

Aplicação das redes neuronais no encaminhamento em redes de dados ^a

Filipe Araújo^b, Luís Rodrigues^c, Bernardete Ribeiro^d

^aPartes deste artigo foram publicadas nas actas da Conferência Sobre Redes de Computadores 2000.

^bUniversidade de Lisboa, FCUL, 1749-016 Lisboa {filipius@di.fc.ul.pt}

^cUniversidade de Lisboa, FCUL, 1749-016 Lisboa {ler@di.fc.ul.pt}

^dUniversidade de Coimbra, DEI-CISUC, 3030 Coimbra {bribeiro@dei.uc.pt}

Palavras Chave

Redes de Dados, Métodos de encaminhamento, Qualidade de Serviço, Redes Neuronais.

Resumo

Neste artigo faz-se uma abordagem à utilização de redes neuronais em redes de dados com QoS. Para o efeito, é concebida e simulada uma rede de dados capaz de oferecer garantias de QoS, sendo o encaminhamento feito por redes neuronais, por uma questão de desempenho. No final analisam-se os resultados da simulação.

I. Introdução

Este artigo aborda a aplicação das Redes Neuronais (RN) às Redes de Dados com capacidade de oferecer garantias de Qualidade de Serviço (QoS — “Quality of Service”). Em particular, é estudada a exequibilidade de aplicar RN numa rede de dados, como meio de aumentar o seu desempenho.

Este trabalho é motivado pelas seguintes características do encaminhamento com QoS: em primeiro lugar, só é viável oferecer garantias de QoS, ao longo dum dado percurso, se for estabelecida uma reserva ou uma conexão para os fluxos de dados, antes destes se iniciarem; por sua vez, a determinação do percurso para um fluxo de dados não pode ser feita com recurso a uma tabela pré-calculada, porque o percurso escolhido não depende apenas do destino (que é uma variável discreta) e passa a depender também de, pelo menos, um parâmetro de QoS (que normalmente será uma variável contínua — largura de banda, por exemplo).

Isto significa que, sempre que alguma aplicação pretenda estabelecer uma conexão/reserva, é necessário calcular todo o percurso até ao(s) destino(s) ¹, o que representa um esforço computacional consideravelmente maior do que pesquisar uma saída numa tabela previamente calculada, tal como é feito nos encaminhadores actuais. Esta tarefa pode constituir, portanto, um ponto de estrangulamento no desempenho do estabelecimento das reservas e sugere a utilização dum método de cálculo do cami-

¹Note-se que o destino pode ser mais do que um único nó.

no mais curto (CMC), tão rápido quanto possível, afigurando-se as RN como uma hipótese para o efeito.

Os objectivos deste artigo são, pois, os seguintes:

- saber se é possível construir uma RN capaz de determinar percursos para os fluxos de dados, considerando parâmetros de QoS;
- saber qual a qualidade das soluções obtidas.

Para atingir estes objectivos o artigo faz a comparação da qualidade dos percursos calculados pelas RN *versus* percursos calculados por um algoritmo, como o de Dijkstra, que determine o CMC. Outro factor de comparação será o desempenho.

O resto do artigo está estruturado da seguinte forma: na secção II é feita a definição da arquitectura com QoS usada para fins de simulação. Na secção III é feito um resumo ao tema das RN sendo também indicadas aquelas que poderão ser úteis na tarefa do encaminhamento em redes de dados. Na secção IV são definidas métricas para a avaliação, sendo os resultados, por sua vez, apresentados na secção V. Na secção VI serão apresentadas as conclusões e indicadas algumas notas para trabalho futuro.

II. Encaminhamento em Redes de Dados com QoS

A. Enquadramento para Serviços com Garantias

Em [4] é proposta a divisão em módulos ilustrada na Figura 1, para um encaminhador com QoS.

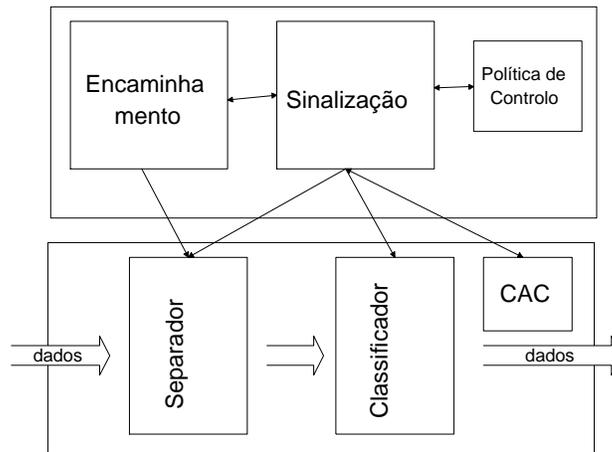


Fig. 1. Divisão em módulos dum encaminhador com QoS

Este artigo centra-se no módulo de encaminhamento propriamente dito (i.e., no módulo que determina os percursos). É a este módulo, que compete determinar um caminho, ao longo do qual será estabelecida uma reserva, tendo em conta os parâmetros de QoS solicitados.

