	0.0455 ± 0.0249	0.0531 ± 0.0338	0.0595 ± 0.0385
	S_M	0.0040 ± 0.0011	0.0050 ± 0.0020	0.0067 ± 0.0036
RV_2	S_1	1.2083 ± 1.4817	1.6758 ± 1.8949	2.3121 ± 2.3497
	S_2			
	S_M	0.1141 ± 0.1020	0.1452 ± 0.1326	0.1766 ± 0.1662
FUC	S_1	0.3899 ± 0.0593	0.3948 ± 0.0586	0.4041 ± 0.0593
	S_2	0.3723 ± 0.0495	0.3770 ± 0.0491	0.3858 ± 0.0497
	S_M	0.3837 ± 0.0520	0.3881 ± 0.0516	0.3964 ± 0.0523
MLU	S_1	0.9567 ± 0.0885	0.9878 ± 0.0249	0.9995 ± 0.0017
	S_2	0.5608 ± 0.0772	0.5862 ± 0.1093	0.6272 ± 0.1585
	S_M	0.7422 ± 0.0672	0.7667 ± 0.0561	0.7944 ± 0.0355
SLU	S_1	53.0301 ± 10.2853	53.9988 ± 10.2154	55.0191 ± 10.7470
	S_2	49.9922 ± 7.1888	50.7573 ± 7.2701	51.7126 ± 7.5601
	S_M	51.8068 ± 8.6422	52.6563 ± 8.8547	53.5318 ± 9.3385
tempo (s)	S_M	802.1945 ± 1514.6602	1272.4010 ± 2431.9243	1739.1868 ± 3105.4204

Tabela 4.5: Resultados obtidos para a função F_1 na situação S_1 , para as 4 topologias de redes com 14 nós e grau médio por nó de 2.7

	Valores obtidos para F_1 na situação S_1 , para 5 experiências com diferentes matrizes de tráfego		
	Valor mínimo	Valor médio	Valor máximo
Topologia 0 (fig. A.1)	3821.6518	4310.3002	4739.1083
Topologia 1 (fig. A.2)	5206.4223	5705.7553	6014.5378
Topologia 2 (fig. A.3)	5477.6989	5832.2657	6278.5652
Topologia 4 (fig. A.4)	7511.4109	7821.0514	8256.3532
Agregação de resultados para as 4 topologias	5504.2960 ± 2421.4647	5917.3432 ± 2298.0084	6322.1411 ± 2313.5584

5 Conclusões e trabalho futuro

Neste trabalho desenvolveu-se e implementou-se um modelo de encaminhamento em redes MPLS com protecção dedicada. O modelo é de tipo bi-objectivo, sendo que as funções objectivo são a minimização do custo de encaminhamento e a minimização da concentração de tráfego. A exigência de protecção dedicada reflectiu-se no facto de se procurar atribuir a cada fluxo um par de caminhos disjuntos nos nós e, caso tal não seja possível, um par de caminhos disjuntos nos arcos. Os fluxos que, devido às características topológicas da rede, não possam ser alvo de protecção dedicada, não são considerados no problema.

O método de resolução implementado é baseado no Método Clássico das Restrições [8, 21], e apresentado em [16].

Concluiu-se que as funções são conflituosas. Tal comportamento era esperado visto que a minimização de F_1 tende a encaminhar o tráfego através dos arcos de menor custo, concentrando-o nestes. A minimização de F_2 tende a distribuir o tráfego de forma mais equilibrada, algo que pode significar a transferência de largura de banda de arcos com menor custo mas mais sobrecarregados para arcos com maior custo mas com uma percentagem de largura de banda ocupada menor.

Também como consequência do facto mencionado no parágrafo anterior, a minimização de F_2 está associada a uma diminuição do valor dos parâmetros de desempenho FUC , MLU e SLU . A minimização de F_1 , ao implicar um uso mais intensivo dos arcos, implica um valor mais elevado para estes parâmetros. A solução escolhida apresenta valores intermédios para os parâmetros de desempenho, constituindo assim um compromisso para os valores de F_1 e de F_2 . Este comportamento corresponde ao esperado.

