

**FWB: ALGORITMO PARA COLETA DE DADOS
EM REDES COM CANAIS COM MAIOR
LARGURA DE BANDA**

RODRIGO COSTA TAVARES

**FWB: ALGORITMO PARA COLETA DE DADOS
EM REDES COM CANAIS COM MAIOR
LARGURA DE BANDA**

Dissertação apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação do Instituto de Ciências Exatas da Universidade Federal de Minas Gerais como requisito parcial para a obtenção do grau de Mestre em Ciência da Computação.

ORIENTADOR: MARCOS AUGUSTO MENEZES VIEIRA

COORIENTADOR: LUIZ FILIPE MENEZES VIEIRA

Belo Horizonte

Março de 2019

© 2019, Rodrigo Costa Tavares
Todos os direitos reservados

Ficha catalográfica elaborada pela Biblioteca do ICEX - UFMG

Tavares, Rodrigo Costa.

T231f FWB: Algoritmo para coleta de dados em redes
com canais com maior largura de banda / Rodrigo
Costa Tavares. — Belo Horizonte, 2019.
xxii, 51 f. : il. ; 29 cm.

Dissertação (mestrado) - Universidade Federal
de Minas Gerais – Departamento de Ciência da
Computação.

Orientador: Marcos Augusto Menezes Vieira
Coorientador: Luiz Filipe Menezes Vieira

1. Computação – Teses. 2. Redes de
Computadores. 3. Redes de Sensores Sem Fio.
I. Orientador. II. Coorientador. III. Título.

CDU 519.6*22(043)



UNIVERSIDADE FEDERAL DE MINAS GERAIS
INSTITUTO DE CIÊNCIAS EXATAS
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM CIÊNCIA DA COMPUTAÇÃO

FOLHA DE APROVAÇÃO

FWB: Algoritmo para coleta de dados em redes com canais com maior largura de banda

RODRIGO COSTA TAVARES

Dissertação defendida e aprovada pela banca examinadora constituída pelos Senhores:

PROF. MARCOS AUGUSTO MENEZES VIEIRA - Orientador
Departamento de Ciência da Computação - UFMG

PROFA. LINNYER BEATRYS RUIZ AYLON
Departamento de Informática - UEM

PROF. DANIEL FERNANDES MACEDO
Departamento de Ciência da Computação - UFMG

PROF. LUIZ FILIPE MENEZES VIEIRA
Departamento de Ciência da Computação - UFMG

Belo Horizonte, 22 de Março de 2019.

Aos meus pais

Agradecimentos

Agradeço à minha família e amigos. Aos meus pais e irmãos por todo o carinho e suporte durante a minha vida. Todo o meu sucesso se deve ao apoio incondicional de vocês.

Aos meus orientadores, Marcos Augusto e Luiz Filipe por me guiarem desde a graduação em minha carreira acadêmica. Agradeço por todo o apoio, paciência e motivação durante esses anos.

Aos professores e funcionários do DCC, em especial ao Daniel Macedo, pelos ensinamentos e consideração.

Ao Sardinha, Rezeck, Hector e amigos do LECOM pela convivência, conselhos e ideias. Ao Marcos Carvalho, Eduardo Câmara Júnior e Erik de Britto pelo companheirismo e ajuda fundamental nesse trabalho. Sem vocês eu não teria finalizado. Muito obrigado. Por fim, agradeço às instituições de pesquisa: Capes, CNPq e Fapemig pelo suporte financeiro.

Resumo

Muitas aplicações em Redes de Sensores sem Fio (RSSFs) necessitam coletar dados massivos em um esquema coordenado. Para fazer isso, um padrão de comunicação muitos-para-um (coleta) baseado em árvore em uma RSSF é usado. Entretanto, o tráfego próximo ao nó sorvedouro se torna o gargalo da rede. Nesse trabalho, é proposto uma extensão a um padrão de rede sem fio para permitir canais com uma maior largura de banda. Investiga-se o quão rápido a informação pode ser coletada em uma RSSF organizada como uma árvore, com os rádios operando com canais com essa maior largura de banda. Como consequência, é proposto e implementado o FWB (Funneling Wider Bandwidth), um algoritmo para minimizar o tamanho do escalonamento em redes com rádios que operam com a extensão proposta. Prova-se que o algoritmo é ótimo em relação ao número de intervalos de tempo. Dessa forma, obtém-se uma maior vazão média e um menor número de intervalos de tempo. Os resultados de simulação e experimentos confirmam esses ganhos. Essa abordagem proposta pode ser adaptada e usada com outros padrões emergentes sem fio, como o WirelessHARTTM, ISA 100.11a e o IEEE 802.15.4e TSCH. Os resultados experimentais mostraram que, com maior largura de banda emulada, os pacotes recebidos por segundo em uma dada topologia aumentaram em 122.8% em comparação com apenas uma largura de banda.

Palavras-chave: Redes de sensores sem fio, Largura de banda, Escalonamento.

Abstract

Many Wireless Sensor Networks (WSNs) applications demand to collect large volumes of data in a coordinated approach. To do this, a many-to-one pattern (convergecast) communication in tree-based WSN is used, but traffic near the sink node commonly becomes the network bottleneck. Thus, we propose an extension to a wireless network standard to provide wider bandwidth channels. We explore how fast the information can be collected in a WSN organized as a tree, with the radios operating with these wider bandwidth channels. As consequence, we proposed and implemented Funneling Wider Bandwidth (FWB), an algorithm that minimizes schedule length in networks with radios operating with the proposed extension. We proved that the algorithm is optimal in calculating a minimum number of time slots. In this way, we obtain a higher average throughput and a lesser number of time slots. Results from simulations and experiments on a real testbed confirm these gains. The proposed approach could be adapted and used with other related standards such as WirelessHARTTM, ISA 100.11a and IEEE 802.15.4e TSCH. Experiment results showed that with this wider bandwidth emulated in a given topology, the packets received per second by the sink node increased by 122.8% in comparison with just one bandwidth.

Keywords: Wireless sensor networks, Bandwidth, Scheduling.

Lista de Figuras

1.1	Um cenário de rede de sensores sem fio.	3
3.1	Conflito primário: Transmissão e recepção do nó j em G e sua representação em GC	16
3.2	Conflito primário: Transmissão dos filhos do nó j em G e sua representação em CG	16
3.3	Conflito secundário: Nó j no alcance de transmissão de outro nó em G e sua representação em GC	17
4.1	Extensão ao padrão 802.15.4 com canais com larguras de banda de 2 a 20 MHz.	20
4.2	Extensão ao padrão 802.15.4 com canais com larguras de banda de 2, 4, 8 e 16 MHz.	21
4.3	Extensão com canais com maior largura de banda.	21
4.4	Coleta raw-data em enlaces com largura de banda fixa usando o algoritmo proposto e com todos os enlaces que causam interferência removidos. O número nas arestas indica o intervalo de tempo (IT) para a transmissão. O tamanho do escalonamento é 6.	22
4.5	Pacotes enviados em cada intervalo para enlaces com largura de banda de 2 MHz.	22
4.6	Coleta raw-data em enlaces com o dobro de largura de banda usando o algoritmo proposto e com todos os enlaces que causam interferência removidos. O número nas arestas indica o intervalo de tempo (IT) para a transmissão. O tamanho do escalonamento é 4.	23
4.7	Pacotes enviados em cada intervalo para enlaces com largura de banda de 4 MHz.	23

4.8	Coleta raw-data em enlaces com o triplo de largura de banda usando o algoritmo proposto e com todos os enlaces que causam interferência removidos. O número nas arestas indica o intervalo de tempo (IT) para a transmissão. O tamanho do escalonamento é 3.	24
4.9	Pacotes enviados em cada intervalo para enlaces com largura de banda de 6 MHz.	24
4.10	Coleta raw-data em uma árvore com 12 nós fontes usando o algoritmo proposto e com todos os enlaces que causam interferência removidos. Enlaces próximos ao sorvedouro têm o quádruplo de largura de banda. O número nas arestas indica o intervalo de tempo (IT) para a transmissão. O tamanho do escalonamento é 3.	25
4.11	Pacotes enviados em cada intervalo para enlaces com largura de banda de 8 MHz em uma árvore com 12 nós fontes.	25
5.1	Exemplos de topologias geradas para avaliação.	30
5.2	Árvore binária perfeita - Número de intervalos de tempo necessários para redes com diferentes números de nós e para diferentes larguras de banda disponíveis usando o algoritmo FWB. (I) significa com interferência.	33
5.3	Latência média e máxima para árvores binárias perfeitas.	34
5.4	Árvores binárias degeneradas - Número de intervalos de tempo necessários para redes com diferentes números de nós e para diferentes larguras de banda disponíveis usando o algoritmo FWB. (I) significa com interferência.	35
5.5	Latência média e máxima para árvores binárias degeneradas.	36
5.6	Árvore aleatória - Número de intervalos de tempo necessários para redes com diferentes números de nós e para diferentes larguras de banda disponíveis usando o algoritmo FWB. (I) significa com interferência.	37
5.7	Latência média e máxima para árvores aleatórias.	37
5.8	2 nós sorvedouros.	38
5.9	Tamanho do escalonamento variando o alcance de interferência.	39
5.10	Topologia usada nos experimentos com nós TelosB. O tamanho de escalonamento é 4.	40
5.11	Topologia usada nos experimentos emulando maiores larguras de banda com nós TelosB. O tamanho de escalonamento é 2.	40
5.12	Número de pacotes recebidos por segundo pelo sorvedouro nas topologias da Figura 5.10 e Figura 5.11.	41
5.13	Topologia linear usada nos experimentos com nós TelosB. O tamanho do escalonamento é 7.	41

5.14	Topologia linear usada nos experimentos emulando maiores larguras de banda com nós TelosB. O tamanho do escalonamento é 2.	42
5.15	Número de pacotes recebidos por segundo pelo sorvedouro nas topologias das Figuras 5.13 e 5.14.	42
5.16	Topologia linear usada nos experimentos com nós TelosB onde o ciclo de trabalho dos nós é de 50%. O tamanho do escalonamento é 2.	42
5.17	Topologia linear usada nos experimentos com nós TelosB onde o ciclo de trabalho dos nós é de 25%. O tamanho do escalonamento é 2.	43
5.18	Número de pacotes recebidos por segundo pelo sorvedouro nas topologias da Figuras 5.14, 5.16 e 5.17.	43
5.19	Topologias com um e múltiplos nós sorvedouros.	44
5.20	Número de pacotes recebidos por segundo pelo coletor nas topologias com um ou mais nós sorvedouros.	44

Lista de Tabelas

2.1	Sumário dos protocolos relacionados	12
5.1	Tamanho de escalonamento - árvore binária perfeita, sem interferência. . .	34
5.2	Tamanho de escalonamento - árvore binária degenerada, sem interferência.	35

Sumário

Agradecimentos	ix
Resumo	xi
Abstract	xiii
Lista de Figuras	xv
Lista de Tabelas	xix
1 Introdução	1
1.1 Motivação	3
1.2 Objetivos	4
1.2.1 Objetivo geral	4
1.2.2 Objetivo específico	4
1.3 Contribuições	4
1.4 Organização	5
2 Trabalhos relacionados	7
2.1 Protocolos de canal único	7
2.2 Protocolos multicanais	8
2.3 TSCH	11
2.4 Visão geral	12
3 Fundamentos	13
3.1 Modelagem	13
3.2 Tipos de conflitos	15
3.3 Problema de escalonamento	16
4 FWB	19

4.1	Proposta de extensão do padrão de rede sem fio	19
4.2	Escalonamento TDMA de coletas	21
4.3	Descrição do Algoritmo	24
4.4	Análise de Complexidade	27
5	Resultados	29
5.1	Simulações	29
5.1.1	Simulador	31
5.1.2	Árvores binárias perfeitas	32
5.1.3	Árvores binárias degeneradas	34
5.1.4	Árvores aleatórias	36
5.1.5	Multisorvedouro	36
5.1.6	Alcance de interferência	38
5.2	Experimentos	38
5.2.1	Enlaces com o dobro de largura de banda	39
5.2.2	Largura de banda linear	40
5.2.3	Multisorvedouro	42
6	Conclusão	45
6.1	Contribuições	46
6.2	Trabalhos futuros	46
	Referências Bibliográficas	47

Capítulo 1

Introdução

Redes de Sensores Sem Fio (RSSFs) são redes compostas de muitos nós capazes de sensoriamento, computação e comunicação (Ruiz et al. [2004]). Esses elementos da rede são chamados de nós sensores, os quais são responsáveis por executar funções de monitoramento e envio de dados. Essas redes têm uma ampla variedade de aplicações, incluindo monitoramento ambiental e industrial, agricultura, saúde e vigilância.

Em Redes, é importante o transporte confiável de dados como, por exemplo, uma aplicação que utiliza RSSF para monitorar o nível de radiação em uma usina nuclear. É fundamental que todo nó transporte de forma confiável toda leitura do sensor para a estação base (Lin et al. [2004]; Kim et al. [2007]). Além disso, muitas aplicações em RSSFs necessitam transferir grandes quantidades de dados sensoreados. Aplicações desse tipo incluem monitoramento de vulcões (Werner-Allen et al. [2006]); aplicações de vigilância, para transporte de dados acústicos e imagens; e sistemas de monitoramento de tempo real, os quais permitem a coleta de imagens capturadas por nós sensores.

Usualmente, um grande número de nós são usados para cobrir uma área de interesse. Isso se justifica pelo fato de falha frequente de nós ser esperado, uma vez que uma RSSF geralmente é implantada em um ambiente inóspito. Assim, o custo de um único nó tem grande impacto no custo total da rede. Além disso, os nós sensores geralmente têm pequenas dimensões, o que faz com que eles sejam muito restritos em relação à capacidade de armazenamento de energia, processamento e memória.

A largura de banda em RSSFs é limitada. A banda ISM não licenciada de 2.4 GHz é usada por vários dispositivos, padrões e aplicações. O padrão IEEE 802.15.4 define camadas físicas (PHY) à banda não licenciada de 2.4 GHz. Um total de 16 canais estão disponíveis nessa banda, numerados de 11 a 26, cada um com uma largura de banda de 2 MHz e uma separação de canal de 5 MHz. Assim, as plataformas IEEE 802.15.4, tais como MICAz e Telos, possuem rádios operando na máxima largura de

banda teórica de 250 Kbps (Vieira et al. [2003]), dado a restrição de largura de banda de 2 MHz.

O baixo alcance de comunicação dos nós sensores implica em redes densas, o que torna necessário o projeto de protocolos de acesso ao meio (MAC) eficientes e sujeitos às restrições de energia, de forma a maximizar o tempo de vida da rede. Basicamente, há duas categorias de protocolos MAC: os baseados em contenção seguindo alguma técnica CSMA, e os livres de contenção, geralmente baseados no Acesso múltiplo por divisão de tempo (TDMA). Protocolos CSMA são menos complexos e eficientes em condições de baixo tráfego. Porém, à medida que a carga de dados aumenta, o número de colisões e retransmissões aumenta, degradando a largura de banda e aumentando a latência.

Um dos principais problemas em comunicação sem fio é a interferência, o que causa perda de pacotes e impõe um desafio para uma rápida coleta de dados em uma RSSF. Protocolos tais como Time Division Multiple Access (TDMA) mitigam esses problemas, dado que eles podem eliminar colisões e retransmissões e fornecer uma garantia de tempo de conclusão.

O principal objetivo em um esquema de escalonamento TDMA é atribuir intervalos de tempo ao nós nos quais eles acessarão o canal, considerando a topologia da rede e a interferência. O escalonamento produzido pelo protocolo TDMA em uma RSSF permite que os pacotes de todos os nós sensores alcancem o sorvedouro de uma maneira livre de colisões. O número de intervalos usados em um dado ciclo para a coleta de dados de todos os nós sensores é denominado tamanho de escalonamento. Diminuir o tamanho do escalonamento faz com que a rede realize a mesma tarefa de coleta de dados de maneira mais rápida, reduzindo a latência e aumentando a vazão. Uma das principais estratégias para rápida coleta de dados nesses protocolos é minimizar o número de transmissões concorrentes, o que resulta em uma redução do tamanho do escalonamento o qual, por sua vez, implica em uma alta taxa de coleta.

Um dos paradigmas de comunicação mais comuns das redes de sensores é a coleta de dados massivos de forma coordenada (muitos para um). Nesse paradigma, uma coleta é implementada para coletar dados de um conjunto de sensores. Os dados deslocam-se através de uma topologia de roteamento baseada em árvore em direção a um nó sorvedouro. Uma RSSF composta de vários nós sensores e um nó sorvedouro é ilustrada na Figura 1.1.