Para avaliar a exequibilidade da aplicação das RN foram simuladas várias concretizações deste módulo. Nestas simulações o protocolo de encaminhamento utilizado é baseado no *Open Shortest Path First* (OSPF), incluindo necessariamente algumas

alterações capazes de possibilitar a sua utilização num ambiente com QoS. Nomeadamente, a simulação foi configurada da seguinte forma:

- no que toca à actualização do estado das ligações em todos os nós do percurso, se um pedido de reserva for aceite, é calculada a razão entre a largura de banda reservada e a largura de banda anteriormente disponível. Se esta razão ultrapassar os 10% é imediatamente gerada e difundida pela rede uma actualização do estado da ligação física a que se refere a reserva. No entanto, para não gerar uma sobrecarga na rede com informação deste tipo, não é possível enviar dois anúncios com alterações dos estados das ligações separados por menos de cinco segundos;
- encaminhamento pela fonte: como o resultado do encaminhamento numa RN é sub-óptimo e eventualmente não determinista, não é viável que a decisão de encaminhamento seja tomada salto a salto, mas antes num único ponto e relativa a todo o percurso;
- granularidade da decisão de encaminhamento: na simulação efectuada optou-se por um esquema em que é atribuída uma identificação de fluxo (*fid*) a cada reserva. Sendo assim, o encaminhamento será sempre feito com base no trio {origem, destino, *fid*};
- cálculo prévio dos percursos: quando são considerados parâmetros de QoS num algoritmo de encaminhamento, não parece possível armazenar em memória um conjunto de decisões previamente calculadas. Isto porque essas decisões dependem dos parâmetros de QoS pedidos. Dito de outra forma, o percurso seleccionado pelo encaminhador depende dos parâmetros de QoS solicitados na reserva ². Daqui resulta que este cálculo prévio não é feito. Pelo contrário, sempre que surge um pedido de reserva é calculado um percurso.

Para uma justificação mais pormenorizada desta configuração veja-se [3].

B. Parâmetros de QoS da Arquitectura

Nalguns protocolos, como o *Quality of Service Extensions to OSPF* (QoSPF), por exemplo, a largura de banda é o único parâmetro de QoS considerado, caracterizada em termos de parâmetros de “balde de testemunhos” ³. O atraso considerado no protocolo não é mais do que o comprimento das ligações físicas, em termos de tempo que estas levam a ser atravessadas ⁴.

De igual forma, na solução apresentada, considera-se como parâmetro de QoS apenas a largura de banda. Outro facto que motiva esta decisão prende-se com o estado actual do simulador de rede utilizado, que não admite modelos de rede com QoS, como se verá adiante. É de salientar, no entanto, que a caracterização da largura de banda será feita em termos de valor médio, por uma questão de simplicidade. Esta opção apresenta, como é natural, algumas limitações que a seu tempo não deixarão de se manifestar.

²Apesar disso, [5] propõe um método para obter decisões pré-calculadas, quando é considerado apenas um parâmetros de QoS: largura de banda.

³*Token Bucket*.

⁴Com esta informação de natureza estática não é possível fazer garantias quanto ao tempo de atraso na entrega dos pacotes, uma vez que em geral este aumenta com o aumento do tamanho dos tampões, não dependendo apenas do atraso na propagação do sinal no meio físico de transmissão.

Isto não impede porém, que sempre que possível, sejam considerados outros critérios além da largura de banda, que no caso são o número de saltos e o atraso das ligações ⁵. Por sua vez, o atraso dum ligação física é ponderado no custo dessa mesma ligação, juntamente com o fluxo e a largura de banda totais, de acordo com a equação 1, onde d_l é o atraso da ligação, f_l é o fluxo (resultante do fluxo anterior mais a largura de banda pedida) e C_l a capacidade da ligação. Veja-se [9] para mais detalhes relacionados com esta equação.

$$custo_l = f_l \times d_l + \frac{f_l}{C_l - f_l} \quad (1)$$

A primeira parcela desta equação representa o atraso nas ligações físicas. A segunda parcela procura representar o atraso introduzido pelas filas de espera à entrada de cada ligação. Nos diversos testes a descrever adiante foi considerada apenas a segunda parcela da equação 1.

Esta equação permite codificar o parâmetro largura de banda em termos de custos associados às ligações físicas da rede de dados.

III. Aplicação das Redes Neurais às Redes de Dados com Garantias de QoS

Um aspecto que se viu ser importante é que reservas efectuadas com parâmetros de QoS de natureza contínua dificultam consideravelmente, ou impedem mesmo, a determinação *a priori* de decisões de encaminhamento, tal como sucede hoje no IP, pelo que interessa usar um método que permita tomar essas decisões muito rapidamente sempre que surge um pedido, seja o algoritmo de Dijkstra ou outro método qualquer. Assim sendo, uma vez que o algoritmo de Dijkstra permite determinar exactamente o CMC, qualquer alternativa — nomeadamente uma RN — tem que ser mais rápida quando concretizada para ser uma alternativa que valha a pena ser considerada. Note-se que uma solução baseada em RN não oferece a garantia de encontrar o CMC, ao contrário do que sucede com o algoritmo de Dijkstra.

Uma rede neuronal artificial é um dispositivo de cálculo inspirado nas redes neuronais existentes na natureza, cujo elemento constituinte básico é o neurónio. Existem vários tipos de redes neuronais que diferem entre si, quer na configuração em que são dispostos os seus neurónios, quer nas regras matemáticas que regem o funcionamento destes mesmos neurónios.

