

Formulação de um Método Multi-Objectivo de Encaminhamento Dinâmico do Tipo PSDR

by

Lúcia Martins

José Craveirinha

Teresa Gomes

C. Henggeler Antunes

INESC - COIMBRA

Research Report ET-N8-2
Janeiro 2001

Work supported by FCT, project PRAXIS/P/EEI/13219/1998, *Um estudo sobre encaminhamento dinâmico multi-objectivo e dependente do estado em redes multi-serviço*

Formulação de um Método Multi-Objectivo de Encaminhamento Dinâmico do Tipo PSDR

Lúcia Martins, José Craveirinha, Teresa Gomes, C. Henggeler Antunes

Departamento de Engenharia Electrotécnica,
Pólo II da Universidade de Coimbra,
Pinhal de Marrocos, 3030 COIMBRA, Portugal.

INESC-Coimbra, Rua Antero de Quental 199,
3000-033 COIMBRA, Portugal.

e-mail: lucia@dee.uc.pt, jcrav@dee.uc.pt, teresa@dee.uc.pt, ch@dee.uc.pt

Resumo

Pretende-se definir formalmente um método de encaminhamento dinâmico com controlo centralizado do tipo PSDR (Periodic State Dependent Routing). A presente formulação deste método, baseado num algoritmo de determinação de caminhos mais curtos multiobjectivo - MOLP (Multiple Objective Linear Programming) - actualiza, em cada centro de comutação existente numa rede com comutação por circuitos, o conjunto de caminhos alternativos válidos para um intervalo de tempo que tipicamente é da ordem dos 10s. Esta actualização é baseada em medidas de grau de serviço tais como atrasos, bloqueio, largura de banda disponível ou custos de transporte de uma chamada através da rede. Deste trabalho apresenta-se em primeiro lugar um modelo matemático de representação da rede e formulam-se aspectos essenciais do método de encaminhamento proposto, quer do ponto de vista da sua arquitectura global (controlo e gestão de encaminhamento), quer do ponto de vista do modelo MOLP e da forma como se calculam os coeficientes envolvidos nesse modelo, a partir de medidas efectuadas periodicamente na rede.

Palavras Chave: Encaminhamento dinâmico, PSDR, MOLP, custos implícitos, crono-séries.

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 tipos de encaminhamento dinâmico para redes com comutação por circuitos. Neste trabalho pretende-se fazer uma primeira formalização de um novo método de encaminhamento centralizado do tipo PSDR (Periodic State Dependent Routing) [1] baseado num modelo de determinação de caminhos mais curtos multiobjectivo [3].

Os algoritmos de encaminhamento tradicionais têm por objectivo calcular (de forma exacta ou aproximada) caminhos óptimos relativamente a uma métrica (ou a uma função que é uma combinação de diferentes métricas). Contudo em redes multiserviço existem múltiplos e por vezes conflituosos requisitos de QoS. Nestas condições pensamos que há vantagens em considerar o problema de encaminhamento sujeito a múltiplas restrições como um problema multi-critério no qual se pretende considerar explicitamente, no modelo matemático, duas ou mais funções objectivo que se pretendem maximizar/minimizar no sentido da teoria da programação multi-critério. É esta a base metodológica do método MOLP em [3] que está no cerne do presente método.

Nos métodos de encaminhamento centralizados existe um sistema único que centraliza o processo de selecção de caminhos e envia periodicamente, para cada centro de comutação, a informação de quais os melhores caminhos existentes para cada destino, de acordo com determinado critério de optimalidade. Por outro lado, a selecção dos caminhos é feita com base em medições de certos parâmetros (nomeadamente parâmetros de GoS) disponibilizadas pelos mesmos centros de comutação tais co-

mo ocupações nos feixes, atrasos, bloqueio, largura de banda disponível, etc. O intervalo de tempo entre duas actualizações sucessivas é tipicamente da ordem dos 10s. 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*. 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, por conseguinte os caminhos acabam por ser calculados, não a partir directamente das medições instantâneas feitas pelos centros de comutação, mas sim a partir de estimativas dos parâmetros pertinentes, que por sua vez são então baseadas em medições feitas anteriormente.

A selecção dos caminhos feita centralmente é aqui baseada num algoritmo de determinação de caminhos mais curtos multiobjectivo [2, 3] - MOLP (Multiple Objective Linear Programming). Os modelos de selecção de caminhos multiobjectivo consideraram explicitamente métricas distintas, como sejam atrasos, bloqueio, largura de banda disponível ou custos gerados pelo transporte de uma chamada através da rede [9]. Para cada métrica, requisitos de QoS (*Quality of Service*) podem ser expressos como restrições adicionais "leves" (i.e. não incorporadas explicitamente na formulação matemática do problema) nos valores das funções objectivo, em termos de limites requerido e aceitável, os quais definem regiões de preferência no espaço das funções objectivo. Estas regiões são então analisadas para determinar caminhos/soluções do problema multiobjectivo que representem compromissos aceitáveis face aos valores das funções objectivo e àqueles requisitos. Assim, o modelo multiobjectivo permite racionalizar a comparação entre as diferentes alternativas de encaminhamento de modo a obter soluções de compromisso face aos critérios conflituosos

envolvidos no cálculo de selecção dos caminhos. São, por conseguinte, métodos especialmente adaptados para redes multiserviço onde alguns serviços exigem que a escolha dos caminhos seja baseada em vários requisitos GoS. Por exemplo o vídeo, exige não só largura de banda disponível, mas também que os atrasos ao longo de cada caminho não ultrapassem um determinado valor.

O método de encaminhamento proposto será designado de MODR (Multiobjective Dynamic Routing).

Este relatório está organizado da seguinte forma. Na secção 2 é definido um modelo matemático de representação da rede e respectiva notação. Na secção 3 é formulado o método de encaminhamento proposto, em termos da arquitectura do sistema de encaminhamento nas suas componentes de sistema de controlo/gestão de encaminhamento em tempo real e sistema de gestão de encaminhamento (secção 3.1); sistema de medições e cálculo dos parâmetros do modelo multiobjectivo (secção 3.2) e autómato de cálculo dos caminhos no método MODR, com base num algoritmo de cálculo de caminhos mais curtos bi-objectivo.

2 Representação da Rede. Notação

Definição 2.1 *Seja $N = (V, L)$ o grafo representativo da rede tal que :*

- V é o conjunto finito de elementos que se designam por nós (centros de comunicação)

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

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

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

em que \mathbb{N} é o conjunto dos números inteiros e C_k representa a capacidade do feixe l_k .

Nota: C_k representa um múltiplo inteiro da capacidade básica de transmissão (exe: $C_k * 64Kbit/s$).

Definição 2.2 Seja F o conjunto de fluxos de tráfego ponto-a-ponto existentes na rede N

$$F = \{PP_{f_1}(t), PP_{f_2}(t), \dots, PP_{f_{|F|}}(t)\}$$

descritos em geral pelos processos estocásticos pontuais

$$\{PP_f(t), t > 0 : f = (\gamma, v_s, v_t), \quad v_s \neq v_t, \quad v_s, v_t \in V, \quad A_{pp}(f) \neq 0\}$$

em que $A_{pp}(f)$ é a média de tráfego (em Erlangs) oferecido pelo fluxo f à rede e γ , designado por **caracterizador de tráfego**, inclui todas as características de conexão necessárias para representar, em termos de engenharia de teletráfego, cada tipo de serviço em ambiente RDIS entre o nó v_s e o nó v_t .

Definição 2.3 O caminho $r(f)$ para o fluxo de tráfego $f = (\gamma, v_s, v_t)$ é uma sequência de arcos $\{l_k = (v_i, v_j)\}$ adjacentes tais que $l_1 = (v_s, v_i)$ e $l_{|p(f)|} = (v_j, v_t)$ não podendo haver repetições de nós (excepto em arcos adjacentes).

Definição 2.4 Seja $R_t(f)$ o plano de encaminhamento, no instante t , para o fluxo de tráfego f existente na rede N

$$R_t(f) = \{r^1(f), r^2(f), \dots, r^n(f)\}, \quad r(f) \subset L, n \in \mathbb{N} \wedge n > 0\}$$

em que $r^i(f)$ é o caminho de i ésima escolha definido para o fluxo f no instante t , pelo algoritmo de encaminhamento; n corresponde ao número de caminhos possíveis para esse fluxo.

Definição 2.5 Seja \mathcal{R}_t o plano de encaminhamento definido para a rede N no instante t :

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

Definição 2.6 Seja $D(f)$ o domínio de encaminhamento para o fluxo f :

$$D(f) = \{r | \forall t \geq 0, \exists r^i(f) \in R_t(f), r \supseteq r^i(f)$$

$$\wedge r \text{ satisfaz o princípio de encaminhamento}^{(a)}\}$$

D_R é o domínio de encaminhamento definido para a rede N (para todos os fluxos):

$$D_R = \{D(f_1), D(f_2), \dots, D(f_{|F|})\}$$

^(a) p.ex: caminhos directos ou caminhos alternativos no máximo com dois arcos.

3 Formulação do Modelo

Pretende-se desenvolver um novo método de encaminhamento dinâmico, do tipo PSDR (Periodic State Dependent Routing) (o princípio PSDR está descrito na contribuição D.42 (1997) do grupo 2 - ITU-T). 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.

O método MODR, baseado numa variante do algoritmo de determinação do caminho mais curto multi-objectivo apresentado em [2], o qual será abordado na secção 3.3, providencia r caminhos alternativos, correspondentes a r soluções de compromisso a primeira das quais é sempre não dominada, em função da actualização periódica de medidas de grau de serviço na rede (bloqueios, atrasos ou largura de

banda disponíveis) sendo conhecidas estimativas dos custos associados ao transporte de uma chamada na rede.

3.1 Arquitectura do Sistema de Encaminhamento

Este método de encaminhamento, sendo do tipo centralizado, pressupõe a existência de um Sistema Gestor capaz de actuar sobre cada nó da rede e alterar-lhe as tabelas de encaminhamento. Estas tabelas são então determinadas centralmente, 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 de 10s . 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 [7].

