

Proposta de Método para Engenharia de Tráfego em Redes *Mesh*

Andrey Juliano Fischer, Edgard Jamhour

Pontifícia Universidade Católica do Paraná – PUCPR
Rua Imaculada Conceição, 1115 – Prado Velho – Curitiba – PR – CEP: 80215-901

Programa de Pós-Graduação em Informática Aplicada – PPGIA

{andrey.fischer, jamhour}@ppgia.pucpr.br

Abstract. *This paper proposes a method for providing traffic engineering on wireless mesh networks based on IEEE 802.11. The method determines the maximum channel capacity by using the concepts of collision domain, considering the hidden nodes, the spatial reuse, and the channel theoretical capacity. As the maximum channel capacity depends on the quantity of traffic and the path routes, this work proposes the use of optimization methods to choose the best routes to be used by the traffic demands in order to offer the best network provisioning without exceeding the maximum channel capacity.*

Resumo. *Neste trabalho propomos um método para prover engenharia de tráfego às redes mesh sem fio baseadas no padrão IEEE 802.11. O método determina a capacidade máxima de transmissão de uma rede mesh usando os conceitos de domínio de colisão, considerando os nós escondidos, o reuso espacial e a capacidade teórica do canal. Como a capacidade máxima de transmissão é afetada pela quantidade de tráfego e caminho utilizado na rede, este artigo propõe o uso de métodos de otimização para escolha dos melhores caminhos a serem utilizados pelas demandas de tráfego para oferecer o melhor provisionamento da rede sem exceder a capacidade máxima do canal.*

1. Introdução

Atualmente, tecnologias como ADSL (*Asymmetric Digital Subscriber Line*), PON (*Passive Optical Network*) e *cable modem* apresentam-se como soluções para a construção de redes de acesso para *backbones* metropolitanos. Porém, sua utilização torna-se inviável para suprir acesso às zonas metropolitanas de menor poder aquisitivo ou com pouca densidade demográfica, pois implicam em elevados custos de implantação, manutenção e expansão, motivando a pesquisa de tecnologias alternativas de baixo custo que tenham potencial para atender a esse tipo de demanda.

Entre as tecnologias de rede alternativas podemos citar o Wi-Fi (*Wireless Fidelity*), padrão IEEE 802.11, que apesar de apresentar baixo custo de implantação, manutenção e expansão, é mais vulnerável à interferências por utilizar frequências de operação não licenciadas, como 2.4GHz e 5.8GHz. Por essas razões, o dimensionamento da capacidade, a implantação de mecanismos para controle de qualidade de serviço e o balanceamento de carga em redes Wi-Fi constituem um tópico com grande potencial de pesquisa e desenvolvimento.

Existem muitos trabalhos relacionados à pesquisa da capacidade de redes *ad-hoc* como [Gupta e Kumar 2000], [Couto *et al.* 2001] e [Jain *et al.* 2003], porém os resultados apresentados são inadequados as WMN (*Wireless Mesh Networks*) devido às suas particularidades. Conforme [Aoun e Boutaba 2006], pode-se dizer que ao contrário de uma rede *ad-hoc*, uma WMN apresenta topologia estável, exceto para eventuais falhas e adição de novos nós, e que praticamente todo tráfego é encaminhado para um *gateway*. Devido a estas características, os *gateways* tornam-se os gargalos de uma WMN, afetando drasticamente o cálculo da capacidade.

Entre os trabalhos que abordam o cálculo da capacidade das WMN destacam-se [Jun e Sichitiu 2003] e [Aoun e Boutaba 2006].

[Jun e Sichitiu 2003] resolveram o problema para o cálculo da capacidade das WMN utilizando o conceito de domínio de colisão (ou contenção). Apesar de determinar a capacidade de uma WMN, o trabalho considera somente o domínio de colisão com a maior carga da rede e não leva em conta o reuso espacial dentro dos domínios de colisão, reduzindo a eficiência de utilização dos recursos da rede.

[Aoun e Boutaba 2006] estendem o método proposto por [Jun e Sichitiu 2003] considerando vários domínios de colisão e o reuso espacial, tornando a estimativa da capacidade mais próxima da real.

Baseado nos trabalhos de [Jun e Sichitiu 2003] e [Aoun e Boutaba 2006] é possível identificar um método para o cálculo da capacidade das redes sem fio fundamentado na teoria de grafos, nos domínios de colisão e na capacidade teórica do canal, conforme apresentado por [Jun *et al.* 2003].

Segundo [Pióro e Medhi 2004], para se obter uma solução aproximada e ao mesmo tempo satisfatória para o problema de alocação de recursos e identificação dos melhores caminhos da rede, pode-se utilizar métodos de otimização heurísticos como *Differential Evolution* (DE), *Simulated Annealing* (SA), *Nelder-Mead* (NM) e *Random Search* (RS), pois o excessivo número de variáveis e restrições impostas por grandes redes tornam as abordagens baseadas em *Linear Programming* (LP) inadequadas, uma vez que podem falhar e/ou levar muito tempo para convergir a uma resposta quando aplicadas diretamente.

O objetivo deste trabalho é utilizar os conceitos de domínio de colisão, nós escondidos, reuso espacial, capacidade teórica do canal e dos métodos de otimização heurísticos para propor um método capaz de identificar se uma determinada demanda de tráfego pode ou não ser admitida na rede, propondo os caminhos a serem utilizados e a carga associada a cada caminho. Com o método apresentado é possível realizar engenharia de tráfego em redes *mesh* sem fio baseadas no padrão IEEE 802.11, obtendo o melhor provisionamento possível da rede sem exceder a capacidade dos enlaces sem fio. O método se baseia nas premissas de que todos os nós operam no mesmo canal, considerando uma única interface de rádio por nó da WMN, e que não existe mobilidade nos nós do *backbone*.