Para uma abordagem exaustiva deste tema veja-se [6]. Para este trabalho interessam apenas as RN capazes de resolver problemas de optimização, sendo as RN de Hopfield adequadas para o efeito. Duas das três RN de Hopfield comparadas no artigo são soluções bem conhecidas, a que se atribuem o nome dos seus autores, respectivamente Ali e Kamoun (AK — veja-se [1]) e Park e Choi (PC — veja-se [8]). A terceira RN utilizada, chamada de Variáveis Dependentes (VD) encontra-se descrita em [2].

É importante salientar que as RN diferem do algoritmo de Dijkstra essencialmente pelas seguintes razões:

⁵Mais precisamente, o número de saltos é considerado apenas como factor de desempate quando é utilizado o algoritmo de Dijkstra.

- podem não determinar o óptimo, podendo inclusivamente não determinar nenhuma solução válida;
- a qualidade e a validade dos resultados tende a deteriorar-se com o crescimento do número de nós do grafo em que se procura determinar a solução;
- as RN usam-se na esperança de aumentarem sensivelmente a rapidez com que é possível obter uma resposta, mesmo que sub-óptima.

Em face disto, em paralelo às RN atrás indicadas foi igualmente utilizado o algoritmo de Dijkstra de forma a delimitar claramente os resultados obtidos por aquelas.

IV. Arquitectura da Rede de Dados e Ambiente de Comparação

A. Dispositivos a Comparar e Objectivos da Comparação

Nas simulações a realizar são utilizadas as três arquitecturas de RN referidas na secção III, além do algoritmo de Dijkstra, que servirá de referência para a comparação. Interessa conhecer dois resultados fundamentais, que na medida do possível terão que ser quantificados:

- que vantagem, em termos de tempo de execução, é que poderá advir da utilização duma RN;
- quão piores são as soluções obtidas pelas RN, quando utilizadas num ambiente que simula o real.

Além dos quatro métodos para determinar CMC numa arquitectura de rede com QoS, agora enumerados, vai ser ainda utilizado o algoritmo de Dijkstra, mas em redes sem qualquer tipo de conexões ou reservas e, portanto, sem garantias de QoS. Este quinto método serve para validar a arquitectura com QoS.

B. Parâmetros da Avaliação

A avaliação da qualidade das soluções propostas será feita segundo os seguintes parâmetros:

- tempo de atraso médio dos dados (equação 2);
- rácio de utilização das ligações físicas ou taxa de ocupação (equação 7);
- percentagem de rejeição de reservas (equação 3);
- percentagem de perdas (equação 4);

O tempo de atraso médio é calculado de acordo com a equação 2, onde T_i é o tamanho do pacote i , e d_i o tempo que vai desde que este é enviado pelo emissor até que é entregue ao receptor. Este não é mais do que um atraso ponderado que leva em consideração o tamanho de cada pacote que circula na rede.

$$d_{medio} = \frac{\sum_i T_i \times d_i}{\sum_i T_i} \quad (2)$$

As equações 3 e 4 permitem determinar, respectivamente, a percentagem de rejeição de reservas e a percentagem de perdas de dados. L_{na} e L_t são, respectivamente, as

reservas não aceites e as reservas tentadas (entre estas incluem-se as reservas aceites, as rejeitadas e as falhadas — ver adiante); R é a percentagem de reservas rejeitadas e P a percentagem de perdas.

$$R = \frac{L_{na}}{L_t} \times 100 \quad (3)$$

$$P = \frac{\sum_{i=perdidos} T_i}{\sum_i T_i} \times 100 \quad (4)$$

Além das reservas não aceites pela rede de dados por falta de recursos, define-se também o conceito de reserva falhada como sendo uma reserva pedida por uma aplicação, mas que por incapacidade do método de encaminhamento em seleccionar um percurso não foi concluída com sucesso ⁶.

A percentagem de utilização das ligações físicas é, de entre estes, o parâmetro cujo cálculo se apresenta mais complexo. Defina-se inicialmente a capacidade da rede como sendo o número de octetos que esta consegue comportar em cada instante (não contando com as filas de espera). A expressão da capacidade é dada pela equação 5, onde L_l é a largura de banda da ligação física l , d_l o respectivo atraso e C é a capacidade total, medida em dígitos binários, que resulta do somatório discreto efectuado sobre todas as ligações físicas existentes na rede.

$$C = \sum_l L_l \times d_l \quad (5)$$

No instante t , a capacidade utilizada da rede, C_{ur} , está representada na equação 6, onde $b_l(t)$ é a quantidade de dados (medida em dígitos binários) em trânsito na ligação física l .

$$C_{ur}(t) = \sum_l b_l(t) \quad (6)$$

Como $b_l(t) \leq L_l \times d_l$, isto significa que $C_{ur}(t)/C \leq 1$, como não poderia deixar de ser.