O **Sistema de Encaminhamento**, que assegura a gestão e controlo de encaminhamento deverá ser constituído pelos seguintes sub-sistemas:

- **Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS**, onde são guardadas as medições feitas pelos centros de comutação e são estimados, a partir destas, os valores que deverão ser comunicados ao sub-sistema de Cálculo dos Caminhos;
- **Gestão de Encaminhamento em Tempo Real**, que determina o controlo de encaminhamento de tráfego em tempo-real. É constituído pelos seguintes módulos:
 - **Cálculo dos Caminhos**, que por sua vez é constituído por:
 - * **Autómato de Escolha de R-caminhos Alternativos**, baseado num algoritmo de cálculo de caminhos mais curtos multiobjectivo, apresentado na secção 3.3;

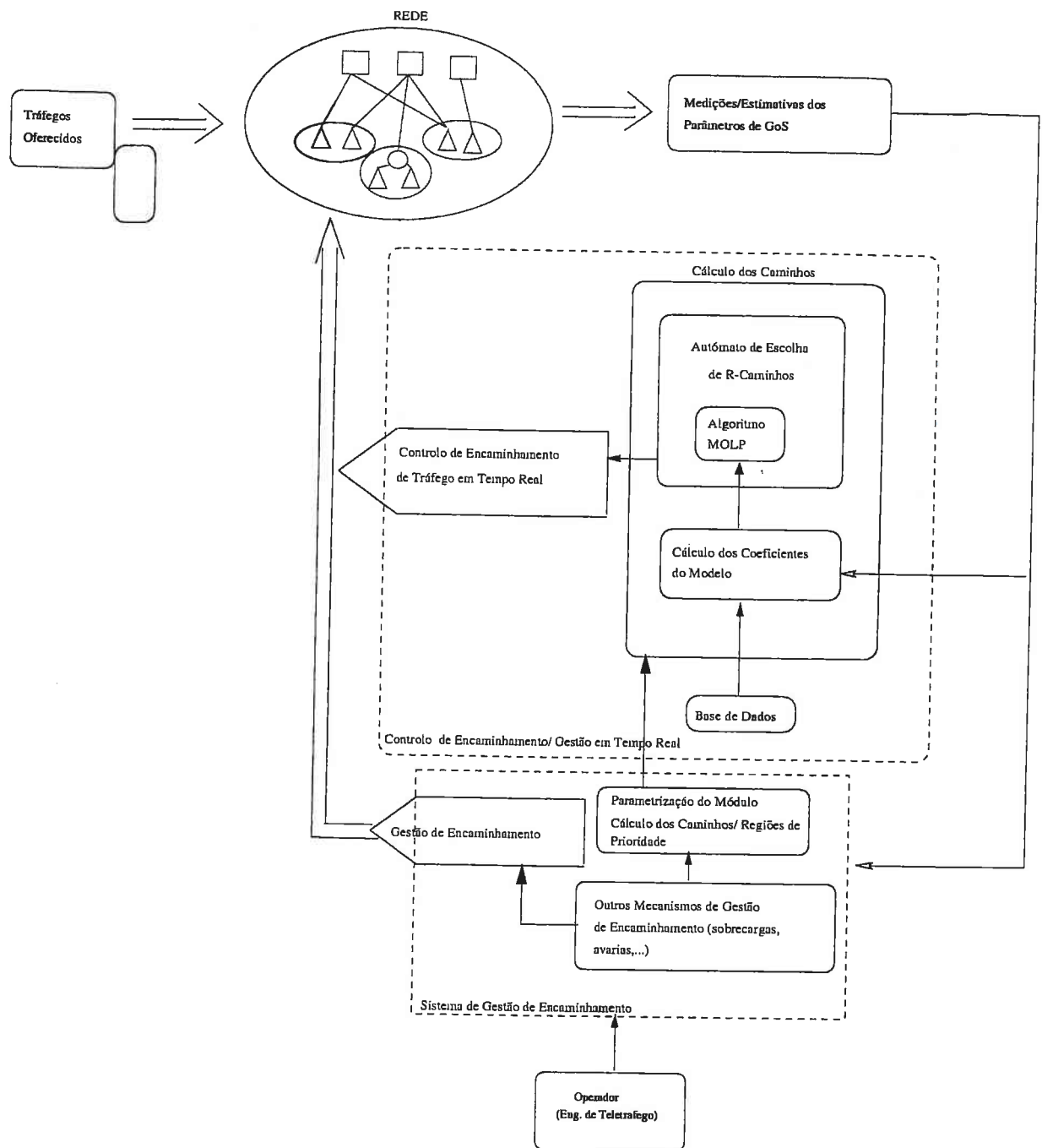


Figura 1: Arquitectura do Sistema de Encaminhamento

- * **Cálculo dos Coeficientes do Modelo**, que calcula, a partir dos valores fornecidos pelo módulo de medições/estimativas dos parâmetros de GoS e de dados (p. ex. sobre restrições "suaves") provenientes do sub-módulo de parametrização do módulo de cálculo dos caminhos (pertencente ao sistema de gestão de encaminhamento), todos os coeficientes do modelo multiobjectivo;
- **Base de Dados**, onde é mantida a informação sobre a constituição da rede em termos de nós e arcos (e suas capacidades) existentes, necessária para o funcionamento do módulo Cálculo dos Caminhos¹;
- **Sistema de Gestão de Encaminhamento**, responsável pela gestão do encaminhamento a médio prazo (a definir melhor posteriormente). Deverá incluir:
 - **parametrização do módulo Cálculo dos Caminhos** - que permite nomeadamente:
 - * 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 sobrecargas e avarias);
 - * alterações eventuais no período de actualização dos caminhos ou no período de actualização de estimativas (período de estimação).
 - **Outros Mecanismos de Gestão** - módulo que poderá incluir sub-sistemas de:

¹Nomeadamente para o cálculo de a em (51) é necessário conhecer o total de feixes existentes na rede

- * reconfiguração da rede de transporte de modo a responder a sobrecargas ou a avarias;
- * re-dimensionamento da rede em função de alterações dos padrões de tráfego;
- * especificação de mecanismos de protecção de serviços tais como reserva de junções.

Na figura 1 está representado o sistema de encaminhamento em termos da sua constituição e fluxos de informação envolvidos. De notar que o Sistema de Gestão de Encaminhamento deverá actuar numa escala de tempo macro quando comparada com a do Sistema Gestão de Encaminhamento em Tempo Real.

3.2 Módulo de Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS

As medições, recolhidas neste sub-sistema 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.

Definição 3.1 *Seja T o período de actualização de caminhos e τ o período de actualização de estimativas de parâmetros de GoS (período de estimação).*

Definição 3.2 *Seja $X_r(i)$ um estimador do valor médio do tráfego transportado no caminho $r \in D(f)$ 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 , $N_r^j(f)$, se mantiver constante e se J_i for o número de vezes em que varia o número de chamadas em curso no caminho r em $[(i-1)\tau, i\tau[$, então consideraremos:*

$$X_r(i) = \frac{\sum_{j=0}^{J_i} N_r^j(f) \Delta t_j}{\tau} \quad (1)$$

Definição 3.3 Seja $Y_k(i)$ um estimador do valor médio do tráfego transportado no arco l_k no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$. Então, analogamente, se $N_k^{j'}$ for o número de chamadas em curso no arco l_k em $\Delta t_{j'} = [(j'-1)\Delta t_{j'}, j'\Delta t_{j'}[$, sub-intervalo de duração 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:

$$Y_k(i) = \frac{\sum_{j'=0}^{J'_i} N_k^{j'} \Delta t_{j'}}{\tau} \quad (2)$$

Definição 3.4 Seja $B_k(i)$ um estimador do valor médio do bloqueio no arco l_k no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$. Então, se $N_{k_{per}}^\tau$ for o número de chamadas perdidas e N_k^τ o número total de chamadas tentadas, através do arco l_k , no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$:

$$B_k(i) = \frac{N_{k_{per}}^\tau}{N_k^\tau} \quad (3)$$

Definição 3.5 Seja $Z_k(i)$ um estimador do valor médio do tráfego oferecido ao arco l_k no intervalo de tempo $[(i-1)\tau, i\tau[$:

$$Z_k(i) = \frac{Y_k(i)}{(1 - B_k(i))} \quad (4)$$

Seja agora $x_r(n)$ uma estimativa do tráfego transportado no caminho $r \in D(f)$, $y_k(n)$ uma estimativa do tráfego transportado no arco l_k , $\beta_k(n)$ uma estimativa do bloqueio médio no arco l_k e $z_k(n)$ uma estimativa para o tráfego médio oferecido ao

arco l_k no intervalo de tempo $[(n-1)T, nT[$ onde T é o período de recalculo dos caminhos ponto-a-ponto.

Vejamos como obter estas estimativas a partir dos valores de tráfego medidos em intervalos de tempo anteriores. A análise que se segue é feita para $x_r(n)$ mas é válida para todas as estimativas referidas anteriormente.

A estimativa $y_k(n)$, no entanto, para o caso do encaminhamento fixo, pode também calcular-se a partir de $x_r(n)$, conhecendo-se o plano de encaminhamento para a rede \mathcal{R}_t , dado que se verifica a relação:

$$y_k(n) = \sum_{r: l_k \in r} x_r(n) \quad (5)$$

Também $z_k(n)$ se pode calcular a partir de:

$$z_k(n) = \frac{y_k(n)}{(1 - \beta_k(n))} \quad (6)$$

3.2.1 Modelo de estimativa de $x_r(n)$

1º caso Se $\tau = T$ aplica-se a crono-série de médias móveis de 1ª ordem proposta em [9]:

$$x_r(n+1) = (1-b)x_r(n) + bX_r(n) \quad (7)$$

2º caso Se $\tau < T$ tem-se $\{X_r(i), i = 1, \dots, m\}$ em que $m = \text{int}(\frac{T}{\tau})$ medidas em sub-intervalos $[(i-1)\tau, i\tau[$ de $[(n-1)T, nT[$.

Então,

$$\tilde{X}_r(n) = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m X_r(i) \quad (8)$$

e vem,

$$x_r(n+1) = (1-b)x_r(n) + b\tilde{X}_r(n) \quad (9)$$

3º caso Se $\tau > T$ (não desejável!) vem:

$$x_r(n+1) = x_r(n) \quad (10)$$

a não ser que $\exists m \in \mathbb{N} : m\tau \in [(n-1)T, nT[$ em que $x_r(n+1)$ é dado por (7) com $X_r(m)$ em vez de $X_r(n)$.

3.2.2 Modelo de estimativa de $y_k(n)$

O modelo de estimativa de $y_r(n)$ é em tudo análogo ao já exposto na secção anterior para $x_r(n)$:

1º caso Se $\tau = T$ aplica-se a crono-série proposta em [9]:

$$y_k(n+1) = (1-b')y_k(n) + b'Y_k(n) \quad (11)$$

2º caso Se $\tau < T$ tem-se $\{Y_k(i), i = 1, \dots, m\}$ em que $m = \text{int}(\frac{T}{\tau})$ medidas em sub-intervalos $[(i-1)\tau, i\tau[$ de $[(n-1)T, nT[$.

Então,

$$\tilde{Y}_k(n) = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m Y_k(i) \quad (12)$$

e vem,

$$y_k(n+1) = (1-b')y_k(n) + b'\tilde{Y}_k(n) \quad (13)$$

3º caso Se $\tau > T$ (não desejável!) vem:

$$y_k(n+1) = y_k(n) \quad (14)$$

a não ser que $\exists m \in \mathbb{N} : m\tau \in [(n-1)T, nT[$ em que $y_k(n+1)$ é dado por (11) com $Y_k(m)$ em vez de $Y_k(n)$.

3.2.3 Modelo de estimativa de $\beta_k(n)$

Este modelo de estimativa de $\beta_k(n)$ resume-se a apenas um caso em que se aplica a crono-série já referida:

$$\beta_k(n+1) = (1 - b'')\beta_k(n) + b''\mathcal{B}_k(n) \quad (15)$$

Em que $\mathcal{B}_k(n)$ é o estimador do valor médio do bloqueio no arco l_k no intervalo de tempo $[(n-1)T, nT[$.

