

UNIVERSIDADE FEDERAL DO PARANÁ

CHRYSTOPHER NAVES BRAVOS

SK-ITERATIVE: UM ALGORITMO GULOSO PARA O ESCALONAMENTO EFICIENTE  
EM REDES SEM FIO SOB O MODELO SINR

CURITIBA PR

2022

CHRISTOPHER NAVES BRAVOS

SK-ITERATIVE: UM ALGORITMO GULOSO PARA O ESCALONAMENTO EFICIENTE  
EM REDES SEM FIO SOB O MODELO SINR

Trabalho apresentado como requisito parcial à conclusão do Curso de Bacharelado em Ciência da Computação, Setor de Ciências Exatas, da Universidade Federal do Paraná.

Área de concentração: *Ciência da Computação*.

Orientador: Elias P. Duarte Jr.

Coorientador: Fábio Engel.

CURITIBA PR

2022

## RESUMO

A notável expansão das redes, em especial aumento de dispositivos conectados à redes sem fio, desperta a necessidade de estratégias cada vez mais eficientes de transmissão de dados. O modelo conhecido como *Signal-to-Interference-plus-Noise Ratio* (SINR), descreve o comportamento das interferências cumulativas sofridas por transmissões sem fio. O modelo é empregado para aumentar o desempenho das redes através de transmissões simultâneas entre os dispositivos, amplificando o chamado reuso espacial. Este trabalho apresenta o algoritmo SK-Iterative para o escalonamento com reuso espacial de transmissões de dispositivos sem fio, baseados no mecanismo de acesso ao meio TDMA (*Time Division Multiple Access*). Através da aplicação do modelo SINR e de heurísticas gulosas, o SK-Iterative é capaz de definir um escalonamento eficiente para redes ultra-densas, de forma simples e com fortes percentuais de reuso espacial. Experimentos com redes geradas aleatoriamente, mostram que o SK-Iterative consegue escalonar números significativos de *links* de transmissão em poucos *slots* de tempo, tornando-o uma alternativa relevante para o escalonamento de transmissões em sistemas distribuídos.

Palavras-chave: SINR, Reuso Espacial, Escalonamento de Transmissões, Sistemas Distribuídos.

## LISTA DE FIGURAS

|     |  |    |
|-----|--|----|
| 2.1 | Exemplo de cenário de decaimento do sinal . . . . .                                      | 9  |
| 2.2 | Exemplo de cenário de comunicação paralela. . . . .                                      | 10 |
| 2.3 | Exemplo de rede para escalonamento. . . . .  | 17 |
| 3.1 | Exemplo de cenário para escalonamento SINR. . . . .                                      | 22 |
| 3.2 | Topologia resultante das fases iniciais da heurística DTE. . . . .                       | 22 |
| 3.3 | Escalonamento resultante para o cenário da Figura 3.2. . . . .                           | 23 |
| 4.1 | MST exemplo gerada pelo algoritmo de Kruskal. . . . .                                    | 26 |
| 4.2 | Tamanho médio de escalonamento dos algoritmos SK-Greedy e (quase) ótimo. . . . .         | 29 |
| 4.3 | Rede exemplo com 8 dispositivos. . . . .   | 31 |
| 4.4 | Tamanho médio de escalonamento com diferentes abordagens do SCP. . . . .                 | 33 |
| 4.5 | Tamanho médio de escalonamento para cada fator do número de iterações. . . . .           | 34 |
| 4.6 | Tamanho médio de escalonamento obtido pelos algoritmos SK-Iterative e Ótimo. . . . .     | 35 |
| 4.7 | Tamanho médio de escalonamento obtido pelos algoritmos SK-Iterative e SK-Greedy. . . . . | 36 |