Dadas estas definições, entre o instante de tempo t_i e o instante t_f , o rácio médio de utilização da ligações físicas, R_u , é dado pela equação 7.

$$R_u = \frac{\int_{t_i}^{t_f} \frac{C_{ur}(t)}{C}}{t_f - t_i} = \frac{\int_{t_i}^{t_f} \frac{\sum_l b_l(t)}{\sum_l L_l \times d_l}}{t_f - t_i} \quad (7)$$

C. Descrição do Simulador de Rede

Para fazer a validação experimental dos diversos dispositivos/algoritmos de encaminhamento, bem como da arquitectura de rede com QoS, foi utilizado o simulador de rede ns-2.1b4 — *Network Simulator* versão 2.1b4 [7].

O ns-2 é um simulador orientado para redes sem conexões ou reservas, que se adequa facilmente para testar uma rede IP, mas não permite que sejam simuladas redes com garantias de QoS, pelo menos sem alterações consideráveis. De qualquer forma, o facto de ser bastante modular, de ser gratuito e de ter o código fonte disponível para

⁶Nas reservas falhadas incluem-se duas situações diferentes: uma delas dá-se quando não existe nenhum percurso capaz de satisfazer o pedido em questão (por não haver largura de banda suficiente, por exemplo); a outra situação ocorre quando a RN não converge para um resultado final válido, ainda que este exista.

possíveis alterações, elegeram-no para a tarefa a realizar, que implicou, naturalmente, algumas alterações.

Foi também uma opção que, na medida do possível, todo o mecanismo necessário ao estabelecimento das reservas fosse excluído dos cenários de realização dos testes. A ideia é que nestes cenários os acontecimentos decorram em três tempos diferentes: estabelecimento de reservas; troca de pacotes; terminação das reservas.

Naturalmente que um cenário construído nestes termos apresenta algumas limitações, já que não considera o aparecimento de novas reservas e eliminação de reservas existentes, mas procura minimizar as interferências do protocolo que estabelece as reservas nos resultados estatísticos finais.

A simulação por *software* das RN é feita com recurso ao método de Runge-Kutta de quarta ordem, de acordo com o que está descrito em [3].

D. Topologia

Um dos aspectos a definir na simulação é precisamente a topologia da rede de dados a considerar. Na ausência duma rede tipo consideraram-se 18 topologias diferentes, organizadas segundo os seguintes parâmetros ⁷:

- redes com 20, 30 e 40 nós (39 em vez de 40 nalguns casos);
- para cada uma destas dimensões, redes com hierarquia e redes sem hierarquia;
- para cada dimensão e para cada tipo de hierarquia, considerar 3 exemplares distintos.

As Figuras 2 e 3 exemplificam respectivamente uma rede com 20 nós, não hierárquica (*geo*), e uma rede de 39 nós, hierárquica (*ts* — *transit-stub*).

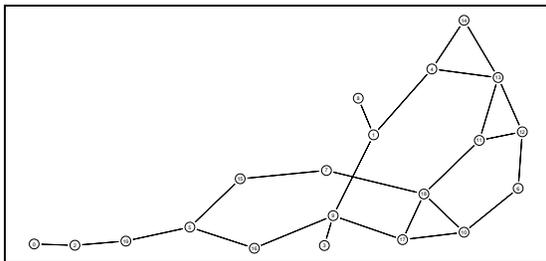


Fig. 2. Rede não hierárquica de 20 nós

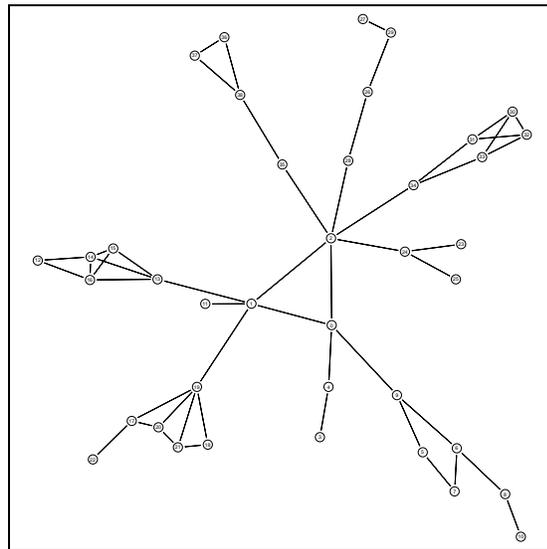


Fig. 3. Rede hierárquica de 39 nós

⁷Para definir todas estas redes foram utilizadas duas aplicações de *software* — *gt-itm* e *sgb2ns*. *Gt-itm* é um acrónimo para *Georgia Tech Internetwork Topology Models*. Veja-se [3] para mais detalhes.

E. Cenários

Criadas as topologias, têm que ser definidos outros parâmetros, em particular, quantos e que circuitos virtuais (i.e. reservas) devem ser estabelecidos na rede e que fontes de tráfego vão ser utilizadas.

Quanto ao número de circuitos virtuais este foi tomado como igual ao número de nós existente na rede. Para cada rede utilizaram-se fontes de tráfego estocásticas (*exponenciais*). As fontes estocásticas podem encontrar-se num de dois estados possíveis: activas ou inactivas. Só quando estão activas é que geram tráfego, na forma de pacotes com o tamanho fixo de 200 octetos a um débito de 800 kbps. A transição de um estado de actividade para o seguinte é controlada por um processo aleatório que obedece a uma distribuição exponencial. O tempo médio entre transições é de 200 ms. Como estas fontes passam, em média, metade do tempo inactivas, espera-se que o seu débito médio seja de 400 kbps. A gestão da rede com fontes deste tipo pode ser complicada porque, provavelmente, haverá períodos de tempo em que o débito despejado para a rede será muito superior ao valor médio contratado com as fontes.

