

Um Protocolo Baseado em Teoria dos Jogos para a Cooperação entre Diferentes Redes de Sensores Sem Fio

Pedro Vaz de Melo¹, Antonio A.F. Loureiro¹, Max Machado¹, Raquel A.F. Mini²

¹Departamento de Ciência da Computação – Universidade Federal de Minas Gerais
Belo Horizonte, MG, 31270-901 – Brasil

²Instituto de Informática – Pontifícia Universidade Católica de Minas Gerais
Belo Horizonte, MG, 30535-901 – Brasil

{olmo,loureiro,maxm}@dcc.ufmg.br, raquelmini@pucminas.br

Abstract. *An important issue in the design of a wireless sensor network (WSN) is to devise techniques to make efficient use of its energy, and thus, extend its lifetime. When two WSNs are deployed in the same place and their sensors cooperate with the other networks forwarding their packets, the distance of the transmissions decreases and, therefore, the power consumption as well. The goal of this work is to present a cheat-proof distributed protocol to make different WSNs to cooperate, enabling cooperation if, and only if, the different WSNs save their energies with the cooperation. In the simulation results, we consider WSNs with different configurations and we show that the proposed protocol enables cooperation solely when the cooperation is beneficial to both networks, and in this case, it saves their energies and extends their lifetimes.*

Resumo. *Um importante desafio no projeto de redes de sensores sem fio (RSSFs) é desenvolver técnicas que façam o uso eficiente da sua energia e, assim, estendam o seu tempo de vida. Quando duas RSSFs estão depositadas em um mesmo local e os seus nós sensores cooperam com as demais redes encaminhando os seus pacotes, a distância das transmissões diminui e, conseqüentemente, o consumo de energia também. O objetivo deste trabalho é apresentar um protocolo distribuído a prova de roubo que faz diferentes RSSFs cooperarem, habilitando a cooperação se, e somente se, as mesmas economizarem energia. Nos resultados de simulação foram consideradas redes com diferentes configurações e é mostrado que o protocolo proposto estabelece a cooperação somente se isso for benéfico para as redes, e nesse caso, ele economiza energia das redes e estende os seus tempos de vida.*

1. Introdução

As Redes de Sensores Sem Fio (RSSFs) [Akyildiz et al. 2002] são um tipo especial de redes *ad hoc* que têm a função de coletar dados do ambiente em que foram inseridas e disponibilizar essas informações para o usuário. Os dados são coletados pelos nós sensores, que possuem severas restrições de processamento, memória e energia, e depois são transmitidos ao nó monitor (*sink*), que por sua vez, transmite-os para o usuário final. Uma vez que os nós sensores são equipados por baterias com capacidade finita e a sua reposição é raramente possível, o desenvolvimento de protocolos que otimizem

o consumo de energia dos mesmos é o principal tópico de pesquisa em RSSFs. Dentro do consumo de energia do nó sensor, a atividade de comunicação de dados é a mais significativa [Pottie and Kaiser 2000]. Assim, técnicas para reduzir o consumo de energia na comunicação de dados devem ser desenvolvidas a fim de estender o tempo da rede. Uma maneira simples de poupar a energia do nó sensor na comunicação é fazendo com que os nós se comuniquem através de múltiplos saltos (*multi-hop*), pois o consumo de energia varia exponencialmente com a distância em que o dado é transmitido [Wieselthier et al. 2001]. Assim, quanto menor a distância na qual uma transmissão de dados é feita, menor a energia consumida pelo nó sensor que realizou a transmissão.

Uma maneira de diminuir a distância em que os nós sensores se comunicam é aumentar a densidade da rede. Quanto maior a densidade da rede, menor a distância média entre dois nós sensores na rede e menor a energia necessária para que os mesmos se comuniquem. Entretanto, aumentar a densidade da rede nem sempre é viável, uma vez que isso pode representar um custo significativo no projeto e na manutenção da rede. Uma vez que é previsto a existência de diferentes redes em um mesmo local, uma maneira de aumentar a densidade da rede a um custo que, a princípio, é nulo, é fazendo com que duas ou mais RSSFs diferentes usem nós sensores uma das outras no roteamento de pacotes.

Quando duas RSSFs, instaladas no mesmo local, compartilham seus nós sensores a fim de que os mesmos enviem mensagens a menores distâncias, as duas redes podem economizar energia e estender os seus tempos de vida. Apesar de óbvia e simples, essa idéia traz consigo inúmeras implicações que dificultam a cooperação entre as redes. Considerando que uma RSSF possui um caráter racional e egoísta, ela só irá cooperar com uma outra RSSF se essa lhe prover serviços que justifiquem a cooperação.

Uma técnica interessante para modelar situações de conflito entre dois agentes racionais e egoístas é através dos conceitos da teoria dos jogos [Fudenberg and Tirole 1991, Nisan et al. 2007]. O objetivo deste trabalho é modelar o problema da cooperação entre duas ou mais diferentes RSSFs a partir dos conceitos da teoria dos jogos e, a partir disso, apresentar um protocolo que viabilize a cooperação. O protocolo proposto é capaz de fazer as redes cooperarem se, e somente se, a cooperação for benéfica para ambas. Além disso, o protocolo é robusto quanto ao roubo (*cheating*), ou seja, ele é capaz de prevenir que um nó malicioso use da cooperação para o benefício próprio e exclusivo.

O restante do trabalho está organizado da seguinte maneira. A Seção 2 apresenta os trabalhos relacionados. Na Seção 3 é descrito o protocolo baseado na teoria dos jogos para cooperação entre diferentes RSSFs. Na Seção 4 são descritos os resultados de simulação e, finalmente, na Seção 5, são mostradas as conclusões e os trabalhos futuros.

2. Trabalhos Relacionados

O estudo do problema da cooperação entre diferentes RSSFs pode ser naturalmente modelado a partir dos conceitos da teoria dos jogos. Na teoria dos jogos, os agentes são modelados como jogadores egoístas e racionais que tomam decisões visando exclusivamente o seu próprio benefício. O benefício de cada jogador, chamado de *payoff*, é mapeado a partir de uma função de utilidade, que considera as estratégias escolhidas por todos os jogadores. Cada jogador possui um conjunto de estratégias que corresponde às ações que ele pode escolher a fim de maximizar o seu *payoff*, e a estratégia escolhida por um jogador

pode influir no *payoff* obtido por outro.

