

WPR: Um Protocolo de Roteamento Pró-ativo Adaptado às Redes em Malha Sem Fio

Miguel Elias M. Campista, Luís Henrique M. K. Costa e
Otto Carlos M. B. Duarte *

¹ Grupo de Teleinformática e Automação
PEE/COPPE - DEL/POLI
Universidade Federal do Rio de Janeiro
{miguel, luish, otto}@gta.ufrj.br

Resumo. Este trabalho apresenta o protocolo de roteamento WPR (*Wireless-mesh-network Proactive Routing*) para as redes em malha sem fio. O WPR é um protocolo pró-ativo que utiliza estado do enlace para evitar latência inicial de descoberta de rota. Diferente dos protocolos disponíveis na literatura, como o OLSR (*Optimized Link State Routing*), o WPR emprega um algoritmo de controle de inundação adaptado às peculiaridades das redes em malha sem fio. O objetivo de tal algoritmo é reduzir a sobrecarga de roteamento levando em consideração características como a convergência do tráfego na direção dos gateways e a topologia tipicamente estacionária do backbone. Além disso, o WPR evita mensagens de controle redundantes utilizando o conjunto AMPR (*Adapted MultiPoint Relay*). O conjunto AMPR adapta o conjunto MPR (*MultiPoint Relay*) do OLSR para ser utilizado com o algoritmo de inundação do WPR. Os resultados mostram que, comparado ao OLSR, a vazão agregada da rede é 50% maior para tráfego tipicamente web. Utilizando tráfego misto, que é uma combinação de tráfego web e tráfego entre os nós do backbone, a vazão é até 24% maior.

Abstract. This work introduces the WPR (*Wireless-mesh-network Proactive Routing*) protocol for wireless mesh networks. WPR is a proactive protocol which uses link states to avoid initial latency during route discovery procedures. Unlike available protocols in the literature, such as OLSR (*Optimized Link State Routing*), WPR deploys a controlled-flooding algorithm adapted to wireless mesh networks peculiarities. The main goal of this algorithm is to reduce the routing overhead taking into account characteristics like traffic convergence towards the gateways and the typical stationary topology of backbone routers. Besides, WPR avoids redundant messages using the AMPR (*Adapted MultiPoint Relay*) set. The AMPR set modifies the MPR (*MultiPoint Relay*) set of OLSR to be used with the WPR controlled-flooding algorithm. Our results show that compared to OLSR, the throughput gains reach up to 50% using web traffic. In addition, using a mix of web traffic and internal backbone traffic, the throughput gains reach up to 24%.

*Este trabalho foi realizado com recursos do CNPq, CAPES, FAPERJ e FUJB.

1. Introdução

As redes em malha sem fio (RMSF) são uma das soluções com a melhor relação custo-benefício para as redes de acesso à Internet. Os principais motivos são o seu baixo custo de instalação, ubiquidade de acesso e suporte à mobilidade dos usuários. As RMSF vêm sendo utilizadas em zonas metropolitanas, *campi* universitários, prédios comerciais e redes comunitárias. A principal característica dessas redes é a presença de um *backbone* estacionário composto por roteadores sem fio. O *backbone* tem por objetivo aumentar a conectividade da rede e estender a cobertura até usuários fora do alcance direto dos *gateways* para a infra-estrutura cabeada. Para tanto, o *backbone* utiliza comunicações sem fio por múltiplos saltos, onde o roteamento desempenha um papel fundamental.

Algumas das vantagens da tecnologia sem fio estão relacionadas com a transmissão por radiofrequência. Entretanto, esse tipo de transmissão também constitui um desafio, pois está sujeita a mudanças rápidas nas condições do meio, alta atenuação e interferência. Adicionalmente, a largura de banda disponível é limitada, comparada com as tecnologias de redes cabeadas, e o acesso ao meio é compartilhado entre nós dentro de alcance mútuo. Essas características fazem com que alguns protocolos gerem uma alta sobrecarga de controle, para reproduzir as variações do meio e tornar as comunicações confiáveis, o que leva ao consumo de parte da capacidade da rede. Na camada de roteamento, os protocolos das redes sem fio adotam estratégias pró-ativas, reativas ou híbridas para lidar com tais aspectos. Na estratégia pró-ativa, os nós da rede periodicamente trocam mensagens de controle para manter rotas válidas para os outros nós. Isso pode gerar uma alta sobrecarga de controle dada a dinamicidade do meio sem fio. Na estratégia reativa, por outro lado, os nós fazem requisição de rotas apenas quando necessário. Portanto, um nó somente descobre rotas para um determinado destino quando possui dados a enviar. Essa estratégia evita sobrecarga de roteamento, mas introduz latência inicial que pode ser prejudicial principalmente para aplicações com restrições de atraso.

Atualmente, muitas das aplicações de redes exigem acesso à Internet. Nas RMSF, isso se reflete em uma convergência do tráfego na direção dos *gateways* para a rede cabeada [Draves et al., 2004]. Os protocolos e as métricas de roteamento para as RMSF levam em conta essa característica e também o fato de o *backbone* ser estacionário [Campista et al., 2008]. Por exemplo, as métricas propostas para as RMSF aumentam a eficiência do roteamento utilizando a qualidade dos enlaces sem fio ao invés do número de saltos. A qualidade dos enlaces vizinhos é medida através do envio periódico de sondas. Logo, os enlaces de melhor qualidade são aqueles com as menores frações de sondas perdidas em um determinado intervalo de tempo. Métricas como o ETX (*Expected Transmission Count*) [Draves et al., 2004, Aguayo et al., 2005] e o ETT (*Expected Transmission Time*) [Draves et al., 2004] são baseadas no cálculo da qualidade dos enlaces. A desvantagem dessas métricas é que elas aumentam a sobrecarga de controle da rede ao introduzir sondas. Além disso, há ainda a sobrecarga dos protocolos de roteamento ocasionada ou por atualizações periódicas/disparadas das métricas ou por procedimentos de descoberta de rotas. A soma dessa sobrecarga com o tráfego de dados podem afetar o desempenho da rede ao ocorrerem perdas de pacotes de controle. Isso pode reduzir a precisão do cálculo das métricas e, conseqüentemente, causar instabilidade das rotas.