Note-se que, para cada fonte de tráfego, deverá ser estabelecido um circuito virtual. É de referir que muitas das fontes acabam por não participar activamente na simulação, porque as suas reservas não são aceites por um módulo de Controlo de Admissão de Conexões (CAC), seja por deficiência da RN que faz o encaminhamento seja, simplesmente, porque não há largura de banda suficiente na rede.

É ainda importante referir os seguintes aspectos relativos aos cenários construídos:

- cada ligação física suporta no máximo duas reservas, uma vez que a largura de banda de todas elas é de 1 Mbps e o fluxo anunciado pelas aplicações é de 400 kbps;
- como as reservas são todas pedidas com um intervalo de tempo muito pequeno, há actualizações do estado das ligações físicas que não se propagam a tempo de serem consideradas.

Apesar da sua simplicidade este modelo da simulação será suficiente para realçar com clareza os desempenhos dos diferentes métodos de encaminhamento e as limitações da arquitectura com QoS construída, uma vez que aqueles diferem bastante em termos de resultados e esta tem algumas limitações que são facilmente detectáveis.

V. Resultados e Análise

A. Resultados

Os resultados estatísticos obtidos dividem-se em dois grupos diferentes. Um dos grupos contém dados relativos à avaliação de diversos parâmetros exclusivos da rede de dados. São eles a percentagem de perdas de dados, a taxa de ocupação da rede e o atraso médio dos dados como definidos na secção IV. O segundo grupo procura avaliar os métodos de encaminhamento propriamente ditos, à custa da contabilização do número de reservas que foram pedidas à rede e que foram aceites ou rejeitadas; as reservas podem ainda não ser sucedidas por deficiência do método de encaminhamento — este número também é contabilizado. No caso das RN é indicado o número de iterações necessário à sua convergência.

Cada gráfico apresentado é o resultado dos valores médios de três cenários diferentes. Assim, por exemplo, quando é dito que os resultados se referem ao cenário $geo40$, isto significa que foram simulados três cenários diferentes todos eles com redes não hierárquicas de 40 nós.

Da Figura 4 até à 9 são apresentadas as estatísticas relativas à ocupação, perdas e atraso na rede para fontes de tráfego estocásticas (*exp* — exponenciais).

Da Figura 10 até à 15 são apresentados o número de reservas aceites, rejeitadas e falhadas para cada um dos cenários existentes. É ainda apresentado o número de iterações de que necessitaram as RN para convergir, na simulação pelo método de Runge-Kutta ⁸.

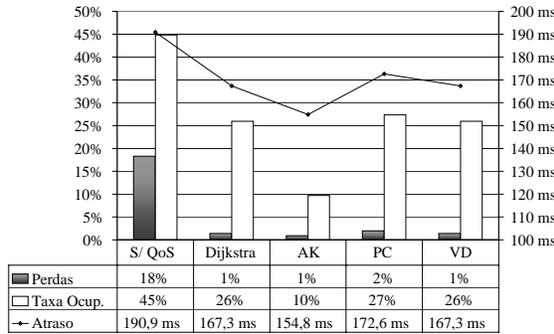


Fig. 4. Estatística $ts20$ (exp.)

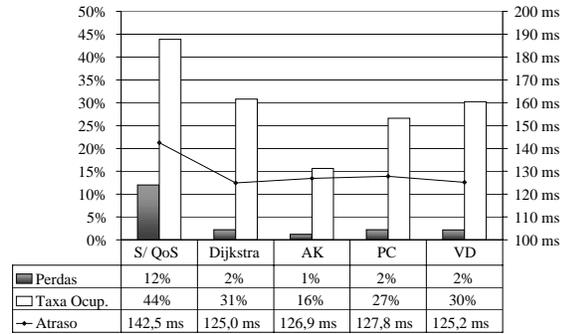


Fig. 5. Estatística $geo20$ (exp.)

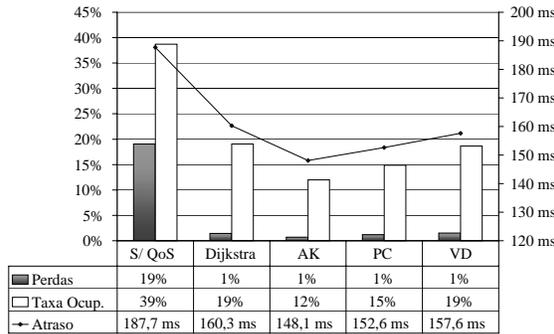


Fig. 6. Estatística $ts30$ (exp.)

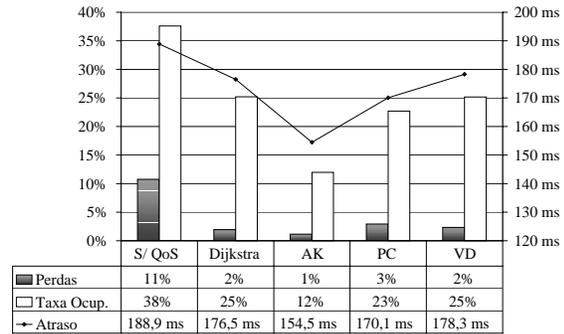


Fig. 7. Estatística $geo30$ (exp.)