A teoria dos jogos é usada para modelar o problema da cooperação entre diferentes RSSFs para avaliar o conflito existente entre as entidades proprietárias das redes, que são modeladas como os jogadores. Cada entidade proprietária quer maximizar o tempo de vida e a qualidade de serviço da sua rede, e só vai cooperar com uma outra rede se isso for lhe trazer benefícios. Em [Felegyhazi et al. 2005], as estratégias das entidades proprietárias das redes são definir se seus nós sensores encaminham pacotes de outras redes e se seus nós pedem para que outras redes encaminhem os seus pacotes. Assume-se que os nós sensores enviam periodicamente e sincronizadamente mensagens para os seus respectivos nós monitores e esses, por sua vez, enviam para os seus nós sensores, via *single hop*, a informação se a taxa de coleta de dados foi satisfatória. A partir disso, os nós sensores controlam as suas estratégias em busca de minimizar os seus consumos de energia e maximizar a taxa de entrega de dados da rede. Nessa modelagem, as redes convergem basicamente para dois equilíbrios, um não cooperativo, em que nenhum nó fornece e pede serviços para nós de outra rede, e um cooperativo, que todos os nós prestam e pedem serviços para nós de outra rede.

O trabalho de [Felegyhazi et al. 2005] é pioneiro e, talvez por isso, deixa pontos abertos para estudo. Esse trabalho considera um controle centralizado definidor das estratégias dos nós sensores, que ainda reporta via *single hop* para os mesmos o *feedback* da estratégia escolhida. Além disso, o trabalho considera que as redes são homogêneas, não considerando densidades e taxas de tráfego de dados diferentes entre elas, fatores que podem ser determinantes para o estabelecimento da cooperação. Por fim, é considerado que há sincronismo na coleta de dados entre todos os nós sensores. Tais características podem ser consideradas inviáveis para ambientes do mundo real.

Em contrapartida à uma abordagem prática, pode-se entender o problema de forma teórica a fim de estipular estratégias que viabilizem a cooperação entre as redes. Em [Min-You Wu 2005] é proposto um modelo que garante que, se os nós sensores declararem os seus custos para rotear pacotes, as redes naturalmente serão incentivadas a cooperar e a compartilhar os seus nós sensores. Quando um nó sensor encaminha um pacote advindo de outra rede, ele recebe um pagamento, em forma de crédito, que cobre esse custo. Apesar de prover conceitos teóricos importantes, esse trabalho não cobre diversas questões práticas, como, por exemplo, se uma rede deve compartilhar os seus nós sensores mesmo que a rede não precise de usar os nós sensores da outra rede. Em e [Miller et al. 2005], os autores consideram a possibilidade de que nós sensores de diferentes redes troquem favores de natureza variada entre eles, tais como roteamento, sensoriamento, processamento e armazenamento de dados. Devido a isso, uma solução estável e benéfica para ambas as redes só é viável se os proprietários das redes assinam um contrato monetário antes da deposição das mesmas, o que está na contramão da proposta da computação ubíqua, em que redes são depositadas e retiradas a todo instante e um controle sobre isso pode ser inviável.

É importante ressaltar que o problema da cooperação entre diferentes RSSFs envolve diversos parâmetros que podem influir significativamente no estabelecimento da cooperação. Em [de Melo et al. 2008], esses parâmetros são listados e explicados e, através de simulação, os benefícios com a cooperação são analisados. Esse trabalho mostra que a configuração das redes impactam significativamente no benefício que a

cooperação pode trazer e, entre os parâmetros, o expoente de perda do meio, a densidade, a taxa de coleta de dados e o algoritmo de roteamento devem ser cuidadosamente considerados quando se for tratar do problema.

3. O Protocolo de Cooperação

3.1. Formulação do Problema

O objetivo deste trabalho é propor um protocolo para viabilizar a cooperação entre diferentes RSSFs, fazendo com que as mesmas economizem energia. Assim, é considerado um cenário em que o conjunto R de M redes, R_1, \dots, R_M , são representadas por um multigrafo direcionado $G(N + 1, E)$, que possui $N + 1$ nós, $n_0 \notin N, \{n_1, \dots, n_N\} \in N$. Cada nó $n_i \in N$ representa um nó sensor e o mesmo pertence a exatamente uma rede R_q , $n_i \in R_q, 1 \leq q \leq M$. O nó $n_0 \notin N$ é o nó monitor, que é o nó sorvedouro de todas as redes $R_q \in R$. Existe uma aresta $e_{i,j}^q \in E$ partindo do nó n_i e chegando no nó n_j se há uma estrutura de roteamento que faz o nó n_i enviar mensagens da rede R_q para o nó n_j . É importante ressaltar que nem n_i nem n_j necessariamente pertencem à rede R_q , mas podem encaminhar pacotes dessa rede porque estão cooperando com ela.

Nessa representação, considera-se que a estrutura de roteamento inicial de cada rede R_q é uma árvore de escoamento [Tanenbaum 2002], de modo que os nós sensores $n_i \in R_q$ possam enviar os seus dados coletados do ambiente para o nó monitor n_0 . Considera-se que a árvore de roteamento gerada é, para cada rede, a melhor árvore em termos de consumo de energia que a rede é capaz de gerar, sendo ela a árvore ótima ou não. Assim, cada nó n_i tem partindo dele, no máximo, uma única aresta $e_{i,j}^q$ para cada rede R_q . O conjunto das arestas que parte de n_i é denotado por $E_i, |E_i| \leq M$ e o peso $w(e_{i,j}^q) > 0$ da aresta $e_{i,j}^q$ independe da rede R_q , sendo dado por $w(e_{i,j}^q) = f_{rx} + f_{tx} \times (d_{i,j})^\alpha$, em que f_{rx} é o custo para se receber uma mensagem, f_{tx} é o custo para se transmitir uma mensagem a uma unidade d de distância, $d_{i,j}$ é a distância em unidades d entre n_i e n_j e α é o expoente de perda do meio. Neste trabalho, é considerado que $f_{tx} \gg f_{rx}$ [Boukerche et al. 2003], pois a idéia da cooperação no roteamento está em aumentar o número de recepções a favor da redução do custo com transmissões.