Os protocolos de roteamento para as redes em malha sem fio visam diminuir a sobrecarga de controle. O protocolo LQSR (*Link Quality Source Rou-*

ting) [Draves et al., 2004] combina as estratégias pró-ativa baseada em estado do enlace e reativa. O fato de o *backbone* ser estacionário sugere o uso de protocolos pró-ativos. Porém, inundar a rede periodicamente com estados do enlace pode não ser eficiente, pois a maior parte do tráfego é direcionada aos *gateways*. Isso leva alguns enlaces a serem mais utilizados que outros. Assim, o LQSR reduz a sobrecarga de controle utilizando procedimentos de descoberta de rota como os protocolos reativos. Durante a descoberta da rota, o LQSR obtém informações dos valores das métricas dos enlaces atravessados para posteriormente calcular a rota através do algoritmo de Dijkstra. Assim, a frequência de envio das mensagens de estados do enlace pode ser reduzida. O protocolo SrcRR [Aguayo et al., 2005] é semelhante ao LQSR. Porém, ele utiliza apenas o procedimento de descoberta de rotas para atualizar as métricas. Apesar de reduzir ainda mais a sobrecarga de controle, os nós calculam rotas com um mapa da topologia resumido. Protocolos que adotam estratégias híbridas, como o LQSR e o SrcRR, reduzem a sobrecarga de controle, mas podem introduzir latência inicial na descoberta de rotas.

Protocolos puramente pró-ativos também são utilizados nas RMSF. Os protocolos pró-ativos de estado do enlace minimizam a sobrecarga de controle utilizando mecanismos de controle de inundação. O OLSR (*Optimized Link State Routing*) é um protocolo de roteamento baseado em estado do enlace originalmente proposto para as redes *ad hoc*, sendo um dos protocolos em vias de ser padronizado pelo IEEE 802.11s para redes em malha sem fio. A característica principal do OLSR é limitar o número de nós que encaminha estados do enlace para eliminar mensagens redundantes. Para tal, cada roteador OLSR elege um conjunto de MPRs (*MultiPoint Relays*), que são os nós responsáveis por encaminhar os estados do enlace. O conjunto MPR é formado pelo menor número de nós vizinhos de um salto capaz de alcançar todos os vizinhos de dois saltos. O Fisheye [Pei et al., 2000] é outro protocolo de estado do enlace legado das redes *ad hoc*. Diferentemente do OLSR, o Fisheye ajusta o TTL (*Time-To-Live*) dos pacotes para enviar as atualizações de estado do enlace para vizinhos mais próximos com maior frequência. O Fisheye advoga que a maior parte das comunicações é realizada entre nós próximos e por isso não há necessidade de inundar toda a rede com tanta frequência. Protocolos para RMSF, como o LOLS (*Localized On-demand Link State*) [Nelakuditi et al., 2005] e o OFLSR (*Optimized Fisheye Link State Routing*) [Chen et al., 2006], usam o princípio do Fisheye para reduzir a sobrecarga de controle. Ambos assumem que todo roteador da rede tem a mesma probabilidade de ser fonte e/ou destino de tráfego, não considerando a convergência na direção dos *gateways*.

Neste trabalho, é proposto o protocolo de roteamento WPR (*Wireless-mesh-network Proactive Routing*). O WPR é um protocolo pró-ativo baseado em estados do enlace, evitando latência inicial na descoberta de rotas. No WPR, é proposto um algoritmo de controle de inundação mais eficiente que o utilizado pelos protocolos OLSR, LOLS e OFLSR para a redução da sobrecarga de controle. O algoritmo de controle de inundação do WPR considera a matriz de tráfego com concentração na direção dos *gateways*. A idéia básica é atualizar com maior frequência apenas as métricas dos enlaces mais utilizados, que são aqueles que pertencem ao caminho entre os roteadores e o *gateway* [Campista et al., 2007]. O WPR também utiliza um algoritmo para evitar mensagens de controle redundantes, semelhante ao algoritmo para cálculo de MPRs do OLSR. Neste trabalho, esse conjunto é chamado de AMPR (*Adapted MultiPoint Relay*), no qual cada nó componente é um nó AMPR. O cálculo dos AMPRs é realizado em conjunto

com o algoritmo de controle de inundação. A complexidade do WPR é comparada à do OLSR em dois aspectos, o cálculo dos nós AMPRs e o número de mensagens de controle. Essa análise mostra que a complexidade do cálculo do conjunto AMPR é semelhante ao cálculo dos MPRs e o número de mensagens do WPR é inferior ao número do OLSR. Além disso, o desempenho do WPR é avaliado por simulações no ns-2. Nas simulações, os módulos da camada física e de enlace do IEEE 802.11 disponíveis foram aprimorados de forma mais realista. Adicionalmente, um módulo para o WPR é desenvolvido para o simulador. Os resultados mostram que em cenários com tráfego de acesso à *web*, ou seja, direcionado à Internet, o WPR obteve um desempenho superior ao OLSR em termos de vazão em até 50%. Já para tráfego misto, tráfego *web* mais tráfego CBR (*Constant Bit Rate*) entre roteadores do *backbone*, os ganhos em vazão chegam a até 24%.

Este trabalho está organizado da seguinte forma. A Seção 2 apresenta o funcionamento do protocolo de roteamento WPR. Primeiro, as premissas consideradas no projeto do WPR são introduzidas e, em seguida, a operação do protocolo é detalhada. A complexidade dos principais algoritmos que compõem o WPR é analisada na Seção 3. A Seção 4 descreve o ambiente de simulação utilizado, bem como os aprimoramentos realizados no ns-2 para tornar os resultados mais realistas. Os resultados são analisados na Seção 5. Finalmente, a Seção 6 conclui este trabalho e investiga direções futuras.