As próximas seções do artigo estão organizadas da seguinte forma: a Seção 2 apresenta o Cálculo da Capacidade Teórica do Canal; a Seção 3 descreve os Domínios de Colisão, Reuso Espacial e Nós Escondidos; a Seção 4 apresenta a Proposta para

Engenharia de Tráfego em redes *mesh* sem fio; a Seção 5 apresenta a Análise dos Resultados e a Seção 6 a Conclusão e os Trabalhos Futuros.

2. Capacidade Teórica do Canal

Segundo [Jun *et al.* 2003], a capacidade teórica do canal (*TMT - Theoretical Maximum Throughput*) das redes IEEE 802.11 pode ser obtida através da divisão do número de bits do MSDU (*MAC Service Data Unit*) pelo atraso total para se enviar um MSDU, conforme a Expressão 1, onde Nb_{pkt} representa o tamanho do pacote em bytes, e α e β as componentes de atraso para se enviar um *MSDU*.

$$TMT(Nb_{pkt}) = \frac{8 \times Nb_{pkt}}{\alpha \times Nb_{pkt} + \beta} \times 10^6 \text{ bps} \quad (1)$$

Os valores de α e β são definidos conforme o padrão (802.11a, 802.11b, etc), a técnica de codificação e modulação (FHSS, DSSS, OFDM, etc) e a taxa de transmissão (Mbps) utilizada, sendo definidos no trabalho de [Jun *et al.* 2003].

A *TMT* é definida sobre as seguintes suposições: BER (*Bit Error Rate*) igual a zero; não existem perdas devido a colisões; PCF (*Point Coordination Function*) não é utilizado; não ocorrem perdas de pacotes devido a estouro das filas no receptor, a camada MAC não usa fragmentação, e os quadros de gerenciamento não são considerados.

3. Domínios de Colisão, Reuso Espacial e Nós Escondidos

Conforme [Jun e Sichitiu 2003] e [Aoun e Boutaba 2006], o domínio de colisão de um enlace sem fio, composto por um nó transmissor e um nó receptor, é formado pelo conjunto de todos os enlaces vizinhos que compartilham seu canal local, e consequentemente interferem em sua transmissão.

Pode-se dizer que o domínio de colisão de um nó transmissor é formado pelo conjunto de nós receptores cuja distancia seja menor ou igual á distância de interferência e consequentemente à distância de transmissão.

Considerando o exemplo da Figura 1, a distância entre nós de 200 metros, distância de transmissão de 250 metros e a distância de interferência de 550 metros, defini-se o conjunto de domínio de colisão do nó 3, como $CDC_{N3} = \{N_5, N_4, N_3, N_2, N_1\}$. Da mesma forma é possível definir o domínio de colisão para $CDC_{N5} = \{N_5, N_4, N_3\}$, e os outros nós da Figura 1.

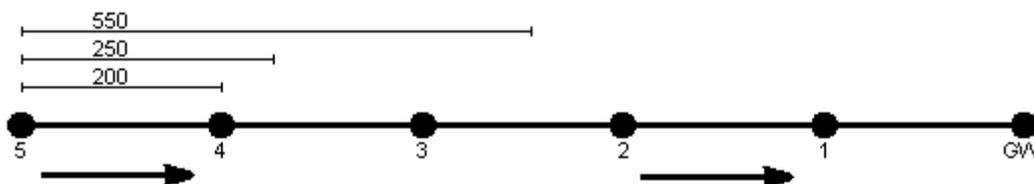


Figura 1. Domínios de Colisão e Reuso Espacial

[Xu *et al.* 2002] demonstraram que o problema do nó escondido ainda pode existir em redes de múltiplos saltos, mesmo com o uso do *four-way handshaking* (RTS - *Request To Send* / CTS - *Clear To Send*) e do CSMA / CA (*Sense Multiple Access with*

Collision Avoidance). Para topologias com mais de quatro saltos, como a da Figura 1, é possível observar o problema do nó escondido nos seguintes pares de nós: $\{N_5, N_2\}$ e $\{N_4, N_1\}$.

Como os nós N_5 e N_2 estão fora do alcance mútuo (distância de interferência), ambos podem acessar o canal, conforme o CSMA / CA, porém isso faz com que o fluxo $N_5 \rightarrow N_4$ não seja atendido, pois N_5 não pode perceber as transmissões de N_2 , tentará acessar o canal e N_4 não responderá ao RTS enviado por N_5 , devido às transmissões de N_2 , fazendo com que o tempo de *backoff* de N_5 aumente exponencialmente. Além disso, caso N_5 consiga realizar a troca do RTS / CTS com sucesso, o fluxo $N_2 \rightarrow N_1$ irá interferir com o fluxo $N_5 \rightarrow N_4$, causando colisões em N_4 . Por essas razões, N_2 (que é um nó escondido para N_5) deve pertencer ao domínio de colisão do nó 5, $CDC_{N_5} = \{N_5, N_4, N_3, N_2\}$. Uma análise similar é realizada para os nós N_4 e N_1 quando N_4 transmite para N_3 , $N_4 \rightarrow N_3$.

Segundo [Aoun e Boutaba 2006], o reuso espacial é identificado quando dois ou mais nós, dentro do mesmo domínio de colisão, podem transmitir simultaneamente sem gerar interferência mútua. Desta forma, para se contabilizar o reuso espacial, realiza-se o complemento (\setminus) do conjunto dos nós da rede, $V = \{N_1, N_2, N_3, N_4, N_5, GW\}$, com o domínio de colisão de cada nó. Considerando o nó N_5 , temos $(V \setminus CDC_{N_5}) = \{N_1, GW\}$, portanto, N_5 pode transmitir simultaneamente com os nós N_1 e GW .