Descrito o cenário, modela-se o problema segundo a teoria dos jogos. O primeiro passo é determinar os jogadores que serão os agentes racionais e egoístas em conflito. Tem-se, então, que os jogadores são as M redes e a estratégia de uma rede R_q é determinar $S_q = \{E_i \forall n_i \in R_q\}$, ou seja, para qual nó sensor o nó n_i envia mensagens de uma rede $R_p \in R$. O custo em energia c_i que cada nó n_i incorre para a sua rede é dado por:

$$c_i = \sum_{q=1}^M w(e_{i,j}^q), e_{i,j}^q \in E_i,$$

ou seja, a soma dos pesos das arestas que partem do nó n_i . A função de utilidade que mapeia o *payoff* Π_q , ou benefício, de cada rede R_q , dada a sua topologia é, então:

$$\Pi_q = \sum_{\forall n_i \in R_q} (\phi - c_i),$$

em que ϕ é o valor abstrato do dado que é transmitido, sendo $\phi \gg c_i \forall n_i \in R_q$. É natural que o valor ϕ desse dado seja significativamente maior que o custo para transmiti-lo, pois

uma RSSF só existe para coletar dados, então, sem o dado não há rede. O *payoff* captura, então, a taxa de coleta de dados de uma rede e o consumo da sua energia no roteamento, sendo determinante para definir se a rede coopera ou não.

Inicialmente, tem-se que $\forall n_i \in N$, $|E_i| = 1$, pois nenhum nó sensor n_i está cooperando com nós sensores de outras redes, só encaminhando mensagens pertencentes à sua própria rede. Uma rede R_q , que é um jogador racional e egoísta, deve, então, alterar a sua estratégia e fazer com que um ou mais dos seus nós sensores encaminhem pacotes de outras redes se, e somente se, isso for aumentar o seu *payoff* Π_q . No entanto, se todas as redes mantiverem as suas estratégias e uma rede R_q alterar a sua estratégia inicial e fazer um nó sensor $n_i \in R_q$ cooperar e encaminhar mensagens de outra rede, o custo c_i aumentará, fazendo que o *payoff* Π_q diminua. Assim, inicialmente, o jogo está em Equilíbrio de Nash [Fudenberg and Tirole 1991], pois não é possível que uma rede aumente o seu *payoff* alterando a sua estratégia se todas as outras redes mantiverem as suas. Isso faz com que uma rede R_q só seja capaz de aumentar o seu *payoff* se ela combinar com outra rede R_p uma mudança de estratégia em conjunto, $S_p \rightarrow S'_p, S_q \rightarrow S'_q$, de modo que S'_q beneficie a rede R_p e S'_p beneficie a rede R_q . Na teoria dos jogos, um jogo que permite que dois ou mais jogadores combinem uma mudança de estratégia em conjunto é chamado de jogo cooperativo [Fudenberg and Tirole 1991].

Uma possível mudança de estratégia em conjunto por parte de duas redes R_q e R_p é cada uma criar uma aresta de cooperação que a prejudique mas que beneficie a outra rede, de forma que os benefícios sejam maiores que os prejuízos. Considere, então, um cenário com nós sensores $n_x, n_y, n_z \in R_q$ e $n_i, n_j, n_k \in R_p$, em que n_x tem uma aresta se conectando a n_y com custo $w(e_{x,y}^q)$ e n_i tem uma aresta se conectando a n_j com custo de $w(e_{i,j}^p)$, como o ilustrado na Figura 1-a. Assim, R_p cria uma aresta de cooperação $e_{k,y}^q$ e R_q cria uma aresta de cooperação $e_{z,j}^p$. A primeira, $e_{k,y}^q$, é criada para reduzir c_x e aumentar Π_q , de modo que $w(e_{x,y}^q) > w(e_{x,k}^q)$, permitindo que a aresta $e_{x,y}^q$ seja removida de E_x e a aresta $e_{x,k}^q$, acrescentada. No entanto, ao mesmo tempo que a criação de $e_{z,j}^p$ aumenta o *payoff* da rede R_p , ela diminui o *payoff* da rede R_p , pois o custo c_k aumenta. Então, a segunda aresta de cooperação $e_{z,j}^p$ compensa isso, permitindo que n_i remova a sua aresta $e_{i,j}^p$ e acrescente a aresta $e_{i,z}^p$, pois $w(e_{i,j}^p) > w(e_{i,y}^q)$, o que reduz c_i e aumenta Π_p (Figura 1-b). Mas isso, novamente, ao mesmo tempo que aumenta Π_p , reduz Π_q . Então, para garantir a cooperação e o aumento tanto de Π_q quanto de Π_p , duas restrições devem ser satisfeitas:

$$w(e_{x,y}^q) > w(e_{x,k}^q) + w(e_{z,j}^p), \{n_x, n_y, n_z\} \subset R_q, \{n_j, n_k\} \subset R_p \quad (1)$$

$$w(e_{i,j}^p) > w(e_{i,z}^p) + w(e_{k,y}^q), \{n_i, n_j, n_k\} \subset R_p, \{n_y, n_z\} \subset R_q \quad (2)$$

O processo de cooperação em que as duas arestas $e_{k,y}^q$ e $e_{z,j}^p$ são criadas satisfazendo as restrições 1 e 2 será chamado, de agora em diante, de processo *Give to Conquer* (GTC). À medida que o processo GTC é repetido criando pares de arestas diferentes, o *payoff* das redes envolvidas no processo aumenta. Assim, depois que todos os pares de arestas forem criados, o *payoff* das redes é o máximo possível que pode ser obtido com a cooperação, sendo também Pareto Ótimo [Fudenberg and Tirole 1991], pois nenhuma rede é capaz de aumentar o seu *payoff* sem reduzir o *payoff* de outra.

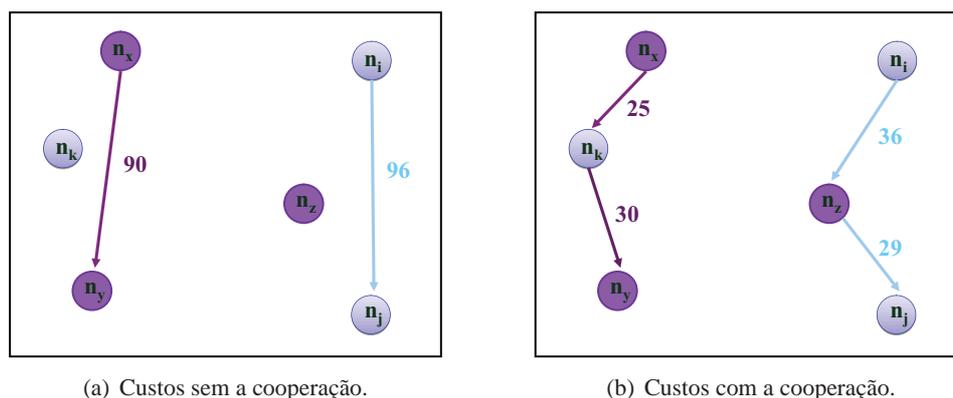


Figura 1. Processo de criação das arestas de cooperação

A melhor maneira, segundo os critérios de robustez e escalabilidade, de fazer diferentes RSSFs cooperarem é fazer com que as mesmas interajam entre si de forma completamente autônoma. Deve-se considerar que as mesmas podem mudar de topologia constantemente e até mesmo que novas redes podem ser depositadas ao redor e fazer parte da cooperação. Assim, deve-se delegar a responsabilidade da execução do processo GTC aos nós sensores das redes, que podem controlar localmente quais nós sensores estão lhes pedindo favores e para quais estão pedindo favores. Se um nó sensor que está cooperando observar em seu ambiente local que a sua rede está mais se prejudicando que se beneficiando com a cooperação, o mesmo pode agir imediatamente para que o prejuízo seja contido.