2. WPR: *Wireless-mesh-network Proactive Routing protocol*

A primeira premissa deste trabalho é de que as aplicações que exigem acesso a Internet são as mais comuns nas RMSF [Draves et al., 2004]. Entretanto, dependendo do perfil dos usuários, outras aplicações podem gerar tráfego com origem e destino na própria RMSF. Nesse caso, apesar da maior parte do tráfego ser entre usuários, deve-se ainda considerar que a arquitetura dessas aplicações pode ser híbrida, havendo o emprego de servidores na Internet. Dessa forma, também é analisado o desempenho do WPR com tráfego denominado “misto” por este trabalho. A segunda premissa deste trabalho é que o protocolo de roteamento WPR conhece a topologia completa da rede. Para isso, o protocolo deve ser pró-ativo e baseado em estados do enlace. Algoritmos baseados em vetor de distâncias não atendem esse requisito e precisam de mais investigação, o que está fora do escopo deste trabalho. Note que a principal característica do protocolo OLSR, o conjunto de MPRs, também está ligada ao algoritmo de estados do enlace, já que é necessário conhecer os vizinhos de um e dois saltos. A terceira premissa é o conhecimento prévio dos *gateways* para a rede cabeada. O algoritmo de controle de inundação empregado pelo WPR precisa conhecer o endereço dos *gateways* para calcular os enlaces mais utilizados. Esse conhecimento não implica restrições, já que é comum definir os *gateways* em redes de acesso. Finalmente, é considerado que o protocolo de roteamento é executado somente pelos roteadores do *backbone*. Caso um usuário queira se conectar à rede, ele deve utilizar os roteadores como pontos de acesso conforme o padrão IEEE 802.11s.

2.1. Operação do Protocolo

O protocolo WPR possui duas características fundamentais: (i) o algoritmo de controle de inundação e (ii) o algoritmo de cálculo do conjunto dos nós AMPRs (*Adapted MultiPoint Relays*).

O WPR emprega um algoritmo de controle de inundação para redes em malha sem fio. Além disso, o WPR utiliza um algoritmo para o cálculo do conjunto de nós AMPRs,

cuja função é equivalente ao conjunto de nós MPRs do OLSR. O conjunto de AMPRs também evita mensagens de controle redundantes, porém sua operação é adequada ao algoritmo de controle de inundação utilizado. Com exceção dos algoritmos citados, a estrutura de pacotes e o funcionamento do protocolo WPR são semelhantes aos do OLSR.

Nos protocolos baseados em estado do enlace, todos os nós conhecem o mapa completo da topologia. Para isso, cada nó periodicamente inunda a rede com os seus estados do enlace. Nas redes sem fio, isso acarreta múltiplos acessos ao meio compartilhado. Assim, a maioria dos protocolos com controle de inundação procura reduzir a frequência de envio de mensagens de controle pouco utilizadas ou redundantes [Campista et al., 2008].

Conforme uma das premissas básicas, o algoritmo de controle de inundação considera que os fluxos de dados são concentrados na direção do *gateway* para a rede cabeada. Logo, a parte da topologia mais utilizada é semelhante a uma árvore, na qual o *gateway* é a raiz. Baseado nessa topologia em árvore, o algoritmo de controle de inundação do WPR identifica como enlaces mais utilizados por um determinado nó i aqueles que pertencem a dois conjuntos distintos: o conjunto de nós ascendentes e descendentes de i na árvore. Denota-se \mathcal{A}_i como o conjunto de nós ascendentes de i e \mathcal{D}_i o conjunto de nós descendentes de i . A Figura 1 ilustra ambos os conjuntos, nos quais $\mathcal{A}_i = \{a_1, a_2, \dots, g\}$ e $\mathcal{D}_i = \{d_1, d_2, \dots\}$.

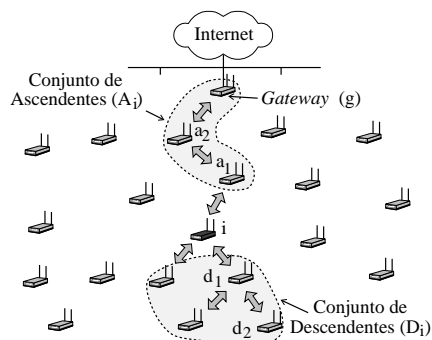


Figura 1. Conjunto de ascendentes e de descendentes de i conforme o WPR.

Determinados os conjuntos \mathcal{A}_i e \mathcal{D}_i , o algoritmo de controle de inundação do WPR reduz a sobrecarga de controle de roteamento ao encaminhar com maior frequência as mensagens originadas apenas nos nós pertencentes aos conjuntos \mathcal{A}_i ou \mathcal{D}_i . Assim, encaminhando estados do enlace originados em \mathcal{A}_i , os nós de \mathcal{D}_i podem calcular rotas até o *gateway*. Por outro lado, encaminhando estados do enlace originados em \mathcal{A}_i , os nós de \mathcal{D}_i podem calcular rotas na direção reversa. Isso é necessário, pois as comunicações são bidirecionais. A Figura 2 ilustra a redução da carga de controle do WPR. Na Figura 2(a), os estados do enlaces originados em i são inundados na rede, como feito pelo OLSR com MPRs. Na Figura 2(b), uma mensagem de controle originada em i é encaminhada apenas pelos nós de \mathcal{A}_i , já que i é um descendente de \mathcal{A}_i ; e pelos nós de \mathcal{D}_i , já que i é um ascendente de \mathcal{D}_i . Portanto, i encaminha as mensagens de controle originadas no conjunto \mathcal{C}_i , onde $\mathcal{C}_i = \mathcal{A}_i \cup \mathcal{D}_i$, reduzindo a sobrecarga de controle total da rede.

O nó i determina o seu conjunto \mathcal{A}_i a partir da rota calculada até o *gateway*. Já o conjunto \mathcal{D}_i é conhecido através das mensagens HELLO. Nesse tipo de mensagem, todo

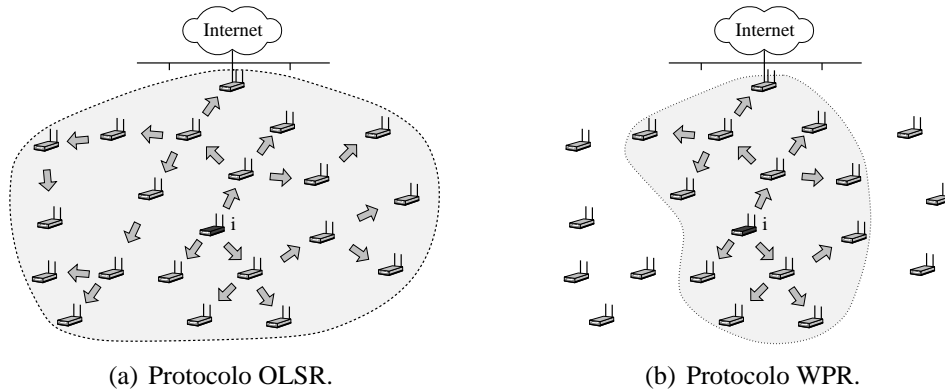


Figura 2. Algoritmos de inundação controlada.

nó lista os seus vizinhos de um salto e indica qual foi o escolhido como ascendente. Assim, i conhece seus nós descendentes de um salto. Recursivamente, toda mensagem de controle de roteamento originada em um nó qualquer pertencente a \mathcal{D}_i é encaminhada. Para tal, basta saber se o nó que a enviou por último é um descendente de um salto ou não. Como os descendentes de um salto só encaminham mensagens dos seus descendentes de um salto, assegura-se que a fonte da mensagem pertence a \mathcal{D}_i .