Em (Incel et al. [2012]), heurísticas são propostas para minimizar o tamanho do escalonamento. Os autores provam que se a interferência é eliminada, o escalonamento se torna ótimo. Entretanto, eles usam um modelo em que os enlaces têm apenas uma largura de banda, isto é, enlaces de determinada largura de banda que é a mesma para

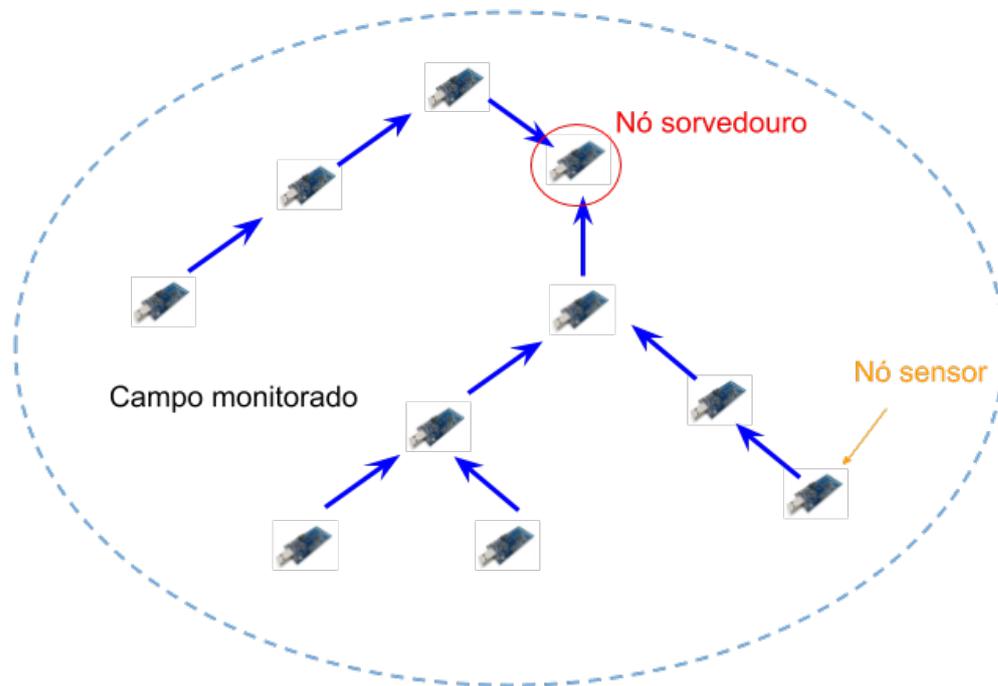


Figura 1.1: Um cenário de rede de sensores sem fio.

todos os nós. Não foi encontrado na literatura nenhum protocolo de escalonamento para redes cujos enlaces tenham larguras de banda variáveis.

1.1 Motivação

Shannon (Shannon [1948]) mostrou que a capacidade do sistema C de um canal perturbado por um ruído branco Gaussiano é uma função da média de energia do sinal recebido S , a média da energia do ruído N , e a largura de banda B . A relação de capacidade é dada pela equação

$$C = B \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right). \quad (1.1)$$

A partir dessa equação, para aumentar a capacidade C , o sistema precisa aumentar a energia do sinal recebido S ou a largura de banda B . A opção de aumentar S geralmente requer aumentar a saída da energia de transmissão (P Goussevskaia et al. [2016]). Mas, não é sempre possível aumentar P , devido ao limite da sua saída máxima. Além disso, aumentando P , também aumenta a interferência para outros nós e o consumo de energia. A segunda opção é aumentar a largura de banda B . Dobrando-se B , dobra-se

C, o que faz com que seja possível diminuir o tamanho de escalonamento e aumentar a vazão.

Assim, foi proposto uma extensão a um padrão de rede sem fio, a qual permite canais com uma maior largura de banda. Com isso, é implementado um algoritmo para minimizar o tamanho de escalonamento em redes com rádios que operam com maior largura de banda.

1.2 Objetivos

1.2.1 Objetivo geral

Nesta dissertação, é proposto e implementado um algoritmo de escalonamento TDMA para Redes de Sensores Sem Fio (RSSFs), o FWB (Funneling Wider Bandwidth), cuja largura de banda dos nós sensores seja variável. Esse algoritmo opera em um modelo de comunicação muitos para um e tem como objetivo reduzir o número de intervalos de tempo necessários para uma coleta de dados, aumentando assim a vazão média da rede e reduzindo o tempo de coleta. Para tanto, é proposta uma extensão a um padrão de rede sem fio para permitir canais com uma maior largura de banda. Explora-se, assim, o quão rápido a informação pode ser coletada em uma RSSF organizada como uma árvore, com os rádios operando com canais com essa maior largura de banda. O FWB (Funneling Wider Bandwidth) realiza o escalonamento acima de uma árvore de roteamento.

1.2.2 Objetivo específico

Minimizar o tamanho do escalonamento em redes com rádios que operam com largura de banda variável. Dessa maneira, a vazão média é mais alta e o número de intervalos de tempo é menor. Prova-se que o algoritmo é ótimo em relação ao número de intervalos de tempo. Foi mostrado que em redes sem interferência, um aumento na largura de banda disponível de 2 para 20 MHz, o FWB reduz o tamanho do escalonamento de 2046 para 207 em árvores binárias perfeitas.

1.3 Contribuições

As principais contribuições desse trabalho são:

- Proposta de extensão a um padrão de rede sem fio para permitir canais com uma maior largura de banda. Isso permite que um algoritmo atribua uma maior largura de banda aos nós que são o gargalo da rede.
- Especificação de um protocolo de escalonamento para redes com canais com maior largura de banda. Esse protocolo atribui largura de banda aos nós de acordo com o número de descendentes e, posteriormente, realiza o escalonamento, tendo como objetivo minimizar o tamanho do escalonamento.
- Prova de otimalidade e análise de complexidade do protocolo de escalonamento proposto. Prova-se que o algoritmo é ótimo em relação ao número de intervalos de tempo.
- Implementação do protocolo usando o TinyOS para a plataforma da família TelosB.
- Implementação de um simulador que permite simular redes de sensores sem fio com largura de banda variável. O simulador encontra-se disponível no endereço <https://github.com/epmcj/fwbsim>.
- Simulações em redes RSSFs de diversos tamanhos, avaliando parâmetros como latência e tamanho do escalonamento.
- Experimentos em uma rede de sensores sem fio usando um testbed real.

1.4 Organização

A organização dessa dissertação está da seguinte forma. No capítulo 2 são discutidos os trabalhos relacionados. O capítulo 3 apresenta os fundamentos, os modelos de rede usados e o problema de escalonamento. No capítulo 4, a contribuição teórica desse trabalho e o protocolo proposto para redes com larguras de banda variáveis são apresentados. Ainda, a prova de otimalidade do algoritmo de minimização do tamanho de escalonamento é apresentada, assim como a análise de complexidade do protocolo. No capítulo 5, os resultados experimentais e de simulação são apresentados. Finalmente, no capítulo 6 são apresentados a conclusão e os possíveis trabalhos futuros.

Capítulo 2

Trabalhos relacionados

Este capítulo apresenta e descreve os principais protocolos usados em RSSF para o transporte de dados. Na Seção 2.1 são apresentados protocolos que usam apenas um canal de comunicação, enquanto na Seção 2.2 são apresentados protocolos que usam múltiplos canais de comunicação. Finalmente, na Seção 2.4 os protocolos são classificados em uma tabela quanto ao tipo de topologia em que operam, se são centralizados ou não e se usam maior largura de banda. Esses protocolos apresentam como característica comum o objetivo de aumentar a vazão da rede.

2.1 Protocolos de canal único

CodeDrip (Ribeiro Júnior et al. [2017]) é um protocolo de disseminação de dados e que usa codificação de rede para melhorar a disseminação. Porém, a comunicação é toda feita em apenas um canal de comunicação.

Em (Ahn et al. [2006]) é implementado um protocolo MAC híbrido CSMA/TDMA. O objetivo desse protocolo é mitigar o efeito de funil, ou seja, o gargalo perto do nó coletor. Para tanto, o CSMA/CA puro opera em grande parte da rede. Já na região de intensidade do funil, o escalonamento TDMA é usado para atenuar esse gargalo e melhorar a vazão.

Portanto, é necessário reduzir o tamanho de escalonamento para aumentar a vazão. Protocolos focados no escalonamento TDMA foram propostos tais como (Gandham et al. [2006]), (Choi et al. [2009]), (Incel et al. [2012]) e (Chen et al. [2014]). Em (Gandham et al. [2006]) os autores propõem um algoritmo de escalonamento de coleta distribuído, o DCSA (distributed convergecast scheduling algorithm), que requer no máximo $3N$ intervalos de tempo, onde N representa o número de nós na rede. Eles provaram que o limite inferior do número de intervalos de tempo necessários para

completar a coleta em uma topologia de linha é $3N - 3$. Além disso, provaram que se N representa o número de nós na rede e n_k representa o número máximo de nós em um ramo cuja raiz seja filho do sorvedouro, então o limite inferior no número de intervalos de tempo necessários para o escalonamento de coleta em redes multilinhas é dado por $\max(3n_k - 3, N)$. Já para topologias de árvore, o número de intervalos de tempo necessários é dado por $\max(3n_k - 1, N)$.

Em (Choi et al. [2009]), o problema do escalonamento é formulado como o problema Minimum Information Gathering Time Problem (MIGTP) baseado em uma representação baseada em grafos da topologia da rede. Eles desenvolveram o algoritmo LPIPE (line topology) para obter explicitamente o escalonamento de transmissão de cada nó enquanto satisfaz todas as restrições. Além disso, eles provaram que o algoritmo LPIPE minimiza o tempo total de transmissão para toda a rede e que o MIGTP é NP-difícil para grafos gerais. Uma heurística para soluções subótimas é proposta para grafos gerais.

2.2 Protocolos multicanais

O MMSN, Multi-Frequency Media Access Control for Wireless Sensor Networks (Zhou et al. [2006]), foi o primeiro protocolo MAC que usa múltiplas frequências projetado para RSSFs. A cada nó é atribuída uma frequência para receber dados. Com as frequências atribuídas, os nós cooperam para maximizar a quantidade de transmissões paralelas. Com isso, um aumento na vazão da rede é alcançado. Entretanto, MMSN necessita de frequentes saltos de canais e tem um alto overhead de escalonamento.

Em (Wu et al. [2008]) foi proposto um protocolo de roteamento baseado em árvore com múltiplos canais, o Tree-based Multi-Channel Protocol (TMCP). Esse protocolo primeiramente acha o número de canais ortogonais disponíveis. O TMCP particiona, então, a árvore em várias subárvores e aloca canais diferentes para cada subárvore e, em seguida, encaminha cada fluxo de dados somente ao longo de sua subárvore correspondente. Os autores mostram que esse esquema funciona bem com um pequeno número de canais e tem um mecanismo de transmissão muito simples, sem a necessidade de sincronização nos nós. Nesse trabalho, eles definiram e solucionaram o problema de particionar uma rede de sensores em k árvores de vértices disjuntos e minimizando o valor de interferência entre árvores, chamado de problema PMIT. Eles provaram que o problema é NP-completo e propuseram um algoritmo guloso para resolvê-lo. Após a atribuição do canal, intervalos de tempo são atribuídos aos nós. Com isso, a perda de pacotes é atenuada e a vazão da rede é aumentada.

Em (Incel et al. [2008]), os autores propõem um método de atribuição de canal chamado Receiver-Based Channel Assignment (RBCA), onde eles atribuem os canais aos receptores estaticamente. Com isso, eles removem muitos enlaces que causam interferência, resultando em um menor tamanho de escalonamento.

Eliminar interferência é importante para o sucesso da transmissão, dado que a transmissão em enlaces interferentes ao mesmo tempo resulta em colisões e, consequentemente, retransmissões. O escalonamento deve ser projetado para que as transmissões não sejam afetadas pela interferência, o que aumenta o tamanho do escalonamento. Em (Gupta & Kumar [2000]) os autores propõem dois modelos para modelar a interferência para uma recepção bem sucedida de uma transmissão acima de um salto: o modelo protocolo e o modelo físico. No modelo protocolo, uma transmissão é recebida com sucesso se quaisquer outros nós transmitindo no mesmo canal estejam mais longe do nó receptor acima de um dado limiar. Já no modelo físico, para que uma transmissão tenha sucesso, o SINR deve ser maior que um dado limiar. Os autores em (Jain et al. [2005]) estudam o efeito da interferência em redes multi saltos e modelam a interferência usando um grafo de conflito que indica quais grupos de enlaces interferem mutuamente e não podem estar ativos simultaneamente. Provam ainda que, dado um conjunto de nós fontes e nós destinos, o problema de achar uma ótima vazão é NP-difícil sob o modelo protocolo. Além disso, aproximar a vazão ótima também é NP-difícil.

O FlushMF (Tavares et al. [2016]) usa múltiplas frequências para melhorar a vazão da rede, mas sem considerar maiores larguras de banda. PIP (Raman et al. [2010]) e (P^3 Doddavenkatappa & Chan [2014]) são protocolos de transporte que usam vários canais. Esses protocolos usam um esquema TDMA para sincronizar as transmissões concorrentes. Esse esquema, em que múltiplos nós transmitem ao mesmo tempo, é denominado pipeline ou paralelismo de pacotes. Em P^3 , os autores discutem o uso de múltiplas frequências e múltiplos caminhos para aumentar a vazão fim a fim. A combinação dessas duas técnicas permite que a vazão máxima em um modelo ideal (sem interferência) seja 100% da capacidade do canal. Para tanto, o pipeline de pacotes e múltiplos caminhos são usados. A técnica de pipeline de pacotes em transmissões fim a fim permite que uma quantidade máxima de transmissores entre a fonte e o destino transmita pacotes de forma simultânea, de tal forma que eles não causem interferência entre si e, consequentemente, perda de pacotes. Já através de múltiplos caminhos, o nó fonte pode transmitir pacotes em todo ciclo de transmissão, sendo que a cada vez por um determinado canal em um dado caminho. De forma similar, o destino recebe pacotes em todo ciclo, o que permite que o fluxo teórico máximo seja de 100% com o pipeline cheio.

Em (Incel et al. [2012]), é proposto um algoritmo de escalonamento para coleta,

chamado JFTSS, onde o escalonamento de canais é acoplado com o escalonamento de intervalo de tempo. O JFTSS oferece uma solução gulosa para construir um escalonamento maximal, de modo que é dito que um escalonamento é *maximal* se ele atende às restrições de adjacência e interferência, e nenhum outro enlace pode ser escalonado para transmissões concorrentes em qualquer intervalo de tempo e canal sem violar as restrições. Além disso, os autores provaram que se todos os enlaces que causam interferência são eliminados, o tamanho do escalonamento para uma coleta one-shot raw data é limitado inferiormente por $\max(2n_k - 1, N)$. Coleta de dados one-shot refere-se à coleta de dados gerados por algum evento assíncrono, no qual os dados são transmitidos individualmente para o sorvedouro. Além disso, os autores propuseram um algoritmo (LOCAL-TIMESLOTASSIGNMENT) para a atribuição desses intervalos de tempo e provaram que, quando os enlaces de interferência são eliminados, o tamanho do escalonamento alcançado por este algoritmo é o $\max(2n_k - 1, N)$.

Em (Yuan & Hollick [2012]), os autores estudaram o problema de escalonamento de coleta em uma árvore com vários canais (TCMC). Eles derivam uma solução ótima baseada em programação inteira para o escalonamento do tamanho mínimo e o tamanho do buffer, assim como o escalonamento do tamanho mínimo e do número do canal. Além disso, eles propõem e implementam 4 heurísticas (4H) para a configuração ótima do número de canais e topologia da árvore de roteamento de uma RSSF.

Em (Chen et al. [2014]), os autores desenvolveram um protocolo de escalonamento de tempo de coleta de dados multicanais, o MCC (Multi-Channel Collection). Ele usa múltiplos canais e múltiplos caminhos para mitigar interferências e aumentar a vazão. Ele inclui mecanismos para fazer a conectividade de rede, formação da árvore de roteamento, alocação de canal, sincronização de tempo, escalonamento de tempo e coleta de dados.

Em (Pan & Lee [2016]), é definido um problema para achar uma árvore em um grafo e atribuição de canal e intervalo sem interferência, tal que a latência da coleta é minimizada, denominada problema de escalonamento de atraso mínimo (MDS). Eles provaram que o problema é NP-completo e propõem um algoritmo heurístico (HA) para resolvê-lo, que contém três fases. A fase de formação da árvore conecta os nós pela árvore do caminho mais curto com restrição de graus. A fase de atribuição de intervalo atribui intervalos a enlaces para obter uma latência ótima (independentemente de interferências). A fase de atribuição de canal atribui canais de frequência a nós para eliminar interferências entre enlaces. Resultados de simulação e implementação mostram que o protocolo reduz a latência de coleta em RSSFs com múltiplos canais.

Um protocolo MAC para seleção de largura de banda dinâmica para agregação de canais em redes 802.11ac foi proposto em (Chen et al. [2018]). O protocolo dynamic

bandwidth selection (DBS) tem como meta transmitir sem colisão ao mesmo tempo que busca alcançar o alto desempenho da rede.

2.3 TSCH

TSCH é um protocolo padrão de redes 802.15.4e, o qual usa uma técnica de comunicação sem fio que suporta redes mesh de baixa energia para trabalhar em ambientes industriais inóspitos. Em redes TSCH, todos os nós são sincronizados e um nó envia um quadro para seu vizinho, e este envia de volta um pacote de confirmação. A comunicação inteira é orquestrada por um escalonador que indica, para cada nó, o que fazer em cada intervalo de tempo: transmitir, ouvir ou dormir. Além disso, ele garante alta confiança e maior conservação de energia, melhorando a vida útil da bateria (Doherty et al. [2012]). Ele usa um conceito de intervalos de tempo com salto de canais, como se fosse um híbrido de TDMA e FDMA.

6TiSCH é um IETF Working Group focado em IPv6 acima do TSCH. Ele define uma pilha para ajustar dinamicamente o escalonamento TSCH, o qual é sujeito à instabilidade devido a vários fatores (Teles Hermeto et al. [2018]). WirelessHARTTM (IEC TC/SC 65C [2010]), ISA100 (Standard [2009]) e o padrão IEEE802.15.4e (IEEE STD 802.15.4e - 2012 [2012]) são as soluções sem fio mais populares para aplicações industriais e que usam TSCH para fornecer transmissões determinísticas e robustez.