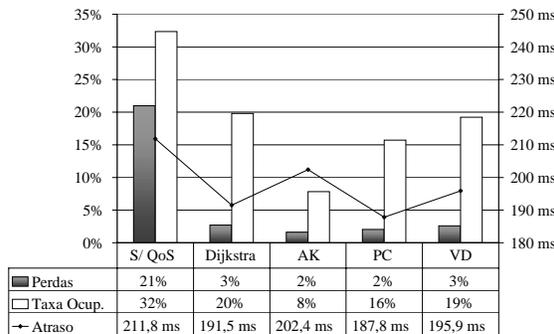


Fig. 8. Estatística $ts40$ (exp.)

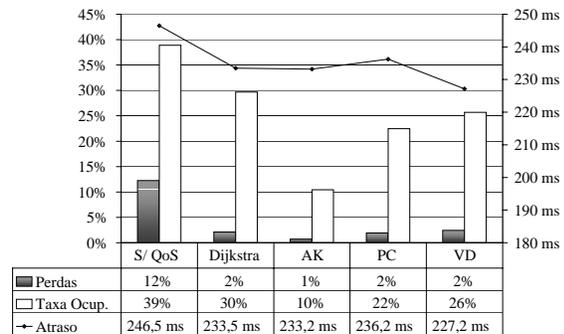


Fig. 9. Estatística $geo40$ (exp.)

⁸Este número é um indicador directo do tempo que a rede neuronal necessita para convergir. Se a rede neuronal necessita de 8000 iterações, por exemplo, isso significa que a sua convergência levaria 8 centésimas de segundo. Veja-se [1].

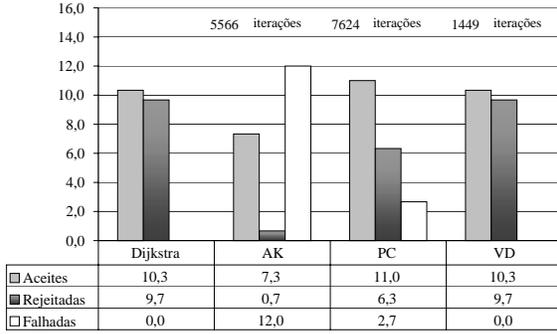


Fig. 10. Reservas do cenário *ts20*

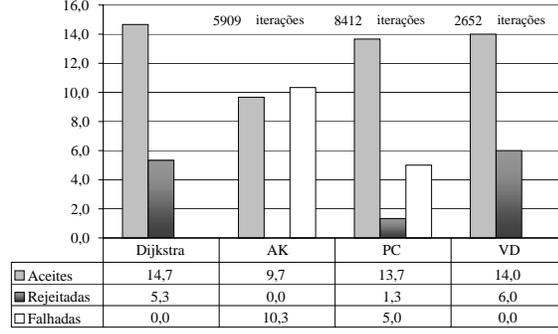


Fig. 11. Reservas do cenário *geo20*

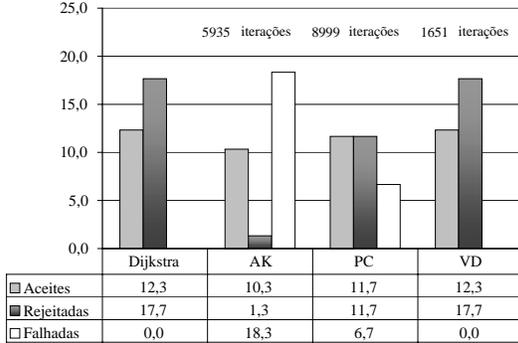


Fig. 12. Reservas do cenário *ts30*

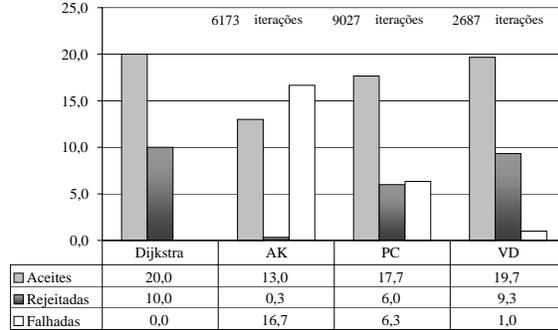


Fig. 13. Reservas do cenário *geo30*

B. Análise da Arquitectura com QoS

A primeira conclusão a tirar dos gráficos é que a arquitectura com QoS, mesmo sendo baseada apenas no valor médio da largura de banda é eficiente, embora não totalmente, já que se verificam sempre perdas. Para isso basta verificar que as perdas e o atraso são sempre inferiores aos que ocorrem no cenário de controlo sem QoS. Não esquecer, contudo, que há um preço a pagar por isso, e que esse preço é a menor utilização da rede. Com efeito, há sempre fontes de tráfego que ficam de fora enquanto que, não havendo restrições, todas podem utilizar a rede (até à sua congestão, eventualmente).