A solução escolhida pelo algoritmo (S_M) pretende ser uma solução de compromisso entre as duas funções objectivo consideradas, isto é, entre o custo de transporte de largura de banda e o efeito global da utilização dos arcos. Tal como esperado, observa-se que esta solução apresenta valores intermédios para os parâmetros de desempenho em causa. As vantagens potenciais de tratar este problema de encaminhamento como um problema multiobjectivo,

em vez de considerar apenas um único objectivo, tornam-se claras.

Observou-se que, quanto maior fôr o número de nós e maior o grau médio por nó, maior será o tempo de execução, pois o número de variáveis do modelo aumenta com estes dois valores.

No âmbito do projecto com a PT Inovação, por razões de restrição comercial, pretende-se obter uma implementação do algoritmo de resolução do problema usando *software* de domínio livre (ex. *glpk*).

Antevendo um aumento muito substancial do tempo de execução com este tipo de *software*, face ao tempo de execução com o CPLEX, será necessário averiguar a possibilidade de obtenção de soluções aproximadas:

- Estudar o efeito da alteração de alguns parâmetros de execução do algoritmo para obter soluções sub-óptimas (em vez de soluções óptimas) para o problema mono-objectivo que é resolvido com o CPLEX.
- Formular heurísticas dedicadas para a resolução do problema.

6 Bibliografia

- [1] <http://www-01.ibm.com/software/commerce/optimization/cplex-cp-optimizer/index.html>.
- [2] <http://www.cc.gatech.edu/projects/gtitm/>.
- [3] E. Alba and J. F. Chicano. Evolutionary algorithms in telecommunications. *Electrotechnical Conference, 2006. MELECON 2006*, pages 795–798, 2006.
- [4] C. H. Antunes, J. Clímaco, J. Craveirinha, and C. Barrico. Multiple objective routing in integrated communication networks. *Proceedings of the 16th International Teletraffic Congress (ITC-16)*, 109(2):530–540, 1999.
- [5] J. C. N. Clímaco and J. M. F. Craveirinha. Multicriteria analysis in telecommunication network planning and design – problems and issues. *Multiple Criteria Decision Analysis: State of the Art Surveys*, 78:17–46, 2005.
- [6] J. C. N. Clímaco, J. M. F. Craveirinha, and M. M. B. Pascoal. An automated reference point-like approach for multicriteria shortest path problems. *Journal of Systems Science and Systems Engineering*, 15(3):314–329, 2006.
- [7] J. C. N. Clímaco, J. M. F. Craveirinha, and M. M. B. Pascoal. Multicriteria routing models in telecommunication networks - overview and a case study. *Advances in Multiple Criteria Decision Making and Human Systems Management: Knowledge and Wisdom*, pages 17–46, 2007.
- [8] J. L. Cohon. *Multiobjective Programming and Planning*. Academic Press, 1978.
- [9] J. Craveirinha, T. Gomes, M. Pascoal, and J. Clímaco. A stochastic bi-criteria approach for restorable QoS routing in MPLS. *Proceedings of the 10th International Conference on Telecommunication Systems, Modeling and Analysis (ICTSM 2011)*, 2011.

- [10] J. M. F. Craveirinha, J. C. N. Clímaco, T. Gomes, M. M. B. Pascoal, and L. M. R. A. Martins. Traffic splitting in MPLS networks - a hierarchical multicriteria approach. *Journal of Telecommunications and Information Technology*, 4:3–10, 2007.
- [11] M. Doar and I. M. Leslie. How bad is naive multicast routing? *Proceedings of INFOCOM*, 1:82 – 89, 1993.
- [12] S. C. Erbas and C. Erbas. A multiobjective off-line routing model for MPLS networks. *Proceedings of the 18th International Teletraffic Congress (ITC-18)*, pages 471–480, 2003.
- [13] B. Fortz and M. Thorup. Internet traffic engineering by optimizing OSPF weights. *Proceedings of the 19th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communication Societies (INFOCOM 2000)*, 2:519 – 528, 2003.
- [14] M.-L. Gan and S.-Y. Liew. Effective algorithms for finding optimum pairs of link-disjoint paths in $\alpha + 1$ path protection. *Telecommunication Systems*, pages 1–15, 2011.
- [15] R. Girão-Silva, J. Craveirinha, and J. Clímaco. Hierarchical multiobjective routing in MPLS networks with two service classes – a meta-heuristic solution. *Journal of Telecommunications and Information Technology*, 3:20–37, 2009.
- [16] R. Girão-Silva, J. Craveirinha, J. Clímaco, and M. E. Captivo. Multiobjective routing in multiservice MPLS networks with traffic splitting – Report on a network flow approach. Technical Report 2/2013, INESC-Coimbra, 2013.
- [17] R. Girão-Silva, J. Craveirinha, T. Gomes, L. Martins, J. Clímaco, and J. Campos. Encaminhamento multiobjectivo em redes MPLS com otimização global da rede – Relatório Preliminar. Technical Report 2, INESC-Coimbra/PT Inovação, 2014.
- [18] 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.
- [19] L. Martins, J. Craveirinha, and J. Clímaco. A new multiobjective dynamic routing method for multiservice networks: Modelling and performance. *Computational Management Science*, 3(3):225–244, 2006.