Os trabalhos (Du & Roussos [2012]; Tavakoli et al. [2015]; Li et al. [2015]) usam um mecanismo de seleção de canal adaptativo no TSCH com o objetivo de reduzir o número de retransmissões. O E-TSCH (Tavakoli et al. [2015]) é um algoritmo centralizado que melhora as capacidades do TSCH através de uma técnica de canais adaptativos. Ele usa uma técnica de estimação de qualidade de canais não intrusiva para mensurar a qualidade dos canais do IEEE 802.15.4 através de detectores de energia em todo intervalo de tempo. Com isso, ele restringe os melhores canais para serem usados. Além disso, ele tem uma lista de sequência de saltos de beacon, o qual usa os canais mais fortes para fazer broadcasting dos beacons na rede para sincronizar os nós no início de todo intervalo de tempo.

Em (Gomes et al. [2018]) é proposto o MABO-TSCH, um algoritmo distribuído nos quais uma lista negra de canais é criada localmente entre cada par de nós. Para tanto, a qualidade dos canais é estimada através da otimização do problema do bandido multiarmado. Com isso, esse algoritmo melhora o TSCH, fazendo com que frequências ruins sejam evitadas.

Em (Fafoutis et al. [2018]) é proposto o Adaptive static scheduling (ASS) para

melhorar a eficiência energética em redes TSCH. Isso é feito através de uma escolha adaptativa de um subconjunto de intervalos alocados a cada par de nós que serão ativados, diminuindo assim o overhead de escuta ociosa de intervalos não usados.

2.4 Visão geral

Os protocolos descritos anteriormente usam vários mecanismos com o objetivo de aumentar a vazão. Porém, em todos esses protocolos, é considerado que a largura de banda dos enlaces sem fio são fixos. A Tabela 2.1 mostra o sumário dos protocolos de escalonamento propostos na literatura, com as características centralizado ou não, o tipo da topologia e largura de banda (LB).

Tabela 2.1: Sumário dos protocolos relacionados

Protocolo	Centralizado	Topologia	Maior Largura de Banda
DCSA (Gandham et al. [2006])	✗	Linha	✗
BFS-TIMESLOT ASSIGNMENT (Incel et al. [2012])	✓	Árvore	✗
LOCAL-TIMESLOT ASSIGNMENT (Incel et al. [2012])	✓	Árvore	✗
RBCA (Incel et al. [2012])	✓	Árvore	✗
JFTSS (Incel et al. [2012])	✓	Árvore	✗
4H (Pan & Lee [2016])	✓	Árvore	✗
HA (Yuan & Hollick [2012])	✓	Árvore	✗
DBS (Chen et al. [2018])	✓	Arbitrária (WLAN)	✓
FWB	✓	Árvore	✓

Nós propomos um protocolo de escalonamento que tem como meta diminuir o tamanho do escalonamento em RSSFs. Esse protocolo tem como objetivo atuar em redes cuja largura de banda dos enlaces pode ser definida dinamicamente. Com isso, ele atribui aos nós que têm uma maior demanda, uma maior largura de banda, com o objetivo de ter um tamanho de escalonamento menor. Com isso, a vazão da rede é aumentada.

Capítulo 3

Fundamentos

Este capítulo introduz os modelos de rede usados nessa dissertação, define tipos de conflitos e o problema de escalonamento. A Seção 3.1 apresenta a modelagem em grafos do problema de escalonamento e os modelos de interferência usados para as simulações. A Seção 3.2 apresenta os tipos de conflitos primários e secundários em uma transmissão. Finalmente, a Seção 3.3 define o problema de escalonamento.

3.1 Modelagem

A RSSF é modelada como um grafo $G = (V, A)$ o qual consiste de um conjunto de nós sensores V que periodicamente geram dados e um conjunto de arestas A representando os enlaces sem fio. Assume-se que os enlaces são bidirecionais. Cada aresta $a = (u, v)$ consiste de nós u e v . Se $a \in A(G)$, então é dito que u é adjacente a v . Os vértices de G serão denotados por $V(G)$ e as arestas por $A(G)$. O nó $s \in V$ denota o nó sorvedouro. Todos os nós $u \in V \setminus \{s\}$ são fontes, os quais geram pacotes e os transmitem através de uma árvore de roteamento para s . Esse grafo forma uma árvore em G . A árvore geradora em G com raiz s é denotada por $T = (V, A_T)$, onde $A_T \in A$ representa as arestas da árvore.

Para as simulações, foram usados dois tipos de modelo de interferência para avaliação: o modelo protocolo (baseado em grafos) e o modelo físico (baseado em SINR). O modelo protocolo foi usado para identificar pares de nós que podem interferir uns com os outros nas transmissões, enquanto o modelo físico foi usado para simular a transmissão. Assume-se no modelo protocolo que os nós têm um alcance de interferência (R_i) proporcional ao seu alcance de transmissão (R_t). Dado isso, $R_i = I \times R_t$, onde I é chamado de coeficiente de interferência. O grafo de interferência é dado por $C = (V, IN)$, sendo que $IN \subset V \times V$ é o conjunto de arestas tais que $(u, v) \in IN$ se os nós u e

v estão no alcance de interferência um do outro. Se dois nós u, v estão conectados no grafo de interferência, v não pode ser escalonado para receber de outro nó enquanto u está transmitindo. O grafo de conflito correspondente a $G = (V, A)$ e $C = (V, IN)$ é $GC = (V, EC)$, em que $a = (u, v) \in EC$ se e somente se a distância entre os nós u e v for menor que R_i . No grafo de conflito, cada aresta do grafo original G que está em um enlace de transmissão a ser escalonado é representado por um nó. Dado que cada nó sensor no grafo original tem somente um enlace de transmissão (para o seu pai na árvore de roteamento), no grafo de conflito há somente um nó independente do enlace de transmissão originado do nó, dado que há somente uma aresta de transmissão para esse nó. Portanto, na representação de uma aresta, o nó pode ser diretamente usado como uma notação indicando a transmissão a seu pai na árvore G . Dessa forma, o conjunto de nós no grafo de conflito referenciando os enlaces de transmissão do grafo original são representados pelos nós originais. Assim, a notação $i \in V$ em GC corresponde à transmissão do enlace (i, p_i) , em que p_i corresponde ao pai de i . Ainda, foi usado um modelo protocolo simplificado, em que se considera que a interferência é evitada usando diferentes canais de transmissão nos enlaces, para provar que o algoritmo FWB é ótimo em relação ao número de intervalos de tempo em redes sem interferência.

No modelo físico, estima-se a razão sinal-interferência mais ruído (SINR) durante as transmissões para verificar se elas são bem-sucedidas ou não. Assim, a transmissão de uma mensagem de um nó u para um nó v tem sucesso se segue as seguintes condições:

$$\frac{P_u}{d(u,v)^\alpha} \geq \beta, \quad (3.1)$$

onde P_u é o nível de energia do emissor u , $d(u, v)$ é a distância entre os nós u e v , α é o expoente de perdas, N é o ruído do ambiente, I_v é a quantidade total de interferência sofrida pelo nó v , e β é a mínima relação sinal interferência (SIR) necessária para a recepção com sucesso. A interferência I é causada por outras transmissões simultâneas na rede e pode ser expressa por:

$$I = \sum_{w \in V \setminus \{u\}} \frac{P_w}{d(w, v)^\alpha}. \quad (3.2)$$

A estrutura da rede é homogênea, ou seja, ela é composta de nós que apresentam a mesma capacidade de hardware. Assim, todo nó sensor tem um transceptor half-duplex que pode ser configurado para operar com maior largura de banda. A conectividade da rede é estática ao longo do tempo e o enlace sem fio é simétrico.

Nesta dissertação, estuda-se coleta de dados periódica, onde cada nó tem somente

um pacote para enviar e o tamanho de cada pacote é constante. Esse tipo de coleta, em que os pacotes são enviados individualmente ao sorvedouro, é denominada coleta raw-data. Tal como o trabalho de (Incel et al. [2012]), pretende-se escalonar as arestas A_T de T usando o menor número de intervalos de tempo. Porém, usa-se também uma largura de banda variável, respeitando as seguintes restrições:

Restrição de adjacência. Duas arestas $(i, j) \in A_T$ e $(k, l) \in A_T$ não podem ser escalonadas no mesmo intervalo de tempo se elas são adjacentes entre si, isto é, se $\{i, j\} \cap \{k, l\} \neq \emptyset$. Essa restrição se deve ao transceptor de cada nó ser half-duplex, o que os impede de realizar transmissões e recepções simultâneas.

Restrição de interferência. O modelo de interferência determinará a restrição de interferência. Foi usado o modelo de protocolo para identificar pares de nós que podem interferir uns com os outros e construir o grafo de conflito (GC). Assim, duas arestas $(i, j) \in A_T$ e $(k, l) \in A_T$ não podem ser escalonadas no mesmo intervalo de tempo se $(i, k) \in EC$ ou $(i, l) \in EC$, o que significa que ao menos um dos nós k ou l está dentro do alcance de interferência do nó i .

3.2 Tipos de conflitos

Em TDMA, quando um nó está transmitindo, os outros nós os quais estão em conflito com ele não podem transmitir. Há dois tipos de conflitos (Ergen & Varaiya [2010]), primário e secundário. O conflito primário ocorre quando um nó transmite e recebe no mesmo intervalo de tempo, ou quando recebe mais de uma transmissão destinada a ele. Essa restrição é devido ao fato dos rádios dos nós sensores serem half-duplex. Se $(i, j) \in A$, então $(i, j) \in EC$, dado que um nó não pode transmitir e receber no mesmo intervalo de tempo. Esse conflito e sua representação em GC estão representados na Figura 3.1. Caso $(i, j) \in A$ e d_j é um filho de j em G , sendo $i \neq d_j$, $(i, d_j) \in EC$, dado que o pai de um nó não pode receber de mais de um filho no mesmo intervalo de tempo. Esse conflito primário é representado na Figura 3.2.

O outro tipo de conflito é denominado secundário e ocorre quando o receptor intencionado de uma dada transmissão está dentro do alcance de outra transmissão destinada a outro nó. Essa situação com sua representação em GC está exibida na Figura 3.3. Se $(i, j) \in IN$ e $(i, j) \notin A$, e d_j é um filho de j em G , $(i, d_j) \in EC$, dado que se i está transmitindo, o filho de j (d_j) não pode transmitir no mesmo intervalo de tempo, uma vez que j está no alcance de transmissão tanto de i quanto de d_j .

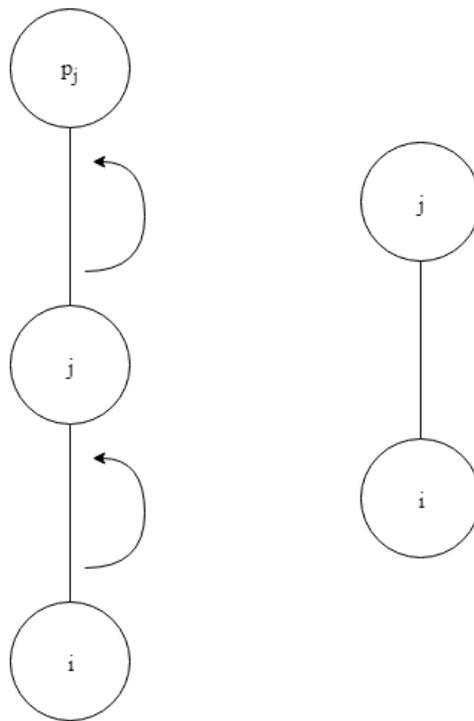


Figura 3.1: Conflito primário: Transmissão e recepção do nó j em G e sua representação em GC

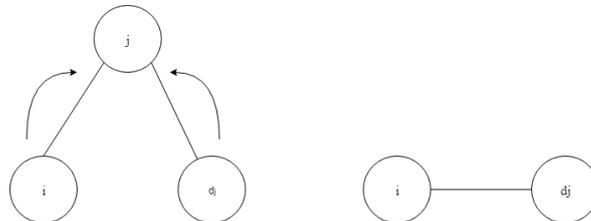


Figura 3.2: Conflito primário: Transmissão dos filhos do nó j em G e sua representação em CG

3.3 Problema de escalonamento

Um quadro de escalonamento consiste de intervalos de tempo de igual duração em que um conjunto de nós são atribuídos para transmissão. Considera-se que a duração de um intervalo de tempo permite transmitir exatamente um pacote de dados mais um intervalo de tempo de guarda para evitar colisões por erros de sincronização. Um quadro de escalonamento inicia com cada nó gerando pacotes e finaliza com todos esses pacotes alcançando o nó sorvedouro. No escalonamento, a cada aresta em G , isto é, a cada nó no GC , é atribuído ao menos um intervalo de tempo para transmissão. Assume-se que o grafo de interferência é dado. Com isso, o problema de escalonamento é achar um quadro de escalonamento com tamanho mínimo e durante o qual todos os

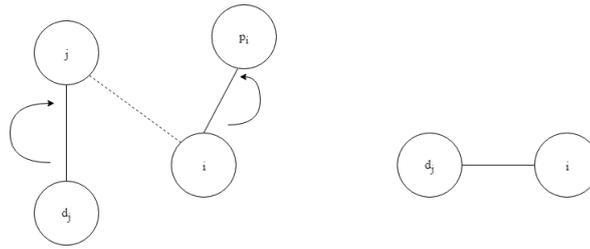


Figura 3.3: Conflito secundário: Nó j no alcance de transmissão de outro nó em G e sua representação em GC

pacotes podem enviar pacotes ao sorvedouro.

Esse problema de escalonamento é provado ser NP-completo pela redução do problema de achar o número cromático de um grafo (Ergen & Varaiya [2010]). Achar uma atribuição de canais para remover os conflitos secundários, com o objetivo de simplificar o problema de escalonamento, também é um problema NP-completo (Djukic & Valaee [2009]).

Nessa dissertação, o algoritmo de escalonamento proposto considera que a rede tem rádios com largura de banda dinâmica e a árvore de roteamento já foi criada. Ele é ótimo em relação ao tamanho do escalonamento quando não há interferência, e atribui largura de banda aos nós de acordo com o seu número de descendentes. Assim, após o escalonamento, o número de intervalos de tempo do quadro TDMA será o menor possível.

Capítulo 4

FWB

Neste capítulo é descrito o protocolo proposto, denominado FWB (Funneling Wider Bandwidth). A Seção 4.1 apresenta extensões a um padrão de rede sem fio para permitir canais com maior largura de banda. A Seção 4.2 apresenta o escalonamento TDMA de coletas em redes com largura de banda fixa e em redes com largura de banda variável. Em seguida, na Seção 4.3 é apresentado em detalhes o funcionamento do protocolo FWB e são descritos os algoritmos que o compõem. Finalmente, a Seção 4.4 apresenta a análise de complexidade do FWB.

4.1 Proposta de extensão do padrão de rede sem fio

Como estudo de caso, propõe-se extensão ao padrão 802.15.4 para permitir canais com maior largura de banda. As Figuras 4.1 e 4.2 apresentam as extensões propostas, em que a largura de banda é aumentada linearmente ou exponencialmente, respectivamente. O eixo x representa o espectro de frequência e o eixo y mostra a largura de banda. Cada caixa indica um canal e a linha de 2 MHz é o atual padrão IEEE 802.15.4.

Com essas extensões, é possível mitigar problemas gerados pelo gargalo perto do sorvedouro (Wan et al. [2005]), o que faz com que o tráfego próximo ao sorvedouro se torne o gargalo da rede, como ilustrado na Figura 4.3. Elas são baseadas no fato que maiores larguras de banda oferecem uma maior capacidade de transmissão, ao custo de menor diversidade de canais. Assim, para aumentar a vazão da rede e, portanto, mitigar o gargalo, larguras de banda maiores são atribuídas próximos à região do gargalo. Além disso, essas extensões permitem que os enlaces com maior largura de banda continuem a funcionar normalmente com os enlaces de 2 MHz.

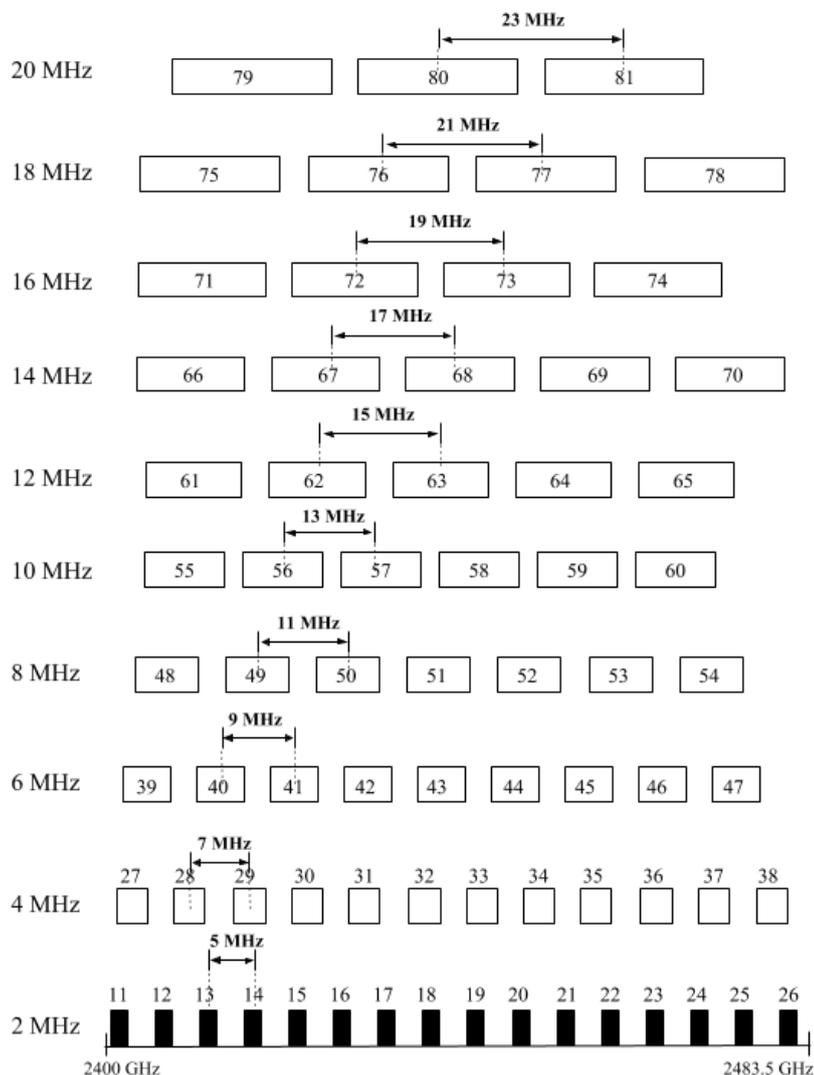


Figura 4.1: Extensão ao padrão 802.15.4 com canais com larguras de banda de 2 a 20 MHz.