Assim, dado que a responsabilidade de estabelecer a cooperação está sobre os nós sensores, pode-se garantir que o processo GTC seja executado entre duas RSSFs diferentes através de um protocolo de cooperação embutido nos nós sensores. O protocolo deve ser ciente da energia, deve ser a prova de roubos, e deve garantir que, se a cooperação não for a melhor estratégia, que ela não seja estabelecida e/ou mantida. Na Seção 3.2, será descrito um modelo de processo GTC ciente de energia e na Seção 3.3, será descrito o algoritmo que viabiliza a aplicação do modelo.

3.2. O Modelo

Uma vez que a execução repetida do processo GTC aumenta o *payoff* das redes envolvidas e, conseqüentemente, economiza as suas energias, é necessário definir um modelo para a criação das arestas de cooperação do processo. O modelo deve ser robusto, garantindo que o custo para a definição e manutenção das arestas não seja maior que o benefício que elas trarão. Na descrição do processo GTC, foi estipulado que as duas arestas de cooperação são criadas na mesma localidade. Na teoria, duas arestas de cooperação poderiam ser criadas em localidades diferentes, mas na prática, se uma aresta for criada a uma considerável distância da outra, o custo para o estabelecimento das mesmas e para a verificação constante se a cooperação está sendo mantida envolverá várias comunicações nas redes, que podem consumir mais energia que o próprio benefício da cooperação.

Assim, o processo GTC é realizado criando as arestas de cooperação na mesma localidade da rede, de forma que os nós sensores envolvidos no processo sejam capazes de monitorar diretamente as arestas. A Figura 2 ilustra o cenário em que o processo GTC possa ser executado dessa maneira. Na Figura 2-a, são ilustrados dois nós sensores de

uma rede R_q , n_x e n_y , e dois nós sensores de uma outra rede R_p , n_i e n_j , assim como a distância entre eles. Na Figura 2-b, é ilustrada a situação em que não há cooperação, com o nó n_x transmitindo uma mensagem para n_y e o nó n_i transmitindo uma mensagem para n_j . São ilustrados também os custos das transmissões C_{tx} , considerando que $C_{tx} = d^\alpha$ e $\alpha = 2$. O custo com transmissões da rede R_q é, então, 81, e o custo com transmissões da rede R_p é 64. Nesse cenário, $E_x = \{e_{x,y}^q\}$, $E_y = \emptyset$, $E_i = \{e_{i,j}^p\}$ e $E_j = \emptyset$. Os *payoffs* das redes são $\Pi_q = \phi - (81f_{tx} + f_{rx})$ e $\Pi_p = \phi - (64f_{tx} + f_{rx})$.

Na Figura 2-c, um processo GTC é executado e as redes R_q e R_p passam a cooperar. Inicialmente, o processo GTC cria duas arestas, a aresta $e_{i,y}^q \in E_i$ e a aresta $e_{y,j}^p \in E_y$, indicando que o nó $n_i \in R_q$ coopera com a rede R_q e o nó $n_y \in R_p$ coopera com a rede R_p . Então, o nó n_x , ciente da cooperação, remove a aresta $e_{x,y}^q$ e insere $e_{x,i}^q$ em E_x , pois o nó n_i está cooperando e irá encaminhar as suas mensagens. Estabelecida a cooperação, os *payoffs* das redes passam a ser $\Pi_q = \phi - (72f_{tx} + 2f_{rx})$ e $\Pi_p = \phi - (32f_{tx} + 2f_{rx})$, que são maiores que quando não estavam cooperando, considerando que, neste trabalho, $f_{tx} \gg f_{rx}$.

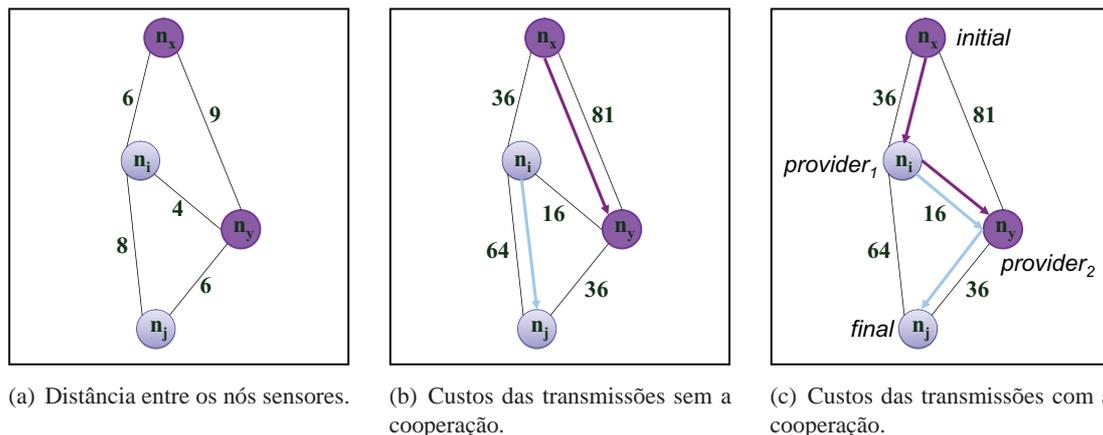


Figura 2. Modelo viável de processo GTC, em que $C_{tx} = d^2$.

O cenário de cooperação ilustrado na Figura 2-c será chamado de Laço Virtual de Cooperação (LVC). Em um LVC, os nós sensores de uma determinada rede agem como jogadores de um time, e trabalham juntos para reduzir o consumo de energia das suas redes. Pode-se observar que o nó n_y aumenta o seu custo c_y para ajudar a sua rede.