O reuso espacial é computado removendo-se a menor carga do par de enlaces de transmissões simultâneas da carga do domínio de colisão, assim, considerando o domínio de colisão $CDC_{N_3} = \{N_5, N_4, N_3, N_2, N_1\}$ como exemplo, verifica-se o reuso espacial de cada nó que pertence ao CDC_{N_3} . Conforme descrito no parágrafo anterior, temos que N_5 pode transmitir simultaneamente com N_1 , portanto deve-se desconsiderar a transmissão com a menor carga do par $\{N_5, N_1\}$. Desta forma, definiu-se a carga do CDC_{N_3} como a soma de todas as cargas transmitidas pelos nós: $N_4 + N_3 + N_2 + \text{Min}[N_5, N_1]$. A mesma análise deve ser estendida a todos os domínios de colisão.

4. Proposta

O algoritmo proposto neste trabalho utiliza os conceitos de engenharia de tráfego para escolher os caminhos por onde os fluxos (demanda de tráfego) serão transmitidos, dos métodos de otimização heurísticos para busca de um resultado satisfatório para os problemas de alocação dos recursos da rede, e do cálculo da capacidade da rede para evitar que as cargas admitidas na rede excedam a capacidade dos enlaces sem fio.

Dada uma determinada demanda ou um grupo de demandas, com seus endereços de origem e destino (*gateway*), o algoritmo é capaz de identificar se a demanda pode ou não ser admitida na rede, propondo os melhores caminhos e a carga associada a cada caminho, e se for o caso, identificar a porção da demanda que não pode ser atendida.

O algoritmo para realizar engenharia de tráfego às WMN está estruturado em seis etapas principais:

1. Definição dos Parâmetros de Entrada;
2. Construção do Grafo de Conectividade;
3. Identificação dos Caminhos, Domínios de Colisão e Reuso Espacial;

4. Cálculo da Carga das Arestas, Domínios de Colisão e *TMT*;
5. Algoritmo de Otimização
 - 5.1. Construção da Função Custo;
 - 5.2. Identificação das Restrições / Variáveis;
 - 5.3. Execução do Método Heurístico (DE, SA ou NM);
6. Resultados.

As etapas do algoritmo foram formalizadas segundo a notação *Z*, e são apresentadas nas próximas seções.

4.1. Parâmetros de Entrada

Os parâmetros de entrada definidos para o algoritmo são:

- Identificação do conjunto de vértices (*V*), com a posição dos vértices no plano cartesiano bidimensional, em metros;
- Distância de transmissão (*DT*) e interferência (*DI*), em metros;
- Definição do conjunto de nós ativos (*CNA*) que estão transmitindo em direção ao *gateway* (*GW*), que pode ser diferente para cada nó ativo;
- Identificação do tamanho dos pacotes (bytes), taxa de transmissão (Mbps), esquema de modulação e codificação (FHSS, OFDM, DSSS, HR-DSSS) e o padrão (802.11a, 802.11b, 802.11g, etc) para o cálculo da *TMT*;
- Número máximo de caminhos permitidos por nó ativo (*NMC*), pois o tráfego enviado por um nó ativo pode ser distribuído por um ou mais caminhos simultaneamente, e o número máximo de saltos permitido (*NMS*) por caminho;
- Definição das demandas (*d*) de cada nó ativo.

4.2. Construção do Grafo de Conectividade

O grafo de conectividade $G(V,A)$ é representado por um conjunto de vértices *V*, definido nos parâmetros de entrada, e por um conjunto de arestas *A*. As arestas representam a conectividade entre dois vértices do grafo através do padrão IEEE 802.11, e são identificadas pela tupla contendo um vértice transmissor v_i e um vértice receptor v_j .

O conjunto de arestas (*A*) é composto por todos os pares de vértices que apresentam valor da distância euclidiana bidimensional (*DEB*) menor ou igual ao valor da *DT*, conforme definido na Expressão 2.

$$A = \left\{ \forall v_i, v_j \in V \mid \sqrt{|(x_{v_i} - x_{v_j})|^2 + |(y_{v_i} - y_{v_j})|^2} \leq DT \bullet \{v_i, v_j\} \right\} \quad (2)$$

De forma semelhante ao que foi definido para as arestas, o conjunto de vértices na área de interferência (*CVAI*) é definido conforme a Expressão 3.

$$CVAI_{v_i} = \left\{ \forall v_j \in V \mid \sqrt{|(x_{v_i} - x_{v_j})|^2 + |(y_{v_i} - y_{v_j})|^2} \leq DI \bullet v_j \right\} \quad (3)$$

O *CVAI* de um vértice qualquer é composto por todos os vértices que apresentam valor da *DEB* menor ou igual à *DI*, incluindo o próprio vértice em análise e os vértices na *DT*.

4.3. Identificação dos Caminhos, Domínios de Colisão e Reuso Espacial

Os caminhos entre a origem (nós ativos - *CNA*) e o destino (*GW*) são obtidos através do uso de um método de n caminhos mais curtos, adaptado do algoritmo de Dijkstra, que após encontrar o caminho mais curto entre a origem e o destino, altera o peso das arestas deste caminho, uma a uma, e procura novos caminhos alternativos. O processo é repetido para todos os nós ativos até que todos os caminhos sejam encontrados. Um caminho é considerado válido somente se o número de saltos for menor do que o *NMS*.

Cada caminho é representado por uma expressão $p_x c_y$ que identifica o próprio caminho (com a sequência de vértices da origem até o destino) e a carga associada a este caminho, atribuída pelos métodos de otimização, onde x representa o índice do nó ativo no *CNA* e y um dos n caminhos encontrados. Os n caminhos de cada nó ativo são identificados por K_x .