Em trabalho anterior [Campista et al., 2007] a este, dois tipos distintos de mensagens de controle são utilizados. As mensagens de inundação controlada, enviadas com maior frequência aos nós de \mathcal{A}_i e \mathcal{D}_i ; e mensagens de inundação, enviadas com menor frequência para toda a rede. Neste trabalho, a operação do algoritmo utiliza apenas uma mensagem de controle de topologia, e o tipo de encaminhamento necessário é identificado a partir de uma *flag* no cabeçalho. Assim, evita-se utilizar dois temporizadores, o que pode gerar informações redundantes quando os temporizadores expiram próximos. Além disso, o emprego de apenas uma mensagem torna a implementação do protocolo mais simples. No WPR, define-se o período de envio de mensagens de controle (T_i) e a proporção entre mensagens de inundação controlada e mensagens de inundação. Assim, a cada t mensagens de controle uma possui a *flag* de inundação para toda a rede ligada. É importante manter as mensagens de inundação, pois pode haver comunicações entre quaisquer nós do *backbone*.

O Algoritmo 1 apresenta o funcionamento do controle de inundação do WPR, considerando a ação realizada por i ao receber a mensagem de controle M . No algoritmo, s é o nó que originou a mensagem de controle M , v é o nó vizinho que encaminhou M por último e g é o *gateway* da rede. A função `eh_ascendente`(s, i, g) verifica se s pertence ao conjunto \mathcal{A}_i de i considerando o *gateway* g . Já a função `eh_descendente`(v, i, g) verifica se o nó v que encaminhou M é um descendente de um salto de i . Caso s e v não pertençam nem a \mathcal{A}_i nem a \mathcal{D}_i , o nó i não encaminha a mensagem.

A proporção de envio entre mensagens de inundação controlada e mensagens de inundação é ajustada por cada nó de acordo com a sua distância em número de saltos até o *gateway*. Quanto mais próximo do *gateway*, maior é o número de descendentes. Portanto, não há necessidade dos nós mais próximos inundarem a rede com a mesma frequência que os nós mais distantes, visto que eles já pertencem a um número maior de árvores (conjuntos \mathcal{C}_i). Cada nó WPR ajusta a proporção entre mensagens de inundação controlada e

ALGORITMO 1: CONTROLE DE INUNDAÇÃO EXECUTADO PELO NÓ i .

```
recebe_estado_do_enlace() começar
  se ( $M$  é uma mensagem de inundação controlada) então
    se (( $eh\_ascendente(s, i, g)$ ) ou ( $eh\_descendente(v, i, g)$ )) então
      encaminha( $M$ );
    senão
      descarta( $M$ );
    fim do se
  senão # é uma mensagem de inundação
    encaminha( $M$ );
  fim do se
fim
```

mensagens de inundação seguindo a expressão $p(l) = f(n) - l$, na qual $p(l)$ é o número de mensagens de inundação controlada para cada mensagem de inundação, l é o número de saltos até o *gateway* e $f(n)$ é a proporção máxima calculada em função do número de nós (n) da rede. A função $f(n)$ é igual a $P_{min} + \sqrt{n}$, onde P_{min} é o número mínimo de mensagens de inundação controlada enviado a cada mensagem de inundação. Neste trabalho, o número mínimo de mensagens de inundação controlada para cada mensagem de inundação é 13, a mesma usada pela extensão Fisheye do OLSR [olsrd, 2007]. Já a número máximo é 23, assumindo que em uma rede em malha o número de saltos até o *gateway* não deve ultrapassar dez por questões de desempenho [Camp e Knightly, 2007].

A segunda característica fundamental do WPR é o cálculo do conjunto de MPRs, chamado de AMPR (*Adapted MPR*). Calcular o conjunto AMPR é semelhante a calcular MPRs em duas etapas, conforme descrito no Algoritmo 2. Na primeira etapa são calculados os AMPRs para o envio das mensagens de inundação controlada. Assim, o conjunto de nós vizinhos de um e dois saltos fica reduzido ao subconjunto de nós que pertencem a \mathcal{A}_i ou \mathcal{D}_i . Os conjuntos de nós de um e de dois saltos são conhecidos através das mensagens HELLO. Após a primeira etapa, calcula-se o conjunto de AMPRs para o subconjunto de vizinhos que não pertencem nem a \mathcal{A}_i nem a \mathcal{D}_i para enviar mensagens de inundação. Entretanto, antes de calcular o último conjunto de AMPRs, primeiro verifica-se a existência de vizinhos de dois saltos que não pertençam a \mathcal{A}_i ou \mathcal{D}_i já alcançados por AMPRs calculados. Caso existam, esses nós são excluídos da segunda etapa. O conjunto final AMPR é então a união dos AMPRs calculados nas duas etapas. Com isso, evita-se calcular conjuntos diferentes de MPRs para cada tipo de mensagem de controle, economizando processamento. Outra opção seria utilizar MPRs apenas para as mensagens de inundação [Campista et al., 2007], porém essa opção implica em mensagens de inundação controlada redundantes. É importante observar que o nó ascendente de um salto deve ser sempre um MPR para garantir o funcionamento do algoritmo de controle de inundação. Além disso, antes de encaminhar uma mensagem de inundação controlada, todo nó descendente deve verificar se pertence ao conjunto AMPR do nó que encaminhou a mensagem por último. Essa condição é testada na função $eh_descendente(v, i, g)$ do algoritmo de inundação controlada. Quando a mensagem é de inundação, todos os nós AMPR devem encaminhar independente se pertencem ou não a \mathcal{A}_i ou a \mathcal{D}_i .