3.3 Cálculo dos Caminhos

No que se segue, o objectivo é determinar \mathcal{R}_t , de acordo com certo critério de optimalidade, para uma determinada disponibilidade dos recursos existentes na rede.

3.3.1 Autómato de Escolha de R-Caminhos Alternativos

A determinação dos caminhos, numa rede de comutação por circuitos com integração de serviços, é aqui considerado como um problema de caminhos mais curtos com objectivos múltiplos. Assim, diferentes métricas tais como o atraso, o bloqueio, os custos ou a largura de banda, essenciais para garantir os diferentes requisitos de qualidade de serviço (QoS - Quality of Service), são introduzidas explicitamente nos modelos matemáticos como funções objectivo a otimizar.

Definição 3.6 *Seja d_k uma métrica para o arco $l_k \equiv (v_i, v_j)$. Para qualquer caminho r (com $r \equiv r^1(f)$) diz-se que a métrica d é [13]:*

- *aditiva se*

$$d(r) = \sum_{l_k: l_k \in r} d_k \quad (16)$$

- *multiplicativa se*

$$d(r) = \prod_{l_k: l_k \in r} d_k \quad (17)$$

- *côncava se*

$$d(r) = \min_{l_k: l_k \in r} d_k \quad (18)$$

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:

$$d(r) = 1 - \prod_{l_k: l_k \in r} (1 - d_k) \quad (19)$$

admitindo independência estatística nos bloqueios nos arcos $B_k \equiv d_k$. Pode ainda transforma-se, primeiro numa métrica multiplicativa correspondente à probabilidade de não bloqueio:

$$1 - d(r) = \prod_{l_k: l_k \in r} (1 - d_k) \quad (20)$$

depois, aplicando logaritmos, numa métrica aditiva:

$$\begin{aligned} \log(1 - d(r)) &= \log \left(\prod_{l_k: l_k \in r} (1 - d_k) \right) \\ \log(1 - d(r)) &= \sum_{l_k: l_k \in r} \log(1 - d_k) \end{aligned} \quad (21)$$

Caso 1 - Formulação Mono-objectivo

Vamos rever em primeiro lugar o problema clássico de encaminhamento mono-objectivo para o caso do encaminhamento fixo sem transbordo o que corresponde a considerar que existe apenas um caminho a interligar cada par de nós origem-destino (O-D) ou seja:

$$\forall f = (\gamma, v_s, v_t), R_t(f) = \{r^1(f)\}$$

Começaremos por considerar uma formulação simplificada do problema, só com uma função objectivo, onde a única métrica usada é o custo associado a cada arco, em termos de bloqueio, de se estabelecer uma comunicação através da rede.

O problema reduz-se então a encontrar o óptimo de uma função objectivo que vai corresponder ao único caminho a estabelecer entre cada par de nós. Esse caminho será então o mais curto, i. e. o de menor custo:

$$\min z = \sum_{l_k=(v_i,v_j) \in L} c_k x_{ij} \quad (22)$$

s.a.

$$\begin{aligned} \sum_{v_j \in V} x_{sj} &= 1 \\ \sum_{v_i \in V} x_{ij} - \sum_{v_q \in V} x_{jq} &= 0 \\ \sum_{v_i \in V} x_{it} &= 1 \\ x_{ij} &= 0, 1 \quad \forall l_k = (v_i, v_j) \in L \end{aligned} \quad (23)$$

(Nota : Se $l_k = (v_i, v_j) \notin L$ x_{ij} é sempre 0)

Em que x_{ij} é 1 se o arco que interliga o nó v_i com o nó v_j pertencer ao caminho entre v_s e v_t e é 0 se não pertencer. Por outro lado c_k é o custo associado ao mesmo arco l_k e ao fluxo $f = (\gamma, v_s, v_t)$. Este custo será considerado como o custo implícito definido por Kelly em [9] e será revisto no que se segue.

A solução encontrada para este problema ou é o caminho óptimo, no sentido de ser o melhor caminho existente, ou é um conjunto de soluções que são caminhos óptimos alternativos. Neste último caso escolher-se-á apenas um deles.

Este problema é um problema típico de caminho mais curto e tem uma solução óptima dada por exemplo pelo algoritmo de Dijkstra.

Caso 2 - Formulação Multiobjectivo com Encaminhamento Fixo

Vamos agora considerar o tipo de aproximação multiobjectivo que está na base do MODR, supondo ainda que temos encaminhamento fixo sem transbordo.

Neste caso vamos considerar que temos duas métricas: os custos implícitos referidos no caso anterior e o bloqueio. Os custos são uma métrica aditiva mas, tal como já foi referido, o bloqueio não o é, embora (21), que corresponde à probabilidade de não bloqueio, o seja. Então ao utilizarmos esta métrica o objectivo deverá ser

$$\max_{l_k \in L} \log(1 - d(r)) = \max_{l_k \in L} \sum_{l_k: l_k \in r} \log(1 - d_k) \quad (24)$$

o que corresponde a minimizar

$$\min_{l_k \in L} -\log(1 - d(r)) = \min_{l_k \in L} \sum_{l_k: l_k \in r} -\log(1 - d_k) \quad (25)$$

Por outro lado, ao considerarmos duas métricas estamos a considerar que o valor de um caminho r é um vector de dimensão 2: $d(r) = (d(r)^1, d(r)^2)$ em que $d(r)^i = \sum_{l_k \in r} d_k^i$, dado que as métricas são aditivas.

Então o problema reduz-se a ter duas funções objectivo:

$$\min z^n = \sum_{l_k \in L} C_k^n x_{ij} \quad n = 1, 2 \quad (26)$$

em que as restrições são as (23) já referidas e $C_k^1 = c_k$ e $C_k^2 = -\log(1 - B_k)$ em que B_k é o bloqueio no arco k . Este é um problema de caminho mais curto multiobjectivo.

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

Definição 3.7 Caminho (solução) não dominado é um caminho admissível para o qual não existe nenhum outro que melhore o valor de uma das funções objectivo sem

piorar pelo menos o valor de uma das outras. Ou seja, o caminho $r'(f) \in D(f)$, em que $D(f)$ é o domínio de encaminhamento para o fluxo f , é não dominado sse:

$$\forall r \in D(f), \quad (d(r)^1, d(r)^2, \dots, v(r)^k) \leq (d(r')^1, d(r')^2, \dots, v(r')^k) \Rightarrow \\ (d(r)^1, d(r)^2, \dots, v(r)^k) = (d(r')^1, d(r')^2, \dots, v(r')^k)$$

Seja Z o conjunto de todas as soluções não dominadas.

De salientar que o modelo de encaminhamento assim definido procurará encontrar soluções de compromisso (as soluções não dominadas) entre os vários objectivos de QoS, eventualmente conflituosos, introduzidos explicitamente através das funções objectivo a otimizar.

As soluções para este problema podem ser encontradas otimizando uma função escalar que é uma combinação convexa, neste caso das duas funções objectivo, em que os custos associados a cada arco são uma soma pesada não-negativa dos custos correspondentes a cada uma das métricas:

$$\min z = \sum_{l_k \in L} C_k x_{ij} \quad (27)$$

em que as restrições são, mais uma vez, (23) e $C_k = \sum_{i=1}^2 \varepsilon_i C_k^i$ em que $\varepsilon = (\varepsilon_1, \varepsilon_2) \in \Upsilon = \{\varepsilon : \varepsilon_i \geq 0, i = 1, 2; \sum_{i=1}^2 \varepsilon_i = 1\}$. De salientar que sempre que existam óptimos alternativos com algum $\varepsilon_i = 0$ (em particular temos os casos dos óptimos de cada função objectivo), podem ser encontradas solução que não são estritamente não dominadas. Neste caso (bi-objectivo) determinam-se todos os óptimos alternativos e procura-se, entre eles, uma solução não dominada utilizando, para isso o valor da outra função objectivo associado a cada uma dessas soluções. Outra forma de evitar encontrar essas solução que não são não dominadas, é usar, em vez de zero, um valor pequeno não-arquimediano na soma pesada das funções objectivo.

Definição 3.8 *Seja z uma solução não dominada. Se z pertencer à fronteira do invólucro convexo de $Z \oplus \{z \in \mathbb{R}^i | z \geq 0\}$ (em que \oplus representa a adição de conjuntos) então z é uma solução não dominada suportada. Caso contrário, z é uma solução não dominada não suportada.*

Definição 3.9 *Seja r um caminho em Z uma solução não dominada suportada. Se r não puder ser expressa como uma combinação convexa de outras soluções suportadas então r é um ponto extremo (ou vértice). Por conseguintes, r é uma solução vértice sse*

$$\exists \alpha_k, k = 1, \dots, K \ni \sum_{k=1}^K \alpha_k d(r)^k < \sum_{k=1}^K \alpha_k d(w)^k, \quad \forall w \in Z \ni w \neq r$$

Optimizando a função escalar(27) apenas são encontradas soluções não dominadas suportadas. No entanto podem existir soluções não dominadas, que são dominadas por uma combinação linear de soluções vértice e que estão localizadas no interior do envólucro convexo. Diz-se que estas soluções, ditas não-dominadas não-suportadas, pertencem a desníveis de dualidade que resultam da natureza discreta do problema.

No entanto, a utilização do algoritmo dos k -caminhos mais curtos [6] aplicado a uma função objectivo que é uma soma ponderada das funções objectivo originais, permite-nos obter as soluções não dominadas suportadas e não suportadas.

Apesar desta aproximação a problemas de caminho mais curto multiobjectivo ser indicada para implementações interactivas em que o Agente de Decisão (AD) guia o processo de pesquisa de soluções não dominadas, pretende-se, neste contexto, fazer o cálculo de soluções de forma automática, sendo certas preferências do AD (ou seja certos requisitos de QoS pretendidos) incluídas à priori no modelo como restrições adicionais “leves”, i.e., não incorporadas directamente na formulação

matemática do problema. Assim, são definidos, para os valores das funções objectivo associadas a cada métrica, limites 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 (caminhos possíveis) que satisfaçam estas restrições adicionais.