Conforme definido por [Jun e Sichitiu 2003] e [Aoun e Boutaba 2006], um domínio de colisão representa o conjunto de nós que devem estar inativos para que outro nó possa transmitir com sucesso. Para identificar o conjunto de domínio de colisão (*CDC*) primeiro é necessário identificar o conjunto de arestas na área de transmissão (*CAAT*) de todos os vértices do grafo, conforme a Expressão 4.

$$CAAT_{v_i} = \left\{ \forall a_k \in A \mid v_{i_{a_k}} = v_i \bullet \left\{ v_{i_{a_k}}, v_{j_{a_k}} \right\} \right\} \quad (4)$$

O *CAAT* de um vértice qualquer do grafo é composto por todas as arestas cujo vértice transmissor seja igual ao vértice analisado v_i . Ou seja, o *CAAT* identifica todas as transmissões possíveis de um vértice do grafo. Assim que o *CAAT* foi identificado é possível formar o *CDC*, conforme a Expressão 5.

$$CDC_{a_k} = \left\{ \forall v_i \in \left\{ CVAI_{v_{i_{a_k}}} \cup CVAI_{v_{j_{a_k}}} \right\} \mid CAAT_{v_i} \right\} \quad (5)$$

O *CDC* de uma aresta qualquer do grafo é composto pelo *CAAT* de todos os vértices que compõem a união do *CVAI* do vértice transmissor v_i com o *CVAI* do vértice receptor v_j da aresta analisada a_k .

Segundo [Aoun e Boutaba 2006], o reuso espacial é identificado quando dois ou mais vértices, que pertencem ao mesmo domínio de colisão, podem transmitir simultaneamente sem gerar interferência mútua. Para identificar o conjunto de reuso espacial (*CRE*), primeiro é necessário identificar o conjunto de vértices que podem transmitir simultaneamente (*CVTS*), conforme a Expressão 6.

$$CVTS_{a_k} = \left\{ V \setminus \left\{ CVAI_{v_{i_{a_k}}} \cup CVAI_{v_{j_{a_k}}} \right\} \right\} \quad (6)$$

O *CVTS* de uma aresta qualquer é definido através do complemento (\setminus) do conjunto de vértices (V), com a união do *CVAI* do vértice transmissor v_i com o *CVAI* do vértice receptor v_j da aresta analisada a_k .

Na sequência, o conjunto de arestas de transmissões simultâneas (*CATS*) de todas as arestas do grafo é definido conforme a Expressão 7.

$$CATS_{a_k} = \left\{ \forall v_i \in CVTS_{a_k} \mid \left(\forall a_i \in CAAT_{v_i} \mid v_{j_{a_i}} \notin \left\{ CVAI_{v_{i_{a_k}}} \cup CVAI_{v_{j_{a_k}}} \right\} \right) \bullet a_i \right\} \quad (7)$$

O *CATS* de uma aresta qualquer é formado pelo *CAAT* de todos os vértices do *CVTS*, excluindo-se as arestas cujo vértice receptor pertença à união do *CVAI* do vértice transmissor v_i com o *CVAI* do vértice receptor v_j da aresta analisada a_k .

Assim que o *CATS* foi identificado, é possível formar o *CRE* com o par de arestas de transmissões simultâneas, conforme a Expressão 8.

$$CRE_{a_k} = \left\{ \forall a_i \in CDC_{a_k} \mid \left\{ CATS_{a_i} \cap CDC_{a_k} \right\} \neq \left\{ \bullet a_i \times \left\{ CATS_{a_i} \cap CDC_{a_k} \right\} \right\} \right\} \quad (8)$$

O *CRE* de uma aresta qualquer é definido através da análise do *CATS* de todas as arestas do *CDC* da aresta analisada a_k . Assim, se existir uma aresta comum ao *CATS* com o *CDC*, tem-se uma transmissão simultânea dentro do mesmo domínio de colisão.

4.4. Cálculo da Carga das Arestas, Domínios de Colisão e *TMT*

A soma das cargas de uma aresta (*SCA*) qualquer do grafo é composta pela soma das cargas de todos os caminhos ($p_{x,y}$) que utilizam esta aresta, definida conforme a Expressão 9.

$$SCA_{a_k} = (p_{x1}c_{y1} + \dots + p_{xn}c_{ym}) \quad (9)$$

A soma das cargas do domínio de colisão (*SCDC*) é definida conforme a Expressão 10.

$$SCDC_{a_k} = \left(\sum_{\forall a_i \in CDC_{a_k}} SCA_{a_i} \right) - \left(\sum_{\forall a_j \in CRE_{a_k}} -Min[SCA_{a_j}, SCA_{j_{a_j}}] \right) \quad (10)$$

A *SCDC* de uma aresta qualquer é formada pela *SCA* de todas as arestas que fazem parte do *CDC* menos o valor da aresta com a menor carga (*Min*) do par de arestas de transmissões simultâneas do reuso espacial da aresta analisada (*CRE*), conforme sugerido por [Aoun e Boutaba 2006].

O cálculo da *TMT* é realizado conforme a Expressão 1, proposta por [Jun *et al.* 2003], com os parâmetros da camada MAC definidos como entrada para o algoritmo.

4.5. Algoritmo de Otimização

Antes de iniciar o processo de otimização é necessário definir a função custo a ser minimizada, as restrições que devem ser respeitadas e as variáveis envolvidas na otimização.