Canais com maior largura de banda têm a desvantagem de serem mais suscetíveis à interferência, dado que uma maior largura de banda tem um alcance maior do espectro de frequência. Assim, é importante alocar a largura de banda considerando interferência. Além disso, com maior largura de banda, o número de canais disponíveis "ortogonais" (não sobrepostos) diminui, fazendo com que a interferência mútua seja um problema crescente.

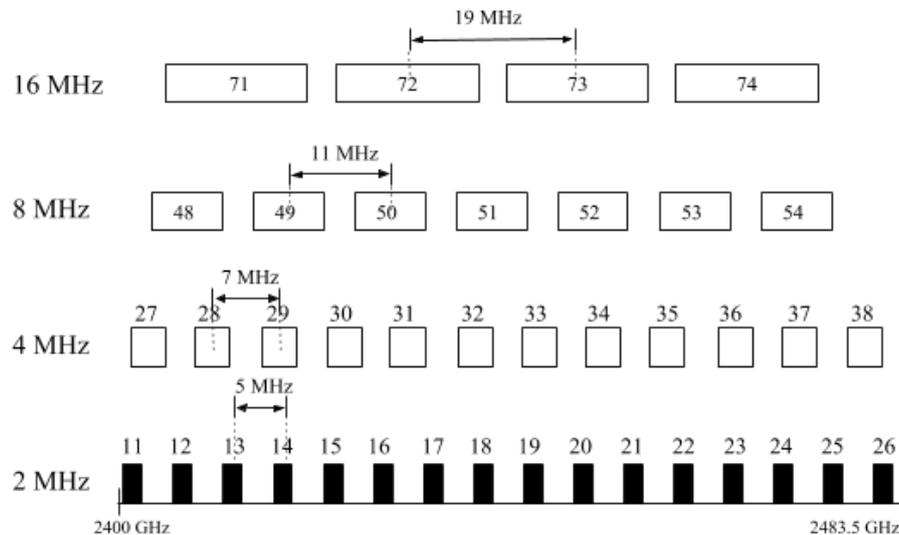


Figura 4.2: Extensão ao padrão 802.15.4 com canais com larguras de banda de 2, 4, 8 e 16 MHz.

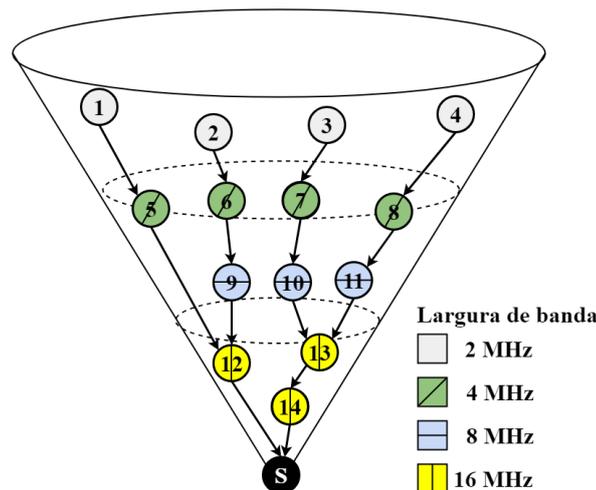


Figura 4.3: Extensão com canais com maior largura de banda.

4.2 Escalonamento TDMA de coletas

O problema de minimizar o tamanho de escalonamento para coleta raw-data, considerando o grafo de interferência, foi provado ser um problema NP completo por uma redução do problema NP difícil *Partition Problem* (Choi et al. [2009]). O limite inferior ótimo $\max(2n_k - 1, N)$ é alcançado pelo algoritmo de (Song et al. [2007]), onde N representa o número de nós na rede e n_k representa o número máximo de nós em um ramo cuja raiz seja filho do sorvedouro. Entretanto, esse ótimo é para rádios com largura de banda fixa.

A Figura 4.4 ilustra a topologia de uma RSSF após o escalonamento. Os pacotes

enviados por cada intervalo são ilustrados na tabela da Figura 4.5. Para essa topologia, o tamanho de escalonamento é seis.

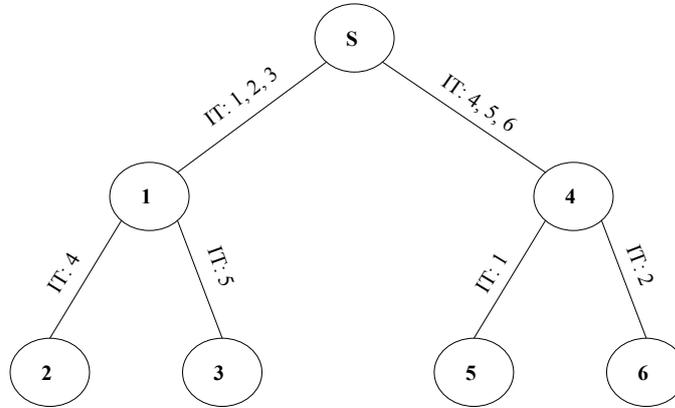


Figura 4.4: Coleta raw-data em enlaces com largura de banda fixa usando o algoritmo proposto e com todos os enlaces que causam interferência removidos. O número nas arestas indica o intervalo de tempo (IT) para a transmissão. O tamanho do escalonamento é 6.

Nós Receptores	Quadro 1						Quadro 2					
	IT 1	IT 2	IT 3	IT 4	IT 5	IT 6	IT 1	IT 2	IT 3	IT 4	IT 5	IT 6
COLETOR	1 Enlace 2 MHz			4 Enlace 2 MHz			1 Enlace 2 MHz	2 Enlace 2 MHz	3 Enlace 2 MHz	4 Enlace 2 MHz	5 Enlace 2 MHz	6 Enlace 2 MHz
1				2 Enlace 2 MHz	3 Enlace 2 MHz					2 Enlace 2 MHz	3 Enlace 2 MHz	
4	5 Enlace 2 MHz	6 Enlace 2 MHz					5 Enlace 2 MHz	6 Enlace 2 MHz				

Figura 4.5: Pacotes enviados em cada intervalo para enlaces com largura de banda de 2 MHz.

Porém, o que aconteceria caso a largura de banda de alguns enlaces da topologia seja dobrada? A melhoria alcançada é ilustrada na Figura 4.6. O tamanho do escalonamento alcançado é reduzido para quatro, dado que os enlaces no topo usam o dobro da largura de banda dos enlaces inferiores, o que faz com que menos intervalos sejam necessários. Os pacotes enviados por cada intervalo são ilustrados na tabela da Figura 4.7.

Dado que é considerada a coleta periódica raw-data, cada uma das arestas em A_T é escalonada somente uma vez dentro de cada quadro, e esse escalonamento é repetido acima de múltiplos quadros. Assim, um pipeline é estabelecido depois de um certo quadro. Por exemplo, na Figura 4.7, a partir do quadro 2, o nó 1 tem o seu próprio pacote e os dos seus descendentes para enviar ao nó sorvedouro. Assim, o sorvedouro continua a receber pacotes de todos os nós fontes, com os enlaces de maior largura de banda transmitindo mais pacotes por intervalo. Os enlaces entre o nó 1 e o sorvedouro,

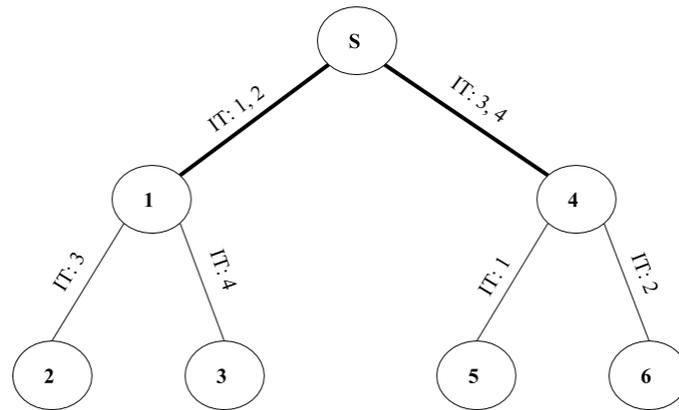


Figura 4.6: Coleta raw-data em enlaces com o dobro de largura de banda usando o algoritmo proposto e com todos os enlaces que causam interferência removidos. O número nas arestas indica o intervalo de tempo (IT) para a transmissão. O tamanho do escalonamento é 4.

Nós Receptores	Quadro 1				Quadro 2			
	IT 1	IT 2	IT 3	IT 4	IT 1	IT 2	IT 3	IT 4
COLETOR	1 Enlace 4 MHz		4 Enlace 4 MHz		1 Enlace 4 MHz	2 3 Enlace 4 MHz	4 Enlace 4 MHz	5 6 Enlace 4 MHz
1			2 Enlace 2 MHz	3 Enlace 2 MHz			2 Enlace 2 MHz	3 Enlace 2 MHz
4	5 Enlace 2 MHz	6 Enlace 2 MHz			5 Enlace 2 MHz	6 Enlace 2 MHz		

Figura 4.7: Pacotes enviados em cada intervalo para enlaces com largura de banda de 4 MHz.

e entre o nó 4 e o sorvedouro têm o dobro de largura de banda, o que lhes permite enviar dois pacotes em apenas um intervalo determinado. A partir do quadro 2, o sorvedouro recebe dois pacotes nos intervalos 2 e 4, dado que ele tem enlaces com maior largura de banda. Assim, no intervalo 2, ele recebe dois pacotes que estavam no buffer do nó 1, um de cada vez. O mesmo ocorre no intervalo 4.

Por outro lado, quando a largura de banda é três vezes maior, o número de intervalos necessários se reduz ainda mais, como ilustrado na Figura 4.8. Os pacotes enviados por cada intervalo são ilustrados na tabela da Figura 4.9. A partir do quadro 2, o sorvedouro recebe 3 pacotes nos intervalos 1 e 2, dado que possui uma maior largura de banda. Assim, no intervalo 1, ele recebe 3 pacotes que estavam no buffer do nó 1, um por vez. O mesmo ocorre no intervalo 2.

Porém, na topologia da Figura 4.8, uma largura de banda maior que 6 MHz não traria nenhum ganho. Nesse caso, uma largura de banda ainda maior seria um desperdício, porque todos os nós só precisam de apenas um intervalo de tempo para enviar os pacotes. O ganho ao aumentar a largura de banda é limitado pelo número

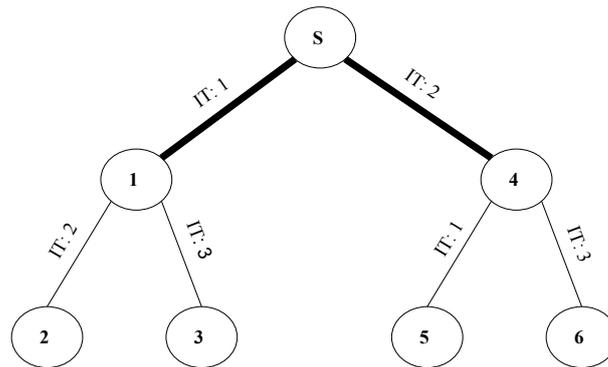


Figura 4.8: Coleta raw-data em enlaces com o triplo de largura de banda usando o algoritmo proposto e com todos os enlaces que causam interferência removidos. O número nas arestas indica o intervalo de tempo (IT) para a transmissão. O tamanho do escalonamento é 3.

Nós Receptores	Quadro 1			Quadro 2		
	IT 1	IT 2	IT 3	IT 1	IT 2	IT 3
COLETOR	1 Enlace 6 MHz	4 Enlace 6 MHz		1 2 3 Enlace 6 MHz	4 5 6 Enlace 6 MHz	
1		2 Enlace 2 MHz	3 Enlace 2 MHz		2 Enlace 2 MHz	3 Enlace 2 MHz
4	5 Enlace 2 MHz		6 Enlace 2 MHz	5 Enlace 2 MHz		6 Enlace 2 MHz

Figura 4.9: Pacotes enviados em cada intervalo para enlaces com largura de banda de 6 MHz.

de descendentes de cada nó.

4.3 Descrição do Algoritmo

Para permitir uma coleta rápida de dados, o algoritmo se aproveita dos enlaces com larguras de banda variáveis, com o objetivo de atenuar o gargalo em regiões com grande demanda de dados, tais como as próximas ao sorvedouro. Dessa forma, os enlaces que têm muitos descendentes são configurados com uma largura de banda maior. Assim, nós folhas são atribuídos com uma largura de banda de 2 MHz. Por outro lado, nós que não são folhas têm uma maior largura de banda alocada. A atribuição de larguras de banda aos nós é feita de acordo com o número de descendentes do nó e as larguras de banda disponíveis. Portanto, o algoritmo calcula o número de descendentes de cada nó antes da atribuição de larguras de banda aos nós e o posterior escalonamento.

Por exemplo, em uma árvore de grau 3, se um nó tem três descendentes e se há apenas uma largura de banda, o nó tem que alocar três intervalos de tempo para enviar

dados de cada um de seus filhos mais um para seus próprios dados. No entanto, uma vez que eles são o gargalo na rede, quadruplicando a largura de banda de seus enlaces, aumenta-se a capacidade do canal, o que diminui o número de intervalos de tempo necessários, como ilustrado na Figura 4.10. Os pacotes enviados em cada intervalo são ilustrados na tabela da Figura 4.11.

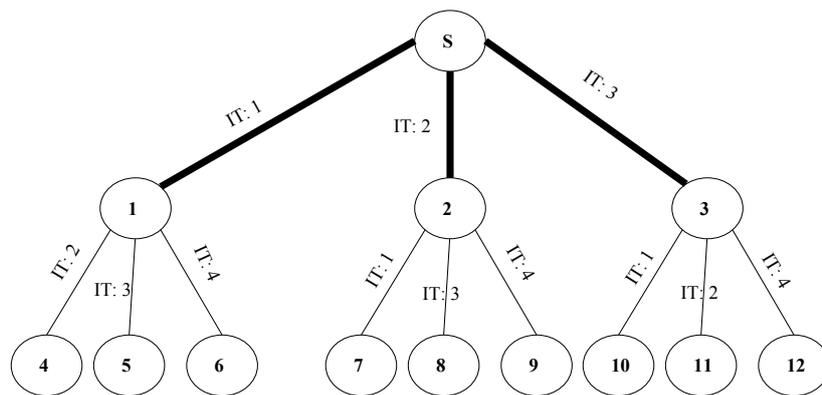


Figura 4.10: Coleta raw-data em uma árvore com 12 nós fontes usando o algoritmo proposto e com todos os enlaces que causam interferência removidos. Enlaces próximos ao sorvedouro têm o quadruplo de largura de banda. O número nas arestas indica o intervalo de tempo (IT) para a transmissão. O tamanho do escalonamento é 3.

Nós Receptores	Quadro 1				Quadro 2			
	IT 1	IT 2	IT 3	IT 4	IT 1	IT 2	IT 3	IT 4
COLETOR	1 Enlace 8 MHz	2 Enlace 8 MHz	3 Enlace 8 MHz		1 2 3 4 Enlace 8 MHz	2 7 8 9 Enlace 8 MHz	3 10 11 12 Enlace 8 MHz	
1		4 Enlace 2 MHz	5 Enlace 2 MHz	6 Enlace 2 MHz		4 Enlace 2 MHz	5 Enlace 2 MHz	6 Enlace 2 MHz
2	7 Enlace 2 MHz		8 Enlace 2 MHz	9 Enlace 2 MHz	7 Enlace 2 MHz		8 Enlace 2 MHz	9 Enlace 2 MHz
3	10 Enlace 2 MHz	11 Enlace 2 MHz		12 Enlace 2 MHz	10 Enlace 2 MHz	11 Enlace 2 MHz		12 Enlace 2 MHz

Figura 4.11: Pacotes enviados em cada intervalo para enlaces com largura de banda de 8 MHz em uma árvore com 12 nós fontes.

O cálculo do número de descendentes é feito da seguinte maneira (Algoritmo 1). Depois de receber uma solicitação do nó do sorvedouro, os nós encaminham a solicitação em modo broadcast. Quando esta mensagem atinge os nós folhas, elas enviam uma mensagem de resposta aos pais. Os pais, portanto, atualizam um campo (count) que determina o número de descendentes desse enlace e o número total de descendentes a partir das mensagens de resposta. Após isso, envia uma mensagem para seu pai que contém o número total de descendentes. Com base nas mensagens recebidas, o nó pai calcula o número total de descendentes e o envia, por sua vez, ao seu respectivo pai.

Esta operação é executada até que as mensagens atinjam o nó sorvedouro. Assim, os nós conhecem o número de descendentes que eles têm de cada enlace.