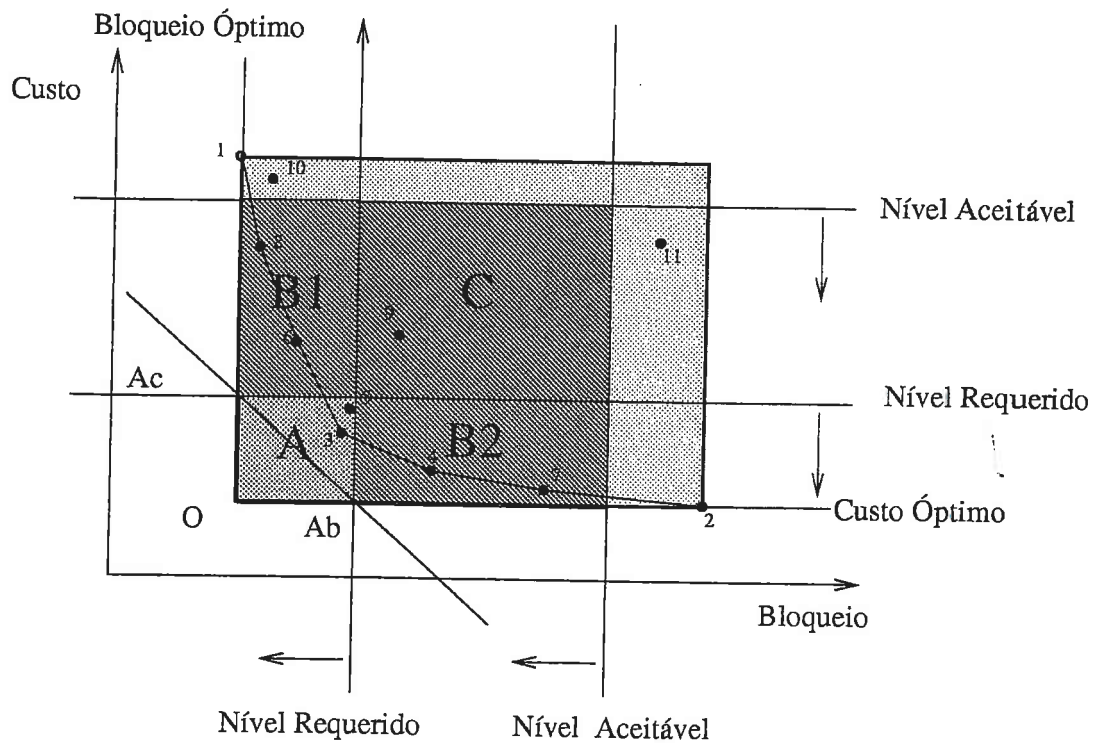


Figura 2: Requisitos de QoS usados para definir regiões de prioridade

Tal como se pode observar na figura 2 foram definidas 4 regiões de diferentes prioridades sendo a região A a mais prioritária. As regiões B1 e B2, neste contexto, são de igual prioridade, dado que não se dá preferência a nenhuma das métricas. Claro que se poderia considerar uma das regiões B1, B2 mais prioritária do que a outra dando preferência, para este efeito a uma das métricas. Finalmente a região C é a menos prioritária.

As soluções 1 e 2 são as soluções não dominadas que minimizam o bloqueio e o custo respectivamente. As soluções 8, 3, 4 e 7 são as outras soluções vértice não dominadas suportadas. As solução 5 e 9 são soluções dominadas pela solução 3. As soluções 10 e 11 são soluções dominadas (a 10 pela solução 8 e a 11 pelas outras todas excepto 1,2 e 10) que estão fora do espaço das soluções admitidas pelo Agente de Decisão. A solução 6 apesar de pertencer à fronteira do invólucro convexo, não é uma solução vértice. De notar que as soluções estão numeradas de acordo com a ordem por que foram encontradas e que é estabelecida pela direcção de pesquisa (perpendicular à recta da figura que passa pelos pontos A_c e A_b). A solução O - solução ideal - é a que deveria otimizar todas as funções objectivo simultaneamente e não é exequível sempre que as funções objectivo sejam conflituosas.

O autómato de escolha do caminho 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_{acc} ($M_{req} < M_{acc}$) para cada função objectivo.
2. Determinam-se as soluções não dominadas que optimizam cada função objectivo usando, para isso, o algoritmo já referido de determinação dos k -caminhos mais curtos (podia ser simplesmente através do algoritmo de Dijkstra). Estes valores definem os limites do espaço das soluções não dominadas. Os valores requeridos M_{req} e aceitáveis M_{acc} definidos anteriormente, em condições normais de funcionamento da rede, permitem definir 4 regiões de prioridade neste espaço.
3. Constrói-se a função soma ponderada (27) em que $\varepsilon_1 = \varepsilon_2 = 0.5$ definindo assim a direcção de pesquisa aproximadamente a 45° , pretendendo-se com

isto não dar preferência a nenhuma das duas funções objectivo em termos da pesquisa de possíveis soluções. A direcção de pesquisa que é imposta pelos pesos traduz a relação de precedência atribuída na pesquisa a cada uma das métricas envolvidas.

4. Utiliza-se um algoritmo extremamente eficiente para determinação dos k -caminhos mais curtos proposto em [10] aplicado à função soma ponderada construída. Os caminhos (soluções não dominadas) vão sendo encontrados de acordo com a direcção de pesquisa referida antes.
5. A solução pretendida (estamos a considerar o caso de se ter encaminhamento fixo) é a primeira que for encontrada na região de maior prioridade. Para isso é necessário garantir que as regiões, de prioridade superiores àquela onde a solução foi encontrada, foram completamente pesquisadas.
6. Num ambiente de encaminhamento dinâmico, e para cada par O-D, os valores dos coeficientes das funções objectivo vão sendo sucessivamente actualizados de acordo com o estado da rede. Essa actualização é feita via sub-sistema de Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS e do módulo Cálculo dos Coeficientes do Modelo.

O algoritmo para determinação dos k -caminhos mais curtos é então aplicado à função soma ponderada construída a partir das funções objectivo actualizadas em sucessivos períodos de duração T e dos pesos definidos inicialmente para a rede. É de salientar ainda que, neste ambiente, os limites das regiões são sucessivamente redefinidos podendo ou não conter as regiões de prioridade típicas referidas antes. Em situações anormais de funcionamento da rede, é natural que não contenha as referidas regiões. Neste caso a solução escolhida

é simplesmente a primeira a ser encontrada.

Caso 3 - Formulação Multiobjectivo com Encaminhamento Alternativo

Vamos considerar, neste caso, que temos encaminhamento alternativo com um número total de caminhos $R = 2$:

$$\forall f = (\gamma, v_s, v_t), R_t(f) = \{r^1(f), r^2(f)\}$$

Este caso é em tudo análogo ao anterior com duas excepções:

- Na selecção final das duas soluções podendo a segunda solução seleccionada ser dominada;
- Nos custos c_k que agora passam a ser os custos implícitos usados em encaminhamento alternativo².

O autómato de escolha dos caminhos, neste caso, é o descrito anteriormente com excepção das soluções finais seleccionadas serem as duas primeiras que forem encontradas (dominadas e não dominadas) na(s) região(ões) de maior prioridade. Para isso, tal como anteriormente, é necessário garantir que as regiões, de prioridade superiores àquela(s) onde as soluções foram encontradas, foram completamente pesquisadas. É de notar que as soluções dominadas eventualmente seleccionadas não são dominadas por nenhuma das soluções não dominadas que forem rejeitadas.

Neste caso, tal como anteriormente, quando os limites do espaço das soluções não dominadas não contiver nenhuma das regiões de prioridade definidas pelos valores requeridos M_{req} e aceitáveis M_{acc} para cada função objectivo, só iremos seleccionar a primeira solução a ser encontrada. Isto é recomendável porque esta situação só

²A possibilidade de se considerar os custos usados no caso do encaminhamento fixo fica para análise posterior

acontece se a rede estiver fora dos parâmetros de funcionamento para os quais foi dimensionada e um dos controlos clássicos da Teoria do Teletráfego para evitar a propagação da degradação de desempenho da rede, é eliminar o encaminhamento alternativo. Assim o nosso autómato de escolhas de caminhos deverá escolher apenas um caminho para cada par O-D.

Definição das Regiões de Prioridade

As regiões de prioridade vão ser definidas, como já foi referido, em função dos valores requeridos e aceitáveis para cada uma das métricas já referidas, i.e., os custos implícitos e o bloqueio. Se para o bloqueio é fácil estabelecer os valores requeridos e aceitáveis ponto-a-ponto, por serem esses valores já empírica ou normativamente definidos em Engenharia do Teletráfego, o mesmo não acontece com os custos implícitos para os quais não se tem a mesma sensibilidade relativamente aos valores numéricos correspondentes a um desempenho bom ou aceitável da rede.

No entanto, os bloqueios encontrados nos arcos são obtidos por medição directa na rede em que, para cada período T de actualização dos caminhos, tem encaminhamento alternativo fixo. Então, os bloqueios medidos nos arcos vão ser muitas vezes superiores aos medidos ponto-a-ponto na rede. Como os bloqueios vão ser os coeficientes de uma das funções objectivo do MOLP, vamos utilizar o bloqueio médio obtido nos arcos $B_{k_{med}}$, quando se dimensiona a rede para um bloqueio de 0.005 ponto-a-ponto, para obter o valor de B_{req} :

$$B_{req} = 1 - \prod_{k=1}^D (1 - B_{k_{med}}) = 1 - (1 - B_{k_{med}})^D \quad (28)$$

$$\text{considerando } B_{k_{med}} = \frac{1}{|L|} B_k^d \quad (29)$$

em que D é o nº 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:

$$c_{req} = \sum_{k=1}^D c_{k_{med}} = D c_{k_{med}} \quad (30)$$

$$\text{considerando } c_{k_{med}} = \frac{1}{|L|} c_k^d \quad (31)$$

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 raciocínio idêntico após dimensionamento da rede para um bloqueio ponto-a-ponto de 0.01.

Estes valores são definidos inicialmente para a rede e só vão alterar-se por acção exterior ao MOLP. O que significa que em encaminhamento dinâmico, o espaço de soluções não domindas possa não conter esses valores ao contrário do que é sugerido na figura 2, porque, por exemplo, o óptimo de uma função objectivo, para um determinado intervalo de tempo, e para um determinado par O-D, pode ter um valor maior do que o valor aceitável para essa métrica. Assim, em função do valor óptimo Op^n para cada função objectivo Z^n , para cada par O-D, em cada intervalo de tempo de actualização dos caminhos ponto-a-ponto, podemos ter as seguintes regiões de prioridade:

1. Se $M_{req}^n > Op^n$ para ambas as funções objectivo ($n = 1, 2$), então existem 5 regiões de prioridade (figura 3 – Caso 1), sendo a região D a de último recurso.
2. Se $M_{req}^n > Op^n$ para uma das funções objectivo, mas para a outra $M_{req}^m < op^m < M_{acc}^m$ ($m \neq n$) então existem 3 regiões de prioridade (figura 3 – Caso 2).

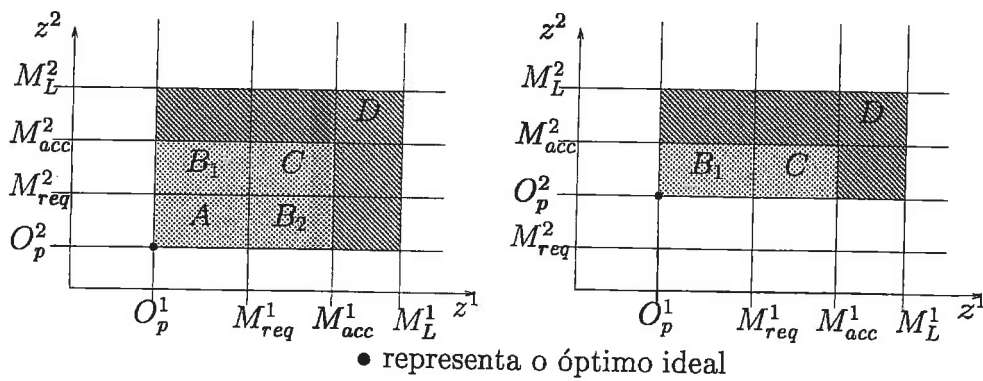


Figura 3: Caso 1: Regiões de prioridade (A, B₁, B₂, C, D); Caso 2: Regiões de prioridade (B₁, C, D)

3. Se $M_{req}^n < Op^n < M_{acc}^n$ para ambas as funções objectivo, então existem 2 regiões de prioridade.
4. Se $M_{acc}^n < Op^n$ para ambas as funções objectivo, então só existe uma região de prioridade. 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 para evitar a propagação da degradação do desempenho da rede.