O fato do WPR calcular o conjunto AMPR em duas etapas faz com que o resultado

final não seja necessariamente igual ao conjunto MPR do OLSR. Isso ocorre porque o OLSR é calculado levando em consideração todo o conjunto de vizinhos de um e dois saltos. Caso um determinado nó possua um grau de adjacência elevado e não pertença aos conjuntos \mathcal{A}_i e \mathcal{D}_i , ele é levado em consideração pelo OLSR para cálculo do conjunto de MPRs. Já o WPR, só o levará em consideração na segunda etapa do cálculo do conjunto AMPR, podendo tornar o número de nós no conjunto final AMPR maior que o número final de nós no conjunto MPR do OLSR.

ALGORITMO 2: CÁLCULO DE AMPRS EXECUTADO PELO NÓ i .

```
calcula_AMPR(vizinhos de 1 e 2 saltos que pertencem a  $\mathcal{A}_i$  ou a  $\mathcal{D}_i$ );
exclui_nós(AMPR, vizinhos de 2 saltos que não pertencem a  $\mathcal{A}_i$  ou a  $\mathcal{D}_i$ );
calcula_AMPR(vizinhos de 1 e 2 saltos restantes);
```

A seção de resultados mostra que a taxa de entrega e a vazão agregada da rede obtidas com o WPR são superiores às do OLSR para diferentes tipos de tráfego. Isso ocorre porque o algoritmo de inundação controlada aliado ao algoritmo de cálculo de AMPRs reduz a sobrecarga de controle sem afetar o desempenho do roteamento.

3. Análise de Complexidade

A complexidade do OLSR e do WPR são analisadas em termos da complexidade do cálculo dos conjuntos MPR e AMPR. Em seguida, é avaliada a complexidade do algoritmo de inundação controlada em termos do número de mensagens de controle enviadas.

Para calcular os MPRs, cada nó que i executa o protocolo OLSR mantém um conjunto de nós vizinhos de um salto e um conjunto de nós vizinhos de dois saltos. O nó i conhece os nós vizinhos de um e dois saltos a partir das mensagens HELLO recebidas. A cada rodada de execução do algoritmo escolhe-se como MPR o vizinho de um salto com o maior grau de adjacências pertencentes ao conjunto de vizinhos de dois saltos. Essa tarefa exige que para cada vizinho de um salto de i , um teste de adjacência com cada vizinho de dois saltos seja realizado. Essa tarefa possui complexidade quadrática. Após escolher o MPR, tanto o MPR é retirado do conjunto de vizinhos de i , quanto os nós vizinhos de dois saltos alcançado pelo MPR são retirados do conjunto de vizinhos de dois saltos de i . A escolha dos MPRs é realizada recursivamente até que todos os vizinhos de dois saltos sejam vizinhos de pelo menos um MPR, elevando a complexidade do algoritmo. Então, dado que um determinado nó i possui v vizinhos de um salto e outros v de dois saltos então, no pior caso, a complexidade do cálculo de MPRs do OLSR é $O(v^3)$. No protocolo WPR, o cálculo do conjunto AMPR é semelhante a executar o cálculo do conjunto MPR em duas etapas. Portanto, a complexidade do algoritmo é $O(v'^3 + v''^3)$, onde v' é o número de vizinhos de um e de dois saltos em \mathcal{A}_i ou \mathcal{D}_i , e v'' é o número de vizinhos de um e de dois saltos que não estão em \mathcal{A}_i nem em \mathcal{D}_i . Caso a topologia seja uma cadeia de encaminhamento, a complexidade para calcular MPRs e AMPRs é a mesma, pois $v'' = 0$ e $v' = v$. Caso contrário, a complexidade para cálculo do AMPR é menor, pois $v' + v'' \leq v$ logo $v'^3 + v''^3 < v^3$. É importante observar que o conjunto \mathcal{A}_i é obtido após o cálculo das rotas e o conjunto \mathcal{D}_i é conhecido ao receber mensagens HELLO. Nenhum dos dois implica em aumento de complexidade, pois não requerem cálculo adicional.

O número de mensagens de inundação controlada do OLSR é função do número de MPRs da rede. Dada uma rede de n nós e m MPRs, o número de mensagens de con-

trole de inundação possui complexidade $O(m^2)$. No WPR, as mensagens de inundação controlada são enviadas por AMPRs que pertencem ou ao conjunto \mathcal{A}_i ou ao conjunto \mathcal{D}_i . Dado que o nó i está em um nível l_i da árvore formada pelos conjuntos \mathcal{A}_i e \mathcal{D}_i , $a(l_i)$ é o número de ascendentes de i e $d(l_i)$ é o número de descendentes de i , toda mensagem de inundação controlada é encaminhada $\sum_{l=0}^{l_i-1} a(l_i) + \sum_{l=l_i}^{l_{max}} d(l_i) = l_i + \sum_{l=l_i}^{l_{max}} d(l_i)$ vezes. Note que o número de ascendentes e descendentes é função do nível do nó i na árvore. Tomando-se a média de nós ascendentes e descendentes em todas as transmissões, tem-se que o número de descendentes médio é \bar{d} e de ascendentes é \bar{a} . Logo, a complexidade é aproximadamente $O((\bar{a} + \bar{d})^2)$. O número de ascendentes e descendentes que pertencem a AMPR é menor que o número de MPRs que seriam calculados pelo OLSR. Isso ocorre pois as mensagens de controle são enviadas apenas nos enlaces que ligam os nós ao *gateway*, reduzindo a sobrecarga de controle do WPR em comparação com o OLSR. Em topologias do tipo cadeia de encaminhamento, o número de mensagens de controle de inundação enviado pelos dois protocolos seria o mesmo pois os conjuntos AMPR e MPR são iguais.

4. Ambiente de Simulação

O desempenho do WPR é analisado via simulação utilizando o ns-2.31. Esta seção descreve as melhorias realizadas no código do simulador para torná-lo mais realista. Além disso, são apresentados o cenário e o padrão de tráfego utilizados nas simulações.

4.1. Camada Física

O simulador ns-2.31 original não considera a taxa de erro de bits (*Bit Error Rate* - BER) nas transmissões sem fio. O módulo da camada física calcula apenas o alcance máximo de recepção e interferência, conforme valores pré-definidos de potência de transmissão e recepção. Neste trabalho, o módulo de camada física desenvolvido em [Xiuchao e Ananda, 2004] é adaptado para ser utilizado no ns-2.31. Nesse módulo, a taxa de erro de bits é obtida conforme a relação sinal-ruído (*Signal-to-Noise-Ratio* - SNR) do canal e a taxa física de transmissão. Para todo quadro recebido, é atribuída uma probabilidade de perda a partir da taxa de erro de bits calculada. É importante mencionar que o modelo de camada física foi desenvolvido para o IEEE 802.11b e os dados foram obtidos experimentalmente, portanto simulando possíveis quebras de enlaces. Para definir o alcance de transmissão, o modelo de propagação *shadowing* foi utilizado com os parâmetros obtidos experimentalmente em [Xiuchao, 2004], como visto na Tabela 1.