Algoritmo 1: Cálculo do número de descendentes

```

1: → Init
2:   contador[filhos] = 0;
3:   descendentes = 0;
4:   tempo = 0;
5:   maxTempo = limiar;
6:   envie mensagem ao pai;
7: → temporizador expirado
8:   tempo * = 2;
9:   if (tempo > maxTempo) then
10:     pare;
11: → Recebeu mensagem
12:   if (contador[filho] mudou) then
13:     atualiza(contador[filho]);
14:     descendentes =  $\sum$ contador[filho];
15:     envie mensagem ao pai;
16:     reinicie o temporizador;

```

Se um nó já tiver x descendentes, então ele precisa de $x + 1$ de largura de banda (para sua mensagem) para economizar no número de intervalos. Além disso, se um nó tiver x descendentes, então seria um desperdício de largura de banda alocar y largura de banda com $y > x + 1$. O Algoritmo 2 usa isso para alocação de intervalos de tempo ótima.

O Algoritmo 2 apresenta o escalonamento. Em cada iteração, uma aresta a é escolhida na ordem da busca em largura (BFS) começando a partir de qualquer nó e lhe é atribuída uma largura de banda com base no número de descendentes do nó. Depois, são atribuídos intervalos mínimos de nTS que são diferentes de todas as arestas adjacentes. Por exemplo, na Figura 4.6, o nó 4 tem dois descendentes, o que faz com que sua *cargaDeTrabalho* seja igual a 3. As larguras de banda disponíveis para esse exemplo são de 2 MHz e 4 MHz. Como a *cargaDeTrabalho* do nó 4 é maior que a *capacidade*, é atribuído ao seu enlace a máxima largura de banda. O nTS é calculado com base no número de descendentes da aresta a na árvore e pelo *fator*. O *fator* é calculado com base no ganho da capacidade do canal. Nesse exemplo, o *fator* é 2 e nTS é 2. Os intervalos de tempo 1 and 2 já estão sendo usados pelos enlaces adjacentes, assim o nó 4 transmitirá para o nó fonte (S) nos intervalos de tempo 3 e 4.

Nas simulações com interferência, o modelo protocolo é usado para tentar inferir as transmissões interferentes. Desse modo, a alocação de intervalos de tempo (linha 16

Algoritmo 2: FWB

Input: $T = (V, A_T)$ **Output:** Escalonamento e largura de banda alocada (LB) para $a \in A_T$

```

1: while  $A_T \neq \phi$ 
2:    $a \leftarrow$  próxima aresta de  $A_T$  na ordem BFS.
3:    $cargaDeTrabalho(w) = numeroDeDescendentes(no) + 1$ ;
4:    $capacidade = maxLarguraDeBanda/minLarguraDeBanda$ ;
5:   if ( $w \geq capacidade$ )
6:     then  $LB = maxLarguraDeBanda$ ;
7:   else
8:      $LB =$  mínima largura de banda cujo fator seja maior que ou igual à  $w$ ;
9:
10:  Aloca buffer de acordo com número de descendentes do nó;
11:
12:   $fator = \frac{LB}{LarguraDeBandaOriginal}$ ;
13:
14:
15:   $nTS = \left\lceil \frac{w(nó)}{fator} \right\rceil$ ;
16:
17:  for  $i = 1 : nTS$ 
18:    Atribui mínimo intervalo de tempo  $t$  à aresta  $a$  respeitando a restrição de
19:    adjacência;
20:     $A_T \leftarrow A_T \setminus a$ ;
21: end while

```

Alg. 2), atribui intervalo de tempo t à aresta a respeitando a restrição de adjacência e o grafo de conflito, isto é, dois enlaces não podem ser escalonados simultaneamente se o receptor de ao menos um enlace está dentro do alcance do transmissor de um outro enlace. Assim, o quadro de transmissão será montado, em que cada nó é atribuído a determinado intervalo de tempo a enviar ou receber dados, ou então dormir. Além disso, o buffer é alocado de acordo com o número de descendentes de cada nó. Logo, quanto maior o número de descendentes de um nó, maior será o tamanho do buffer.

4.4 Análise de Complexidade

Para análise de complexidade, um modelo de comunicação síncrono com transmissão de mensagem ponto a ponto é considerado. Neste modelo, todos os nós começam a executar o algoritmo simultaneamente e o tempo é dividido em intervalos. Assim, quando uma mensagem é enviada do nó u para seu vizinho v no intervalo de tempo t , ela deve chegar a v antes do intervalo de tempo $t + 1$.

Teorema 1. *O Algoritmo 2 (FWB) é ótimo em relação ao número de intervalos de tempo.*

Demonstração. Suponha que o Alg. 2 não seja ótimo. Então existe um algoritmo $Alg_{\acute{O}TIMO}$ de atribuição de intervalos de tempo com menor nTS. Dado que $nTS = \lceil ((cargaDeTrabalho(nó))/fator) \rceil$ e a carga de trabalho é constante, o **fator** $_{Alg_{\acute{O}TIMO}}$ deve ser maior que o **fator** $_{Alg. 2}$ para produzir um menor nTS. O fator é diretamente proporcional à *larguraDeBandaAlocada*. Logo, $larguraDeBandaAlocada_{Alg_{\acute{O}TIMO}}$ deve ser maior que $larguraDeBandaAlocada_{Alg. 2}$. Mas, $larguraDeBandaAlocada_{Alg. 2}$ já é a maior largura de banda. Logo, não é possível que $larguraDeBandaAlocada_{Alg_{\acute{O}TIMO}}$ seja maior que $larguraDeBandaAlocada_{Alg. 2}$. \square

Teorema 2. *O Algoritmo 1 possui complexidade de número de mensagens $\Omega(|V|)$ e complexidade de tempo de $\Omega(\text{profundidade}(\acute{a}rvore))$. Essa complexidade de tempo e mensagem é assintoticamente ótima.*

Demonstração. Observe que o algoritmo requer que uma topologia de árvore tenha sido construída pela rede antes que a alocação de intervalo de tempo seja iniciada, ou seja, todo nó sabe quem é seu pai na árvore. Primeiramente, todo nó envia uma mensagem ao seu pai. Depois de receber uma mensagem de algum dos seus filhos, o nó envia uma mensagem ao seu pai, o que necessita de $\Omega(|V|)$ mensagens. Além disso, qualquer mensagem enviada por um nó folha deve alcançar a raiz, a uma distância \leq $\text{profundidade}(\acute{a}rvore)$, a qual necessita de $\Omega(\text{profundidade}(\acute{a}rvore))$ intervalos de tempo. Assim, a complexidade da mensagem e do tempo é $\Omega(|V|)$ e $\Omega(\text{profundidade}(\acute{a}rvore))$, respectivamente. \square

Teorema 3. *O Algoritmo 2 necessita de $\Omega(\text{profundidade}(\acute{a}rvore))$ intervalos de tempo e tem complexidade de tempo $O((|E| + |V|)^2)$.*

Demonstração. A busca em largura tem complexidade de tempo $O(|V| + |E|)$. Em cada iteração do Algoritmo 2 (linhas 2-18) uma aresta é escolhida na sequência da busca em largura, iniciada a partir de qualquer nó, e lhe é atribuída uma largura de banda. Após a alocação, há um procedimento de broadcast, pelo qual uma mensagem (com informações de alocação de intervalos de tempo) deve ser enviada para todo nó pelo seu respectivo pai, a qual necessita de $\Omega(|V|)$ mensagens. Além disso, a mensagem enviada pela raiz deve alcançar todos os nós distantes a $\text{profundidade}(\acute{a}rvore)$ saltos, o que necessita de $\Omega(\text{profundidade}(\acute{a}rvore))$ intervalos de tempo. \square

Capítulo 5

Resultados

Nesse capítulo o desempenho do FWB é avaliado através de um simulador e experimentos em nós sensores. Os simuladores atuais não possuem suporte para avaliação de redes de sensores sem fio cuja largura de banda pode ser alterada dinamicamente. Dessa forma, foi necessário o desenvolvimento de um simulador para abranger essa funcionalidade. A Seção 5.1 apresenta os tipos de topologia usados e os resultados de simulação. Finalmente, a Seção 5.2 descreve o testbed onde os experimentos foram realizados e os resultados experimentais.

5.1 Simulações

O FWB foi simulado com três tipos de topologia de rede: árvores binárias perfeitas e degeneradas (ilustradas respectivamente nas figuras 5.1a e 5.1b), e árvores aleatórias (ilustrada na Figura 5.1c). Para o primeiro cenário, foram criadas n árvores binárias perfeitas. Para o segundo cenário n árvores binárias degeneradas foram criadas. Finalmente, em uma topologia aleatória, n nós foram distribuídos uniformemente em um plano de dimensão 1000×1000 . Para cada n , foram criadas 35 instâncias para executar os testes.

O desempenho do escalonamento foi avaliado considerando a possibilidade de interferência entre os nós. Para isso, foram gerados alguns casos de teste onde redes artificiais têm seus nós implantados em regiões seguindo as mesmas topologias descritas anteriormente. Os casos de teste foram criados da seguinte maneira:

- Para gerar uma árvore binária perfeita com altura h ($2^{h+1} - 1$ nós), foi primeiramente atribuída uma posição inicial (s_x, s_y) ao nó sorvedouro. Então, foi determinada as posições de seus nós filhos por escolher aleatoriamente pares de

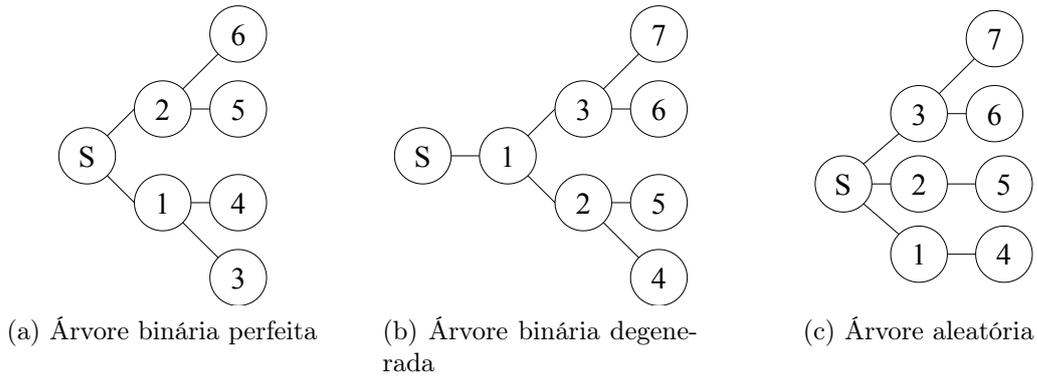


Figura 5.1: Exemplos de topologias geradas para avaliação.

ângulo e distância (θ_1, d_1) e (θ_2, d_2) tais que $0 \leq \theta_1 \leq \pi/2$, $0 \geq \theta_1 \geq -\pi/2$ e $d_{min} \leq d_1, d_2 \leq d_{max}$, onde d_{min} e d_{max} são respectivamente a mínima e máxima distância entre um nó e seu filho. A posição do primeiro filho é dado por $(s_x + d_1 \times \cos \theta_1, s_y + d_1 \times \sin \theta_1)$, e a posição do segundo é dado por $(s_x + d_2 \times \cos \theta_2, s_y + d_2 \times \sin \theta_2)$. Esse procedimento de geração de posições se repete até que a árvore alcance a altura desejada, sempre gerando as posições dos nós de nível i baseada nas posições dos nós de nível $i - 1$.

- Para criar uma árvore degenerada com altura h (2^h nós), primeiro gera-se uma árvore binária de altura $h - 1$ e então é adicionado um nó sorvedouro conectado ao nó raiz dessa árvore. A posição desse novo nó é também determinada baseado em um par (θ, d) , onde $\pi/2 \leq \theta \leq 3\pi/2$ e $d_{min} \leq d \leq d_{max}$. Adicionar esse nó introduz um gargalo no enlace da rede, o qual é usado para verificar um pior caso do escalonamento.
- Árvores aleatórias com n nós foram criadas da maneira descrita a seguir. Primeiramente, atribui-se uma posição ao nó sorvedouro e, então, os nós são dispostos no nível $i + 1$ com base nos nós no nível i . Para isso, é escolhido um número aleatório de filhos entre c_{min} e c_{max} (obedecendo o número máximo de nós n na rede) para cada nó no nível i e, a seguir, posições aleatórias são atribuídas a eles. Essas posições são também determinadas pelos pares (θ, d) , onde $-\pi/2 \leq \theta \leq \pi/2$ e $d_{min} \leq d \leq d_{max}$.

Foram gerados um caso de teste de cada tipo de rede usando $d_{min} = 2$ m e $d_{max} = R_t = 30$ m. Assim, foram realizadas 35 execuções de simulação para cada um deles para realizar os experimentos. Cada simulação durou pelo período de tempo em que 20 quadros pudessem ser totalmente enviados.

Não foi encontrado na literatura nenhum protocolo de escalonamento que utiliza largura de banda variável para coletar dados em uma RSSF. Dado isso, provemos a largura de banda de 2 MHz para comparação, isto é, quando apenas uma largura de banda é usada na rede, que é o atual estado da arte.

A proposta reduz o intervalo de tempo para realizar a coleta de dados. Em geral, o consumo de energia é dado por tensão * corrente * tempo. Portanto, nosso algoritmo permite reduzir energia deixando o nó menos tempo ligado.

Como definido anteriormente, foi usado o modelo físico baseado em SINR para simular transmissões. Para o expoente de perda (α) foi usado a constante 3, um SIR mínimo $\beta = 1$ e o coeficiente de interferência $I = 1$. Os outros parâmetros de transmissões foram configurados baseados no rádio CC2420, os quais são empregados nos nós sensores TelosB. A energia de transmissão de todos os nós foi atribuída com o valor de 0 dBm, a qual é a máxima possível. Baseado em (Goussevskaia et al. [2008]), o ruído do ambiente foi configurado para

$$N = \frac{P}{2\beta(2R_t)^\alpha}, \quad (5.1)$$

onde o alcance de transmissão R_t foi configurado para 30 m baseado no rádio CC2420. Assim, tem-se $N \approx -56.35$ dBm.

O intervalo de coleta foi configurado como o tempo correspondente do tamanho de um quadro. Portanto, cada nó, exceto o sorvedouro, gera um pacote de mensagem no início de cada quadro. Baseado nisso, todos os valores de latência reportados aqui são a média da diferença do tempo entre a geração desses pacotes de dados e seu posterior recebimento pelo nó sorvedouro.

Finalmente, todos os resultados relatados nas figuras seguintes são valores médios com um intervalo de confiança de 95%.

5.1.1 Simulador

O simulador utilizado neste trabalho foi desenvolvido na linguagem Python. Ele se baseia em eventos para simular o funcionamento de uma rede de sensores sem fio com coleta periódica de dados. Os eventos indicam quando determinadas atividades devem ocorrer durante a simulação. Os principais eventos utilizados são:

- Eventos de execução: invocam as rotinas de execução dos nós.
- Eventos de interrupção: indicam o término de execução de um nó no seu intervalo de tempo.

- Eventos de começo de transmissão: indicam que um nó começou a realizar a transmissão de uma mensagem.
- Eventos de fim de transmissão: indicam a finalização da transmissão de uma mensagem.
- Eventos de coleta de dados: invocam as rotinas de coleta de dados dos nós.

Eventos de execução são programados periodicamente de acordo com a atribuição de intervalos de tempo informada ao simulador. Quando algum deles é processado, invoca-se a rotina de execução do nó correspondente. Esse nó, então, executa até o fim de seu intervalo de tempo ou gera um evento de interrupção para indicar ao simulador que não deseja mais executar.

Eventos de coleta de dados são gerados periodicamente e invocam as rotinas de coleta de dados de todos os nós. Eles são utilizados para gerar o tráfego de mensagens da rede.

Quando um evento de começo de transmissão é processado, o simulador registra que um nó começou uma transmissão, gera um evento de fim de transmissão e avalia se ela será bem-sucedida. Essa avaliação é feita utilizando o modelo SINR para avaliar a qualidade do sinal no nó destino da mensagem. As outras transmissões que estejam ocorrendo na rede são consideradas como interferência no cálculo do SINR. Caso a transmissão seja avaliada como bem-sucedida, a mensagem é entregue ao nó destino quando o evento de fim de transmissão for processado. Esse simulador ainda não oferece suporte para simulações de consumo de energia dos nós da rede.

5.1.2 Árvores binárias perfeitas

Nessa seção, o número de intervalos de tempo necessários é analisado para árvores binárias perfeitas. O número de larguras de banda disponíveis foi simulado variando como potência de dois em relação ao estado da arte, conforme mostrado nos gráficos da Figura 5.2. Esses gráficos mostram os resultados para árvores balanceadas com enlaces cuja largura de banda são aumentados exponencialmente. De acordo com os resultados, constatou-se que, quando não há interferência, o número de intervalos de tempo necessários nessa árvore para o baseline é dado por $N - 1$, sendo N o número de nós da rede quando a rede está livre de interferência. Quando a largura de banda disponível é duas vezes maior, o número de intervalos necessários é reduzido pela metade mais um. Por outro lado, quando a largura de banda disponível é duas vezes e quatro vezes maior, o número de intervalos necessários é reduzido em um terço mais um. Finalmente, quando a largura de banda é duas, quatro e oito vezes maior, o número de

intervalos necessários é reduzido em um quarto mais um. A largura de banda é alocada de acordo com o número de descendentes.