Existe ainda a possibilidade haver concordância entre as duas métricas para um determinado par O-D num determinado intervalo de tempo. Nesse caso o espaço de soluções não dominadas fica reduzido a um ponto, que corresponde à solução óptima para as duas funções objectivo. Mas como precisamos de mais soluções a nossa pesquisa das soluções seguintes continua com as regiões de prioridade possíveis dada a localização relativa da solução óptima face ao valores requeridos e aceitáveis para ambas as métricas, tal como se descreveu anteriormente.

3.3.2 Cálculo dos Coeficientes de Custo do Modelo

Iremos aqui abordar o método de cálculo dos coeficientes de custo para cada feixe, para tráfego mono-canal, definidos como custos implícitos de Kelly [9]. Estes custos reflectem não só o 'custo' associado directamente ao transporte de uma chamada no feixe em causa (expresso no valor médio do acréscimo de chamadas perdidas nesse feixe) mas também o efeito desse transporte nos restantes feixes da rede pertencentes a rotas de que o feixe em causa faz parte.

Caso A: encaminhamento fixo sem transbordo

Partindo da hipóse dos fluxos f , na rede, serem de Poisson (homogéneos) e independentes estes podem ser caracterizados pelas médias $A_{pp} = I(f) * h = I(f)$ em que $I(f)$ é a intensidade média de chegadas e h é a duração média (suporemos sem perda de generalidade $h = 1$) de uma chamada. Sejam os bloqueios médios nos arcos B_k , com $k = 1, 2, \dots, |L|$, soluções das equações

$$B_k = E \left(\sum_{f: l_k \in r(f)} I(f) \prod_{l_j \in r(f) - \{l_k\}} (1 - B_j), C_k \right) \quad (32)$$

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 com capacidade C e com tráfego oferecido A . A_{pp} representa o tráfego ponto-a-ponto correspondente ao fluxo f o qual só pode utilizar uma rota (fixa) $r(f) = r^1(f)$. Uma aproximação para o bloqueio no caminho $r(f) \equiv r^1(f)$ é dada por:

$$L_{r(f)} = 1 - \prod_{l_k \in r(f)} (1 - B_k) \quad (33)$$

Por outro lado, admitindo que os arcos bloqueiam independentemente uns dos

outros, a intensidade de chegadas a cada arco de um dado caminho $r(f)$ continua a ser um fluxo de Poisson dada por:

$$\rho_k = \sum_{f:l_k \in r(f)} I(f) \prod_{l_j \in r(f) - \{l_k\}} (1 - B_j) \quad (34)$$

Sabe-se que (32) tem uma solução, que é única, designada em [9] por ponto-fixo de Erlang e (32) e (33) designam-se por aproximações de ponto-fixo. .

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 dada por:

$$\lambda_{r(f)} = I(f) \prod_{l_k \in r(f)} (1 - B_k) \quad (35)$$

Assim sendo, o custo implícito associado ao arco l_k de se cursar uma chamada do fluxo $f = (\gamma, v_s, v_t)$ através da rede é, tal como foi definido em [9], dado por:

$$c_k = \eta_k (1 - B_k)^{-1} \sum_{f:l_k \in r(f)} \lambda_{r(f)} \left(w_r - \sum_{l_j \in r(f) - \{l_k\}} c_j \right) \quad (36)$$

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 aceite uma chamada que usa este arco, em particular inclui o efeito noutros feixes que pertencem a caminhos que também usam 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 $\eta_k = [E(\rho_k, C_k - 1) - E(\rho_k, C_k)]$ representa o aumento de bloqueio no arco l_k pela perda de capacidade de um circuito nesse arco. Pode ainda

escrever-se na forma

$$c_k = \eta_k(1 - B_k)^{-1} \sum_{f:l_k \in r(f)} \lambda_{r(f)} (s_{r(f)} + c_k) \quad s_{r(f)} = w_r - \sum_{l_k \in r(f)} c_k \quad (37)$$

em que $s_{r(f)}$ é a receita líquida correspondente.

Método de cálculo dos c_k :

Os custos c_k podem ser calculados de forma iterativa através do Método da Iteração de Ponto Fixo [5].

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

$$\mathcal{F}_k(x) = \eta_k(1 - B_k)^{-1} \sum_{f:l_k \in r(f)} \lambda_{r(f)} \left(w_r - \sum_{l_j \in r(f) - \{l_k\}} x_j \right) \quad (38)$$

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 $\|\cdot\|_A$ 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 $x = (x_1, \dots, x_{|L|})$ em (38) permite obter uma sucessão $f^m(x)$, $m = 1, 2, \dots$ que converge para a solução de $\{x_k = \mathcal{F}_k(x), k = 1, 2, \dots, |L|\}$.

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

$$\mathcal{F}_{(a)}(x) = (1 - a)x + a\mathcal{F}(x) \quad (39)$$

então a sequência $\mathcal{F}_{(a)}^m(x)$, $m = 1, 2, \dots$ 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.

Caso B: Encaminhamento com 1 caminho alternativo

Estamos a considerar o caso em que:

$$\forall f = (\gamma, v_s, v_t), R_t(f) = \{r^1(f), r^2(f)\}$$

Seja ainda ρ_{a_k} o tráfego oferecido ao arco k neste caso. Então o bloqueio nesse arco é aproximado, continuando a admitir (como primeira aproximação) por:

$$B_{a_k} = E(\rho_{a_k}, C_k) \quad (40)$$

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

$$1 - L_{r^i(f)} = \prod_{l_j \in r^i(f)} (1 - B_j) \quad (41)$$

Por outro lado, continuando a admitir que os arcos bloqueiam independentemente uns dos outros, a intensidade de chegadas a cada arco é dada por:

$$\rho_{a_k} = \sum_{f: l_k \in r^1(f)} I(f) \prod_{l_j \in r^1(f) - \{l_k\}} (1 - B_j) + \sum_{f: l_k \in r^2(f)} I(f) L_{r^1(f)} \prod_{l_i \in r^2(f) - \{l_k\}} (1 - B_i) \quad (42)$$

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

$$\lambda_{r^1(f)} = I(f) \prod_{l_j \in r^1(f)} (1 - B_j) \quad (43)$$

$$\lambda_{r^2(f)} = I(f) L_{r^1(f)} \prod_{l_j \in r^2(f)} (1 - B_j) \quad (44)$$

O aumento de bloqueio no arco l_k , originado pela perda de capacidade de um circuito nesse arco, continua a ser dado por:

$$\eta_{a_k} = E(\rho_{a_k}, C_k - 1) - E(\rho_{a_k}, C_k) \quad (45)$$

Assim sendo, o custo implícito associado ao arco l_k , em termos de bloqueio, de se cursar uma chamada do fluxo $f = (\gamma, v_s, v_t)$ através da rede é dado (da equação (7.11) de [9] e tendo em conta a presente notação):

$$\begin{aligned} c_{a_k} &= \eta_{a_k} (1 - B_{a_k})^{-1} \left[\sum_{f: l_k \in r^1(f)} \lambda_{r^1(f)} (s_{r^1(f)} + c_{a_k}) + \sum_{f: l_k \in r^2(f)} \lambda_{r^2(f)} (s_{r^2(f)} + c_{a_k}) \right] \\ s_{r^2(f)} &= w_r - \sum_{l_j \in r^2(f)} c_{a_j} \\ s_{r^1(f)} &= w_r - \sum_{l_j \in r^1(f)} c_{a_j} - (1 - L_{r^2(f)}) s_{r^2(f)} \end{aligned} \quad (46)$$

em que $s_{r^i(f)}$ é a receita líquida correspondente ao caminho $r^i(f)$ associado a um dado fluxo. 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 se ele não estiver bloqueado.

De notar que toda a formulação feita 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 tem-se que o tráfego transportado no segundo caminho é dado por:

$$\lambda'_{r^2(f)} = I(f) * \text{Probabilidade de } r^2(f) \text{ estar em uso} \quad (47)$$

por sua vez, de acordo com [4]

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

então

$$\lambda'_{r^2(f)} = I(f) * \left(1 - \prod_{l_j \in r^1(f) \wedge l_j \notin r^2(f)} (1 - B_j) \right) \prod_{l_j \in r^2(f)} (1 - B_j) \quad (48)$$

e deverá ser este valor o usado em (46)

Estimativa dos Custos para Encaminhamento Dinâmico

Tal como já foi referido, o método MODR admite ser parametrizado quanto ao número R de caminhos alternativos, existentes num determinado instante, para cada par O-D.

De modo a definir como se calculam os custos implícitos, no ambiente MODR, quando $R = 1$ e quando $R = 2$, vamos de seguida apresentar duas aproximações possíveis para a realização destes cálculos.

A segunda aproximação é aplicável ainda no caso mais geral, onde R pode ser qualquer, em que se utiliza uma simplificação para a expressão de cálculo dos custos implícitos.

Aproximação 1: Com Recurso à Iteradora de Ponto Fixo

Caso em que $R = 1$, logo $R_t(f) = \{r^1(f)\}$

Tal como já foi definido (ver secção 3.2.1) $x_{r(f)}(n)$ é uma estimativa do tráfego transportado no caminho $r(f) \equiv r^1(f) \in D(f)$, $y_k(n)$ é uma estimativa do tráfego transportado no arco l_k (ver secção 3.2.2) e $z_k(n)$ uma estimativa para o tráfego médio oferecido ao arco l_k no intervalo de tempo $[(n-1)T, nT]$ onde T é o período de actualização dos caminhos ponto-a-ponto (ver secção 3.2.3 e equação 6). De notar que o tempo necessário à realização dos cálculos referidos, em qualquer dos casos, é desprezável face a T .

Faça-se $F_k(n) = z_k(n)[E(z_k(n), C_{k-1}) - E(z_k(n), C_k)]$. Então, (37) pode reescrever-se de forma iterativa usando $c_k^{j_n}(n)$ como uma estimativa de c_k e $s_{r(f)}^{j_n}(n)$ como estimativa de $s_{r(f)}$ no intervalo de tempo referido:

$$\begin{aligned} c_k^{j+1}(n) &= (1-a)c_k^j(n) + aF_k(n) \sum_{f:l_k \in \tau(f)} \frac{x_{r(f)}(n)}{y_k(n)} (c_k^j(n) + s_{r(f)}^j(n)) \\ s_{r(f)}^{j+1}(n) &= w_r - \sum_{l_k:l_k \in \tau(f)} c_k^j(n) \end{aligned} \quad (49)$$

De tal modo que $j = 0, 1, \dots, j_n$ e $c_k^{(0)}(n) = c_k^{(j_{n-1})}(n-1)$, donde, em cada período T , de ordem n , os c_k são calculados pela iteradora (49) usando até j_n iterações.