Em um LVC, os nós envolvidos são vizinhos, e podem observar as suas ações. Eles podem observar o quanto de favores a sua rede fornece e pede, e esse número é conhecido por cada nó no laço. Assim, os nós envolvidos no laço controlam apenas o crédito Δ que eles têm ou devem. Quando um nó n_i fornece um favor ao nó n_x , Δ_i é incrementado e Δ_x é decrementado. Isso garante a justiça na cooperação, i.e., nenhuma rede fornece favores em uma taxa maior que pede, e vice-versa. Além disso, é definido um limite T de favores que podem ser providos ou pedidos. Quando Δ_i alcança T para algum nó $n_i \in R_q$ em um LVC envolvendo duas redes R_q e R_p , esse nó n_i para de prover favores e irá prover novamente apenas quando Δ_i for menor que T novamente, ou seja, quando um nó $n_j \in R_p$ no laço prover um favor. É importante ressaltar que quando $\Delta_j = -T$ para um nó $n_j \in R_p$, o nó n_j para de pedir favores, uma vez que ele sabe que $\Delta_i = T \forall n_i \in R_q$ e que isso impede que qualquer favor seja provido a ele.

Finalmente, discute-se o roubo (*cheating*) no modelo de LVC em um processo GTC. Considerando o laço estabelecido na Figura 2-c, pode-se observar duas maneiras de se levar vantagem com a cooperação de forma maliciosa. A primeira ocorre quando o nó n_i descarta as mensagens vindas do nó n_x para poupar a sua energia. Para que isso não ocorra, o nó n_x pode observar, através de uma política de *time-out*, se as suas mensagens estão sendo retransmitidas pelo nó n_i . No caso negativo, ele avisa o nó n_y que o nó n_i é um nó malicioso, fazendo com que o nó n_y pare de encaminhar mensagens vindas do nó n_i e quebrando assim o LVC.

O outro caso que o roubo pode ocorrer é quando o nó n_y pára de encaminhar mensagens do nó n_i para economizar energia. Nesse caso, o nó n_i verifica se as suas mensagens estão sendo retransmitidas pelo nó n_y , e no caso negativo, pára de encaminhar as suas mensagens para o nó n_y e retransmitir as mensagens vindas do nó n_x . Quando isso acontece, o nó n_x conclui que o nó n_i está roubando, o primeiro caso de roubo é caracterizado e as suas ações são executadas, quebrando o LVC.

A força do LVC está na simplicidade de ser criado e mantido. Os casos de roubo são apenas os dois apresentados e a identificação dos mesmos é trivial, sem exigir recursos significativos dos nós sensores. O mais interessante é que, uma vez que o roubo é de fácil identificação, ele acaba sendo uma estratégia fraca para as redes, pois os benefícios com o roubo são significativamente menores que aqueles que poderiam ser obtidos com a continuidade do LVC. E uma vez que o roubo é de fácil identificação, a cooperação pela formação de LVCs é uma solução estável, sendo um caso aplicado do *Folk's Theorem* [Fudenberg and Tirole 1991].

3.3. O Algoritmo

Antes de explicar o método que descreve como a cooperação é estabelecida, é importante destacar alguns pontos. Primeiro, é considerado que todos os nós sensores possuem um identificador único e sabe as suas coordenadas. Segundo, considera-se que existe uma estrutura de roteamento pré-estabelecida nas redes, em que cada nó sabe para qual nó ele envia ou encaminha as suas mensagens. Terceiro, também considera-se que todos os nós são capazes de calcular o custo em termos de energia de uma transmissão de um nó para o outro, além do custo para se receber uma mensagem.

Dadas as considerações, define-se papéis para cada nó no LVC, que estão descritos na topologia da Figura 2-c. O papel *initial* é dado ao nó n_x da Figura 2-c, que é o nó do LVC que não fornece favores, mas que se beneficia com a cooperação, enviando a sua mensagem para um nó da outra rede encaminhar. O nó que recebe a mensagem do nó *initial* é aquele que tem o papel de *provider₁*, que é o nó n_i na Figura 2-c, que além de prover favores para o nó *initial*, também se beneficia da cooperação enviando as suas mensagens para o nó que tem o papel de *provider₂*, que é da outra rede e é representado pelo nó n_y na Figura 2-c. O nó *provider₂* apenas fornece favores, e encaminha as mensagens vindas do nó *provider₁* para o nó de papel *final* que, no LVC, é encarregado de apenas receber essas mensagens, e na Figura 2-c, é representado pelo nó n_j .

Explica-se agora como é possível obter o laço virtual de cooperação. O primeiro passo a ser feito é propagar pelas redes o desejo da cooperação. Para isso, cada nó que deseja cooperar envia uma mensagem de disseminação do tipo *WantToCooperate* para os seus vizinhos informando isso. Dessa maneira, cada nó que deseja cooperar receberá, em

cada mensagem do tipo *WantToCooperate*, informação sobre dois nós sensores de uma outra rede, e pode calcular localmente se a cooperação com esses dois nós é benéfica para ambas as redes. Em caso afirmativo, ele envia uma mensagem do tipo *AskCooperation* para os nós envolvidos, informando que papel eles devem interpretar no LVC que poderá ser formado. Se os nós concordarem com a atribuição de papéis e não estão em outro LVC, eles enviam uma mensagem do tipo *AcceptCooperation* e a cooperação entre eles é estabelecida. Esse processo é detalhado no Algoritmo 1.

No Algoritmo 1, entre as linhas 3 e 6 é descrito o processo de um nó enviar uma mensagem *WantToCooperate* para os seus vizinhos. Entre as linhas 8 e 15 é descrito o processo de um nó receber uma mensagem *WantToCooperate* e enviar uma mensagem *AskCooperation* para os nós que podem fazer parte do LVC. Na linha 10, o nó calcula se a cooperação será benéfica para ambas as redes através das restrições 1 e 2 da Seção 3.2. Da linha 17 à 23 é descrito o processo de um nó receber uma mensagem *AskCooperation* e enviar uma mensagem *AcceptCooperation*. Na linha 19, a função **retornaIdDestCoop** coloca a variável *idDestinoCooperacao* com o identificador do nó que será o seu destino no LVC, se esse for o caso. O *overhead* para esse algoritmo, no pior caso em que todos os nós cooperam, é $O(3n)$, em que n é o número de nós.