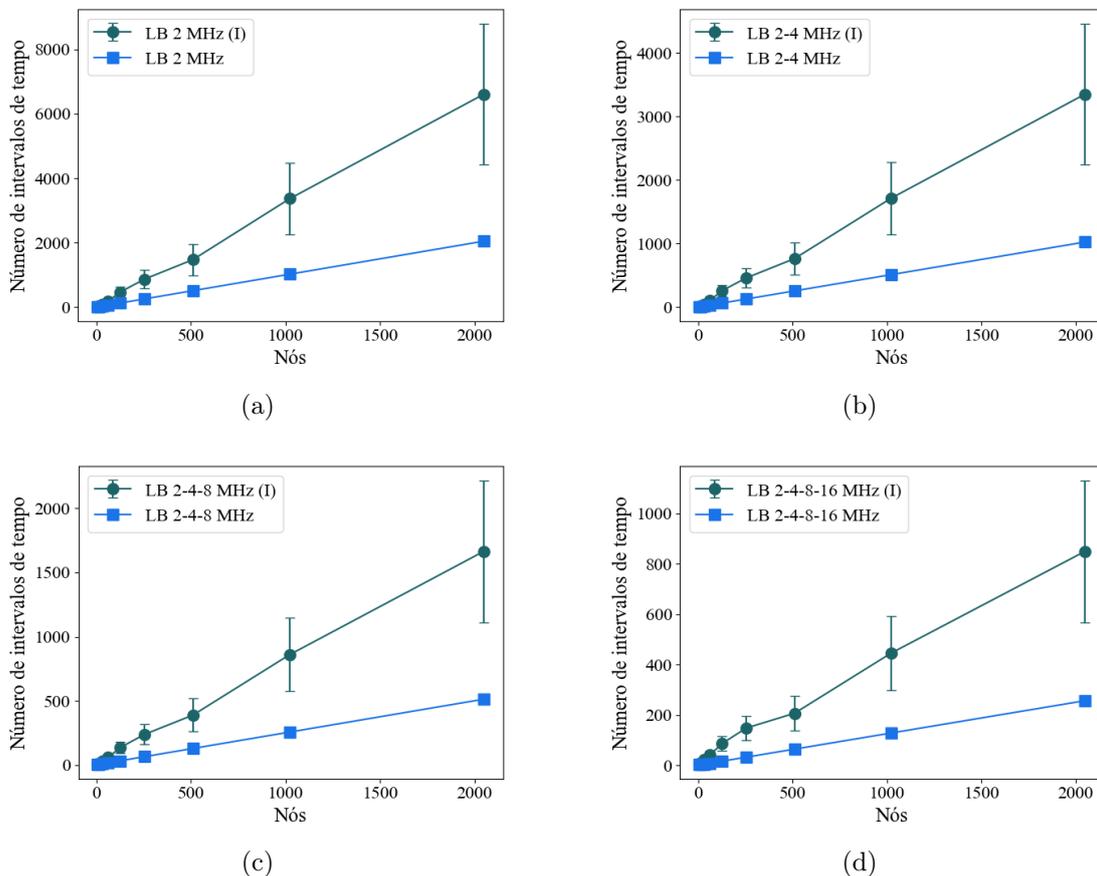


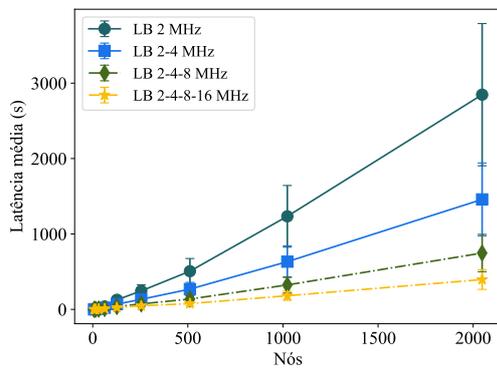
Figura 5.2: Árvore binária perfeita - Número de intervalos de tempo necessários para redes com diferentes números de nós e para diferentes larguras de banda disponíveis usando o algoritmo FWB. (I) significa com interferência.

A Tabela 5.1 mostra o tamanho do escalonamento para árvores binárias perfeitas para larguras de banda de 2 a 20 MHz aumentadas linearmente em passos de 2 MHz, para uma rede sem interferência. A região do funil se acentua próximo ao nó sorvedouro, o que faz com que a carga de trabalho dos nós dessa região seja bem alto. Assim, uma maior largura de banda atribuída a esses nós atenua esse gargalo. Para redes com milhares de nós, uma largura de banda disponível de 20 MHz consegue reduzir o número de intervalos necessários a poucas centenas.

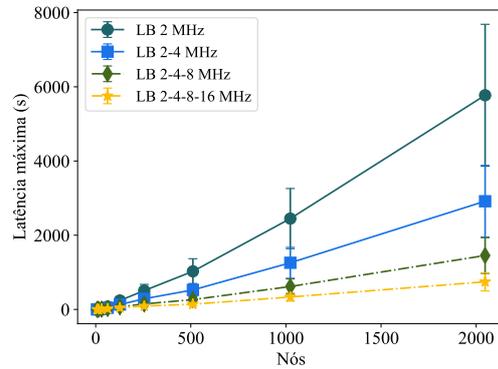
A latência média e máxima para árvores binárias perfeitas é mostrada na Figura 5.3. Maior largura de banda diminui o tamanho do escalonamento e, portanto, diminui a latência.

Tabela 5.1: Tamanho de escalonamento - árvore binária perfeita, sem interferência.

Nós	Largura de banda (MHz)									
	2	4	6	8	10	12	14	16	18	20
7	6	4	3	3	3	3	3	3	3	3
15	14	8	6	4	4	4	3	3	3	3
31	30	16	11	8	7	7	6	4	4	4
63	62	32	22	16	14	12	11	8	8	8
127	126	64	43	32	27	23	19	16	15	15
255	254	128	86	64	52	44	38	32	30	27
511	510	256	171	128	103	87	75	64	59	52
1023	1022	512	342	256	206	172	147	128	115	104
2047	2046	1024	683	512	411	343	294	256	228	207



(a)



(b)

Figura 5.3: Latência média e máxima para árvores binárias perfeitas.

5.1.3 Árvores binárias degeneradas

A Figura 5.4 mostra os resultados para árvores binárias degeneradas, os quais o número de larguras de banda disponíveis foram simuladas variando como potência de dois em relação ao estado da arte. Os resultados foram similares aos para árvores binárias perfeitas. Uma maior largura de banda reduzirá o número de intervalos de tempo. De acordo com os resultados, constatou-se que, quando não há interferência, o número de intervalos de tempo necessários nessa árvore para o baseline é dado por $2N - 3$, sendo N o número de nós da rede. Já para larguras de banda aumentadas exponencialmente, o número de intervalos de tempo é dado pelo $\max\left(\left\lceil \frac{(2N)}{C} \right\rceil, 3\right)$ em que C é a capacidade do canal, isto é, a máxima largura de banda disponível dividido pela mínima largura de banda.

A Tabela 5.2 mostra o tamanho do escalonamento para árvores binárias degeneradas para larguras de banda de 2 a 20 MHz aumentadas linearmente em passos de 2 MHz, para uma rede sem interferência. Em comparação com uma árvore binária perfeita, o tamanho do escalonamento para árvores degeneradas é muito maior, uma

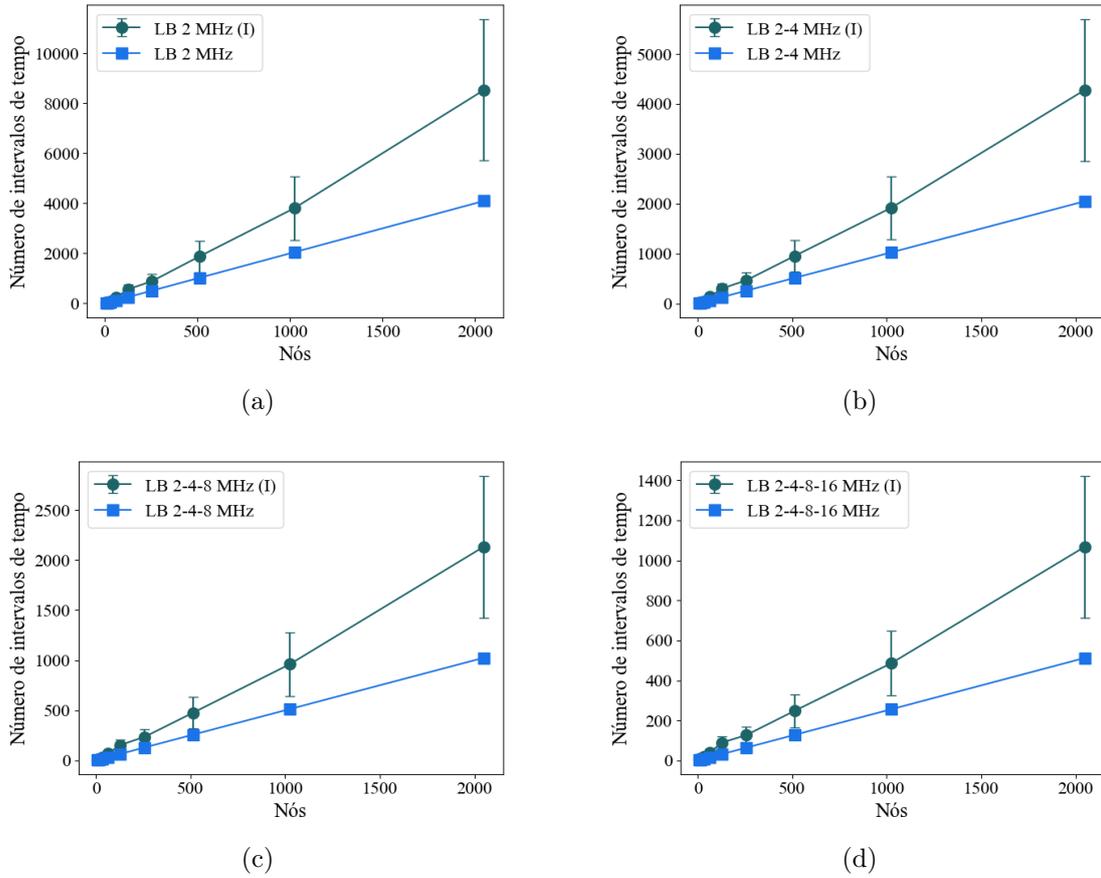


Figura 5.4: Árvores binárias degeneradas - Número de intervalos de tempo necessários para redes com diferentes números de nós e para diferentes larguras de banda disponíveis usando o algoritmo FWB. (I) significa com interferência.

vez que o nó filho do sorvedouro constitui um gargalo. Porém, a atribuição de uma maior largura de banda a esse nó reduz bastante o tamanho do escalonamento.

Tabela 5.2: Tamanho de escalonamento - árvore binária degenerada, sem interferência.

Nós	Largura de banda (MHz)									
	2	4	6	8	10	12	14	16	18	20
8	13	8	5	4	4	4	3	3	3	3
16	29	16	11	8	7	7	5	4	4	4
32	61	32	21	16	13	12	11	8	8	8
64	125	64	43	32	27	23	19	16	15	15
128	253	128	85	64	52	44	37	32	29	27
256	509	256	171	128	103	87	75	64	59	52
512	1021	512	341	256	205	172	147	128	115	104
1024	2045	1024	683	512	411	343	293	256	228	207
2048	4093	2048	1365	1024	820	684	587	512	456	411

A latência média e máxima para árvores binárias perfeitas é mostrada na Figura 5.5. Como nos resultados para árvores binárias perfeitas, maior largura de banda

diminui o tamanho do escalonamento e, portanto, diminui a latência.

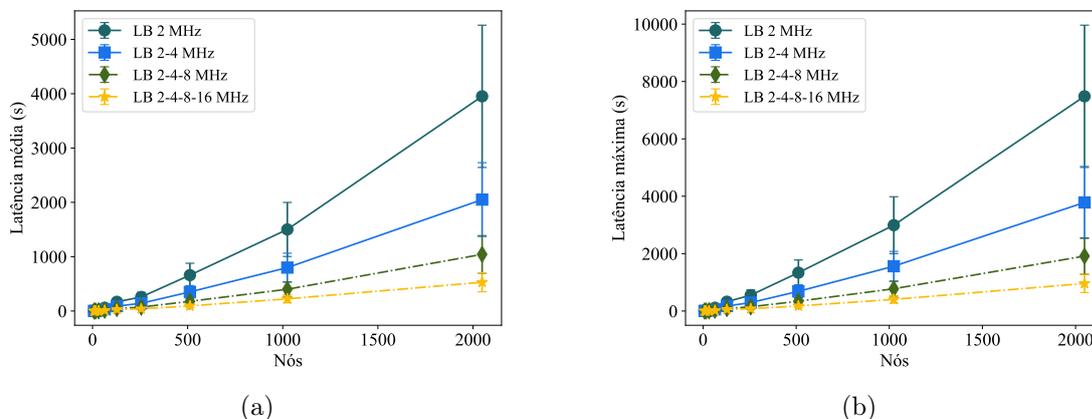


Figura 5.5: Latência média e máxima para árvores binárias degeneradas.

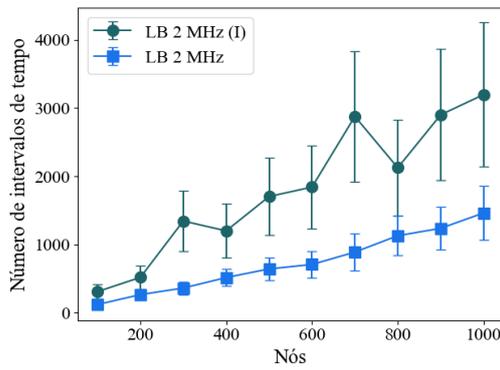
5.1.4 Árvores aleatórias

Finalmente, a Figura 5.6 mostra os resultados de experimentos realizados para as instâncias de árvores geradas aleatoriamente. Os resultados mostram que quanto maior a largura de banda, menor será o número de intervalos necessários. Conforme observado neste resultado, um aumento no número de nós não implica necessariamente em um aumento no número de intervalos de tempo. Conforme discutido no artigo (Incel et al. [2012]), a taxa de coleta de dados é muito limitada pela topologia da árvore de roteamento.

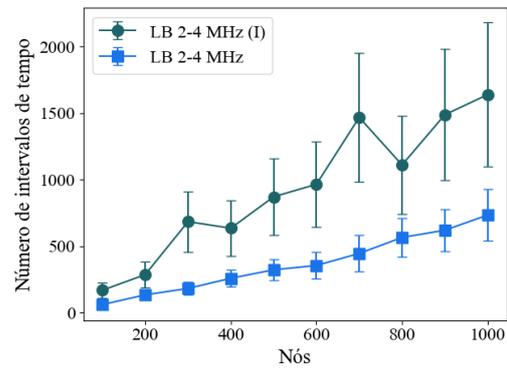
A latência média e máxima é mostrada na Figura 5.7. Dado que o tamanho de escalonamento é menor, a latência é menor para maiores larguras de banda.

5.1.5 Multisorvedouro

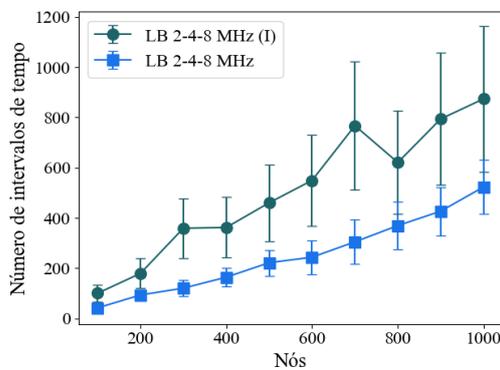
O algoritmo FWB também pode ser usado em uma topologia com mais de um nó sorvedouro. Com isso, o tamanho do escalonamento pode ser diminuído, uma vez que o gargalo constituído pelos nós próximos ao sorvedouro podem ser distribuídos em subárvores. Por exemplo, a Figura 5.8 mostra uma topologia com dois nós sorvedouros. O tamanho do escalonamento será dado pelo máximo tamanho de escalonamento de alguma subárvore. Para subárvores que são árvores binárias perfeitas ou binárias degeneradas, o tamanho de escalonamento é dado pelas Tabelas 5.1 e 5.2, respectivamente, para larguras de banda de 2 a 20 MHz aumentadas linearmente em passos de 2 MHz, quando não há interferência.



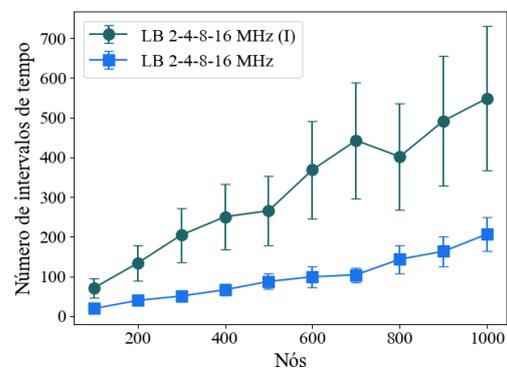
(a)



(b)

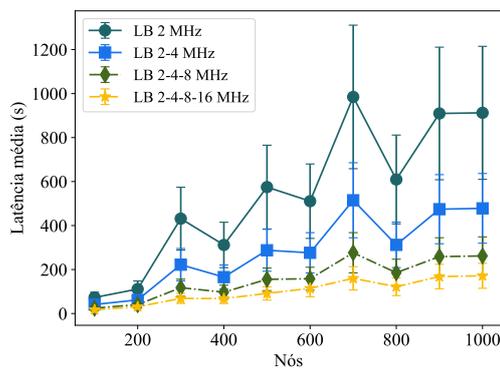


(c)

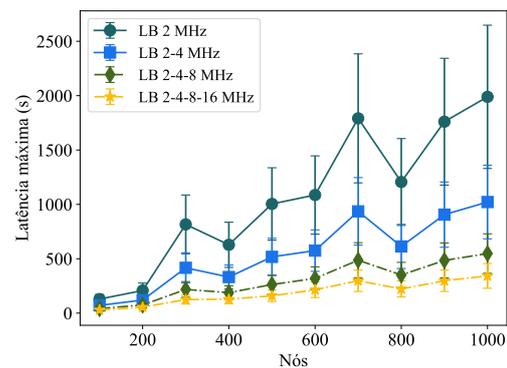


(d)

Figura 5.6: Árvore aleatória - Número de intervalos de tempo necessários para redes com diferentes números de nós e para diferentes larguras de banda disponíveis usando o algoritmo FWB. (I) significa com interferência.