- [20] L. Martins, J. Craveirinha, J. Clímaco, and T. Gomes. On a bi-dimensional dynamic alternative routing method. *European Journal of Operational Research*, 166(3):828–842, 2005.
- [21] G. Mavrotas. Effective implementation of the ϵ -constraint method in multi-objective mathematical programming problems. *Applied Mathematics and Computation*, 2(213):455–465, 2009.
- [22] A. Messac, A. Ismail-Yahaya, and C. A. Mattson. The normalized normal constraint method for generating the Pareto frontier. *Structural and Multidisciplinary Optimization*, 25(2):86–98, 2003.
- [23] D. Mitra and K. G. Ramakrishnan. Techniques for traffic engineering of multiservice, multipriority networks. *Bell Labs Technical Journal*, 6(1):139–151, 2001.
- [24] S. Nesmachnow, H. Cancela, and E. Alba. Evolutionary algorithms applied to reliable communication network design. *Engineering Optimization*, 39(7):831–855, 2007.
- [25] D. D. Pestana and S. F. Velosa. *Introdução à Probabilidade e à Estatística*. Fundação Calouste Gulbenkian, 2002.
- [26] R. E. Steuer. *Multiple Criteria Optimization: Theory, Computation and Application*. John Wiley and Sons, 1985.
- [27] A. P. Wierzbicki and W. Burakowski. A conceptual framework for multiple-criteria routing in QoS IP networks. *International Transactions in Operational Research*, 18(3):377–399, 2011.
- [28] E. Zitzler and L. Thiele. Multiobjective evolutionary algorithms: A comparative case study and the Strength Pareto approach. *IEEE Transactions on Evolutionary Computation*, 3(4):257–271, 1999.