Algorithm 1 : Estabelecendo o LVC

```

1: procedimento CONTROLECOOPERAÇÃO
2:
3:   se Eu quero cooperar and não enviei minha mensagem WantToCooperate então
4:     Mensagem m ← new Mensagem(WantToCooperate, meuId, idDestino)
5:     envia(m)
6:   fim se
7:
8:   se recebi Mensagem m.tipo = WantToCooperate então
9:     se estouCooperando = false então
10:      se  $w(\text{aresta}(\text{meuId}, \text{idDestino})) < 2 \times w(\text{aresta}(\text{meuId}, \text{m.idDestino}))$  and
11:       $w(\text{aresta}(\text{m.id}, \text{m.idDestino})) < w(\text{aresta}(\text{m.id}, \text{meuId})) + w(\text{aresta}(\text{m.idDestino}, \text{idDestino}))$  então
12:        Mensagem mNova ← new Mensagem(AskCooperation, m.id, meuId, m.Id, idDestino)
13:        envia(mNova)
14:      fim se
15:    fim se
16:  fim se
17:
18:  se recebi Mensagem m.tipo = AskCooperation então
19:    se estouCooperando = false então
20:      idDestinoCooperacao ← retornaIdDestCoop(m)
21:      meuIdDestino ← idDestinoCooperacao
22:      estouCooperando ← true
23:      Mensagem mNova ← new Mensagem(AcceptCooperation)
24:      envia(mNova)
25:    fim se
26:  fim se
27:
28:  se recebi Mensagem m.tipo = AcceptCooperation então
29:    idDestinoCooperacao ← retornaIdDestCoop(m)
30:    meuIdDestino ← idDestinoCooperacao
31:    estouCooperando ← true
32:  fim se
33:
34: fim procedimento

```

Uma vez descrito como o LVC é estabelecido, é necessário descrever como um nó $n_i \in R_q$ do laço mantém o seu valor Δ_i . O valor Δ_i informa quantos favores foram prestados para a rede R_q , ou seja, se o nó n_i tem débito ($\Delta_i > 0$) ou crédito ($\Delta_i < 0$) na cooperação. O nó de papel *Initial* incrementa o seu valor Δ quando ele envia uma mensagem da sua rede para o nó *Provider*₁ e decrementa quando ele detecta uma mensagem

da outra rede enviada pelo nó $Provider_1$ para o nó $Provider_2$. O nó $Provider_1$, por sua vez, incrementa o seu Δ quando ele envia uma mensagem para o nó $Provider_2$ que seja da sua rede e decrementa quando é uma mensagem da outra rede. O nó $Provider_2$ incrementa o seu Δ quando ele recebe uma mensagem da sua rede vinda do nó $Provider_1$ e decrementa quando ele envia uma mensagem para o nó $Final$. Finalmente, o nó de papel $Final$ não tem um valor Δ para controlar, pois ele não coopera, apenas recebe mensagens. É importante ressaltar que o valor de Δ só é incrementado (decrementado) se ele for menor (maior) que T ($-T$). Quando o valor de Δ é igual a T ($-T$), o mesmo não pede (presta) favores, encaminhando as suas mensagens para o nó da sua própria rede.

4. Resultados de Simulação

Nesta seção são apresentados os resultados de simulação que avaliam o protocolo de cooperação proposto. Todas as simulações foram feitas no simulador *Network Simulator 2.31*. A fim de não perder generalidade, foi considerado que o custo em energia para se transmitir uma mensagem a uma unidade de distância d é f_{tx} e o custo em energia para se receber uma mensagem é f_{rx} . Assim, a unidade de energia usada para medir o consumo com transmissões foi f_{tx} e com recepções foi f_{rx} .

Além disso, foi considerado que os nós sensores são depositados aleatoriamente, formando uma topologia plana em um campo de sensoriamento de $100 \times 100 d^2$. O nó sensor tem raio de comunicação de $20 d$, conhece a sua localização e possui um identificador único. O nó monitor é localizado no canto inferior esquerdo da topologia, não possui restrições de energia e conhece a localização de todos os nós sensores da rede. Durante os 1000 segundos de simulação, os eventos são gerados segundo uma distribuição de Poisson com $\lambda_{Poisson}$ eventos por segundo, assim como descrito em [Ross 1996], sendo detectados uma única vez por um único nó. O algoritmo de roteamento é uma árvore de escoamento para coleta de dados que prioriza a redução das distâncias de transmissão entre os nós, que é descrito em [Ye et al. 2001]. Quando não for mencionado, o expoente de perda do meio é 4 e o número de nós de cada rede é 50. Todos os resultados de simulação correspondem à média aritmética de r simulações, em que r foi escolhido tal que o desvio padrão máximo observado seja inferior a 5% da média. A linha vertical nos pontos dos gráficos desta seção representam, para cada valor, um intervalo de confiança de 95%.

A Figura 3 ilustra o comportamento do protocolo proposto quando a taxa de coleta de dados das redes é variada, em que o parâmetro $\lambda_{Poisson}$ das duas redes varia de 0, 1 a 0, 7 eventos por segundo de simulação. Nesse gráfico, assim como nos próximos, é mostrado a porcentagem de nós que fazem parte de algum laço virtual de cooperação (nós cooperando), a economia de energia nas transmissões (economia tx) e o aumento de recepções (aumento rx) desses nós que estão cooperando. Pode-se observar que quando $\lambda_{Poisson} \geq 0,3$, o comportamento das três métricas avaliadas permanece constante, com aproximadamente 30% dos nós cooperando, 25% de economia com transmissões e 35% de aumento nas recepções. Assim, para esse cenário, se $f_{tx} > 1,2f_{rx}$, a cooperação economizará a energia da rede e prolongará o seu tempo de vida. Na simulações seguintes, quando não for mencionado, $\lambda_{Poisson}$ é igual a 0,3, que é o menor $\lambda_{Poisson}$ que está dentro do comportamento constante.

O próximo resultado, ilustrado na Figura 4, mostra o comportamento do protocolo proposto quando a densidade das duas redes é aumentada, em que, na topologia de $100 \times$

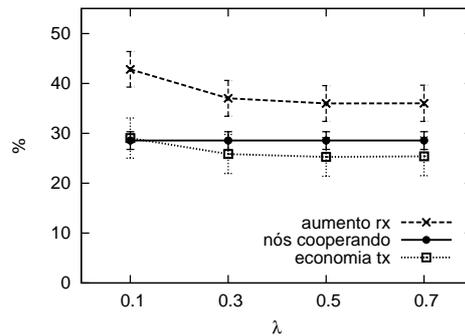


Figura 3. Resultados da cooperação quando o $\lambda_{Poisson}$ é variado

100 d^2 , o número de nós de cada rede foi aumentado de 50 a 200. Pode-se observar que à medida que a densidade das duas redes aumenta, a economia de energia com transmissões e o aumento das recepções que o protocolo proporciona diminuem linearmente e de forma similar. Além disso, o número de nós cooperando também decai, ainda que a uma taxa significativamente menor. Isso indica que o protocolo proposto pode ser mais adequado para cenários em que as redes são esparsas e que $f_{tx} \gg f_{rx}$.