A função custo para minimizar a demanda não atendida (*dna*) de cada demanda (*d*), é definida conforme a Expressão 11.

$$fc_{\min} = dna_1 + \dots + dna_i + \dots + dna_l, \text{ onde } i \in [1, |CNA|] \quad (11)$$

A seguintes restrições são definidas para os métodos de otimização:

- Número máximo de caminhos (Expressão 12): limita o número máximo de caminhos permitido por nó ativo. As combinações de caminhos possíveis são obtidas através da permutação (*Perm*) dos n caminhos encontrados, contendo exatamente *NMC*. A

restrição também determina que a soma (*Total*) da maior carga (*Max*) dos caminhos mais a demanda não atendida seja exatamente igual à demanda requisitada.

$$dna_i + Max[Total[Perm[\{p_1c_1, \dots, p_ic_n, \dots, p_Ic_N\}, NMC]]] = d_i, \text{ onde} \quad (12)$$

$$i \in [1, |CNA|] \text{ e } n \in [1, |K_i|]$$

- Restrição positiva (Expressão 13): garante que o valor das variáveis envolvidas no processo de otimização seja maior ou igual a zero. Evita que sejam atribuídos valores negativos às variáveis durante a otimização.

$$p_1c_1 \geq 0 \dots p_ic_n \geq 0 \dots p_Ic_N \geq 0 \dots dna_1 \geq 0 \dots dna_i \geq 0 \dots dna_l \geq 0, \text{ onde} \quad (13)$$

$$i \in [1, |CNA|] \text{ e } n \in [1, |K_i|]$$

- Número máximo de iterações: atua como critério de parada para o algoritmo. Determina o número máximo de gerações sem melhoria
- Carga máxima do domínio de colisão (Expressão 14): garante que o domínio de colisão com a maior carga da rede (*Max*) não exceda o valor da *TMT*.

$$Max[SCDC_{a_1}, \dots, SCDC_{a_i}, \dots, SCDC_{a_l}] \leq TMT, \forall a_i \in A \quad (14)$$

A lista com as variáveis utilizadas durante a otimização é definida conforme a Expressão 15, onde as cargas dos caminhos, atribuídas pelos métodos de otimização, são limitadas ao valor da *TMT* para restringir o universo de valores possíveis.

$$\{\{p_1c_1, 0, TMT\}, \dots, \{p_ic_n, 0, TMT\}, \dots, \{p_Ic_N, 0, TMT\}, \dots, dna_1 \dots dna_i \dots dna_l\}, \quad (15)$$

$$\text{onde } i \in [1, |CNA|] \text{ e } n \in [1, |K_i|]$$

4.7. Resultados

Como resultado da execução do algoritmo proposto temos uma lista de caminhos, limitada por NMC e NMS, para cada nó ativo (*CNA*) até o respectivo destino (*GW*) e a identificação da carga máxima que pode ser admitida em cada caminho sem que a capacidade da rede seja excedida. Os resultados podem ser classificados da seguinte forma:

- Demanda não atendida diferente de zero. Significa que as demandas solicitadas podem ser parcialmente admitidas na rede;
- Demanda não atendida igual a zero. Significa que todas as demandas solicitadas podem ser admitidas na rede com a carga solicitada;

5. Análise dos Resultados

Os resultados obtidos pelo algoritmo proposto, denominado Atender Demanda - AD, foram comparados com os resultados dos métodos propostos por [Jun e Sichitiu 2003] (*Nominal Capacity* - NC) e [Aoun e Boutaba 2006] (*Max Min Fair Capacity* - MMFC).

Para a análise dos resultados apresentados neste artigo considerou-se uma WMN com 18 nós, *DT* = 250 metros e *DI* = 550 metros, onde todos os nós operam no padrão

IEEE 802.11b com RTS/CTS, taxa de transmissão de 11 Mbps e usam o HR-DSSS como técnica de codificação e modulação, resultando na $TMT = 4.515$ Kbps.

Inicialmente considerou-se somente um nó ativo (nó 2), transmitindo em direção ao gateway (nó 10), cuja demanda (d) solicitada é de 2.576 Kbps, conforme demonstra a Figura 2.