Tabela 1. Parâmetros de camada física.

Parâmetros	Valores
Potência de transmissão	$3,1622777 \times 10^{-2}$ W
Frequência de operação	2,472 GHz
Limiar de detecção de portadora padrão	$3,1622777 \times 10^{-14}$ W
Limiar de recepção padrão	$3,1622777 \times 10^{-13}$ W
Expoente de perda de percurso do <i>shadowing</i>	4,0

4.2. Camada de Enlace

Apesar do IEEE 802.11 definir múltiplas taxas físicas de transmissão, ele não define um algoritmo de escolha da taxa mais apropriada para cada quadro a ser transmitido.

Essa taxa depende das condições da rede e o algoritmo usado é deixado como uma opção para o fabricante. Neste trabalho, foi implementado o algoritmo ARF (*AutoRate Fall-back*) [Holland et al., 2001] no módulo do IEEE 802.11b. Esse algoritmo é simples e a sua operação é baseada no ajuste de dois contadores e de um temporizador. Basicamente, o nó decresce sua taxa de transmissão para o valor inferior seguinte quando efetua duas retransmissões consecutivas. Em contrapartida, o nó aumenta a taxa de transmissão para o valor superior seguinte quando 10 quadros são enviados consecutivamente com sucesso ou quando um temporizador de 60 ms expira. Sempre que um quadro é perdido, tanto o temporizador quanto o contador de pacotes enviados com sucesso são reiniciados. A implementação do ARF complementa o módulo de camada física. Sem um algoritmo de múltiplas taxas, a probabilidade de erro de bits do canal estaria somente relacionada com a relação sinal-ruído, já que a taxa de transmissão seria constante.

4.3. Camada de Roteamento

A implementação do protocolo de roteamento proposto utilizou como base o módulo existente do OLSR para o ns-2, disponível em [Ros, 2005]. Primeiramente, foi necessário portar o módulo à versão utilizada do simulador. Em seguida, o módulo do OLSR foi adaptado para utilizar como métrica o ETX [Draves et al., 2004], métrica específica das redes em malha sem fio. A implementação do ETX no simulador seguiu a implementação real do protocolo OLSR [olsrd, 2007]. No OLSR, o ETX é calculado utilizando as mensagens HELLO como sondas para estimar a qualidade dos enlaces. O cabeçalho das mensagens HELLO é modificado para que os nós conheçam a fração de HELLOS recebidos de cada vizinho numa determinada janela de tempo deslizante j . O valor de j utilizado é 20s. No cabeçalho do HELLO, um campo é adicionado para indicar a fração de HELLOS recebidos (*Link Quality* - LQ) e outro para indicar a fração de HELLOS que o vizinho informou ter recebido (*Neighbor Link Quality* - NLQ). Um determinado nó calcula o $ETX = \frac{1}{LQ \times NLQ}$ de um enlace a partir da qualidade do enlace na direção direta (LQ) e na direção reversa (NLQ).

Neste trabalho, o protocolo OLSR *sempre* utiliza a métrica ETX. Portanto, o OLSR utilizado como base de comparação para o WPR é a versão alterada do OLSR que utiliza o ETX como métrica. A implementação do protocolo WPR se baseia no OLSR e utiliza os algoritmos de controle de inundação e cálculo de AMPR propostos.

4.4. Padrão de Tráfego e Cenário

As simulações utilizam dois padrões de tráfego: tráfego *web* e tráfego misto. O tráfego *web* é modelado por requisições de páginas da Internet que geram uma resposta contendo os objetos da página solicitada. O tamanho da requisição é constante e igual a 1 kbyte e o intervalo entre o envio de páginas diferentes é uma variável aleatória exponencial com média 10 s. Já o intervalo de envio entre os objetos de cada página é modelado por uma variável aleatória exponencial com média 10 s cujo tamanho de cada objeto é uma variável aleatória com distribuição Pareto II com formato 1,2 e média 12 kbytes [Baumann et al., 2007]. O tráfego *web* é bidirecional e a requisição é sempre iniciada pelos roteadores do *backbone* para o *gateway* da rede. Não é simulado o comportamento da rede cabeada, pois se assume que o gargalo é a rede de acesso sem fio. É importante mencionar que o tráfego *web* como modelado sempre utiliza o protocolo TCP. No tráfego denominado misto, além do tráfego *web*, há fontes CBR gerando tráfego

entre pares origem-destino do *backbone*. Esses pares são escolhidos aleatoriamente, com exceção do *gateway*. Os fluxos CBR utilizam o protocolo UDP e têm duração segundo uma variável aleatória exponencial com média igual a 48s. A duração de cada rodada de simulação é 90s.

O cenário utilizado é uma grade de $N \times N$ nós, na qual o *gateway* está sempre posicionado em um dos vértices. O número de nós na grade varia entre 9 e 49 e estão afastados de 20m. Assim, cada nó possui no máximo 20 vizinhos a 1 Mbps e 8 vizinhos a 11 Mbps. É utilizado apenas um *gateway* para a Internet.

5. Resultados das Simulações

O desempenho do WPR foi comparado com o do OLSR. As métricas usadas para analisar o desempenho do WPR são: sobrecarga de roteamento, vazão agregada da rede e taxa de entrega de pacotes na camada de aplicação. Tanto o WPR quanto o OLSR enviam estados do enlace periodicamente a cada 5 s, como sugerido na RFC 3626 do OLSR. Já a proporção utilizada no WPR entre mensagens de difusão controlada e mensagens de difusão varia de 13:1 a 23:1, dependendo da distância em número de saltos do nó ao *gateway* (Seção 2.1). Todos os resultados utilizam um intervalo de confiança de 95%.

5.1. Tráfego Web

As simulações com tráfego *web* analisam o desempenho do WPR ao aumentar a carga de dados oferecida. Nesses testes, 75% dos nós da rede são escolhidos aleatoriamente para produzir tráfego na direção do *gateway* da Internet.

