

Uma Avaliação Experimental do Roteamento das Redes em Malha Sem-fio em Ambientes Fechados

Rodrigo de S. Couto, Miguel Elias M. Campista, Luís Henrique M. K. Costa e Otto Carlos M. B. Duarte

Resumo—Atualmente, muitos protocolos de roteamento para as redes em malha sem-fio vêm sendo propostos. Entretanto, poucos levam em consideração a alta taxa de perda de pacotes de controle. Este trabalho analisa o problema da consistência das informações de roteamento entre os nós da rede sem-fio. Para isso, é proposta uma métrica para avaliar o grau de inconsistência da rede. Os testes experimentais demonstram que as altas taxas de perdas das mensagens de controle em ambientes fechados influenciam negativamente o cálculo de rotas. Além disso, demonstra-se que a grande dinamicidade da rede introduz alta instabilidade na escolha do próximo salto. Os resultados mostram que o efeito das perdas é relevante e que a simples manipulação de parâmetros de configuração não é suficiente.

Palavras-Chave—Redes sem-fio, consistência do roteamento.

Abstract—Currently, many routing protocols for wireless mesh networks have been proposed. Nevertheless, quite a few take the high loss rate of control packets into account. This work analyzes the problem of routing consistency information among wireless network nodes. To accomplish this, we propose a metric to evaluate the level of network inconsistency. The experimental tests demonstrate that the high loss rates seen in indoor environments negatively influences the route computation. Besides, we demonstrate that the high network dynamics leads to high instability in the next hop's election. Results show that the effect of losses is significant and that the simple manipulation of routing protocol configuration parameters is not enough.

Keywords—Wireless networks, routing consistency.

I. INTRODUÇÃO

As redes em malha sem-fio (RMSF) são caracterizadas pela presença de um *backbone* estacionário composto por roteadores sem-fio. O objetivo do *backbone* é aumentar a conectividade e estender a cobertura a usuários fora do alcance direto dos *gateways* para outras redes. O encaminhamento dos dados é realizado através de múltiplos saltos sem-fio, onde os roteadores do *backbone* são os nós intermediários.

As comunicações por múltiplos saltos fazem com que o roteamento desempenhe um papel fundamental. Os protocolos de roteamento [1] devem encontrar o caminho mais curto entre qualquer par origem-destino da rede para aumentar a eficiência das comunicações. O caminho mais curto é calculado a partir de informações globais da topologia, mantidas por cada nó da rede. Tais informações são adquiridas localmente, entre o nó e seus vizinhos, e recebidas periodicamente de outros nós através de mensagens de controle. Um dos principais desafios

das redes em malha sem-fio é assegurar que a topologia da rede vista por todos os nós seja a mesma na maior parte do tempo. Esse problema ocorre devido ao atraso de recepção das informações de topologia vindas dos outros nós. Caso a topologia vista por cada nó não seja a mesma, o menor caminho encontrado para um mesmo par origem-destino pode não ser igual se for calculado por nós diferentes. Essas visões diferentes da topologia podem gerar um problema de inconsistência entre as tabelas de roteamento de cada nó [2]. Nas redes sem-fio, essa inconsistência pode levar a problemas como laços de roteamento (*loops*) e escolha de caminhos mais longos que contenham enlaces de menor qualidade. As restrições de banda passante das redes sem-fio e o método de acesso ao meio compartilhado tornam mais severos os problemas do roteamento não ótimo.

O problema da inconsistência no roteamento é tratado em trabalhos da literatura. Yang e Wang [3] avaliam teoricamente a importância de se utilizar métricas de roteamento que sejam adequadas a cada protocolo específico. Eles argumentam também que é importante conhecer a rede onde o protocolo e a métrica são usados para evitar inconsistências de roteamento. Zaidi e Landfeldt [4] aproveitam a transmissão em difusão nas redes sem-fio para monitorar os nós que enviam informações de controle inconsistentes. Todos os nós da rede que recebem informações diferentes das que possuem, enviam avisos ao nó origem para que esse realize suas contramedidas. Huang *et al.* [5] avaliam o impacto das atualizações das informações de roteamento no desempenho da rede de forma teórica e por simulação. Eles verificam que a redução acentuada dos intervalos de atualização não melhora o desempenho da rede, ao ponto de se justificar o aumento da sobrecarga de controle.

Este trabalho avalia experimentalmente o problema da inconsistência do roteamento nas redes em malha sem-fio. Para isso, uma métrica nova é proposta para avaliar o nível de inconsistências das topologias conhecidas por cada nó. O protocolo de roteamento OLSR (*Optimized Link-State Routing*) [6] é utilizado pois seu emprego é comum em redes em malha sem-fio. Neste trabalho, seis configurações do OLSR são utilizadas para verificar a influência dos parâmetros no problema. Os testes foram conduzidos em uma rede de testes em ambiente fechado (*indoor*). A partir dos resultados é possível concluir que as inconsistências do roteamento são relevantes e que a simples proposta de novas configurações ou novos protocolos semelhantes aos já existentes não é a melhor solução para o problema.