Apêndice A

Topologia das redes de 14 nós e grau médio por nó de 2.7

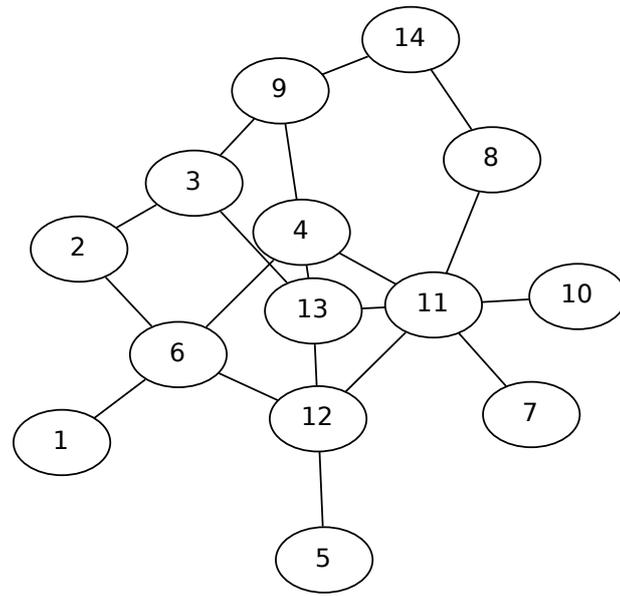


Figura A.1: Rede 0

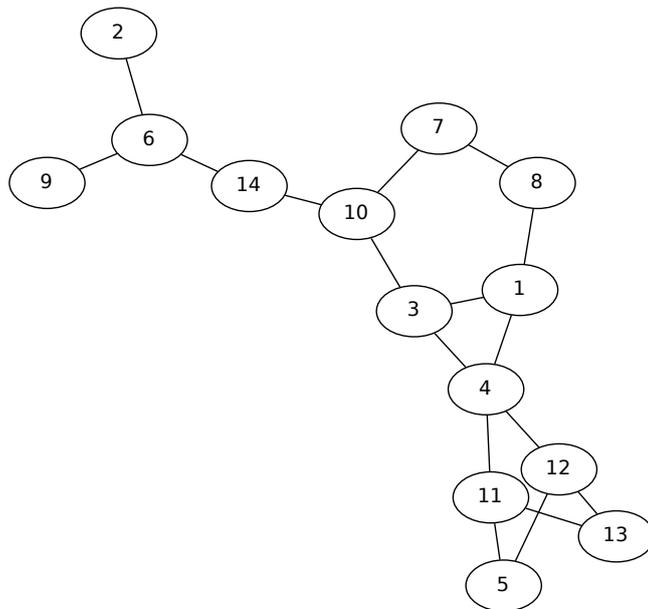


Figura A.2: Rede 1

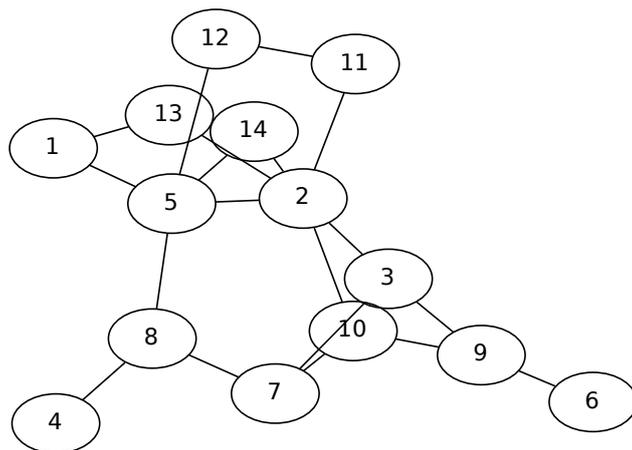


Figura A.3: Rede 2

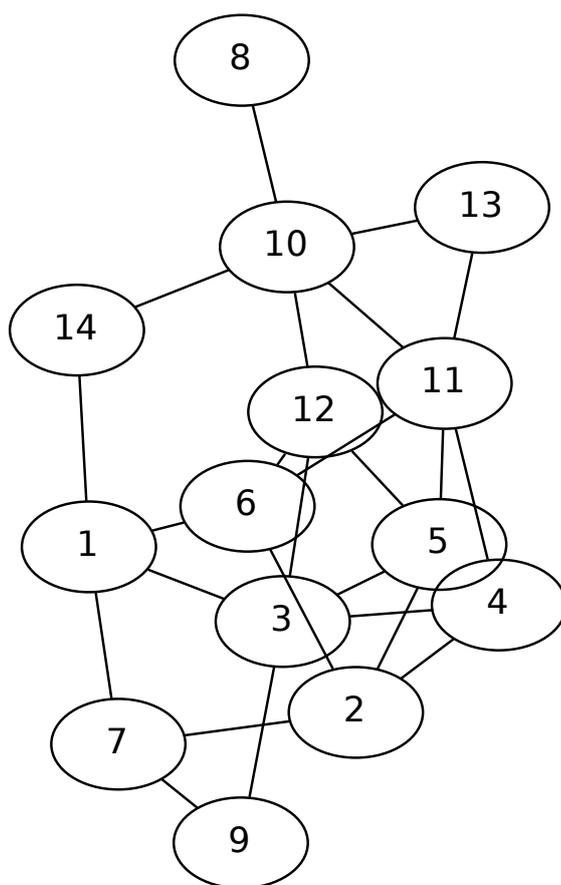