Assim sendo, o Módulo de Cálculo dos Coeficientes do Modelo, sabendo, para cada arco, o número de circuitos existentes e as estimativas para o tráfego oferecido, pode determinar $F_k(n)$ apenas utilizando a fórmula de Erlang-B.

Também $a \in]0, 1[$. A escolha de a é baseada em critérios de convergência das recursões (49). De acordo com o sugerido em [9], 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 (49), converge para a solução (i.e. que os valores $c_k(n)$ reflectem os valores das estimativas de $x_{r(f)}(n)$, $y_k(n)$ e $z_k(n)$), quaisquer que sejam as condições de tráfego na rede e quaisquer que sejam os caminhos.

Caso em que $R = 2$, logo $R_t(f) = \{r^1(f), r^2(f)\}$

Seja, tal como anteriormente, $x_{r^i(f)}(n)$ uma estimativa do tráfego transportado no caminho $r^i(f) \in D(f)$, com $i = 1, 2$, $y_k(n)$ uma estimativa do tráfego transportado no arco l_k e $z_k(n)$ uma estimativa para o tráfego médio oferecido ao arco l_k no intervalo de tempo $[(n-1)T, nT[$ onde T é o período de actualização dos caminhos

ponto-a-ponto.³

$$c_k^{(j+1)}(n) = (1 - a)c_k^j(n) + aF_k(n) \left[\sum_{f:l_k \in r^1(f)} \frac{x_{r^1(f)}(n)}{y_k(n)} (c_k^j(n) + s_{r^1(f)}^j(n)) + \sum_{f:l_k \in r^2(f)} \frac{x_{r^2(f)}(n)}{y_k(n)} (c_k^j(n) + s_{r^2(f)}^j(n)) \right] \quad (50)$$

$$s_{r^2(f)}^{j+1}(n) = w_r - \sum_{l_j \in r^2(f)} c_j^j(n)$$

$$s_{r^1(f)}^{j+1}(n) = w_r - \sum_{l_j \in r^1(f)} c_j^j(n) - (1 - L_{r^2(f)}(n)) s_{r^2(f)}^{j+1}(n)$$

Com $j = 0, 1, \dots, j_n$ e $c_k^{(0)}(n) = c_k^{(j_{n-1})}(n - 1)$

Tal como anteriormente, $s_{r^i(f)}^{j_n}(n)$ é uma estimativa para $s_{r^i(f)}$ e $c_k^{j_n}(n + 1)$ é uma estimativa para c_{a_k} no intervalo de tempo $[(n - 1)T, nT[$, i.e. no intervalo de tempo de ordem n .

As considerações feitas para a no caso anterior são aqui igualmente válidas .

Aproximação 2: Com Recurso a uma Crono-série de Primeira Ordem

Nesta aproximação vamos procurar estimar $c_k(n)$ a partir dos $c_k(n - 1)$ com recurso à interpretação da sucessão dos c_k como uma crono-série. Assim, admitimos que existe uma crono-série de primeira ordem associada ao período T de actualização dos custos implícitos, e, por conseguinte, dos caminhos ponto-a-ponto.

O valor de a que aparece nas expressões que se seguem, deveria ser calculado, idealmente, tal como está exposto no apêndice A, embora possa vir a ser ajustado

³Mantiveram-se as designações para estas estimativas, tal como já existiam no encaminhamento fixo, porque são determinadas de igual forma, quer do ponto de vista das medidas, quer do ponto de vista da extrapolação para os intervalos de tempo seguintes. Também $F_k(n)$ é determinado de forma idêntica.

empiricamente a partir de estudos simulacionais, para melhor adequação ao funcionamento do MODR.

Caso em que $R = 1$, logo $R_i(f) = \{r^1(f)\}$

$$\begin{aligned} c_k(n) &= (1-a)c_k(n-1) + aF_k(n) \sum_{f:l_k \in r(f)} \frac{x_{r(f)}(n)}{y_k(n)} (c_k(n-1) + s_{r(f)}(n-1)) \\ s_{r(f)}(n) &= w_r - \sum_{l_k:l_k \in r(f)} c_k(n-1) \end{aligned} \quad (51)$$

No intervalo de ordem n , $c_k(n)$ é então uma estimativa para c_k e $s_{r(f)}(n)$ uma estimativa para $s_{r(f)}$.

Outra possibilidade para (51) usando $\beta_k(n)$:

Se $\eta_k(n) = E(z_k(n), C_k - 1) - \beta_k(n)$ for uma estimativa para η_k então como $y_k(n) = z_k(n)(1 - \beta_k(n))$:

$$c_k(n) = (1-a)c_k(n-1) + a\eta_k(n)(1-\beta_k(n))^{-1} \sum_{f:l_k \in r(f)} x_{r(f)}(n) (c_k(n-1) + s_{r(f)}(n-1)) \quad (52)$$

Caso em que $R = 2$, logo $R_i(f) = \{r^1(f), r^2(f)\}$

$$\begin{aligned} c_k(n) &= (1-a)c_k(n-1) + aF_k(n) \left[\sum_{f:l_k \in r^1(f)} \frac{x_{r^1(f)}(n)}{y_k(n)} (c_k(n-1) + s_{r^1(f)}(n-1)) + \right. \\ &\quad \left. + \sum_{f:l_k \in r^2(f)} \frac{x_{r^2(f)}(n)}{y_k(n)} (c_k(n-1) + s_{r^2(f)}(n-1)) \right] \\ s_{r^2(f)}(n) &= w_r - \sum_{l_j \in r^2(f)} c_j(n-1) \\ s_{r^1(f)}(n) &= w_r - \sum_{l_j \in r^1(f)} c_j(n-1) - (1 - L_{r^2(f)}(n)) s_{r^2(f)}(n) \end{aligned} \quad (53)$$

Também aqui, $c_k(n)$ é então uma estimativa para c_{a_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 .

Caso em que $R = 1, 2, 3, \dots$

Neste caso vamos considerar uma simplificação do cálculo da crono-série subjacente aos custos implícitos, quando $R \geq 2$:

$$\begin{aligned}
 c_k(n) &= (1 - a)c_k(n - 1) + aF_k(n) \sum_{\substack{f: l_k \in r^i(f) \\ (i=1,2,\dots,R)}} \frac{x_{r(f)}(n)}{y_k(n)} (c_k(n - 1) + s_{r(f)}(n - 1)) \\
 s_{r(f)}(n) &= w_r - \sum_{\substack{l_k: l_k \in r^i(f) \\ (i=1,2,\dots,R)}} c_k(n - 1)
 \end{aligned} \tag{54}$$

Consegue-se assim, através desta expressão geral, simplificar os procedimentos e os cálculos associados ao funcionamento Controlo de Encaminhamento/Gestão em Tempo Real e também do Sistema de Gestão de Encaminhamento quando este altera o valor de R . Falta, no entanto, avaliar o desempenho do MODR quando é usada esta simplificação.

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

De acordo com (7), 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 $n - 1$:

$$x_{r^i(f)}(n) = (1 - b)x_{r^i(f)}(n - 1) + bX_{r^i(f)}(n - 1) \tag{55}$$

No ambiente de encaminhamento dinâmico MODR, os caminhos definidos para cada fluxo mudam (ou podem mudar) em cada período 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 $x_{r^i(f)}(n)$ são calculadas através de (55).

3.4 Fluxos de Informação Necessários ao Funcionamento do Sistema de Encaminhamento

3.4.1 Gestão de Encaminhamento em Tempo Real

No que se segue vai ser descrita a informação a ser trocada entre a rede e os diferentes módulos do Sistema Gestor no caso de existir encaminhamento alternativo, i.e, no caso em que o plano de encaminhamento no instante t para cada fluxo f é $R_t(f) = \{r^1(f), r^2(f)\}$. O encaminhamento fixo, cujo plano de encaminhamento no instante t para cada fluxo f é $R_t(f) = \{r^1(f)\}$, é apenas um caso particular do anterior e por conseguinte a quantidade de informação a trocar é menor.

O sub-sistema Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS deverá recolher da rede, uma vez em cada intervalo de tempo τ de ordem $n - 1$, as matrizes de tráfego transportado nos caminhos $r^1(f)$ e $r^2(f)$, $[X_{r^1(f)}(n - 1)]$ e $[X_{r^2(f)}(n - 1)]$, respectivamente, bem como a matriz do tráfego transportado nos arcos $[Y_k(n - 1)]$ e do bloqueio também nos arcos $[B_k(n - 1)]$. Para o caso de cada matriz de tráfego transportado, nos primeiros ou nos segundos caminhos, cada nó deve enviar a este sub-sistema uma linha dessa matriz correspondente ao tráfego transportado originado nesse nó e destinado a todos os outros. Essa medição é possível fazer-se nos nós origem, por exemplo, tal como está referido na definição (3.2). Para o caso do tráfego transportado e do bloqueio nos arcos, cada nó adjacente a cada arco é capaz de realizar essas medições, por exemplo, tal como foi referido nas definições

(3.3) e (3.4), respectivamente. Deverá então ser estabelecido, para cada nó, sobre que arcos ele deve comunicar ao sub-sistema Medições/Estimativas dos Parâmetros de GoS o respectivo bloqueio e tráfego transportado, para que não haja redundância de informação.

De seguida, neste sub-sistema, e admitindo, para simplificar, que T , o período de recálculo dos caminhos ponto-a-ponto, é igual a τ , o período de recolha de medidas de tráfego, estimam-se, para o intervalo de tempo seguinte, as matrizes de tráfego transportado em cada caminho $[x_{rj(f)}(n)]$ através de (7), a matriz do tráfego transportado em cada arco $[y_k(n)]$ através de (11) e a matriz do bloqueio nos arcos $[\beta_k(n)]$ através de (15), sendo b , b' e b'' estimados através de $\tilde{b} = 1 - \tilde{\rho}_1$ em que $\tilde{\rho}_1$ é uma estimativa para a correlação de 1ª ordem, i. e. entre medidas consecutivas do mesmo tipo (tal como está definido em apêndice). Assim, o parâmetro b idealmente seria actualizado em cada período T e para cada tipo de medição. Uma alternativa menos complicada em termos de cálculo em tempo real seria usar um valor de \tilde{b} , estimado à partida para a rede após o seu dimensionamento usando uma simulação do seu comportamento dinâmico, com encaminhamento alternativo fixo ou fazer uma estimativa puramente empírica com base num estudo simulacional prévio. De notar ainda que no cálculo das correlações, no intervalo de tempo de ordem $n = 1$ (momento a partir do qual vão existir medidas - considerando que a rede entra em funcionamento no intervalo de tempo de ordem $n = 0$), deverão entrar os valores iniciais $[x_{rj(f)}(0)]$, $[y_k(0)]$ e $[\beta_k(0)]$ que são os obtidos no processo de dimensionamento da rede.