C. Análise da Utilização da Rede

O primeiro facto a salientar é que quando não são estabelecidas reservas (i.e., quando não há QoS) se consegue um aproveitamento máximo da capacidade da rede. O preço

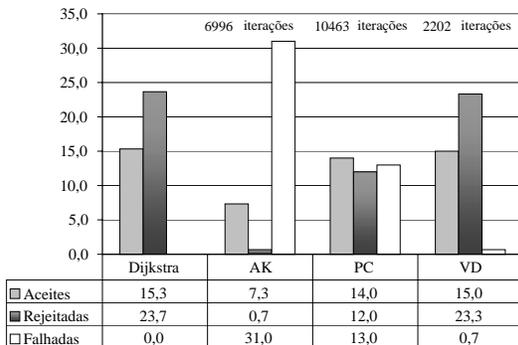


Fig. 14. Reservas do cenário *ts40*

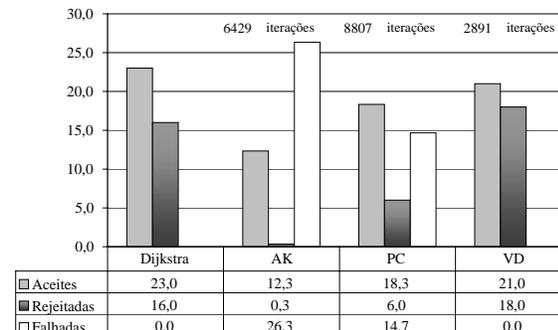


Fig. 15. Reservas do cenário *geo40*

a pagar pelo maior aproveitamento é um atraso maior (como geralmente acontece) e a existência de perdas, que chegam a atingir 21% no cenário *ts40* (Figura 8). Esta conjugação ocorre em todos os cenários: aqueles que não têm QoS são, sem excepção, os que têm níveis de ocupação, atraso e perdas mais elevados.

De um modo geral, pode-se dizer que as RN apresentam, naturalmente, resultados piores que o algoritmo de Dijkstra. Acontece em diversos cenários que com RN se atinge um débito menor, acompanhado de atrasos mais elevados. É o caso da RN de Ali e Kamoun no cenário *geo20*; da RN de Park e Choi nos cenários *geo20* e *geo40*; e da rede de VD nos cenários *geo20* e *ts40*.

Em termos de débito (que na prática pode ser quantificado pelo número de reservas bem sucedidas e descontando as perdas), o algoritmo de Dijkstra leva sempre a melhor sobre as RN, excepto no caso da rede *ts20*, onde a RN de Park e Choi consegue um número mais elevado de reservas. Exceptuando este caso, e entre as RN, as de VD conseguiram sempre o número mais elevado de reservas aceites. Pelo contrário, a solução de Ali e Kamoun é a que apresenta, de longe, os piores resultados. Comparativamente a esta, na RN de Park e Choi, a degradação não é tão significativa mas é, ainda assim, bastante sensível.

Estes resultados levam a crer que, tal como era sugerido nalguns artigos (veja-se [8]), a RN de Ali e Kamoun não se adequa a redes de dados com mais de 30 nós, número a partir do qual o aproveitamento da rede de dados cai abruptamente. Na RN de Park e Choi a degradação não é tão rápida, mas ainda assim acontece, quando comparada com os resultados do algoritmo de Dijkstra. Nas RN de VD não se pode concluir que haja uma degradação nítida dos resultados, com o aumento do tamanho da rede, pelo menos até aos 40 nós, pois o número de reservas bem sucedidas é apenas 10% inferior no cenário *geo40* e quase igual no *ts40* aos números homólogos do algoritmo de Dijkstra.

D. Análise do Resultado das Reservas

A partir do número de reservas rejeitadas não é possível tirar conclusões fiáveis. Uma reserva rejeitada acontecerá, em princípio, por deficiência da arquitectura da rede e não do método de encaminhamento. Este tipo de situação acontecerá normalmente quando o nó que faz o encaminhamento tem informação desactualizada relativamente aos recursos disponíveis em algumas das ligações físicas da rede.

Pelo contrário, o número de reservas falhadas é um importante parâmetro de avaliação e resulta sempre duma incapacidade do método em encontrar uma solução. Esta incapacidade pode ser justificada pelo facto de não existir, de facto, nenhum percurso elegível com largura de banda suficiente, mas também pode ocorrer por incapacidade do próprio método de encaminhamento. Obviamente que esta segunda hipótese nunca ocorre com o algoritmo de Dijkstra. Aliás, por análise dos resultados, verifica-se que a primeira hipótese também nunca ocorre com este algoritmo, pelo que é lícito concluir que, se não todas, pelo menos quase todas as reservas falhadas das RN se devem à sua própria incapacidade em encontrar um resultado e não a uma insuficiência de largura de banda da rede.

Em termos de número de reservas falhadas duas conclusões são imediatas: as redes de Ali e Kamoun falham muito mais reservas; e a proporção de reservas falhadas aumenta com a dimensão da rede, não só para as redes de Ali e Kamoun, como para as de Park e Choi, embora o mesmo já não se passe com as RN de VD.

Quanto ao número médio de iterações necessárias à convergência, não deixa de ser interessante constatar que a RN de Ali e Kamoun converge mais depressa do que uma rede que lhe é posterior — a de Park e Choi —, pelo menos nos casos experimentados. Quanto à RN de VD os resultados suplantam os das outras RN em termos de velocidade de convergência.