Figura A.4: Rede 4

Apêndice B

Topologia das redes de 14 nós e grau médio por nó de 4

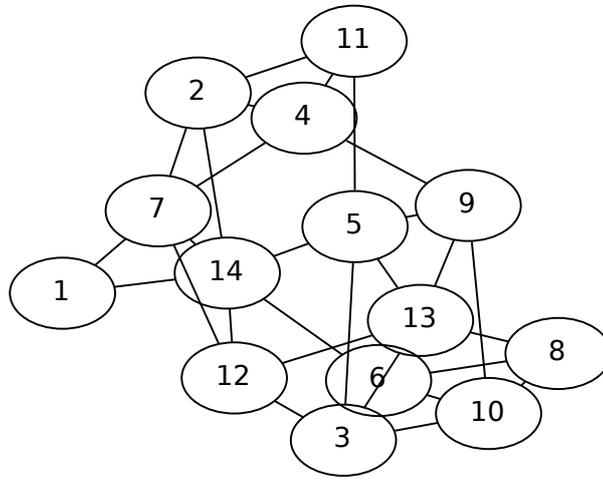


Figura B.1: Rede 1

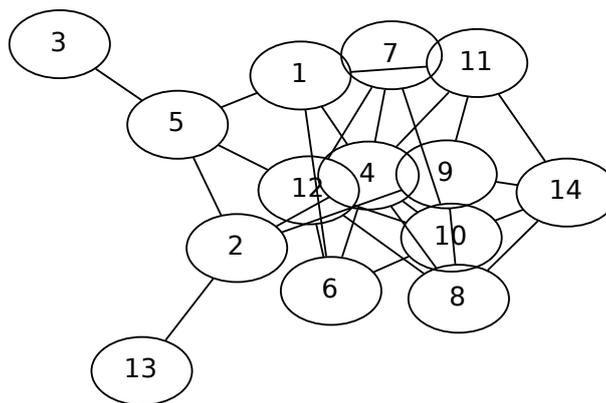


Figura B.2: Rede 2

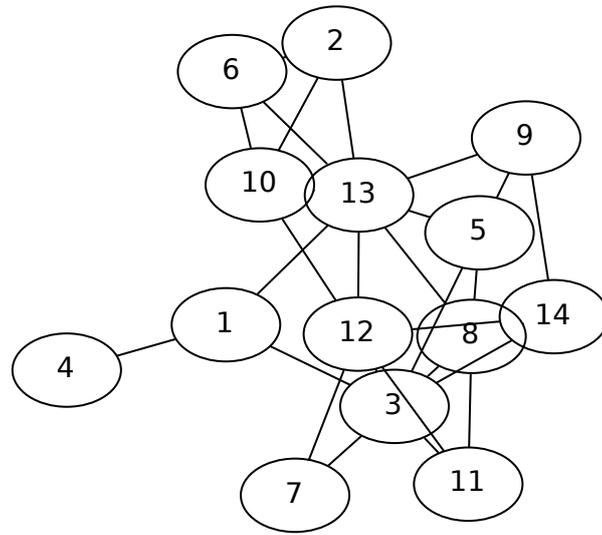


Figura B.3: Rede 3