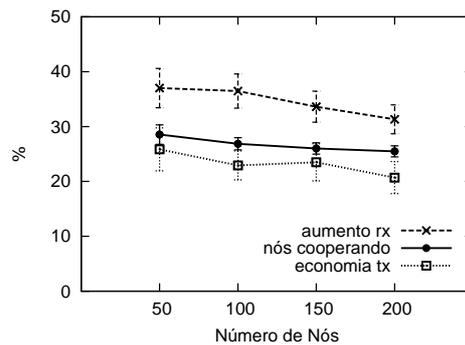


Figura 4. Resultados da cooperação quando o número de nós é variado

Outro parâmetro impactante no desempenho de protocolos de cooperação é o expoente de perda do meio α . Espera-se que quanto maior for α , maiores são os incentivos para a cooperação. Através da Figura 5, pode-se verificar que essa afirmação é válida para o protocolo proposto. À medida que o valor de α aumenta, a economia de energia com transmissões e a porcentagem de nós que fazem parte dos LVCs também aumentam, e em escala similar à logarítmica. Além disso, pode-se verificar que o aumento do número de recepções trazidas com a cooperação se mantém praticamente constante, o que reforça a idéia que quanto maior o α , maiores são os incentivos para a cooperação.

Todos os resultados até então mostrados consideram que a configuração das redes é a mesma. No entanto, para um protocolo de cooperação entre diferentes RSSFs ser eficiente e robusto, é necessário que o mesmo considere que as redes possam ter diferentes configurações. Como foi verificado em [de Melo et al. 2008], existem casos em que a configuração das redes não permite que a cooperação seja benéfica para todas as redes. Nesses casos, o protocolo de cooperação deve limitar completa ou parcialmente o compartilhamento dos nós sensores entre as redes a fim de que nenhuma rede se prejudique significativamente com a cooperação. Nos resultados a seguir, a configuração de uma das redes, R_1 , será variada e da outra, R_2 , será mantida constante, a fim de se possa avaliar

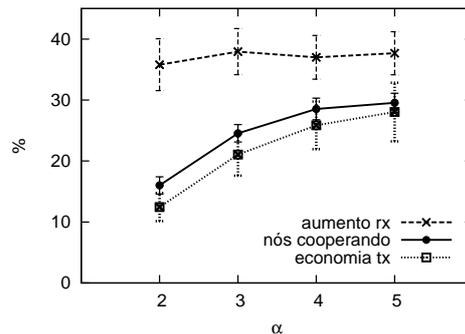


Figura 5. Resultados da cooperação quando o expoente de perda do meio α é variado

o impacto da variação da configuração da rede R_1 no consumo de energia da rede R_2 .

A primeira situação em que a cooperação pode não ser uma estratégia favorável para ambas as redes é quando existe uma diferença $\delta\lambda = \lambda_{R_1}/\lambda_{R_2}$ entre as taxas de coleta de dados das redes R_1 e R_2 , i.e., uma das redes coleta e roteia dados a uma taxa maior que a outra. Nesse caso, se a rede que coleta dados a uma taxa menor não controlar o quanto de mensagens ela está encaminhando da outra rede, ela poderá consumir mais energia roteando mensagens de nós da outra rede que da sua própria.

A Figura 6 ilustra, para a variação de $\delta\lambda$, a variação de energia da rede R_2 quando se usa o protocolo de cooperação proposto (protocolo) e quando todos os nós sensores são disponibilizados para cooperar indiscriminadamente (todos). A Figura 6-a ilustra a economia de energia com transmissões e a Figura 6-b ilustra o aumento no número de recepções. Através da Figura 6-a, pode-se observar que a estratégia de colocar todos os nós para cooperar indiscriminadamente somente economiza mais energia da rede R_2 que o protocolo proposto quando as taxas de coleta de dados das duas redes é a mesma. À medida que $\delta\lambda$ aumenta, a cooperação indiscriminada causa prejuízos à rede R_2 , devendo ser interrompida imediatamente. Do outro lado, o protocolo proposto mantém um comportamento constante, economizando energia da rede R_2 independentemente de quanto maior é a taxa de coleta de dados da rede R_1 . Em relação ao aumento de recepções, pode-se observar, através da Figura 6-b, que o comportamento é semelhante. Enquanto a cooperação indiscriminada faz com que a rede R_2 aumente linearmente o seu número de recepções com o aumento de $\delta\lambda$, o protocolo proposto limita o aumento de recepções em função dos ganhos possíveis que a cooperação pode fornecer nesse cenário em que duas redes possuem taxas de coleta de dados diferentes.

Uma outra situação em que a cooperação pode não ser benéfica para ambas as redes é quando existe uma diferença $\delta n = n_{R_1}/n_{R_2}$ entre as densidades das redes R_1 e R_2 , em que n_{R_1} é o número de nós de R_1 e n_{R_2} de R_2 . Quando uma rede tem uma densidade maior que a outra e todos os nós estão cooperando indiscriminadamente, essa rede pode ter os seus nós usados mais frequentemente para rotear pacotes que os nós da outra rede. Assim, a cooperação deve ser estabelecida garantindo que o número de nós cooperando em cada uma das redes seja o mesmo.

A Figura 7 ilustra o comportamento da variação do consumo de energia para o protocolo proposto e para a cooperação indiscriminada quando δn é variado. Pode-se observar, a partir da Figura 7-a, que a cooperação indiscriminada traz prejuízos de até 40% para a rede R_2 quando existe uma variação δn nas densidades das redes. Por outro

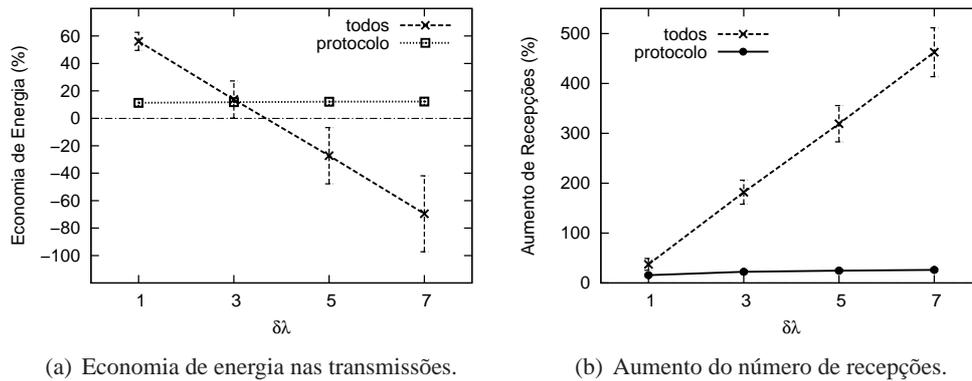


Figura 6. Resultados da cooperação quando $\delta\lambda$ é variado

lado, o protocolo proposto é capaz de economizar energia das redes mesmo quando a rede R_1 tem 10% dos nós da rede R_2 . Em relação ao aumento das recepções, pode-se observar na Figura 7-b que o protocolo proposto aumenta o número de recepções na mesma taxa que economiza a energia com transmissões, sendo esse um comportamento coerente e robusto. Em contrapartida, a cooperação indiscriminada mantém o percentual de aumento de recepções da rede R_2 praticamente constante, mesmo que a densidade R_1 aumente. Isso confirma a necessidade da existência de protocolos robustos para viabilizar a cooperação entre diferentes RSSFs.