Este trabalho está organizado da seguinte forma. A Seção II revisa as características do OLSR inseridas no escopo deste trabalho. A Seção III introduz a métrica grau de inconsistência.

Rodrigo, Luís Costa e Otto Duarte, Grupo de Teleinformática e Automação - PEE/COPPE - DEL/POLI, Universidade Federal do Rio de Janeiro. Miguel Campista, Laboratório MídiaCom, TET, Universidade Federal Fluminense. E-mails: {souza, luish, otto}@gta.uff.br, miguel@midia.com.uff.br. Este trabalho foi realizado com recursos do CNPq, CAPES, Faperj e FUJB. Uma versão preliminar deste trabalho foi apresentada como pôster no SBRC de 2009.

O ambiente de testes é descrito na Seção IV. A Seção V apresenta os resultados obtidos e a Seção VI conclui este trabalho e apresenta os trabalhos futuros.

II. PROTOCOLO DE ROTEAMENTO OLSR

O OLSR é um protocolo pró-ativo baseado em estado do enlace. Assim, o OLSR envia periodicamente mensagens de controle para manter uma cópia do mapa da topologia em todos os nós da rede. Os estados dos enlaces do OLSR são enviados dentro de mensagens de controle de topologia (*Topology Control* – TC). Essas mensagens são enviadas em inundação para toda a rede. Como os enlaces sem-fio são de difusão, as mensagens são enviadas para o endereço de *broadcast*, para que todos os nós dentro da área de cobertura do emissor possam receber a mensagem utilizando apenas uma transmissão. Entretanto, como um nó pode receber a mesma mensagem enviada por nós diferentes (p. ex. enviada pelo nó fonte e por um nó retransmissor da mensagem), o OLSR utiliza um método de controle de inundação para diminuir o número de mensagens redundantes. Para tal, cada nó seleciona o seu conjunto MPR (*Multi-Point Relay*), que é composto pelo menor conjunto de vizinhos de um salto capazes de alcançar todos os vizinhos de dois saltos. Apenas os nós do conjunto MPR retransmitem os estados dos enlaces do nó que os escolheu. Os demais nós apenas ouvem as mensagens. Além do uso do conjunto MPR, o OLSR pode utilizar os parâmetros *TcRedundancy*, *MprCoverage* e *LinkQualityFishEye* para regular a carga de controle [7].

O parâmetro *TcRedundancy* ajusta a quantidade de informação contida em cada mensagem de controle de topologia. Esse parâmetro define três possíveis níveis. No nível 0, as mensagens de controle de topologia informam apenas os estados dos enlaces entre o nó emissor da mensagem e os nós que o escolheram como MPR (*MPR selector set*). Esse nível representa o nível mínimo de informação necessária para que todos os nós possam calcular caminhos entre qualquer par origem-destino da rede. No nível 1, as mensagens contêm, além dos estados dos enlaces contidos no nível 0, os estados dos enlaces entre o nó emissor e os seus vizinhos MPR (*MPR set*). No último nível, nível 2, os nós anunciam os estados dos enlaces entre eles e todos os seus vizinhos.

O parâmetro *MprCoverage* define o número de nós pertencentes ao conjunto MPR que devem ser utilizados para alcançar os vizinhos de dois saltos. Esse parâmetro pode assumir qualquer valor inteiro maior que um. Caso o *MprCoverage* seja igual a um, a carga de controle é mantida no mínimo. Por outro lado, se o *MprCoverage* for igual a m , cada nó seleciona o seu conjunto MPR de modo a garantir que cada vizinho de dois saltos seja alcançado por pelo menos m vizinhos do conjunto MPR, se isso for possível. Quanto maior o valor do *MprCoverage*, menor é o efeito da redução de controle proporcionada pelo conjunto MPR. O *olsrd* define o valor máximo do *MprCoverage* igual a sete.

O parâmetro *LinkQualityFishEye* define se o método de controle de inundação *Fisheye* é utilizado ou não. Esse método foi proposto por Pei *et al.* [8] para reduzir o número de mensagens de controle de topologia nas redes ad hoc. Pei *et al.* advogam que nós distantes não se comunicam com a

mesma frequência que os nós mais próximos. Além disso, com o aumento da distância, a precisão das mensagens de controle de topologia vai sendo perdida. Assim, torna-se mais eficiente concentrar as mensagens de controle de topologia entre os nós mais próximos do nó origem. Para regular o alcance das mensagens, o *Fisheye* ajusta o valor do campo TTL (*Time-To-Live*) do protocolo IP.

O impacto do uso desses três parâmetros é avaliado nos experimentos deste trabalho, conforme será visto na Seção V.