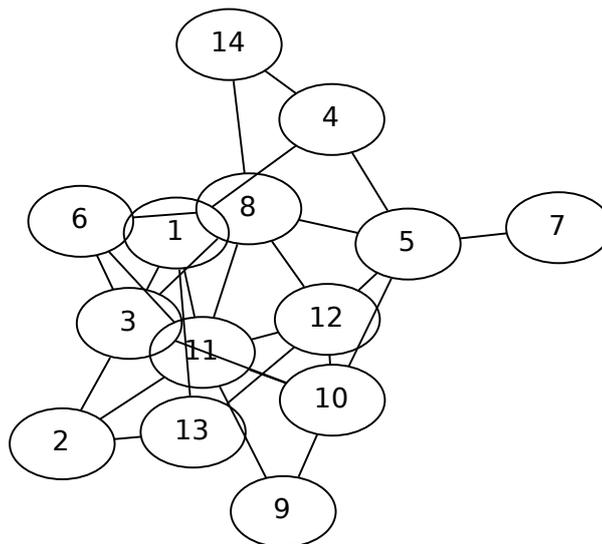


Figura B.4: Rede 4

Apêndice C

Topologia das redes de 30 nós e grau médio por nó de 2.7

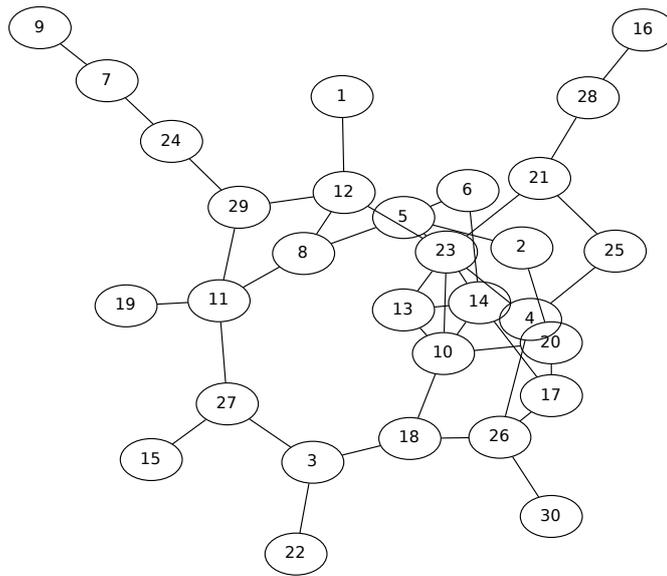


Figura C.1: Rede 0

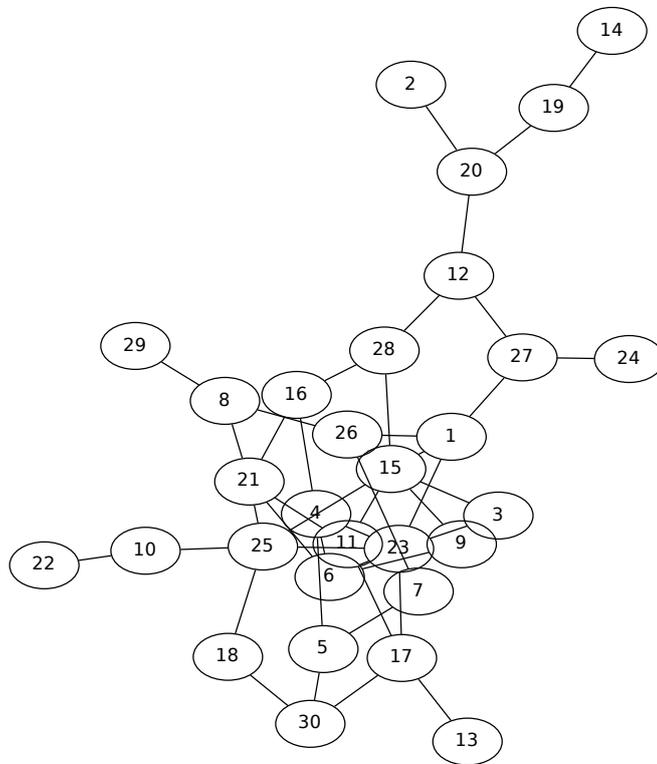


Figura C.2: Rede 1

Apêndice D