A Figura 3 mostra os resultados obtidos para carga baixa, na qual os nós que produzem tráfego iniciam 20 sessões *web* cada. Cada sessão representa uma seqüência de requisição de uma página e o recebimento dos objetos referentes. A Figura 3(a) apresenta a sobrecarga de controle de roteamento com o aumento do número de nós. Pode ser visto que a redução da sobrecarga chega a até 36% se comparada ao OLSR. Essa redução aumenta com o número de nós, pois a média de saltos até o *gateway* também aumenta. Assim, o algoritmo de controle de inundação torna-se mais efetivo, já que a proporção entre os nós dos conjuntos \mathcal{A}_i e \mathcal{D}_i de um nó i qualquer diminui em comparação ao número total de nós da rede. Note que a curva da sobrecarga de controle do WPR tem um crescimento mais lento que a curva de sobrecarga do OLSR. Esse resultado está de acordo com a análise de complexidade realizada na Seção 3, na qual verifica-se que o número de mensagens de controle do WPR possui complexidade inferior ao do OLSR. A Figura 3(b) mostra a vazão agregada. Observa-se que a vazão alcançada com o WPR é maior que a alcançada pelo OLSR com o aumento do número de nós, já que a redução da sobrecarga de controle resulta em mais banda passante disponível para o tráfego de dados. Pode-se observar que a vazão agregada alcançada com o WPR é até 50% maior que a do OLSR. Outro efeito da redução da sobrecarga de controle pode ser visto na Figura 3(c). Essa figura mostra a taxa de entrega dos pacotes de dados. A taxa de entrega é a razão entre o número de pacotes de dados enviados e o número de pacotes recebidos na camada de aplicação. Pode-se observar que o decréscimo da sobrecarga de controle beneficia não somente o tráfego de dados, mas também o tráfego de controle da rede. Assim, a convergência dos algoritmos de roteamento torna-se mais rápida, evitando perda de pacotes. Observa-se que a redução da taxa de perda é de até 10%.

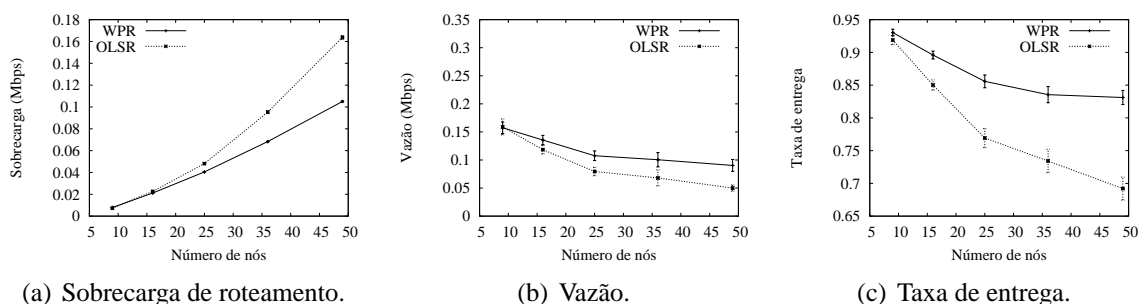


Figura 3. Tráfego *web* com carga baixa.

A Figura 4 mostra os resultados obtidos ao duplicar a carga de dados. O objetivo é verificar o comportamento dos protocolos com o aumento da carga de dados oferecida. Pode-se perceber na Figura 4(a) que a sobrecarga de roteamento manteve-se a mesma vista na Figura 3(a). Isso acontece, pois as atualizações disparadas em virtude de quebras de rotas não são frequentes. Esse efeito indica que a rede não está saturada e, portanto, as quebras de rotas não são comuns. É importante mencionar que o protocolo de roteamento só dispara atualização de métricas ao detectar quebra de rotas. Utilizando controle de taxa, o IEEE 802.11 reduz a sua taxa física de transmissão para evitar quedas de enlaces. A Figura 4(b) mostra que a vazão agregada da rede aumenta na mesma proporção que a carga oferecida se comparada com a vazão apresentada na Figura 3(b). Isso demonstra que a rede de fato não está saturada e que o WPR possui um desempenho melhor em tais condições. A taxa de entrega de pacotes de dados vista na Figura 4(c) também é semelhante ao do cenário com carga mais baixa. Isso significa que o aumento da carga de dados ainda não foi suficiente para afetar a taxa de entrega de pacotes.

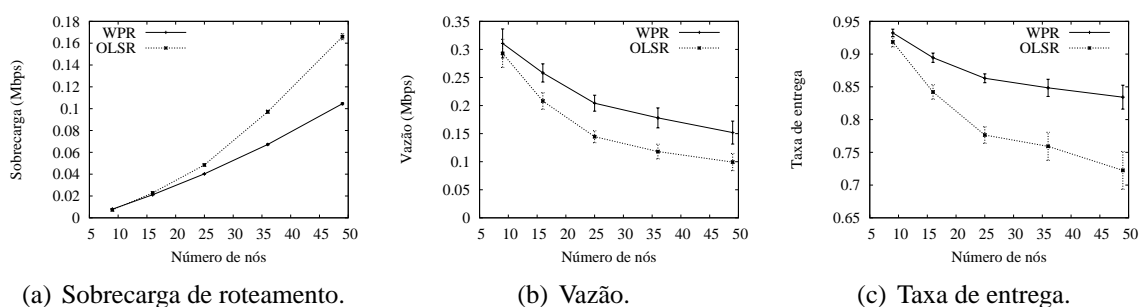


Figura 4. Tráfego *web* com carga alta.

5.2. Tráfego Misto

Nas simulações com tráfego misto, 25% dos nós da rede utilizam tráfego *web* com o número de sessões igual a 20. Outros 25% dos nós são fontes de tráfego CBR a uma taxa de 56kbps. Tanto os nós *web* quanto as fontes e destinos do tráfego CBR foram escolhidos aleatoriamente, apenas evitando repetições. Nesses testes pretende-se avaliar o desempenho do WPR quando o tráfego não é em sua maior parte direcionado ao *gateway*.