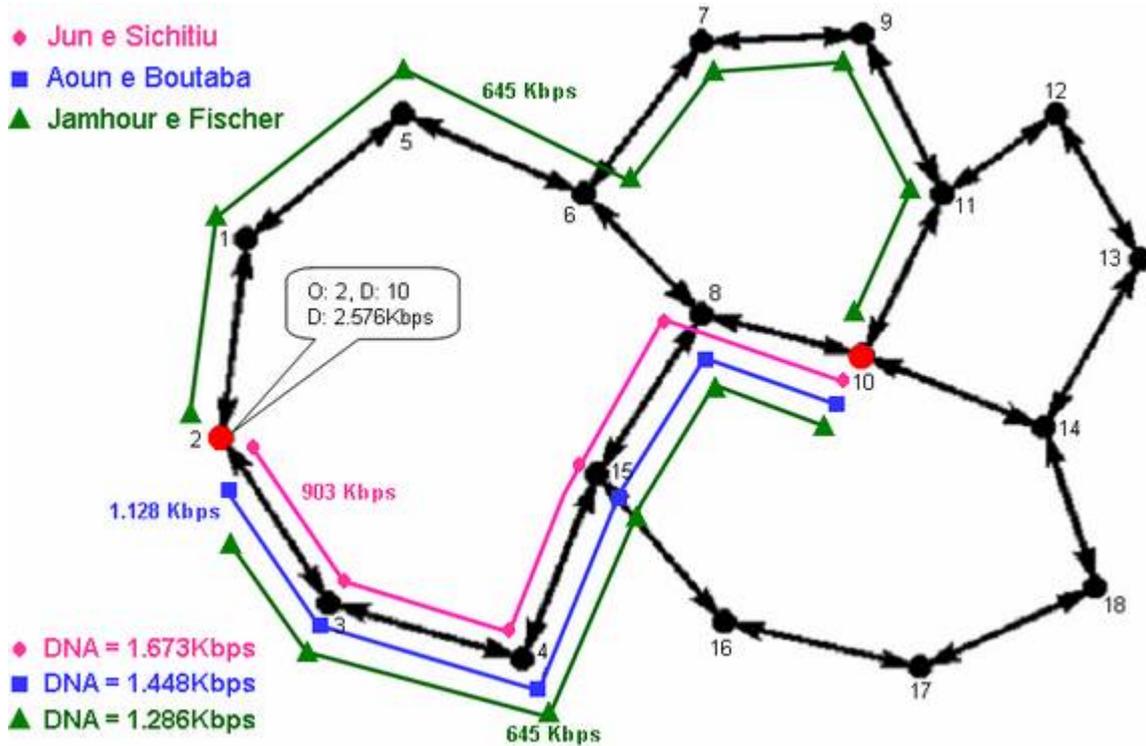


Figura 2. Análise dos Resultados para 1 Nó Ativo

Analisando a Figura 2 é possível verificar que o método NC foi capaz de admitir 903 Kbps, resultando na demanda não atendida de 1.673 Kbps, enquanto o método MMFC foi capaz de admitir 1.128 Kbps, resultando na demanda não atendida de 1.448 Kbps, utilizando o mesmo caminho proposto por NC. Esta diferença entre os dois métodos é atribuída ao uso do reuso espacial pelo método MMFC.

Considerando o método AD, percebe-se que o tráfego gerado pelo nó ativo 2 foi distribuído por dois caminhos distintos, propostos pelos métodos de otimização, cujas cargas admitidas foram de 645 Kbps para cada caminho, resultando na demanda não atendida de 1.286 Kbps.

É importante observar que os métodos NC e MMFC não são capazes de distribuir a demanda de um nó por múltiplos caminhos uma vez que o número de variáveis resultante desta abordagem não é tratável analiticamente.

O gráfico da Figura 3 apresenta a soma das demandas não atendidas, considerando 1 nó ativo com 1, 2, 3 e 4 caminhos e os métodos NC, MMFC e AD. É possível verificar que conforme o número de caminhos disponíveis por nó ativo aumenta, mais carga pode ser admitida na rede com o uso do método AD, estabilizando em 2 caminhos por nó ativo. O que pode ser justificado porque os nós que compõem os

caminhos alternativos pertencem aos mesmos domínios de colisão, limitando o uso de mais de dois caminhos para a topologia da Figura 2.

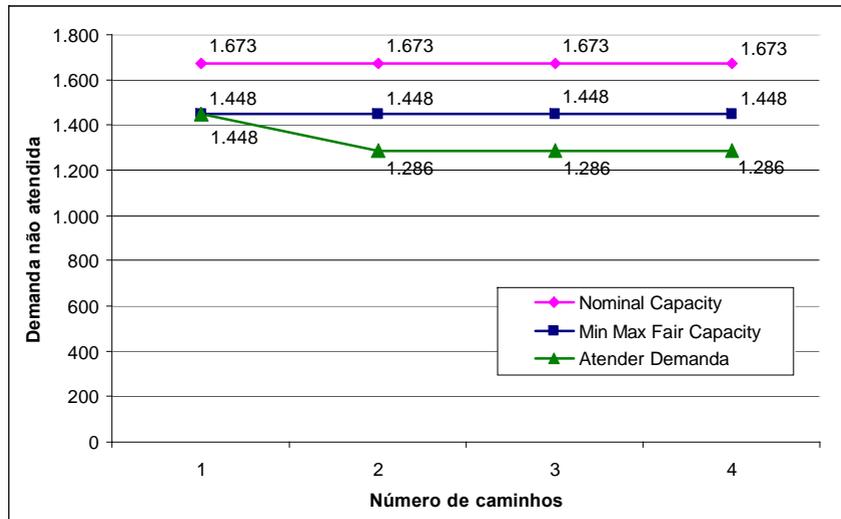


Figura 3. Demanda não atendida x Método de Otimização – 1 Nó Ativo

Analisando a Figura 4, com dois nós ativos (nó 2 e nó 15) transmitindo em direção ao gateway (nó 10), com demanda (d) solicitada de 2.576 Kbps para cada nó ativo, é possível verificar que os resultados obtidos pelo algoritmo proposto são mais expressivos.