III. MÉTRICA GRAU DE INCONSISTÊNCIA

Neste trabalho a rede é modelada como um grafo $G = (V, E, e)$, onde V é o conjunto de vértices, E é o conjunto de arestas e e é uma função de pesos dados às arestas. Estes representam os nós, enlaces sem-fio, e custos dos enlaces, respectivamente. Os conjuntos de nós e de enlaces são fixos enquanto a função dos custos dos enlaces varia no tempo. Além disso, o conjunto dos enlaces é não-direcionado enquanto a função dos custos dos enlaces é direcionada, pois os custos podem ser diferentes em cada direção.

Um caminho no grafo G é uma seqüência de vértices na qual qualquer par consecutivo é adjacente. Já o custo de um caminho é a soma dos pesos das arestas que compõem o caminho. Ao encaminhar um pacote, um determinado nó intermediário $i \in V$ escolhe entre os seus vizinhos aquele que oferece o caminho de menor custo até um dado nó de destino $d \in V$. Para isso, cada nó i mantém uma tabela que mapeia um nó destino d ao nó vizinho $v \in V$ que pertence ao caminho mais curto. Seja N_i o conjunto de nós vizinhos de um nó i , a tabela de roteamento de i , f_i , pode ser representada como uma função $f_i : d \rightarrow v \in N_i$.

O conjunto dos estados dos enlaces conhecidos por um nó i é conhecido como o mapa da topologia (M_i) desse nó. Seja S_i o subconjunto de M_i composto pelos estados dos enlaces do nó i com seus vizinhos (N_i), R_i o subconjunto de M_i composto pelos estados dos enlaces de i recebidos dos outros nós da rede e $R_{i,j}$ o subconjunto de R_i referente aos estados dos enlaces de j , pode-se representar o mapa da topologia conhecido por um nó i como sendo $M_i = S_i \cup R_i$, onde $R_i = \bigcup_{j=1, j \neq i}^{|V|} R_{i,j}$. Como o mapa da topologia pode variar no tempo, a notação pode ser estendida para $M_i^t = S_i^t \cup R_i^t$.

É importante observar que o subconjunto $R_{i,j}^t$ pode ser visto como uma estimativa dos estados dos enlaces do nó j com os seus vizinhos (N_j). Dado que os estados dos enlaces gerados em intervalos de tempo anteriores podem não refletir mais a realidade em t , a tabela de roteamento computado por i pode não conter os caminhos mais curtos disponíveis. Esse problema é uma consequência dos atrasos inseridos pelo encaminhamento por múltiplos saltos sem-fio. O objetivo da métrica *Grau de Inconsistência* é avaliar esse problema.

Definição 1 (Grau de Inconsistência): Define-se como mapa da topologia de referência (M_R^t), o conjunto dos estados dos enlaces formados entre os nós da rede e os seus vizinhos em um determinado instante t . Logo, $M_R^t = \bigcup_{i=1}^{|V|} S_i^t$. O grau de inconsistência da rede é definido como a diferença entre os estados dos enlaces contidos no subconjunto $R_{i,j}$ do mapa da topologia de i (M_i^t) e os estados dos enlaces correspondentes em M_R^t . Logo, a métrica

Grau de Inconsistência calculada pelo nó i (G_i) é:

$$G_i = \sum_{j=1, j \neq i}^{|V|} |R_{i,j}^t - S_j^t|. \quad (1)$$

Caso um determinado estado do enlace não esteja presente em um dos mapas da topologia, considera-se o valor do custo do enlace seja infinito. Para calcular G_i , entretanto, considerou-se o custo de um enlace infinito é zero. Apesar de contraditório, se outro valor fosse considerado, a métrica G_i poderia ser predominantemente o valor de apenas uma inconsistência.

IV. AMBIENTE DE TESTES

A rede de testes utilizada neste trabalho encontra-se no Bloco H do Centro de Tecnologia da Universidade Federal do Rio de Janeiro (UFRJ). A rede é composta por 14 nós, sendo que um deles é um computador pessoal e os outros são roteadores sem-fio. Os equipamentos estão localizados em salas do terceiro andar, formando uma rede fechada (*indoor*). Alguns dos nós estão posicionados no primeiro ou no segundo andar de um mezanino. A Fig. 1 ilustra a rede de testes, na qual o computador pessoal é identificado por C e os roteadores por R_i , onde i é o último octeto do endereço IP do roteador. Os números em sobrescrito indicam se o equipamento está no primeiro ou no segundo andar do mezanino. Nas salas onde não há mezanino, os equipamentos não possuem identificações em sobrescrito. A localização dos nós foi escolhida de forma a manter a rede conectada e ao mesmo tempo maximizar o número de saltos e de rotas disponíveis.

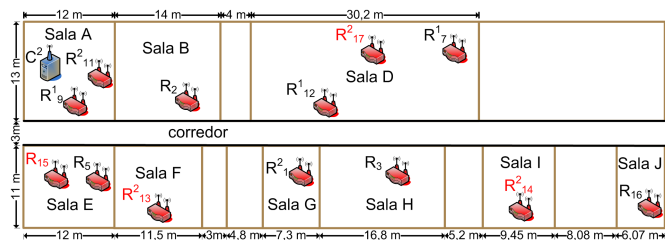


Fig. 1. A topologia da rede de testes.