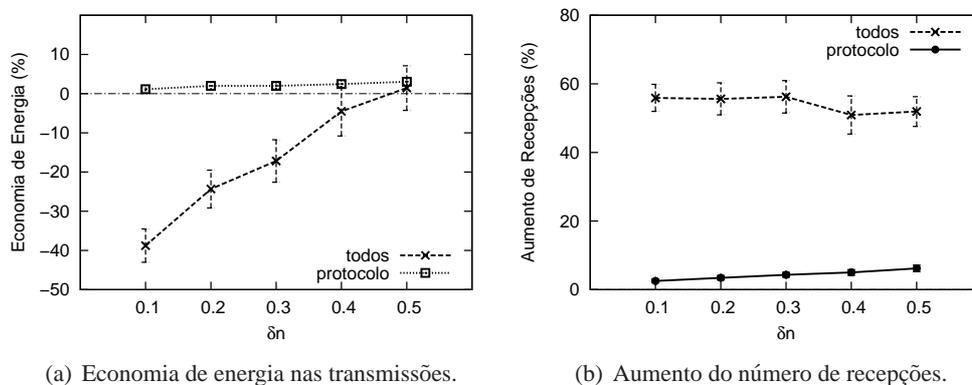


Figura 7. Resultados da cooperação quando δn é variado

5. Conclusões e Trabalhos Futuros

Neste trabalho foi proposto um protocolo de cooperação distribuído baseado na teoria dos jogos que permite que duas ou mais redes de sensores sem fio diferentes compartilhem os seus nós sensores entre elas para realizar tarefas de roteamento. O protocolo proposto viabiliza a criação de laços virtuais de cooperação que, por sua vez, faz com que pares de nós de redes diferentes encaminhem mensagens uns dos outros. O laço virtual de cooperação permite um controle local sobre o número de mensagens que estão sendo transmitidas, fazendo com que nenhuma rede encaminhe pacotes da outra rede a uma taxa maior que a outra, garantindo a propriedade de justiça (*fairness*). Além disso, isso faz com que, como foi mostrado, que o protocolo seja robusto quanto ao roubo (*cheat-proof*), fazendo com que nenhum nó sensor malicioso use da cooperação para benefício próprio único e exclusivo.

A idéia principal do protocolo proposto é aumentar o número de recepções a fim de reduzir o consumo de energia com transmissões dos nós envolvidos em laços virtuais de cooperação. Assim, o protocolo proposto é altamente recomendado em cenários que $f_t x \gg f_r x$, i.e., que o custo constante para se transmitir uma mensagem a uma unidade de distância é significativamente maior que o custo para receber mensagens. Em coerência com essa afirmação, foi visto nos resultados de simulação, que o protocolo proposto economiza mais energia quando o expoente de perda do meio é alto e em redes esparsas. No entanto, mesmo quando a configuração das redes não favorece de imediato a cooperação, foi mostrado que o protocolo proposto é robusto ao ponto de garantir que as redes economizem energia com transmissões.

Como trabalhos futuros, pretende-se desenvolver um modelo analítico para o protocolo proposto que prevê as implicações da cooperação dada as características das redes envolvidas. Além disso, planeja-se estender o protocolo proposto para o problema de segurança e confiabilidade no cenário em que duas ou mais RSSFs são depositadas no mesmo local. Por fim, pretende-se desenvolver novas estratégias que podem ser agregadas ao protocolo proposto na direção de viabilizar a cooperação de RSSFs diferentes.

Referências

- Akyildiz, I. F., Su, W., Sankarasubramanian, Y., and Cayirci, E. (2002). Wireless sensor networks: a survey. *Computer Networks*, 38(4):393–422.
- Boukerche, A., Cheng, X., and Linus, J. (2003). Energy-aware data-centric routing in microsensor networks. In *MSWIM '03: Proceedings of the 6th ACM international workshop on Modeling analysis and simulation of wireless and mobile systems*, pages 42–49, New York, NY, USA. ACM.
- de Melo, P. O. S. V., da Cunha, F. D., Almeida, J. M., Mini, R. A. F., and Loureiro, A. A. F. (2008). O problema da cooperação entre redes de sensores sem fio. In *XXVI Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores (SBRC)*, Rio de Janeiro, RJ, Brasil.
- Felegyhazi, M., Buttyan, L., and Hubaux, J. P. (2005). Cooperative packet forwarding in multi-domain sensor networks. In *Proceedings of IEEE PerSeNS 2005*, Hawaii, USA.
- Fudenberg, D. and Tirole, J. (1991). *Game Theory*. MIT Press.
- Miller, D. A., Tilak, S., and Fountain, T. (2005). "token" equilibria in sensor networks with multiple sponsors. In *CollaborateCom*. IEEE.
- Min-You Wu, W. S. (2005). Intersensonet: strategic routing and aggregation. In *IEEE Global Telecommunications Conference - GLOBECOM '05*.
- Nisan, N., Roughgarden, T., Tardos, E., and Vazirani, V. V. (2007). *Algorithmic Game Theory*. Cambridge University Press, New York, NY, USA.
- Pottie, G. and Kaiser, W. (2000). Embedding the internet wireless integrated network sensors. In *Communications of the ACM*, volume 43, pages 51–58.
- Ross, S. (1996). *Simulation (Statistical Modeling and Decision Science)*. Academic Press.
- Tanenbaum, A. (2002). *Computer Networks*. Prentice Hall Professional Tech. Reference.
- Wieselthier, J. E., Nguyen, G. D., and Ephremides, A. (2001). Algorithms for energy-efficient multicasting in static ad hoc wireless networks. *Mob. Netw. Appl.*, 6(3).
- Ye, F., Chen, A., Lu, S., and Zhang, L. (2001). A scalable solution to minimum cost forwarding in large scale sensor networks. In *The Tenth International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*, Scottsdale, AZ.