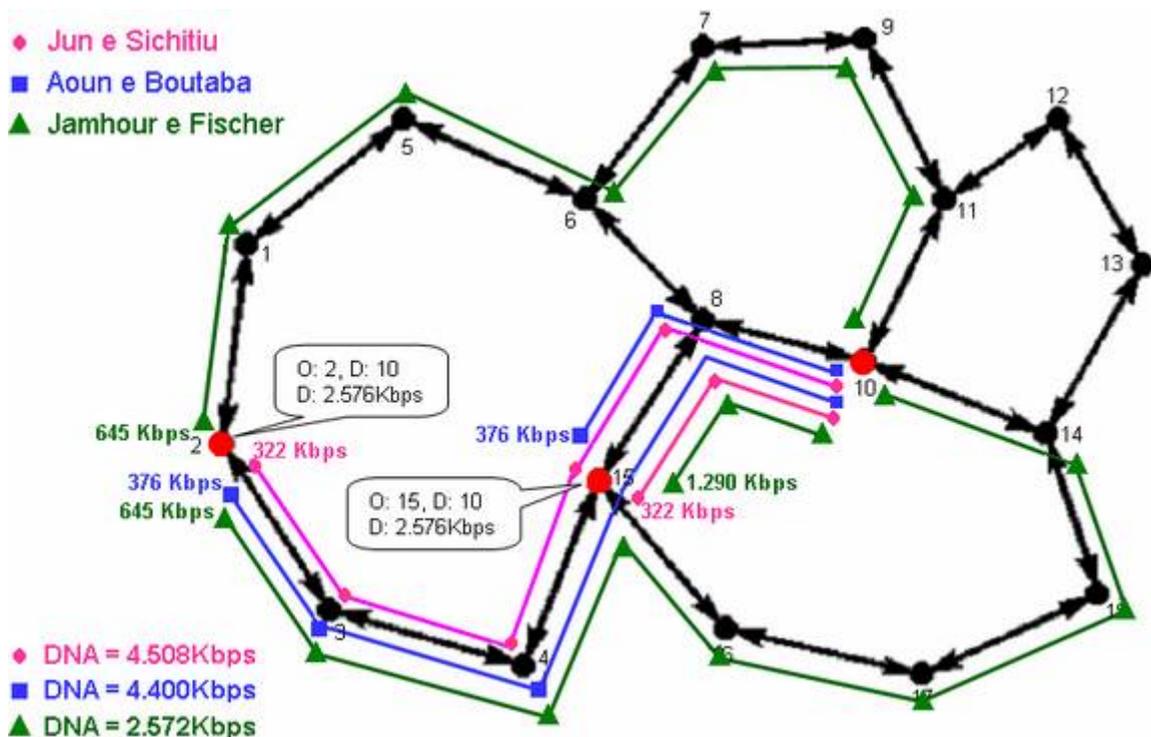


Figura 4. Análise dos Resultados para 2 Nós Ativos

Considerando o método NC, foi possível admitir 322 Kbps em cada caminho, resultando na demanda não atendida total de 4.508 Kbps. Utilizando o método MMFC

foi possível admitir 376 Kbps em cada demanda, resultando na demanda não atendida total igual a 4.400 Kbps.

Analisando os resultados do método AD, percebe-se que as demandas dos dois nós ativos foram distribuídas por três caminhos distintos, onde foi possível admitir 1.290 Kbps para atender a demanda do nó 15, e 645 Kbps em cada um dos caminhos propostos para a demanda do nó 2, resultando na demanda não atendida total de 2.572 Kbps.

O gráfico da Figura 5 apresenta a soma das demandas não atendidas, considerando 2 nós ativos com 1, 2, 3 e 4 caminhos e os métodos NC, MMFC e AD. É possível verificar que conforme o número de nós ativos aumenta, os métodos NC e MMFC não são capazes de distribuir as demandas de tráfego por outros caminhos pois utilizam sempre a estratégia do caminho mais curto, independente da carga das arestas (enlaces). Utilizando o método proposto (AD) foi possível distribuir o tráfego das duas demandas por diferentes caminhos, resultando na melhora do uso dos recursos da rede.

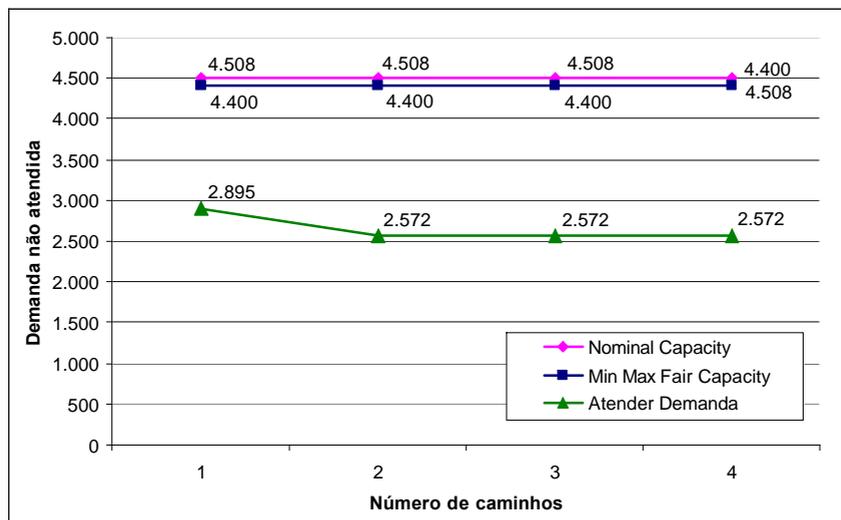


Figura 5. Demanda não atendida x Método de Otimização – 2 Nós Ativos

A Figura 6 apresenta o tempo médio de convergência dos métodos de otimização heurísticos DE, SA e NM, utilizados com o método AD, para 2 (nó 2 e nó 15) e 3 (nó 2, nó 15 e nó 17) nós ativos com 1, 2, 3 e 4 caminhos por nó ativo. Analisando a Figura 6 é possível perceber que o número de caminhos por nó ativo não influencia no tempo total de convergência do algoritmo, o que não ocorre com a adição de mais nós ativos.

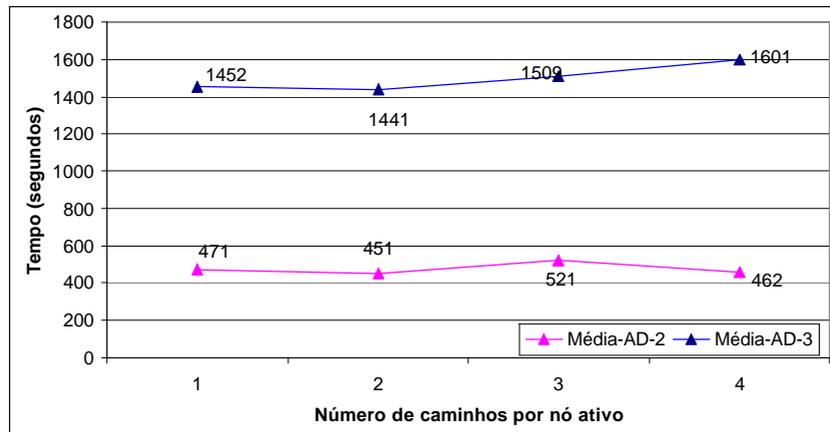


Figura 6. Média dos Tempos de Convergência

Analisando a Figura 7, onde foram considerados dois caminhos por nó ativo e o algoritmo de otimização DE no método AD, é possível verificar que o tempo de convergência é diretamente influenciado pelo número de nós ativos inseridos na simulação, pois cada nó ativo acrescenta uma quantidade considerável de variáveis ao problema de otimização.