A distância entre os dois equipamentos mais distantes (nós C e R_{16}) é de aproximadamente 75 m. As salas estão divididas em salas menores por divisórias de madeira. As paredes que separam as salas de A a D e as salas de E a I são simples e de alvenaria. As paredes entre todas as salas e o corredor são duplas e de alvenaria. É importante ressaltar que existem outras redes sem-fio operacionais no mesmo local.

A. Configurações básicas

O computador pessoal (C) está equipado com interface de rede sem-fio IEEE 802.11, marca Netgear e *chipset* Atheros AR5212. Já os 13 roteadores sem-fio IEEE 802.11 são da marca Linksys, sendo que seis deles são modelos WRT54G, seis são WRT350N e um é WRT150N. O sistema operacional utilizado nos roteadores é o Linux OpenWrt Kamikaze e no computador pessoal é utilizado o Linux Debian 3.1.

O modelo WRT350N pode armazenar *traces*, pois possui uma interface USB que pode ser utilizada para expandir a memória permanente. Todos os equipamentos executam a

versão 0.5 do *software* `olsrd` [9]. O computador utiliza a versão 0.9 do *driver* `madwifi` [10]. Os roteadores utilizam o *driver* `broadcom-drv` da Broadcom. Nenhum equipamento possui antenas adicionais.

Diferentes configurações para o OLSR foram avaliadas neste trabalho. Foram utilizadas seis combinações diferentes dos parâmetros `TcRedundancy`, `MprCoverage` e `LinkQualityFishEye`. O objetivo principal é analisar se o emprego de diferentes parâmetros do OLSR afeta os resultados obtidos na rede de testes. Uma característica importante das configurações é que da configuração 1 para a configuração 6, o nível de redundância das mensagens de controle de roteamento decresce. Discussões recentes [11] recomendam utilizar um nível alto de redundância para garantir que alguma mensagem de controle seja recebida pelos diversos nós da rede, dadas altas taxas de perda das redes sem-fio. O aumento da carga de controle, entretanto, pode resultar em um compromisso que é a redução dos recursos da rede para o tráfego de dados.

TABELA I

AS DIFERENTES CONFIGURAÇÕES DO OLSR UTILIZADAS.

Configuração	Tc Redundancy	Mpr Coverage	LinkQuality FishEye
1	2	7	false
2	2	7	true
3	1	1	false
4	1	1	true
5	0	1	false
6	0	1	true

O `olsrd` utiliza a métrica de roteamento ETX (*Expected Transmission Count*), que calcula o número médio de vezes que um quadro precisa ser enviado para que um vizinho o receba com sucesso. O valor da janela utilizada para cálculo do ETX é 100. Os outros parâmetros foram mantidos como na configuração padrão.

V. AVALIAÇÃO EXPERIMENTAL

A. Metodologia

Nos experimentos, o computador pessoal (C) envia sequências de `pings` para cada um dos roteadores da rede por vez. A sequência de `pings` é formada por 300 pacotes de 64 B, enviados em intervalos de 1 s, totalizando 5 minutos. Antes do início de cada sequência de `pings`, ocorre um intervalo de silêncio de 4 minutos e após a sequência, mais um intervalo de 1 minuto. A duração total de cada teste é, portanto, de 10 minutos. Para cada roteador de destino, as seis configurações do `olsrd` são testadas na ordem crescente apresentada na Tabela I. Após o teste das seis configurações, o roteador de destino é alterado e a configuração do `olsrd` volta a ser a inicial. Ao término dos 13 roteadores, o procedimento é repetido desde o primeiro roteador. O procedimento completo é realizado por sete vezes para cálculo de médias.

Na análise de taxa de perda e de taxa de perda por TTL expirado foram usadas as saídas do comando `ping` com a opção de gravação de rotas do IP. Na análise das inconsistências entre as tabelas de topologia dos diferentes nós da rede, foram utilizados os roteadores com interface USB.

Tanto o computador pessoal quanto os roteadores executam o *plugin* `olsrd.txtinfo` para o `olsrd`. Esse *plugin* gera informações de depuração do `olsrd`.

Amostras do mapa da topologia foram armazenadas em intervalos de 1 segundo. A métrica grau de inconsistência (Seção III) foi calculada apenas para os nós que armazenam a topologia. Esses nós são a fonte C e os roteadores R_{13} , R_{14} e R_{15} e R_{17} . A partir da métrica grau de inconsistência é possível avaliar o quanto as informações de roteamento divergem em uma rede em malha sem-fio. Tanto as saídas do `ping` quanto informações de depuração do `olsrd` são geradas em formato texto e armazenadas durante os experimentos em um *pendrive* conectado à porta USB de cada roteador.