VI. Conclusão

O artigo abordou a aplicação de RN à resolução do problema do encaminhamento, focando em particular a necessidade de se considerarem parâmetros de QoS nas suas decisões. Deste facto surge a necessidade de construir um mecanismo capaz de calcular percursos, considerando esses parâmetros e que seja o mais rápido possível, visto ser necessário calcular novos percursos sempre que surge um pedido de reserva.

Esta necessidade de elevado desempenho aponta para a utilização de RN, que têm o potencial de ser mais eficientes que um algoritmo executado sequencialmente. De modo a seleccionar o tipo de RN mais adequado, foram utilizadas e comparadas, como método de cálculo do CMC as seguintes RN: de Ali e Kamoun (AK), de Park e Choi (PC) e de Variáveis Dependentes (VD). Como base de comparação utilizou-se o algoritmo de Dijkstra, que por encontrar sempre percursos óptimos serviu para estabelecer os limites a atingir.

Os diferentes métodos de encaminhamento foram aplicados a um conjunto de cenários e simulados no ns-2, que foi expandido de forma a oferecer um suporte básico de QoS e de alguns requisitos que este suporte pressupõe, tais como a reserva de recursos.

Foi possível concluir ao nível dos métodos de cálculo do CMC, que:

- o algoritmo de Dijkstra obtém, como seria de esperar, os melhores resultados;
- a RN de Ali e Kamoun obtém os piores resultados;
- a RN de Park e Choi, apesar de conseguir resultados nitidamente melhores que a RN anterior, apresenta grandes limitações quanto à validade da sua convergência (i.e., quanto à validade da solução obtida);
- a RN de VD é a que obtém os melhores resultados entre as RN e, sobretudo, apresenta um número de convergências mal sucedidas muito mais reduzido.

Outro aspecto considerado foi a velocidade de convergência duma RN, se concretizada em *hardware*. Da análise dos gráficos resulta que não é garantido que os tempos de convergência sejam suficientemente baixos para justificar a sua utilização. Este é um dos aspectos em que as RN terão de apresentar melhorias. Além deste, será necessário que as RN sejam capazes de obter sistematicamente resultados próximos do óptimo e que sejam capazes de se adaptar facilmente a alterações na configuração da rede de dados.

Quanto ao racional do artigo, parece claro que a melhor forma de comparar métodos de encaminhamento é, na ausência dum cenário real, a utilização dum simulador. A simulação servirá não só para comparar diferentes métodos de encaminhamento, mas também para fazer a sua calibração em função dos parâmetros de QoS a considerar (no que diz respeito aos pesos a dar a cada um dos parâmetros ou à fórmula de cálculo dos custos, por exemplo). Naturalmente que quanto mais próximos forem os

desempenhos dos métodos de encaminhamento mais realistas deverão ser os cenários se se quiser estabelecer alguma comparação válida.

Finalmente, note-se que nesta primeira abordagem ao problema da construção desta arquitectura se utilizou a largura de banda, caracterizada em termos de média, como parâmetro de QoS. Será previsível que os resultados melhorem sensivelmente se, num trabalho futuro, a largura de banda vier a ser caracterizada por parâmetros de balde de testemunhos (*token bucket*), tal como previsto no QoSPPF, por exemplo. Outra alteração que se afigura necessária é a formatação do tráfego das aplicações.

VII. Referências

- [1] Mustafa K. Mehmet Ali and Faouzi Kamoun. Neural networks for shortest path computation and routing in computer networks. *IEEE Transactions on Neural Networks*, 4(5):941–953, November 1993.
- [2] Filipe Araújo, Bernardete Ribeiro, and Luís Rodrigues. A neural network for shortest path computation. Technical report DI/FCUL TR-00-2. Technical report, Department of Computer Science, University of Lisbon, April 2000.
- [3] Filipe Araújo. Aplicação das redes de Hopfield no encaminhamento em redes de dados. Master's thesis, Departamento de Engenharia Informática da Faculdade de Ciências e Tecnologia da Universidade de Coimbra, Outubro 1999.
- [4] Ed.R. Braden, L. Zhang, S. Berson, S. Herzog, and S. Jamin. Resource reservation protocol (RSVP) — version 1 functional specification. Technical report, ISI, UCLA, IBM Reserach, Univ. of Michigan, September 1997.
- [5] G.Apostolopoulos, R. Guerin, S. Kamat, A. Orda, T. Przygienda, and D. Williams. QoS routing mechanisms and OSPF extensions. Technical report, IBM, UPenn, IBM, Technion, Lucent, IBM, April 1998. draft-guerin-qos-routing-ospf-05.txt, trabalho em evolução.
- [6] Simon Haykin. *Neural Networks — A Comprehensive Foundation*. Macmillan College Publishing Company, Inc., 1994.
- [7] The network simulator - ns-2. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [8] Dong-Chul Park and Seung-Eok Choi. A neural network based multi-destination routing algorithm for communication network. *IEEE*, pages 1673–1678, 1998.
- [9] Mischa Scharwtz. *Telecommunication Networks*. Addison-Wesley Publishing Company, 1987.