Topologia das redes de 30 nós e grau médio por nó de 4

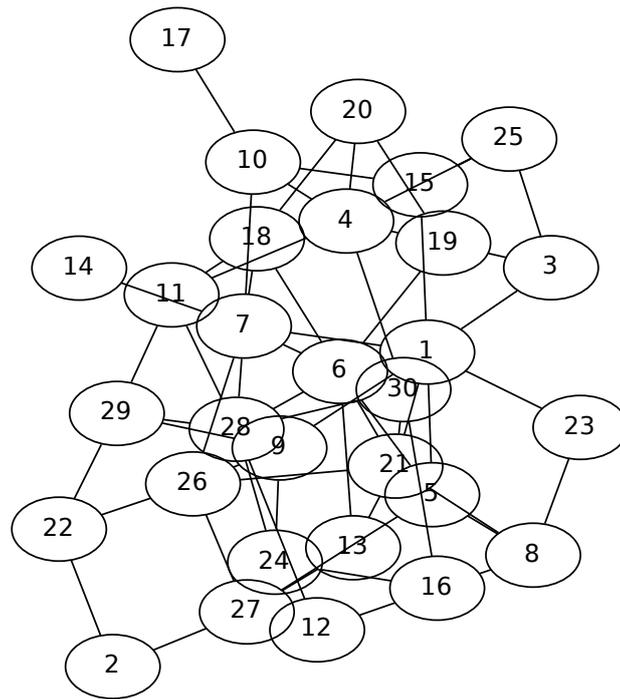


Figura D.1: Rede 1

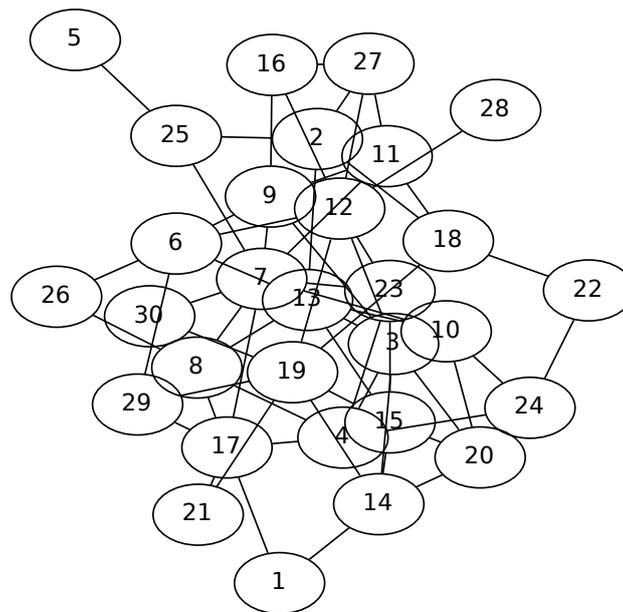


Figura D.2: Rede 2

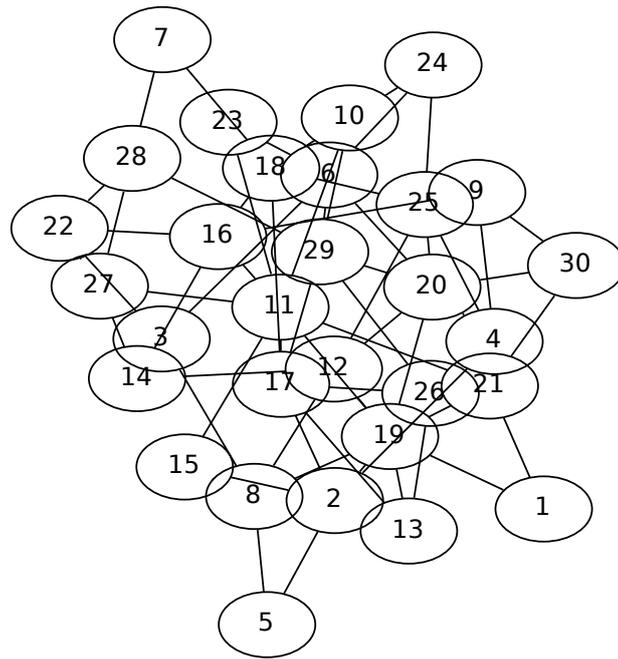


Figura D.3: Rede 3

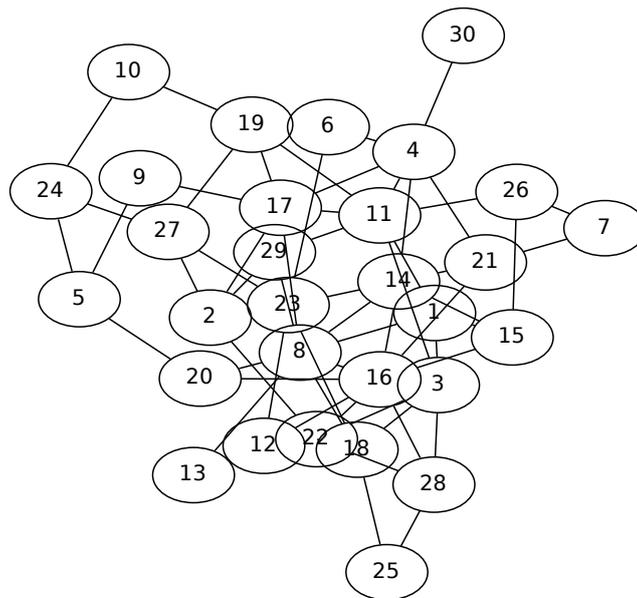


Figura D.4: Rede 4