(a)



(b)

Figura 5.7: Latência média e máxima para árvores aleatórias.

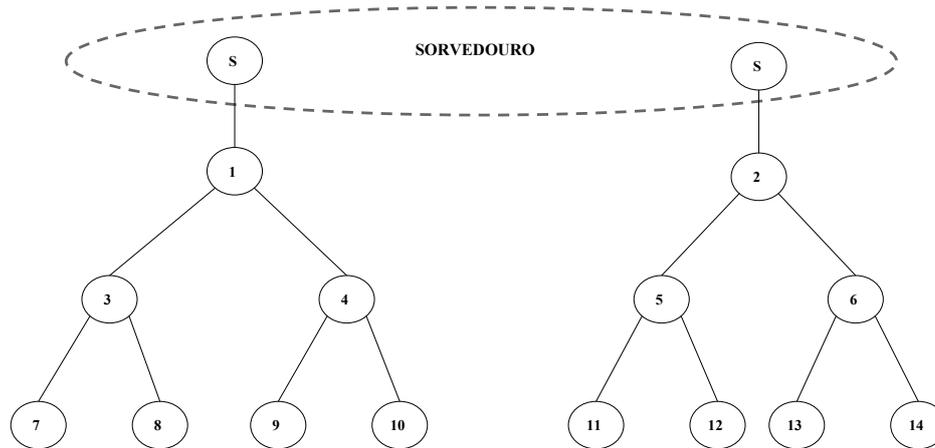


Figura 5.8: 2 nós sorvedouros.

5.1.6 Alcance de interferência

O efeito do tamanho do escalonamento é analisado para diferentes taxas de interferência (através do coeficiente de interferência I). Os resultados mostrados nas Figuras 5.9a, 5.9b e 5.9c indicam que quanto mais alto o alcance de interferência, mais alto o tamanho do escalonamento. Entretanto, o tamanho do escalonamento não irá sempre aumentar quando o alcance de interferência é aumentado. Seu tamanho irá até um máximo para um dado valor I_{max} (e $R_{I_{max}}$), onde todos os nós irão considerar que eles podem interferir com todos os outros. Como pode ser visto na Figura 5.9c os valores mensurados para $I = 2$ e $I = 3$ são muito próximos, possivelmente indicando que esses valores estão próximos ao I_{max} .

5.2 Experimentos

Foram feitos experimentos no testbed FUTEBOL¹, localizado na UFMG, usando TinyOS para análise de desempenho. TinyOS é um sistema operacional projetado para redes de sensores sem fio. Seu projeto foca em operações com baixo consumo de energia (Levis & Gay [2009]). Foram feitos 33 experimentos para cada configuração. Os nós TelosB têm uma largura de banda fixa. Com o objetivo de mostrar o ganho fornecido pelo algoritmo FWB, maiores larguras de banda foram emuladas.

¹<http://futebol.dcc.ufmg.br/>

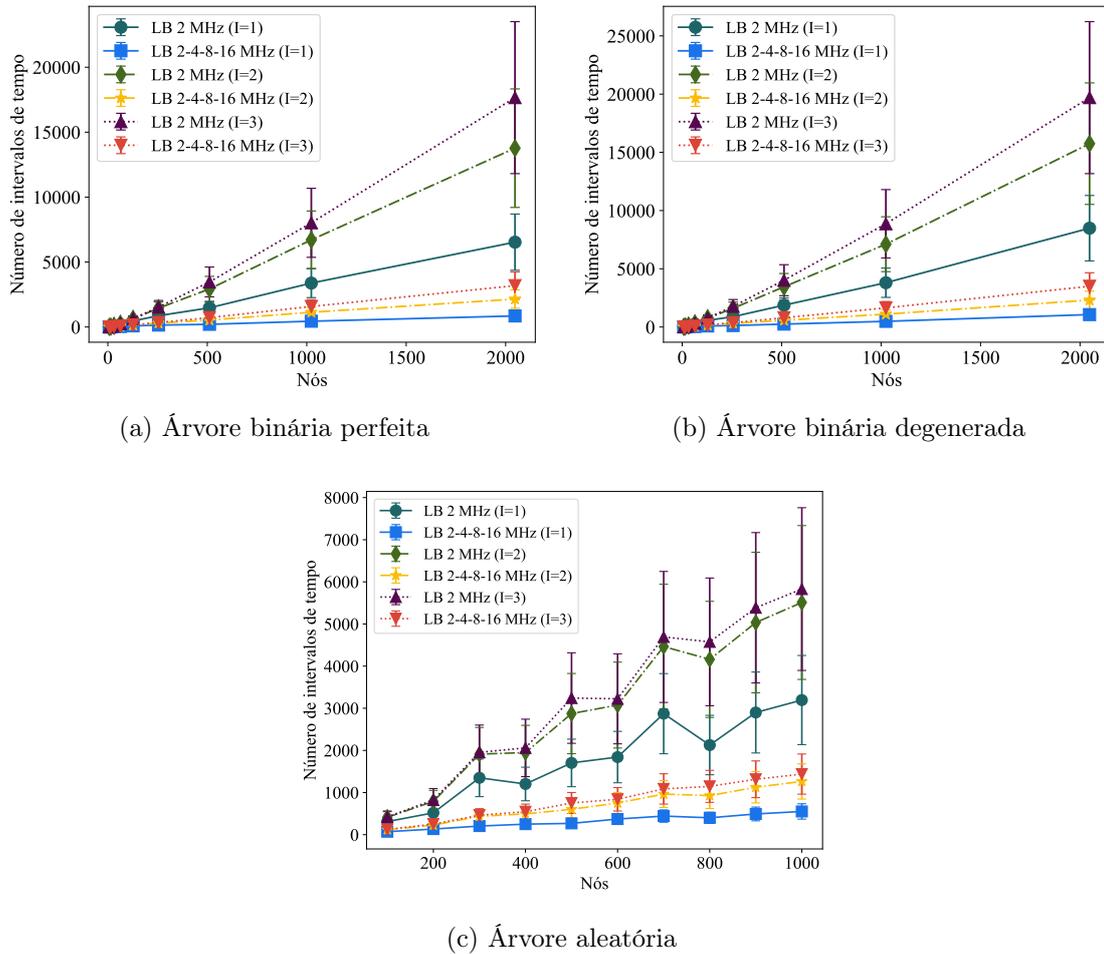


Figura 5.9: Tamanho do escalonamento variando o alcance de interferência.

5.2.1 Enlaces com o dobro de largura de banda

Os experimentos foram feitos na topologia mostrada na Figura 5.10. Para tanto, foi emulado que o nó sorvedouro (S) tem 2 rádios, cada um operando em uma frequência distinta, de tal forma que transmissões síncronas são possíveis. Isso é comparável a atribuir ao nó sorvedouro uma largura de banda 2 vezes maior. Para isso, dois nós foram dispostos juntos para emular S. Similarmente, dois nós emulam os nós 1 e 2.

Assim, o número de intervalos necessários é reduzido na topologia mostrada na Figura 5.11. O tamanho de escalonamento é dois, dado que os nós 1 e 2 podem enviar dois pacotes ao sorvedouro em somente um intervalo de tempo.

A Figura 5.12 compara o número de pacotes recebidos por segundo pelo nó sorvedouro nas topologias da Figura 5.10, a qual tem somente uma largura de banda e Figura 5.11, a qual emula enlaces com maior largura de banda. Com maior largura de banda, a vazão dos nós é maior, como pode ser visto na figura. Isso é devido ao

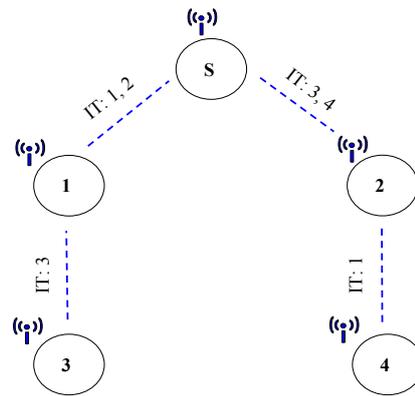


Figura 5.10: Topologia usada nos experimentos com nós TelosB. O tamanho de escalonamento é 4.

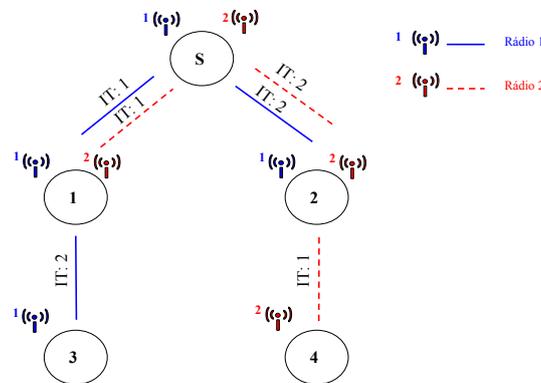


Figura 5.11: Topologia usada nos experimentos emulando maiores larguras de banda com nós TelosB. O tamanho de escalonamento é 2.

menor tamanho de escalonamento, o que resulta em mais pacotes sendo transmitidos em um dado intervalo de tempo. Com largura de banda de só 2 MHz, uma média de 26.7 pacotes por segundo foi recebida pelo nó sorvedouro. Por outro lado, com maior largura de banda o tamanho do escalonamento é reduzido de quatro para dois, como visto na Figura 5.11. Com essa maior largura de banda emulada, mais que o dobro de pacotes por segundo foi recebido pelo nó sorvedouro, um aumento de 122.8%. Esse ganho é devido ao uso de maior largura de banda e a redução de interferência causada por menos transmissões simultâneas.

5.2.2 Largura de banda linear

Para analisar o ganho alcançado quando a largura de banda é aumentada linearmente, foram feitos experimentos nas topologias da Figura 5.13. A largura de banda de 4, 6 e 8 MHz foram emuladas, como pode ser visto na Figura 5.14. A medida que os nós

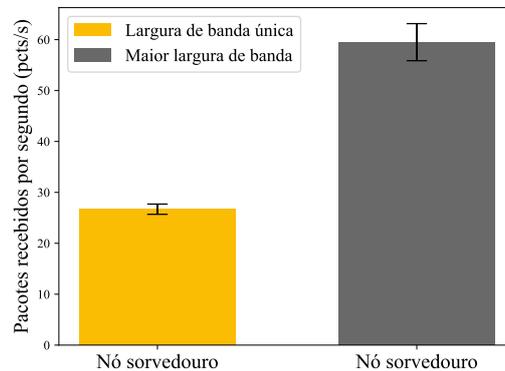


Figura 5.12: Número de pacotes recebidos por segundo pelo sorvedouro nas topologias da Figura 5.10 e Figura 5.11.

ficam mais próximos ao sorvedouro, a largura de banda necessária para o nó transmitir em apenas um intervalo de tempo aumenta, dado que a região próximo ao sorvedouro constitui um grande gargalo. Com maiores larguras de banda disponíveis, o tamanho do escalonamento é reduzido de sete para dois.

A Figura 5.15 compara o número de pacotes recebidos por segundo pelo nó sorvedouro nas topologias da Figura 5.13, a qual tem somente uma largura de banda e a Figura 5.14, cujos enlaces são emulados com maior largura de banda. Com maior largura de banda, a vazão é maior, como pode ser visto na figura. Com largura de banda de só 2 MHz, uma média de 21 pacotes por segundo foi recebida pelo nó sorvedouro. Por outro lado, com maior largura de banda o tamanho do escalonamento é reduzido de sete para dois e, conseqüentemente, uma média de 112 pacotes por segundo foi recebida por S.

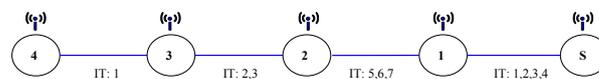


Figura 5.13: Topologia linear usada nos experimentos com nós TelosB. O tamanho do escalonamento é 7.

Os resultados anteriores foram feitos para experimentos onde os nós tinham um ciclo de trabalho de 100%. Porém, caso o ciclo de trabalho dos nós seja menor que 100%, a demanda para dados serem enviados a cada ciclo será menor. Nós investigamos isso considerando o ciclo de trabalho como o tempo que o nó está sensoreando e tem sua própria mensagem para enviar, e configurado para menos de 100%. Assim, uma menor

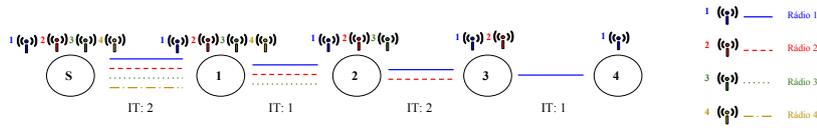


Figura 5.14: Topologia linear usada nos experimentos emulando maiores larguras de banda com nós TelosB. O tamanho do escalonamento é 2.

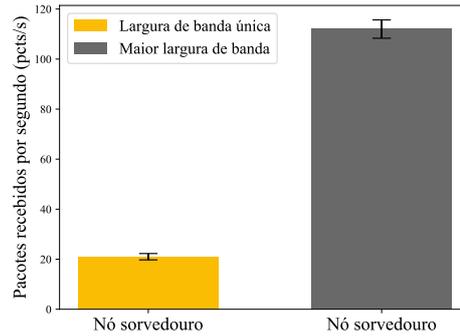


Figura 5.15: Número de pacotes recebidos por segundo pelo sorvedouro nas topologias das Figuras 5.13 e 5.14.

largura de banda ainda será suficiente para enviar os dados. Isso pode ser visto nas Figuras 5.16 e 5.17. Caso os nós fontes tenham um ciclo de trabalho de apenas 25%, somente os nós S e 1 precisam de uma maior largura de banda para enviar pacotes em somente um intervalo de tempo. Os resultados são mostrados na Figura 5.18. Com um ciclo de trabalho de 25%, uma média de 16.6 pacotes por segundo foi recebida pelo nó sorvedouro, dado que menos pacotes foram enviados ao nó S . Por outro lado, com um ciclo de trabalho de 50%, uma média de 23.4 pacotes por segundo foi recebida pelo sorvedouro.

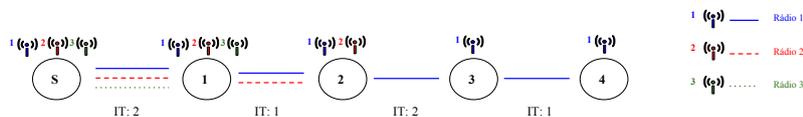


Figura 5.16: Topologia linear usada nos experimentos com nós TelosB onde o ciclo de trabalho dos nós é de 50%. O tamanho do escalonamento é 2.

5.2.3 Multisorvedouro

Foram feitos experimentos em redes com mais de um nó sorvedouro. A adição de 2 nós sorvedouros particiona a árvore dentro de três subárvores, o que diminui o tamanho do

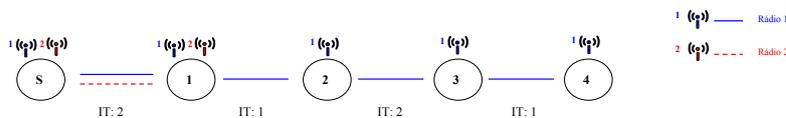


Figura 5.17: Topologia linear usada nos experimentos com nós TelosB onde o ciclo de trabalho dos nós é de 25%. O tamanho do escalonamento é 2.

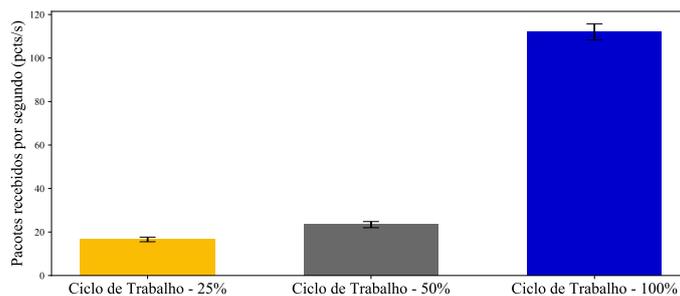


Figura 5.18: Número de pacotes recebidos por segundo pelo sorvedouro nas topologias da Figuras 5.14, 5.16 e 5.17.

escalonamento. O número de intervalos de tempo necessários é determinado pela máxima subárvore. A Figura 5.19a mostra uma topologia com somente um nó sorvedouro. Assim, quando um outro nó sorvedouro é adicionado, como mostrado na Figura 5.19b, o tamanho do escalonamento pode ser reduzido em um, ou em dois (Figura 5.19c).

A Figura 5.15 compara o número de pacotes recebidos por segundo pelo sorvedouro nas topologias com um sorvedouro (Figura 5.19a), dois sorvedouros (Figura 5.19b) e três sorvedouros (Figura 5.19c). Com mais de um nó atuando como sorvedouro, o tamanho do escalonamento é menor e, portanto, a vazão é maior, como pode ser visto na figura. Com somente um nó sorvedouro, uma média de 59.1 pacotes por segundo foi recebida pelo coletor. Por outro lado, quando há três nós fazendo a coleta, o tamanho do escalonamento é reduzido de três para dois e, conseqüentemente, uma média de 70.5 pacotes por segundo foi recebida pelo nó sorvedouro. Isso se deve tanto ao menor tamanho do escalonamento, quanto pela mitigação da interferência no gargalo.