As matrizes $[x_{rj(f)}(n)]$, $[y_k(n)]$ e $[\beta_k(n)]$ são então comunicadas ao sub-sistema de Controlo de Encaminhamento/Gestão em Tempo Real, em particular ao sub-módulo Cálculo dos Coeficientes do Modelo, incluído no módulo Cálculo dos Caminhos.

Neste sub-módulo são então calculados os coeficientes $C_k^1(n) = c_k(n)$ através das expressões (53) ou (50) ou ainda através de (54).

O valor de $F_k(n) = z_k(n)[E(z_k(n), C_k - 1) - E(z_k(n), C_k)]$ é calculado depois do sub-módulo Base de Dados informar quantos circuitos existem em cada arco, recorrendo ao cálculo da função de Erlang-B em que $z_k(n)$ é dado por $z_k(n) = y_k(n)(1 - \beta_k(n))^{-1}$

Neste sub-módulo de Cálculo dos Coeficientes do Modelo é ainda necessário calcular um outro tipo de coeficientes, embora o seu cálculo seja mais simples do que o dos coeficientes c_k anteriores. Ele reduz-se ao cálculo de, a partir da matriz $[\beta_k(n)]$,

$$C_k^2(n) = -\log(1 - \beta_k(n)) \quad (56)$$

que corresponde a manipular os valores do bloqueio nos arcos da rede de modo a poder usá-los como uma métrica aditiva, no cálculo de caminhos mais curtos, como já foi referido.

De seguida as matrizes $[C_k^1(n)]$ e $[C_k^2(n)]$ são comunicadas ao Algoritmo MOLP que está inserido no Autómato de Escolha de R-Caminhos (neste caso $R=2$, a menos que o Sistema Gestão de Encaminhamento altere este valor) que irá seleccionar, em função da definição das regiões de prioridade dadas pelo Sistema de Gestão de Encaminhamento, e para cada par O-D, os dois "melhores" caminhos que de seguida vão ser comunicados, através do Controlo de Encaminhamento de Tráfego em Tempo Real, ao nó origem. Estes são os caminhos que irão ser válidos 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 T (que deverá ser da ordem dos 10s, por analogia com o método de encaminhamento DCR, embora este valor possa vir a ser refinado). De notar que apenas deverão ser comunicados aos nós os caminhos

se estes forem diferentes dos que lá existiam antes.

É importante referir que no intervalo de tempo de ordem $n = 0$, os valores de $c_k(0)$ são os calculados a partir da iteradora de ponto-fixo de acordo com as previsões de tráfego oferecido à rede e de acordo com o dimensionamento da rede feito para esse tráfego. Esse dimensionamento, por sua vez, foi feito de acordo com um determinado encaminhamento alternativo (que será o que vai estar em funcionamento na rede no intervalo de tempo de ordem $n = 0$).

3.4.2 Sistema de Gestão de Encaminhamento

O Sistema de Gestão de Encaminhamento actua numa escala de tempo macro quanto comparado com o Controlo de Encaminhamento/Gestão em Tempo Real. De seguida vão ser descritas algumas das funções já definidas para este Sistema (prevê-se que possam vir a ser definidas mais futuramente).

O Sistema de Gestão de Encaminhamento recebe, no módulo Parametrização do Módulo Cálculo dos Caminhos e Regiões de Prioridade, do sub-sistema Medições / Estimativas dos Parâmetros de GoS, a matriz do bloqueio nos arcos $[B_k(n-1)]$. Em função de bloqueio elevado e generalizado em toda a rede⁴, resultante, por exemplo, de uma sobrecarga de tráfego, altera o valor de R , no sub-módulo Autómato de Escolha de R -Caminhos, para $R=1$, inibindo assim o encaminhamento alternativo, impedindo com isso que o bloqueio se degrade ainda mais. Nesse caso deverá também comunicar ao sub-módulo Cálculo dos Coeficientes do Modelo que os coeficientes $C_k^1(n)$ deverão agora ser calculados para encaminhamento fixo através de (49) ou de (51) ou ainda através de (54).

Esta alteração do valor de R pode também ter origem num operador do Sistema.

⁴Pode estabelecer-se que este procedimento é despoletado a partir do momento em que o bloqueio ultrapasse um determinado valor numa determinada percentagem de arcos na rede

Também no módulo Parametrização do Módulo Cálculo dos Caminhos e Regiões de Prioridade podem ser redefinidas as regiões de prioridade por acção dum operador do Sistema que introduza novos valores requeridos e aceitáveis para cada uma das métricas do MOLP, ou por definição prévia desses valores, encontrados através de estudos simulacionais, por serem os mais adequados em situações particulares de sobrecarga.

A possibilidade de uma avaria num arco, detectável através da análise comparada das matrizes do bloqueio $[B_k(n-1)]$ e do tráfego transportado $[Y_k(n-1)]$ ⁵ nos arcos, recebidas do sub-sistema Medições / Estimativas dos Parâmetros de GoS, pode também dar origem a que o módulo Parametrização do Módulo Cálculo dos Caminhos informe o módulo Cálculo dos Coeficientes do Modelo para que este simule a não existência desse arco retirando temporariamente os valores correspondentes das matrizes $[C_k^1(n)]$ e $[C_k^2(n)]$, fazendo com que Algoritmo MOLP não o considere na procura de caminhos mais curtos. O sub-sistema Medições / Estimativas dos Parâmetros de GoS deverá também ser informado, para que nas medidas seguintes retire os valores correspondentes a este arco de modo a que os custos c_k possam ser correctamente calculados considerando que a rede não tem temporariamente o arco referido.

3.5 Descentralização do Sistema de Encaminhamento

Para aplicar o modelo tal como foi formulado originalmente, vejamos qual a quantidade de informação a trocar entre os nós no caso de se pretender utilizar um sistema de controlo, alternativo ao da figura 1, totalmente descentralizado no que se refere ao sistema Controlo de Encaminhamento/Gestão em Tempo Real. Admite-se que o

⁵Se, para um determinado arco, o bloqueio for 100 % e o tráfego transportado for nulo é porque há algum problema com o arco

Sistema de Gestão de Encaminhamento possa continuar a existir centralmente, 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,⁶ e uma parte centralizada, que contenha restante informação.

3.5.1 Caso 1: Encaminhamento Fixo:

Com a descentralização do sistema Controlo de Encaminhamento/Gestão em Tempo Real cada nó teria então que conhecer:

- de modo a poder calcular (49), ou (51), ou (54) referentes a cada arco que lhe é adjacente:
 - todos os caminhos existentes na rede que usem o arco (para além daqueles para os quais é nó origem - e que são os conhecidos naturalmente);
 - para cada um dos caminhos anteriores, o valor respectivo de $X_{r(f)}(n-1)$;
 - ainda para cada um dos caminhos anteriores, os custos $c_j(n-1)$ de todos os arcos constituintes desses caminhos (para além do custo do próprio arco, que é o conhecido "naturalmente" porque é o que vai ser calculado pelo nó - precisa ainda de ter guardado o último valor que calculou para o intervalo de tempo de ordem $n-1$).

De notar que cada nó conhece $Y_k(n-1)$ para cada arco que lhe é adjacente.

- de modo a poder escolher os "melhores" caminhos para o intervalo de tempo de ordem n , através do MOLP, precisa ainda de conhecer o bloqueio em todos

⁶Nomeadamente, o nº total de arcos na rede

os arcos, i.e. $[B_k(n-1)]$. Claro que para os arcos que lhe são adjacentes, já conhece os respectivos bloqueios.

Parte do que foi dito anteriormente pode ser conseguido se cada chamada levar associada a indicação de todo o caminho. Com isso ficava-se a conhecer $X_{r(f)}(n-1)$ e os caminhos (pelo menos os usados durante um determinado intervalo de tempo).

Para além disso, cada nó teria ainda de enviar para todos os outros os custos $c_k(n-1)$ dos arcos que lhe são adjacentes bem como os respectivos bloqueios $B_k(n-1)$. Para que não houvesse repetição de dados ter-se-ia que decidir quais os arcos que seriam da responsabilidade de cada nó.

3.5.2 Caso 2: Encaminhamento Alternativo:

Neste caso era necessário que, para além de tudo o que foi referido para o encaminhamento fixo, a sinalização de cada chamada, na fase de estabelecimento da mesma, tivesse associada a indicação de cada caminho que vai ser tentado e ainda se é o primeiro caminho a sê-lo ou o segundo (esta informação requer apenas o uso de um *bit* adicional relativamente à informação correspondente, associada à sinalização no encaminhamento fixo).

Redes Totalmente Emalhadas

Claro que numa rede totalmente emalhada, a sinalização associada à fase de estabelecimento da chamada referida anteriormente é completamente dispensável porque, numa rede com estas características, 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 *source routing*), o nó origem conhece todo o caminho, ou é nó intermédio e então conhece a origem e o destino das chamadas,

portanto pode conhecer, sem precisar qualquer tipo de informação dos outros nós, $X_{r^i(f)}(n-1)$.

Para o cálculo de (53) ou (50) ou ainda de (54) falta apenas os nós origem conhecerem os custos implícitos, no intervalo de tempo de ordem $n-1$, dos segundos arcos dos caminhos alternativos, quando as chamadas não são bem sucedidas nos caminhos directos, porque todos os outros custos são conhecidos. Por exemplo, um nó para o qual todos os fluxos de tráfego nele originados fossem bem sucedidos nos respectivos caminhos de primeira escolha, não precisava de conhecer mais custos do que aqueles associados aos seus próprios arcos, mesmo que tivesse, nesse intervalo de tempo, servido simultaneamente como nó intermédio para outros fluxos de tráfego originados noutros nós.

No entanto, para o uso do MOLP, cada nó, de modo a determinar os caminhos válidos no intervalo de tempo de ordem n , tem que conhecer os custos implícitos de todos os arcos da rede, bem como os respectivos bloqueios. Então, tal como anteriormente, 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 $B_k(n-1)$. Mais uma vez, 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 que 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 T , o que não é muito significativo em termos de sobrecarga de sinalização).

3.6 Coeficientes do Modelo para Tráfego Multiclasse

Redes ATM As redes ATM ("Asynchronous Transfer Mode") aparecem como a base da RDIS-B (Rede Digital Integrada de Serviços de Banda larga). Nestas redes, o estabelecimento de uma chamada corresponde ao estabelecimento de um canal virtual (*Virtual Channel* VC). Depois de estabelecido o VC, cada fonte gera um fluxo de células, com 53 bytes cada, durante os períodos em que a fonte está activa, seguidos de períodos de silêncio durante os quais não são geradas quaisquer células. Um período de actividade designa-se por um *burst*. Por outro lado, o conceito de *Virtual Path* (VP) foi introduzido em redes ATM para reduzir as tabelas de encaminhamento e simplificar as funções de controlo da rede. Um VP é um arco directo lógico que interliga 2 nós da rede através de um ou mais arcos físicos sequenciais. Os VPs 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 nº limitado de VC, o que 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 encaminhamento, as redes ATM são vistas como *connection - oriented* com comutação por pacotes. Por conseguinte, nestas redes, um caminho pode ser constituído por um ou mais VPs.