B. Resultados

1) *Teste de sanidade*: A primeira medida deste trabalho tem como objetivo validar o armazenamento das informações de depuração do OLSR utilizando a porta USB do roteador. Para tal, foi testada a dependência que o tempo de escrita no *pendrive* possui em relação ao tráfego recebido pelos roteadores. Nesse teste, utilizou-se a ferramenta `iperf` utilizando o computador pessoal como cliente e um dos roteadores com USB como servidor. Enquanto o tráfego `iperf` era recebido pelo roteador, informações do *plugin* eram gravadas em espera ocupada no *pendrive*. Foram realizadas duas rodadas de teste com o `iperf` em diferentes taxas e medido o tempo de escrita das informações no *pendrive*. Apesar de serem usados apenas testes com pacotes de 64 B do comando `ping`, a proposta de utilização do `iperf` foi considerada como análise de pior caso. Os resultados apresentaram uma latência máxima de 300 ms na escrita de informações no *pendrive*. Com base nesses resultados, foi escolhido o período de 1 segundo para a gravação das informações do *plugin*. Esse período, além de ser seguramente maior que o tempo de escrita no *pendrive*, possibilita maior precisão na medida das incoerências visto que essa é a menor unidade de tempo que os roteadores utilizados podem processar.

2) *Taxa de perda e comprimento das rotas*: A Fig. 2 ilustra a taxa de perda de `ping`s obtida com cada uma das configurações testadas. O eixo X é o último octeto do endereço IP de cada roteador da rede de testes. É importante observar que a taxa de perda de `ping`s obtida para cada um dos destinos se manteve semelhante, independente da configuração do OLSR utilizada. Isso demonstra que, na rede de testes utilizada, a variação dos parâmetros não é suficiente para a alteração da taxa de perda. Mesmo na configuração onde se utiliza um alto nível de redundância de mensagens de controle, configuração 1, os problemas relacionados ao meio sem-fio resultam em uma taxa de perda elevada. A Fig. 2 mostra também a taxa de perda de `ping`s devido a TTL expirado. Para cada salto percorrido pelo pacote enviado pela fonte, o TTL é decrementado de uma unidade. Quando o TTL atinge o valor zero, o pacote é descartado e uma mensagem ICMP (*Internet Control Message Protocol*) [12] é enviada ao nó de origem relatando a falha e o motivo. Para um pacote ser descartado por TTL expirado é preciso que haja um laço de roteamento entre a origem e o destino de um pacote. Um laço de roteamento é formado quando um

nó intermediário em uma rota escolhe como próximo salto, um nó que já foi utilizado na mesma rota. Isso indica que o menor caminho entre origem-destino não foi encontrado por todos os nós da rede. A perda por TTL expirado reflete, então, a instabilidade do roteamento pois indica a presença de inconsistências nas tabelas de roteamento. Na Fig. 2 observa-se que a taxa de perda por TTL também é independente da configuração utilizada. Vale ressaltar que o TTL utilizado pelos `ping`s é igual a 64. Portanto, um `ping` descartado precisa ser encaminhado 64 vezes sem ser recebido pelo destino. Em uma rede cujo tamanho máximo do comprimento de rotas é cinco (Fig. 3), isso significa que as inconsistências permanecem por um tempo significativo.

A Fig. 3 ilustra o tamanho da rota em número de saltos entre a fonte e o destino do `ping`. Esse tamanho é calculado nos casos onde o `ping` foi entregue com sucesso e nenhum nó encaminha o pacote mais de uma vez. Observou-se que o comprimento da rota para cada roteador não varia com a configuração utilizada. Assim, para economizar espaço, é apresentado o resultado apenas para a configuração 1. Observa-se que o tamanho das rotas não está diretamente relacionado com a taxa de perda. Embora o nó 5 (R_5 na Fig. 1) possua um comprimento de rota comparável ao do nó 1 (R_1), ele obtém uma taxa de perda superior à taxa do nó 1. Logo, as perdas de mensagens de controle não estão diretamente ligadas ao número de saltos entre origem-destino, mas a outros fatores como obstáculos e interferências de redes vizinhas.

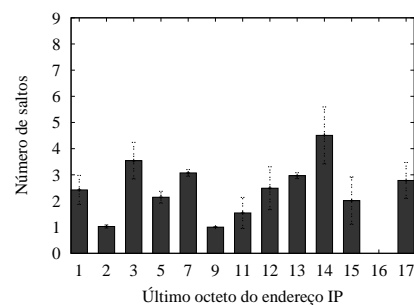


Fig. 3. Comprimento médio das rotas entre a origem e o destino dos `ping`s na configuração 1.