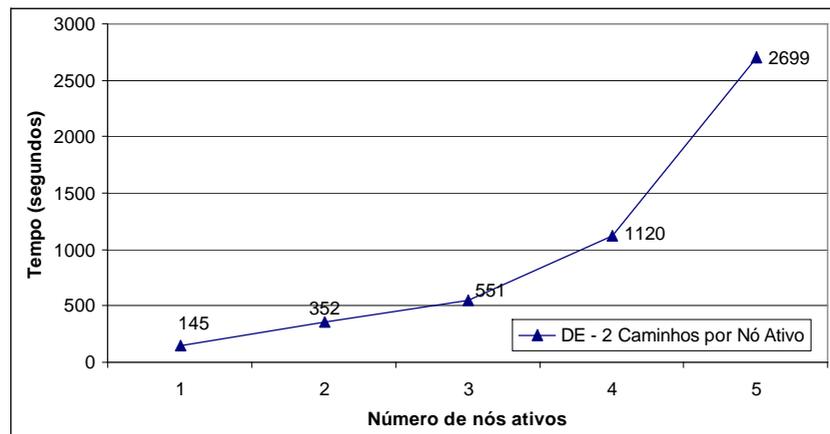


Figura 7. Tempo de Convergência x Número de Nós Ativos

6. Conclusão e Trabalhos Futuros

Este estudo apresentou um método para maximizar o uso dos recursos de uma rede *mesh* sem fio de um único canal, baseada no padrão IEEE 802.11. O algoritmo proposto emprega os conceitos de domínio de colisão, reuso espacial e nós escondidos para identificação da carga da rede, e de métodos de otimização baseados em heurísticas para resolver o problema de alocação dos recursos da rede.

Demonstramos através de simulações e comparações que o método é capaz de realizar engenharia de tráfego para as WMN respeitando a capacidade máxima do canal, informando ao final da otimização se a demanda solicitada pode ou não ser admitida na rede, os caminhos que devem ser utilizados e da carga máxima permitida em cada caminho.

Entre as topologias analisadas, podemos concluir que conforme o número de caminhos alternativos entre a origem e o destino aumenta, os resultados do algoritmo proposto também melhoram quando comparados aos métodos NC e MMFC, que não são capazes de distribuir a demanda de um nó por múltiplos caminhos, uma vez que o número de variáveis resultantes dessa abordagem não é tratável analiticamente. Também foi possível constatar que para redes menores, com número reduzido de caminhos alternativos, não há melhora no uso dos recursos da rede, assim como, quando a origem e o destino estão muito próximos, pois isso faz com que a maioria dos nós responsáveis pelo encaminhamento do tráfego pertença aos mesmos domínios de colisão, limitando a capacidade da rede.

Como trabalhos futuros, pretendemos estender o método proposto adicionando suporte à tolerância a falhas através da identificação dos caminhos principais, por onde os fluxos agregados devem seguir, e dos caminhos de recuperação que devem ser utilizados em caso de falhas. A adição de mais interfaces de rádio (canais) nos nós do domínio de colisão com a maior carga da rede também pode ser considerada, conforme proposto por [Aoun et al. 2006].

Diferentes esquemas de modulação e codificação (MCS - *Modulation and Coding Schemes*), relação sinal ruído (SINR - *Signal to Interference plus Noise Ratio*) e força do sinal recebido (RSS - *Received Signal Strength*) também podem ser considerados, conforme apresentado por [Max et al. 2007], porém isso implica em considerável aumento de complexidade ao algoritmo de otimização devendo ser feito um estudo com novas abordagens.

Referências

- P. Gupta e PR Kumar, "The Capacity of Wireless Networks" IEEE Transactions on Information Theory' 2000.
- K. Jain, J Padhye, V. Padmanabhan, e L Qiu, "Impact of Interference on Multi-Hop Wireless Network Performance" MobiCom, 2003.
- J. Li, C. Blake, D. De Couto, HI Lee e R. Morris, "Capacity of Ad Hoc Wireless Networks" ACM MobiCom, 2001.
- J. Jun e ML Sichitiu, "The Nominal Capacity of Wireless Mesh Networks" IEEE Wireless Communications 2003.
- J. Jun, P. Peddabachagari, e M. L. Sichitiu, "Theoretical maximum throughput of IEEE 802.11 and its applications" in Proc. Second IEEE International Symposium on Network Computing and Applications (NCA 2003), (Cambridge, MA), pp. 249–256, Abril 2003.
- B. Aoun e R. Boutaba, "Max-Min Fair Capacity of Wireless Mesh Networks" IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems (MASS). Junho 2006.
- K Xu, M Gerla and S Bae, "How Effective is the IEEE 802.11 RTS/CTS Handshake in ad Hoc Networks?". IEEE Globecom 2002.
- M. Pióro e D. Medhi "Routing, Flow, and Capacity Design in Communication and Computer Networks". Elsevier - 2004.

- S. Max, E. Weiss e G. R. Hiertz, “Benefits and Limitations of Spatial reuse in Wireless mesh Networks” Chai of. Communication Networks (ComNets), ACM Outubro 2007.
- B. Aoun, R. Boutaba e G. Kenward, “Analysis of Capacity Improvements in Multi-Radio Wireless Mesh Networks”. IEEE Vehicular Technology Conference (VTC), Maio 2006.