No que se segue, cada VP corresponde a um arco da rede e cada VC é tratado como um caminho equivalente ponto-a-ponto (correspondente a uma ligação VC - VC *connection*) e que pode incluir vários VPs, 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 de serviço a que pertence a chamada em

causa. Assim, é possível abstrairmo-nos das características do tráfego ao nível das células e dos pacotes, bem como dos respectivos requisitos de QoS que lhes estão associados e que se supõe que sejam garantidos desde que esteja disponível, ao longo do caminho estabelecido para cada chamada, a respectiva largura de banda efectiva. Pode-se assim encarar a rede ATM como equivalente para este efeito, a uma rede de comutação por circuitos **multicanal** com um mecanismo de controlo particular (correspondente ao *Call Admission Control (CAC)*) i.e. com acesso limitado, por comutar chamadas com diferentes larguras de banda e **com perda** porque as chamadas que não encontram recursos disponíveis para serem estabelecidas, são perdidas. Por outro lado, o tráfego que é suportado é **multiclasse** porque as chamadas provenientes de fluxos de tráfego com diferentes características partilham recursos comuns.

Definição 3.10 *Sejam $f_s = (\gamma_s, v_i, v_j) \in F$ os fluxos ponto-a-ponto independentes de Poisson para os quais o caracterizador de tráfego γ_s contém as características de conexão correspondentes à classe de serviço $s \in S = \{1, 2, \dots, |S|\}$, nomeadamente a largura de banda $d_{sk} \in \mathbb{N}$ ocupada por esse serviço no arco l_k .*

*Estes fluxos são ainda caracterizados pelas médias $A_{pp}(f_s) = I(f_s) * h_s$ em que $I(f_s)$ é a intensidade média de chegadas da classe de serviço s e h_s é a duração média do tempo de serviço.*

Considera-se que estamos no caso do encaminhamento fixo sem transbordo. Temos então que existe um único caminho para cada fluxo $r(f_s) \equiv r^1(f_s)$.

O bloqueio do serviço s no arco l_k é então dado por:

$$B_{sk} = \mathcal{L}_s(\bar{d}_k, \bar{\rho}_k, C_k) \quad (57)$$

em que $\bar{d}_k = (d_{1k}, \dots, d_{|S|k})$ e $\bar{\rho}_k = (\rho_{1k}, \dots, \rho_{|S|k})$. De notar que a largura de

banda d_{sk} ocupada pelo serviço s no arco l_k pode ser diferente da largura de banda ocupada pelo mesmo serviço noutra 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. Por exemplo, quanto maior for o número de fluxos de tráfego multiplexados ao longo do mesmo caminho (de vários arcos), é mais provável que sejam menos *bursty* no final do caminho do que no início, e por conseguinte precisem de ter aí menos largura de banda atribuída (para garantir o mesmo QoS) [12].

\mathcal{L}_s são funções que dão o bloqueio num feixe para chamadas da classe s as quais podem ser calculadas pelo método convolucional de Iversen [8], dado que o nº de ocupações nos arcos está limitado por classe de serviço, e por conseguinte o acesso não é completo, ou por modelos que permitam calcular os B_{sk} para casos mais complexos de mecanismos de controlo de acesso em cada *link*.

O controlo de admissão de chamadas pode de forma simplificada considerar-se equivalente 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, tendo em conta as regras de CAC.

Admitindo mais uma vez a simplificação de que os arcos bloqueiam independentemente uns dos outros, vem que a intensidade de chegadas de cada serviço s a cada arco é dada por

$$\rho_{sk} = \sum_{f_s: l_k \in r(f_s)} A_{pp}(f_s) \prod_{l_j \in r(f_s) - \{l_k\}} \psi(\gamma_s, \bar{\eta}_j)(1 - B_{sj}) \quad (58)$$

este valor é também conhecido por "reduced load" por ser a "fracção" de tráfego que chega a cada arco (considerando a independência dos arcos). A função $\psi(\gamma_s, \bar{\eta}_j)$ é caracterizadora do controlo de acesso ao *link* e $\bar{\eta}_j$ é um vector que representa

completamente o estado do *link* l_j para efeitos de CAC.

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

$$\lambda_{r(f_s)} = A_{pp}(f_s) \prod_{l_j \in r(f_s)} \psi(\gamma_s, \bar{\eta}_j) (1 - B_{sj}) \quad (59)$$

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

$$L_{sr(f_s)} = 1 - \prod_{l_k \in r(f_s)} \psi(\gamma_s, \bar{\eta}_j) (1 - B_{sk}) \quad (60)$$

Seja, à imagem do que já foi antes definido para o caso do tráfego monocanal, $\zeta_{tsk} = \mathcal{L}_s(\bar{d}_k, \bar{\rho}_k, C_k - d_{tk}) - \mathcal{L}_s(\bar{d}_k, \bar{\rho}_k, C_k)$, o acréscimo de probabilidade de bloqueio experimentado por chamadas do tipo s devido à aceitação no feixe l_k de uma chamada do tipo t .

O custo de transportar uma chamada do serviço t no arco l_k é então de acordo com [11]:

$$c_{tk} = \sum_s (1 - B_{sk})^{-1} \zeta_{tsk} \sum_{f_s: l_k \in r(f_s)} \lambda_{r(f_s)} \left(w_{sr} - \sum_{l_j: l_j \in r(f_s) - \{l_k\}} c_{sj} \right) \quad (61)$$

A Análise da crono-série (7) proposta por Kelly:

Fazendo $x_{n+1} \equiv x_{r(f)}(n+1)$ e $Z'_n \equiv X_{r(f)}(n)$ fica:

$$x_{n+1} = x_n(1 - b) + bZ'_n \quad (62)$$

Admitindo que é uma crono-série estacionária (em sentido fraco):

- média

$$m_x = E[x_{n+1}] = (1 - b)E[x_n] + b \underbrace{E[Z'_n]}_{m'}$$

ou

$$bm_x = bm' \Rightarrow m_x = m' \quad (63)$$

o que seria de esperar.

- variância

$$v_x = Var[x_{n+1}] = (1-b)^2 Var[x_n] + b^2 Var[Z'_n] + 2Cov[x_n, Z'_n]b(1-b)$$

e $Cov(x_n, Z'_n) = 0$ visto x_n e Z'_m serem independentes para $n \leq m$ (Z'_m só influencia x_n com $n > m$)

$$\begin{aligned} v_x &= (1-b)^2 v_x + b^2 \sigma_Z^2 \quad \text{com} \quad \sigma_Z^2 = Var[Z'_n] \\ \mu_x - \mu_x + 2bv_x - b^2 v_x &= b^2 \sigma_Z^2 \\ v_x[2b - b^2] &= b^2 \sigma_Z^2 \Rightarrow v_x = b \frac{\sigma_Z^2}{2-b} \end{aligned} \quad (64)$$

- correlação de 1ª ordem:

$$\begin{aligned} \rho_1 &= \frac{Cov[x_n, x_{n+1}]}{v_x} = \frac{Cov[x_n, (1-b)x_n + bZ'_n]}{v_x} = \\ &= \frac{Cov[x_n, (1-b)x_n]}{v_x} = \frac{(1-b)Cov[x_n, x_n]}{v_x} = (1-b) \end{aligned} \quad (65)$$

visto $Cov[x_n, bZ'_n] = 0$.

- correlação de ordem $K(\geq 2)$

$$\begin{aligned} \rho_k &= \frac{Cov[x_n, x_{n+k}]}{v_x} = \frac{Cov[x_n, (1-b)x_{n+k-1} + bZ'_{n+k-1}]}{v_x} = \\ &= \frac{Cov[x_n, x_{n+k-1}](1-b)}{v_x} \end{aligned} \quad (66)$$

visto $Cov[x_n, bZ'_{n+k-1}] = 0$ com $k \geq 2$.

$$\rho_k = \frac{(1-b)}{v_x} \rho_{k-1} v_x = (1-b) \rho_{k-1} \quad (67)$$

então, de (65):

$$\rho_k = (1-b)^{k-1} \rho_1 \Rightarrow \rho_k = (1-b)^k \quad (68)$$

para que a influência de Z'_n sobre x_{n+k} tenda para zero quando $k \rightarrow \infty$ deverá ser $\rho_k \rightarrow 0$ logo $|1-b| < 1$.

Tomando b em $]0, 1[$ satisfazemos esta condição.

- Nestas condições um estimador para b será, de (65):

$$\tilde{b} = 1 - \tilde{\rho}_1 \quad (69)$$

com

$$\tilde{\rho}_1 = \frac{\sum_{k=1}^{N-1} (x_k - \tilde{m}_x)(x_{k+1} - \tilde{m}_x)/(N-1)}{\tilde{v}_x} \quad (70)$$

sendo N o número de amostras corrente $N = n$

$$\tilde{v}_x = \frac{1}{N-1} \sum_{k=1}^{N-1} (x_k - \tilde{m}_x)^2 \quad (71)$$

Referências

- [1] ITU-T Group 2. Dynamic routing interworking: Draft text for recommendation E.1XX, 1997.
- [2] C. Henggeler Antunes, J. Craveirinha, J. Climaco, and C. Barrico. A multiple objective routing algorithm for integrated communications networks. In P. Key and D. Smith, editors, *ITC-16 Teletraffic Engineering in a Competitive World*, volume 3b. 1291-1300, Elsevier Science B.V., June 1999.

- [3] C. Henggeler Antunes, J. Craveirinha, J. Climaco, and C. Barrico. A multiple objective routing approach for integrated communication networks. Technical Report ET-T6, INESC-Coimbra, 1999.
- [4] 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.
- [5] Sá Esteves. Metodologias de análise e cálculo numérico em redes de teletráfego com encaminhamento alternativo. Master's thesis, Faculdade de Ciências e Tecnologia da Universidade de Coimbra, 1991.
- [6] T. Gomes, L. Martins, and J. F. Craveirinha. An efficient algorithm for calculating k shortest paths with a maximum number of arcs. *Investigação Operacional*, (1), to be published in 2001.
- [7] ITU-T. Draft recommendation E.529: Network dimensioning using end-to-end GOS objectives, 1997.
- [8] Villy Baek Iversen. Multi-dimensional service systems for evaluation of future digital communication systems. *6th Australian Teletraffic Seminar*, November 1991.
- [9] F. P. Kelly. Routing in circuit-switched networks: Optimization, shadow prices and decentralization. *Adv. Appl. Prob.*, (20):112–144, 1988.
- [10] E. Q. V. Martins, M. M. B. Pascoal, and J. L. E. Santos. Desviation algorithms for ranking shortest paths. *International Journal of Foundations of Computer Science*, 10:247–263, 1999.

- [11] 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.
- [12] Raif O. Onvural. *Asynchronous Transfer Mode Networks Performance Issues*. Artech House, second edition, 1995.
- [13] Zheng Wang and Jon Crowcroft. Quality-of-service routing for supporting multimedia applications. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 14(7):1228-1234, September 1996.