3) *Medida Experimental do Grau de Inconsistência*: A inconsistência das tabelas de topologia de um determinado nó é obtida utilizando o método empregado na Subseção V-A e visualizada graficamente a partir de uma curva da função de distribuição acumulativa (*Cumulative Distribution Function* - CDF). Na curva gerada, o eixo X representa o Grau de Inconsistência observado em instantes do intervalo considerado. Nas Figs. 4 e 5, os pontos obtidos nas sete rodadas do experimento completo são considerados. Nessas figuras, pretende-se observar o comportamento do Grau de Inconsistência. Nas Figs. 4 e 5, as curvas referentes ao Grau de Inconsistência das tabelas de topologia calculadas para o computador fonte, para o roteador 14 (R_{14}) e para o roteador 17 (R_{17}) são mostradas. Entretanto, a Fig. 4 mostra os resultados quando seqüências de `ping`s são disparadas para o roteador 12 (R_{12}) e a Fig. 5 quando os `ping`s são disparados para o roteador 2 (R_2). As inconsistências foram calculadas para o roteador 14 porque ele é o nó mais distante da fonte

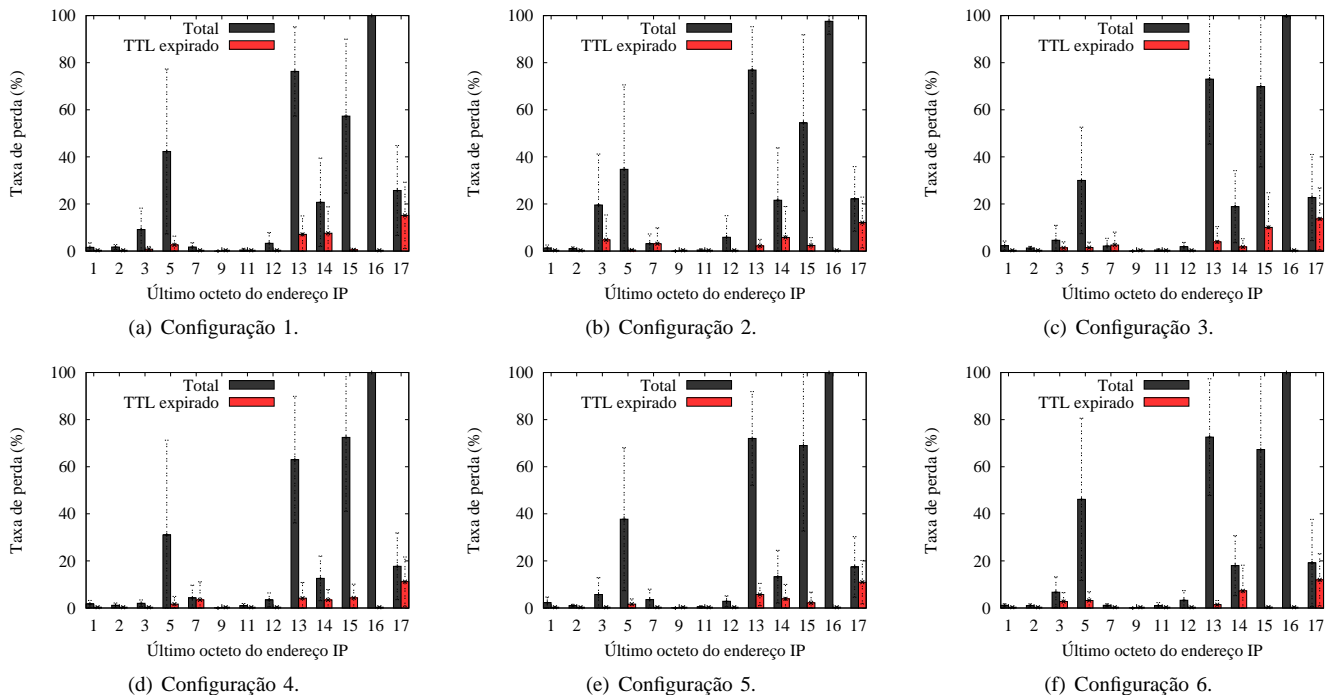


Fig. 2. Taxa de perda total e por TTL expirado.

e para o 17 porque ele é um roteador localizado em um ponto intermediário. Apesar dos roteadores 2 e 12 terem sido escolhidos, os resultados obtidos quando outros nós recebiam pings não mostra diferenças significativas. Foram utilizadas apenas as configurações 1 e 6 do OLSR, pois esses dois tipos de configuração representam, respectivamente, a com maior e menor carga de controle. Observa-se na Fig. 4 que ao enviar pings para o nó 12, a configuração 1 apresentou uma maior inconsistência. Entretanto, ao enviar pings para o nó 2, Fig. 5, a configuração 1 apresentou uma menor inconsistência. Assim, percebe-se que a simples manipulação dos parâmetros de configuração do OLSR não garante uma diminuição da inconsistência das tabelas de topologia de cada nó.