A Figura 5(a) mostra que a sobrecarga introduzida pelo OLSR continua superior à introduzida pelo WPR, corroborando com a análise de complexidade. Além disso, pode-se observar que a sobrecarga do WPR reduz em até 60% a sobrecarga do OLSR. Nos

testes com tráfego misto, observa-se que o OLSR utilizou mensagens de controle além da quantidade necessária nas simulações com tráfego *web*. O mesmo não ocorre com o WPR. Isso significa que houve um número maior de atualizações disparadas pelo OLSR. A Figura 5(b) mostra a vazão agregada obtida. Mais uma vez constata-se que a redução da sobrecarga de controle tem um impacto direto na vazão da rede. O WPR alcança resultados superiores aos do OLSR mesmo com premissa de convergência de tráfego na direção do *gateway*. O WPR supera em vazão o OLSR em até aproximadamente 24%. A Figura 5(c) mostra que a taxa de entrega da rede cai de forma acentuada se comparada aos resultados com tráfego *web*. Isso ocorre porque há um aumento da carga oferecida à rede. O WPR oferece mesmo assim uma taxa de entrega superior ao OLSR em até 22%. Com os resultados da Figura 5 conclui-se que o WPR é mais eficiente que o OLSR mesmo em cenários onde nem todo o tráfego é direcionado ao *gateway*.

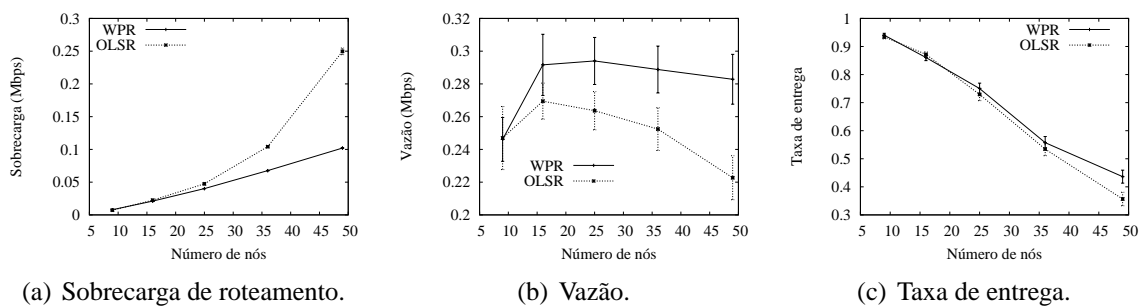


Figura 5. Tráfego misto.

6. Conclusão

Este trabalho apresentou o protocolo de roteamento para redes em malha sem fio denominado WPR (*Wireless-mesh-network Proactive Routing*). O WPR possui algoritmos adaptados às redes em malha para reduzir a sobrecarga de controle de roteamento, e assim economizar banda passante para o tráfego de dados. A análise de complexidade realizada demonstrou que a sobrecarga de controle do WPR é inferior à introduzida pelo OLSR. Além disso, por meio de simulações foi mostrado que o desempenho do WPR é melhor que o do OLSR para tráfego *web* direcionado ao *gateway* da rede cabeada; e para tráfego misto, que é uma combinação de tráfego *web* e fontes CBR cujos pares origem-destino pertencem ao próprio *backbone*. O WPR diminuiu a sobrecarga de controle em até 36% e 60% para tráfego *web* e misto, respectivamente. Para vazão agregada e taxa de entrega de pacotes, o WPR também obteve resultados superiores. Com tráfego *web* os ganhos foram de 50% e 10%, respectivamente. Já com tráfego misto, os resultados mostram que o WPR alcança uma vazão agregada 24% maior e uma taxa de entrega 22% maior que o OLSR. Logo, apesar da operação do WPR assumir que as comunicações convergem para o *gateway*, seu desempenho mostrou-se superior mesmo em cenários com tráfego misto. Como trabalhos futuros, pretende-se implementar o WPR em um protótipo real e analisar o desempenho do protocolo experimentalmente.

Referências

Aguayo, D., Bicket, J. e Morris, R. (2005). SrcRR: A high throughput routing protocol for 802.11 mesh networks (DRAFT). Relatório técnico, MIT.

- Baumann, R., Heimlicher, S., Lenders, V. e May, M. (2007). HEAT: Scalable routing in wireless mesh networks using temperature fields. Em *IEEE International Symposium on a World of Wireless Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM)*, p. 1–9.
- Camp, J. D. e Knightly, E. W. (2007). The IEEE 802.11s extended service set mesh networking standard. *A ser publicado em IEEE Communications Magazine*.
- Campista, M. E. M., Costa, L. H. M. K. e Duarte, O. C. M. B. (2007). Um algoritmo eficiente de disseminação dos estados de enlace para redes em malha sem fio. Em *XXV Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos (SBRC)*, p. 751–764.
- Campista, M. E. M., Passos, D. G., Esposito, P. M., Moraes, I. M., de Albuquerque, C. V. N., Saade, D. C. M., Rubinstein, M. G., Costa, L. H. M. K. e Duarte, O. C. M. B. (2008). Routing metrics and protocols for wireless mesh networks. *IEEE Network*, 22(1):6–12.
- Chen, J., Lee, Y.-Z., Maniezzo, D. e Gerla, M. (2006). Performance comparison of AODV and OLSR in wireless mesh networks. Em *IFIP Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop (Med-Hoc-Net)*.
- Draves, R., Padhye, J. e Zill, B. (2004). Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. Em *ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, p. 114–128.
- Holland, G., Vaidya, N. H. e Bahl, P. (2001). A rate-adaptive MAC protocol for multi-hop wireless networks. Em *ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, p. 236–251.
- Nelakuditi, S., Lee, S., Yu, Y., Wang, J., Zhong, Z., Lu, G.-H. e Zhang, Z.-L. (2005). Blacklist-aided forwarding in static multihop wireless networks. Em *IEEE Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks (SECON'05)*, p. 252–262.
- olsrd (2007). Acessado em <http://www.olsr.org>.
- Pei, G., Gerla, M. e Chen, T.-W. (2000). Fisheye state routing in mobile ad hoc networks. Em *ICDCS Workshop on Wireless Networks and Mobile Computing*, p. D71–D78.
- Ros, F. J. (2005). Acessado em <http://masimum.dif.um.es/um-olsr/html/>.
- Xiuchao, W. (2004). Simulate 802.11b channel within NS2. Relatório técnico, National University of Singapore.
- Xiuchao, W. e Ananda, A. L. (2004). Link characteristics estimation for IEEE 802.11 DCF based WLAN. Em *IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN)*, p. 302–309.