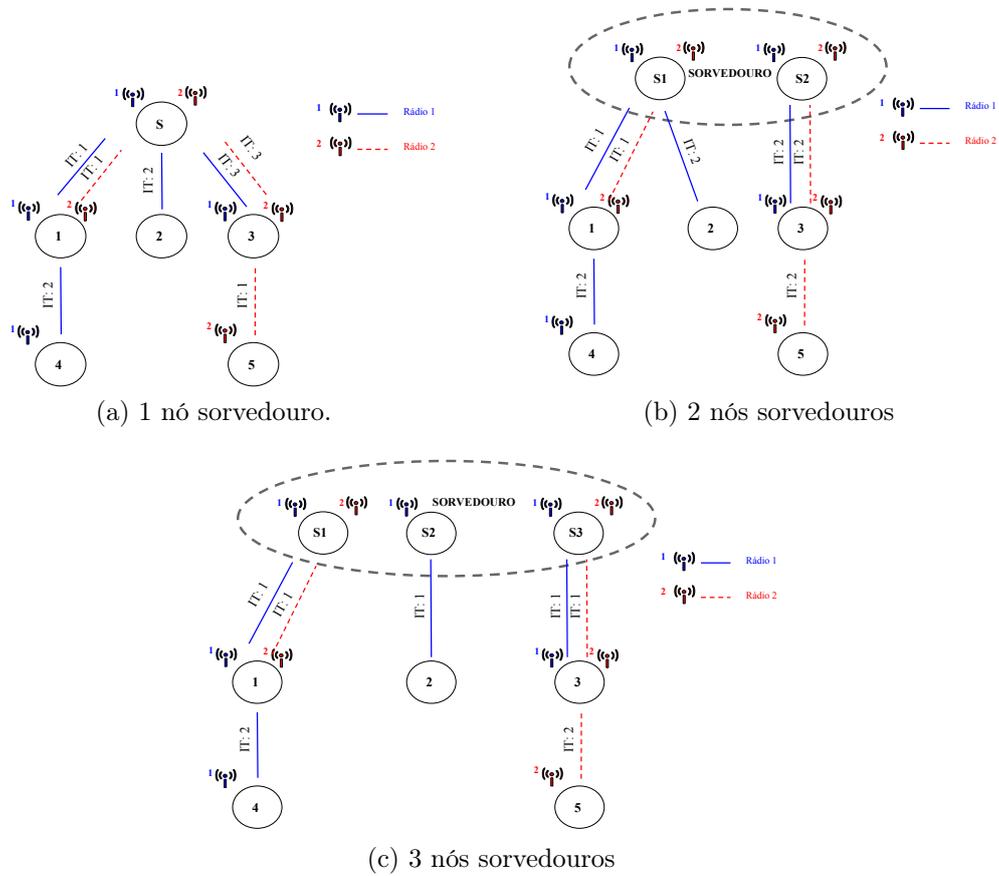


Figura 5.19: Topologias com um e múltiplos nós sorvedouros.

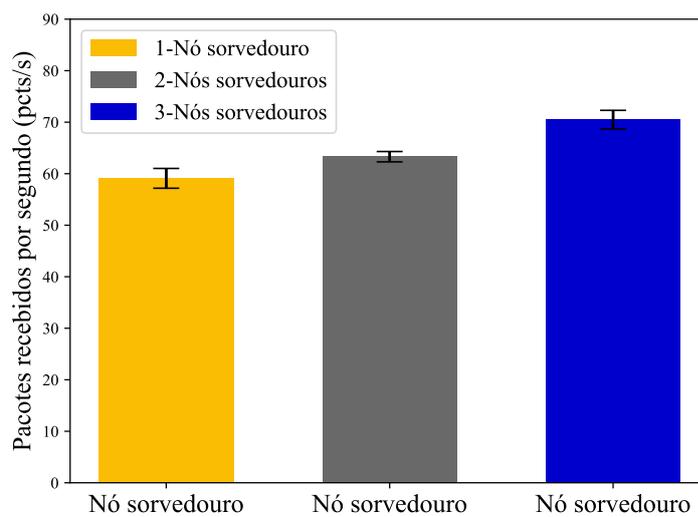


Figura 5.20: Número de pacotes recebidos por segundo pelo coletor nas topologias com um ou mais nós sorvedouros.

Capítulo 6

Conclusão

Esta dissertação apresentou um algoritmo ótimo em relação ao número de intervalos de tempo para minimizar o tamanho do escalonamento considerando a extensão de um padrão de rede sem fio, a qual permite canais com uma maior largura de banda. A ideia principal é que permitir uma maior largura de banda possibilita transmitir mais dados em um determinado intervalo. Assim, o tamanho do escalonamento é minimizado e a vazão é aumentada. Os resultados mostraram que o número de intervalos de tempo necessários para coletar dados de cada nó diminuiu. Essa extensão pode ser adaptada e usada com outros padrões emergentes sem fio relevantes, como o IEEE 802.15.4e TSCH e o WirelessHART™.

O FWB pode ser combinado com algum protocolo de roteamento para atuar em qualquer tipo de topologia. Assim, poderia ser usado um protocolo para montar uma árvore de roteamento previamente e, após isso, o FWB atuaria para montar o escalonamento. Ainda, seria necessário avaliar o custo adicional de montar o escalonamento caso a árvore de roteamento mudar.

Um dos grandes desafios enfrentados foi a falta de um simulador que considera que os nós têm enlaces com larguras de banda dinâmica. Sendo assim, foi necessário a implementação de um simulador que considera essa característica, de forma a possibilitar um escalonamento que atribui larguras de banda de acordo com o número de descendentes de cada nó na rede.

Uma outra dificuldade na realização dos experimentos, é que não há nós sensores cujas larguras de banda dos canais de comunicação podem ser alterados dinamicamente. Assim, foi necessário emular larguras de banda maiores por meio de agregação de rádios de comunicação. Ainda, é muito difícil manter o sincronismo nas transmissões em uma RSSF, o que dificultou bastante o escalonamento das transmissões. Além disso, o testbed usado tinha limitações quanto ao número de nós sensores disponíveis

para os experimentos. Havia apenas 16 nós TelosB disponíveis, o que impossibilitou experimentos em larga escala. O sistema operacional executado nesses nós sensores é o TinyOS, um sistema operacional leve projetado para sensores sem fio de baixa potência. Assim, o FWB foi implementado para o TinyOS para a realização de experimentos.

6.1 Contribuições

A principal contribuição desse artigo foi o desenvolvimento de um algoritmo de escalonamento e alocação de largura de banda para RSSF, o FWB. Esse algoritmo aloca larguras de banda de acordo com o número de descendentes de cada nó, com o objetivo de atenuar o gargalo próximo ao nó sorvedouro.

Esse algoritmo foi avaliado em um testbed de redes de sensores usando a plataforma TelosB. Porém, como os nós sensores dessa plataforma não permitem a alocação de largura de banda, maiores larguras de banda foram emuladas a partir da agregação de nós.

Resultados parciais foram publicados em uma conferência internacional (Tavares et al. [2018]).

6.2 Trabalhos futuros

Uma das extensões possíveis é a implementação de um algoritmo que faça a alocação de largura de banda e canais com o objetivo de diminuir a interferência. Assim, ele avaliaria se dado a interferência da região próxima ao nó, seria mais vantajoso atribuir uma largura de banda maior, ou fazer a agregação de larguras de banda até atingir a largura de banda desejada.

Além disso, planejamos implementar o algoritmo usando uma plataforma de SDR (Rádios Definidos por Software), a Universal Software Radio Peripheral (USRP). A largura de banda do sinal é definida pelas amostras por símbolo e pela taxa de amostragem. Assim, é possível mudar a taxa de amostragem (ou amostras por símbolo) do USRP e que, por sua vez, implica mudar a largura de banda. Além disso, pretende-se verificar qual é o consumo de energia usando enlaces com largura de banda variáveis.

Referências Bibliográficas

- Ahn, G.-S.; Hong, S. G.; Miluzzo, E.; Campbell, A. T. & Cuomo, F. (2006). Funneling-mac: A localized, sink-oriented mac for boosting fidelity in sensor networks. Em *Proceedings of the 4th International Conference on Embedded Networked Sensor Systems, SenSys '06*, pp. 293--306, New York, NY, USA. ACM.
- Chen, Y.; Gomes, P. H. & Krishnamachari, B. (2014). Multi-channel data collection for throughput maximization in wireless sensor networks. Em *Mobile Ad Hoc and Sensor Systems (MASS), 2014 IEEE 11th International Conference on*, pp. 443--451. IEEE.
- Chen, Y.-D.; Wu, D.-R.; Sung, T.-C. & Shih, K.-P. (2018). Dbs: A dynamic bandwidth selection mac protocol for channel bonding in ieee 802.11 ac wlans. Em *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2018 IEEE*, pp. 1--6. IEEE.
- Choi, H.; Wang, J. & Hughes, E. A. (2009). Scheduling for information gathering on sensor network. *Wireless Networks*, 15(1):127--140. ISSN 1572-8196.
- Djukic, P. & Valaee, S. (2009). Delay aware link scheduling for multi-hop tdma wireless networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, 17(3):870--883.
- Doddavenkatappa, M. & Chan, M. C. (2014). P3: A practical packet pipeline using synchronous transmissions for wireless sensor networks. Em *IPSN-14 Proceedings of the 13th International Symposium on*, pp. 203--214. IEEE.
- Doherty, L.; Simon, J. & Watteyne, T. (2012). Wireless sensor network challenges and solutions. *Microwave Journal*, 55(8):22--34.
- Du, P. & Roussos, G. (2012). Adaptive time slotted channel hopping for wireless sensor networks. Em *Computer Science and Electronic Engineering Conference (CEEC), 2012 4th*, pp. 29--34. IEEE.

- Ergen, S. C. & Varaiya, P. (2010). Tdma scheduling algorithms for wireless sensor networks. *Wireless Networks*, 16(4):985--997.
- Fafoutis, X.; Elsts, A.; Oikonomou, G.; Piechocki, R. & Craddock, I. (2018). Adaptive static scheduling in IEEE 802.15.4 TSCH networks. Em *Internet of Things (WF-IoT), 2018 IEEE 4th World Forum on*, pp. 263--268. IEEE.
- Gandham, S.; Zhang, Y. & Huang, Q. (2006). Distributed minimal time convergecast scheduling in wireless sensor networks. Em *Distributed Computing Systems, 2006. ICDCS 2006. 26th IEEE International Conference on*, pp. 50--50. IEEE.
- Gomes, P. H.; Watteyne, T. & Krishnamachari, B. (2018). Mabo-tsch: Multihop and blacklist-based optimized time synchronized channel hopping. *Transactions on Emerging Telecommunications Technologies*, 29(7):e3223.
- Goussevskaia, O.; Moscibroda, T. & Wattenhofer, R. (2008). Local broadcasting in the physical interference model. Em *Proceedings of the fifth international workshop on Foundations of mobile computing*, pp. 35--44. ACM.
- Goussevskaia, O.; Vieira, L. F. & Vieira, M. A. (2016). Wireless scheduling with multiple data rates: From physical interference to disk graphs. *Computer Networks*, 106(Supplement C):64 – 76. ISSN 1389-1286.
- Gupta, P. & Kumar, P. R. (2000). The capacity of wireless networks. *IEEE Transactions on information theory*, 46(2):388--404.
- IEC TC/SC 65C (2010). Industrial Communication Networks - Wireless Communication Network and Communication Profiles - WirelessHART™. Relatório técnico IEC 62591, The International Electrotechnical Commission, 3, rue de Varembé, Case postale 131, CH-1211 Genève 20, Switzerland.
- IEEE STD 802.15.4e - 2012 (2012). IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks--Part 15.4: Low-Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs) Amendment 1: MAC sublayer. *IEEE Std 802.15.4e-2012 (Amendment to IEEE Std 802.15.4-2011)*, pp. 1--225. ISSN .
- Incel, O. D.; Ghosh, A.; Krishnamachari, B. & Chintalapudi, K. (2012). Fast data collection in tree-based wireless sensor networks. *IEEE Transactions on Mobile computing*, 11(1):86--99.
- Incel, O. D.; Ghosh, A.; Krishnamachari, B. & Chintalapudi, K. K. (2008). Multichannel scheduling for fast convergecast in wireless sensor networks.

- Jain, K.; Padhye, J.; Padmanabhan, V. N. & Qiu, L. (2005). Impact of interference on multi-hop wireless network performance. *Wireless networks*, 11(4):471--487.
- Kim, S.; Pakzad, S.; Culler, D.; Demmel, J.; Fennes, G.; Glaser, S. & Turon, M. (2007). Health monitoring of civil infrastructures using wireless sensor networks. Em *Information processing in sensor networks, 2007. IPSN 2007. 6th international symposium on*, pp. 254--263. IEEE.
- Levis, P. & Gay, D. (2009). Tinyos programming.
- Li, P.; Vermeulen, T.; Liy, H. & Pollin, S. (2015). An adaptive channel selection scheme for reliable tsch-based communication. Em *Wireless Communication Systems (ISWCS), 2015 International Symposium on*, pp. 511--515. IEEE.
- Lin, R.; Wang, Z. & Sun, Y. (2004). Wireless sensor networks solutions for real time monitoring of nuclear power plant. Em *Intelligent Control and Automation, 2004. WCICA 2004. Fifth World Congress on*, volume 4, pp. 3663--3667. IEEE.
- Pan, M.-S. & Lee, Y.-H. (2016). Fast convergecast for low-duty-cycled multi-channel wireless sensor networks. *Ad Hoc Networks*, 40:1--14.
- Raman, B.; Chebrolu, K.; Bijwe, S. & Gabale, V. (2010). Pip: A connection-oriented, multi-hop, multi-channel tdma-based mac for high throughput bulk transfer. Em *Proceedings of the 8th ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems*, pp. 15--28. ACM.
- Ribeiro Júnior, N. d. S.; Tavares, R. C.; Vieira, M. A.; Vieira, L. F. & Gnawali, O. (2017). Codedrip. *Ad Hoc Netw.*, 54(C):42--52. ISSN 1570-8705.
- Ruiz, L. B.; Correia, L. H. A.; Vieira, L. F. M.; Macedo, D. F.; Nakamura, E. F.; Figueiredo, C. M.; Vieira, M. A. M.; Maia, E. H. B.; Câmara, D.; Loureiro, A. A. et al. (2004). Architectures for wireless sensor networks. *Proceedings of the 22nd Brazilian Symposium on Computer Networks (SBRC 04)*, pp. 167--218.
- Shannon, C. E. (1948). A mathematical theory of communication. *Bell System Technical Journal*, 27(3):379--423. ISSN 1538-7305.
- Song, W.-Z.; Yuan, F.; LaHusen, R. & Shirazi, B. (2007). Time-optimum packet scheduling for many-to-one routing in wireless sensor networks. *The International Journal of Parallel, Emergent and Distributed Systems*, 22(5):355--370.

- Standard, I. (2009). *Wireless Systems for Industrial Automation: Process Control and Related Applications. ISA-100.11 a-2009.*
- Tavakoli, R.; Nabi, M.; Basten, T. & Goossens, K. (2015). Enhanced time-slotted channel hopping in wsns using non-intrusive channel-quality estimation. Em *Mobile Ad Hoc and Sensor Systems (MASS), 2015 IEEE 12th International Conference on*, pp. 217--225. IEEE.
- Tavares, R. C.; Carvalho, M.; Vieira, M. A.; Vieira, L. F. & Krishnamachari, B. (2018). Fwb: Funneling wider bandwidth algorithm for high performance data collection in wireless sensor networks. Em *Proceedings of the 21st ACM International Conference on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems*, pp. 9--16. ACM.
- Tavares, R. C.; Vieira, M. A. M. & Vieira, L. F. M. (2016). FlushMF: A transport protocol using multiple frequencies for wireless sensor network. Em *Mobile Ad Hoc and Sensor Systems (MASS), 2016 IEEE 13th International Conference on*, pp. 192--200. IEEE.
- Teles Hermeto, R.; Gallais, A. & Theoleyre, F. (2018). On the (over)-reactions and the stability of a 6tisch network in an indoor environment. Em *Proceedings of the 21st ACM International Conference on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems*, pp. 83--90. ACM.
- Vieira, M. A. M.; Coelho, C. N.; da Silva, D. C. & da Mata, J. M. (2003). Survey on wireless sensor network devices. Em *EFTA 2003. 2003 IEEE Conference on Emerging Technologies and Factory Automation. Proceedings*, volume 1, pp. 537--544 vol.1. ISSN .
- Wan, C.-Y.; Eisenman, S. B.; Campbell, A. T. & Crowcroft, J. (2005). Siphon: Overload traffic management using multi-radio virtual sinks in sensor networks. Em *Proceedings of the 3rd International Conference on Embedded Networked Sensor Systems, SenSys '05*, pp. 116--129, New York, NY, USA. ACM.
- Werner-Allen, G.; Lorincz, K.; Ruiz, M.; Marcillo, O.; Johnson, J.; Lees, J. & Welsh, M. (2006). Deploying a wireless sensor network on an active volcano. *IEEE Internet Computing*, 10(2):18--25. ISSN 1089-7801.
- Wu, Y.; Stankovic, J. A.; He, T. & Lin, S. (2008). Realistic and efficient multi-channel communications in wireless sensor networks. Em *The 27th Conference on Computer Communications. IEEE. IEEE.*

- Yuan, D. & Hollick, M. (2012). Tree-based multi-channel convergecast in wireless sensor networks. Em *World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM), 2012 IEEE International Symposium on a*, pp. 1--9. IEEE.
- Zhou, G.; Huang, C.; Yan, T.; He, T.; Stankovic, J. A. & Abdelzaher, T. F. (2006). Mmsn: Multi-frequency media access control for wireless sensor networks. Em *In IEEE INFOCOM*, p. 7.