C. Número de Inconsistências

O número total de inconsistências entre a topologia de referência e a topologia analisada também é avaliado. Esse número é a quantidade de vezes que um estado do enlace conhecido por um nó i não coincide com o correspondente conhecido por j . Esse resultado complementa os resultados obtidos na Seção V-B.3, pois demonstram que os valores altos obtidos pela métrica proposta são frutos de um número de inconsistências entre as tabelas de topologia comparadas. Desses números de inconsistências, foram separados aqueles que apresentavam enlaces com custo infinito dos que não apresentavam. O número de inconsistências dos mapas de topologia de um determinado nó pode ser observado na Fig. 6. São apresentadas nessa figura, as curvas de densidade de probabilidade dos números de inconsistências observados nas configurações 1 e 6, como vistas pela fonte e pelo roteador 14. Esses gráficos têm como base o resultado das sete amostras obtidas ao se enviar pacotes de ping ao nó 12. Na análise dos gráficos apresentados é observado que existe um número alto

de inconsistências possuindo enlaces com custo ETX infinito. Isso mostra que muitas vezes um nó percebe uma quebra de enlace ou um novo enlace surge em seu mapa da topologia. Assim, é justificado o uso de um valor de ETX infinito igual a zero nas medidas pois, com um número considerável de ocorrências de diferenças com o valor de ETX infinito, a métrica G_i poderia ser predominantemente influenciada pela quantidade de enlaces com ETX infinito.

Considerando apenas os seis nós com USB, o número máximo de enlaces que se pode comparar é 84, já que existem 14 nós na rede. Portanto, percebe-se que cada vez que é realizado o cálculo de inconsistências, cerca de 20% dos enlaces possuem valores diferentes da topologia de referência. Isso confirma que o problema das inconsistências dos mapas de topologia é grave e que isso é uma das principais razões da alta taxa de perda de pacotes nas redes em malha sem-fio.

VI. CONCLUSÃO

Muitos protocolos para as redes em malha sem-fio têm sido propostos. Entretanto, pouco se considera das condições de operação desses protocolos em ambientes reais. Neste trabalho, o problema das inconsistências das informações de roteamento foi analisado através da definição de uma métrica. Esse problema é consequência direta das perdas de mensagens de controle que torna os mapas de topologia vistos por cada nó diferentes. Para avaliar o problema, uma rede de testes foi utilizada e o protocolo de roteamento OLSR (*Optimized Link-State Routing*) foi empregado para medir o impacto das inconsistências segundo diferentes configurações. Os resultados mostraram que o problema da inconsistência não é resolvido a partir da simples manipulação de parâmetros de configuração. Dependendo do cenário abordado, as diferentes configurações não surtem efeito no desempenho da rede. Apesar dos testes

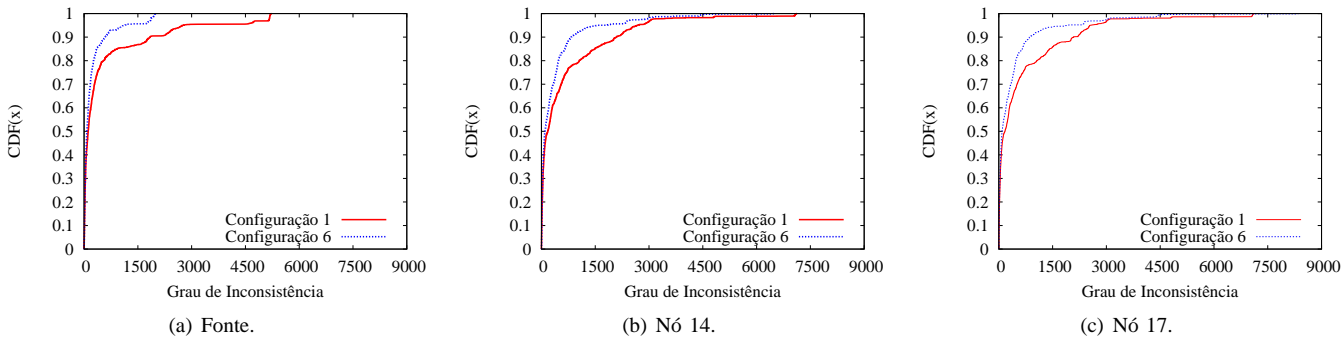


Fig. 4. Inconsistência das tabelas de topologia ao enviar mensagens de pings para o nó 12.

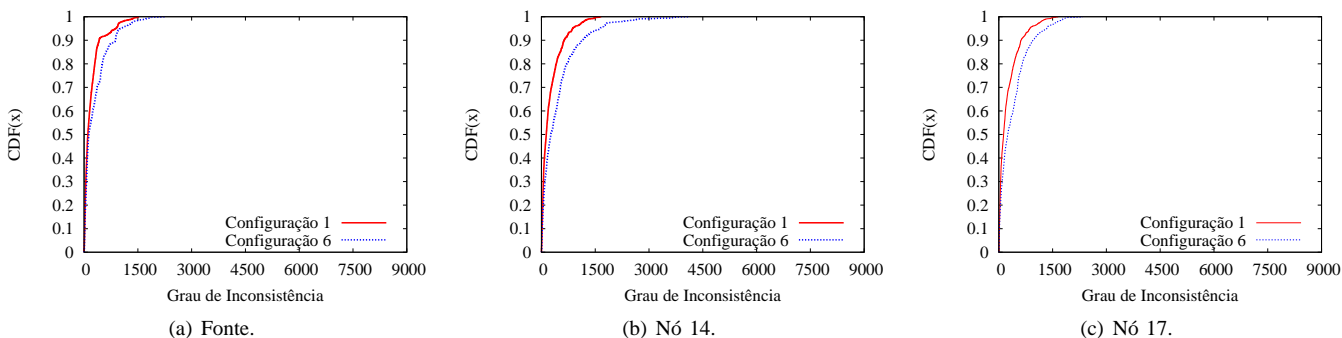


Fig. 5. Inconsistência das tabelas de topologia ao enviar mensagens de pings para o nó 2.

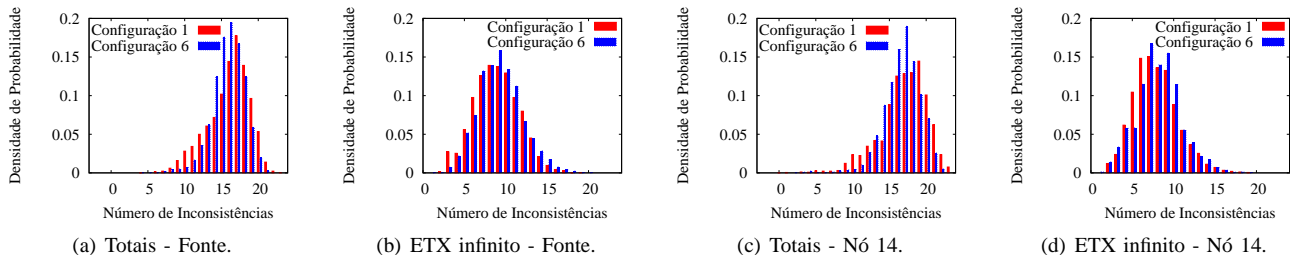


Fig. 6. Número de enlaces inconsistentes.

terem sido realizados em ambiente fechado, acredita-se que em outros ambientes, p.ex. ambientes abertos, o problema da inconsistência do roteamento seja verificado já que as perdas de mensagens de controle podem ocorrer por características de propagação do meio sem-fio. O problema da inconsistência é relevante e deve ser analisado antes de se propor novos protocolos e métricas de roteamento. As consequências do problema da inconsistência podem ser minimizadas através do uso do roteamento por fonte. Já o número de inconsistências pode ser reduzido através de um esquema de reconhecimento positivo para as mensagens de controle de roteamento. Como trabalho futuro planeja-se estender as medidas realizadas e, posteriormente, propor um novo protocolo de roteamento que utilize roteamento por fonte e reconhecimento positivo.

REFERÊNCIAS

[1] M. E. M. Campista, D. G. Passos, P. M. Esposito, I. M. Moraes, C. V. N. de Albuquerque, D. C. M. Saade, M. G. Rubinstein, L. H. M. K. Costa e O. C. M. B. Duarte, "Routing metrics and protocols for wireless mesh networks", *IEEE Network*, vol. 22, no. 1, no. 1, pp. 6–12, 2008.
 [2] L. Wang, D. Massey, K. Patel e L. Zhang, "FRTR: A scalable mechanism for global routing table consistency", in *International Conference on Dependable Systems and Networks (DSN)*, pp. 465–474, junho de 2004.

[3] Y. Yang e J. Wang, "Design guidelines for routing metrics in multihop wireless networks", in *IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, pp. 1615–1623, abril de 2008.
 [4] Z. R. Zaidi e B. Landfeldt, "Monitoring assisted robust routing in wireless mesh networks", in *IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS)*, pp. 1–6, outubro de 2007.
 [5] Y. Huang, S. Bhatti e S.-A. Sorensen, "Analysing the impact of topology update strategies on the performance of a proactive MANET routing protocol", in *International Conference on Distributed Computing Systems Workshops (ICDCSW)*, pp. 13–20, junho de 2007.
 [6] T. Clausen, P. Jacquet, A. Laouiti, P. Muhlethaler, A. Qayyum e L. Viennot, "Optimized link state routing protocol", in *IEEE International Multi Topic Conference (INMIC)*, pp. 62–68, dezembro de 2001.
 [7] T. Clausen e P. Jacquet, "Optimized link state routing protocol (OLSR)". IETF Network Working Group RFC 3626, outubro de 2003.
 [8] G. Pei, M. Gerla e T.-W. Chen, "Fisheye state routing in mobile ad hoc networks", in *IEEE Workshop on Wireless Networks and Mobile Computing (ICDCS)*, pp. D71–D78, abril de 2000.
 [9] Acessado em <http://www.olsr.org>, 2007.
 [10] <http://www.madwifi.org>, 2007.
 [11] Acessado em <https://list.open-mesh.net/pipermail/b.a.t.m.a.n/2008-June/000837.html>, 2008.
 [12] J. Postel, "Internet control message protocol". IETF Network Working Group RFC 792, setembro de 1981.