## SUMÁRIO

|          |   |           |
|----------|---|-----------|
| <b>1</b> | <b>INTRODUÇÃO</b>   | <b>5</b>  |
| <b>2</b> | <b>O MODELO SINR PARA ESCALONAMENTO DE COMUNICAÇÕES SEM FIO</b> | <b>7</b>  |
| 2.1      | O MODELO  | 7         |
| 2.1.1    | Decaimento do sinal   | 8         |
| 2.1.2    | Sensibilidade da antena e ruídos                                | 9         |
| 2.1.3    | Interferência   | 9         |
| 2.1.4    | O modelo  | 11        |
| 2.1.5    | Atribuição de potência  | 13        |
| 2.2      | ESCALONAMENTO DE TRANSMISSÕES                                   | 14        |
| 2.2.1    | TDMA e reuso espacial   | 15        |
| 2.2.2    | Modelo de grafos <i>versus</i> modelo de interferência física   | 16        |
| <b>3</b> | <b>ESCALONAMENTO SINR COM A HEURÍSTICA <i>DOWN-TO-EARTH</i></b> | <b>18</b> |
| 3.1      | DESCRIÇÃO DA HEURÍSTICA   | 18        |
| 3.1.1    | O primeiro passo  | 18        |
| 3.1.2    | Identificação dos <i>slots</i>                                  | 19        |
| 3.1.3    | Escolha dos <i>slots</i>  | 21        |
| 3.2      | A HEURÍSTICA DTE NA PRÁTICA                                     | 21        |
| 3.2.1    | Execução  | 21        |
| 3.2.2    | Análise da heurística   | 23        |
| <b>4</b> | <b>O ALGORITMO SK-ITERATIVE</b>                                 | <b>25</b> |
| 4.1      | DESCRIÇÃO DO ALGORITMO SK-ITERATIVE                             | 25        |
| 4.1.1    | Premissas do algoritmo  | 25        |
| 4.2      | A ESTRATÉGIA DE DEFINIÇÃO E ESCOLHA DE <i>SLOTS</i>             | 27        |
| 4.2.1    | O algoritmo SK-Greedy   | 27        |
| 4.2.2    | O coração do algoritmo <i>SK-Iterative</i>                      | 30        |
| 4.2.3    | O <i>Set Covering Problem</i> revisitado                        | 31        |
| 4.2.4    | Número de iterações   | 33        |
| 4.3      | RESULTADOS  | 34        |
| 4.3.1    | Algoritmo Ótimo vs SK-Greedy vs SK-Iterative                    | 34        |
| <b>5</b> | <b>CONCLUSÃO</b>  | <b>37</b> |
|          | <b>REFERÊNCIAS</b>  | <b>38</b> |

## 1 INTRODUÇÃO

Com a forte expansão das redes sem fio, incluindo as redes celulares e a Internet das Coisas, percebe-se uma clara tendência no sentido de redes cada vez mais densas (Kamruzzaman, 2022; Teng et al., 2019). Como as transmissões são feitas no ambiente, o espaço para transmissão são compartilhados. O aumento das densidades espaciais dos meios compartilhados compromete a eficiência destes sistemas, uma vez que também acarreta no aumento da interferência mútua gerada por transmissões simultâneas entre dispositivos (Lee et al., 2011). Uma das maneiras utilizadas para contornar este problema é a separação das transmissões em momentos diferentes do tempo, através do chamado escalonamento TDMA. No entanto, o escalonamento TDMA realizado da maneira tradicional, ou seja, com apenas uma transmissão assinalada por instante de tempo, é ineficiente ao utilizar todos os recursos da rede (Sgora et al., 2015).

O modelo conhecido como *Signal-to-Interference-plus-Noise Ratio* (SINR) leva em conta os efeitos físicos das transmissões em redes para representar as interferências cumulativas em uma transmissão (Alexander, 2011; Wan et al., 2010). O SINR abstrai efeitos como decaimento do sinal, ruído de fundo e interferências mútuas. Este modelo permite o denominado “reuso espacial”, onde transmissões simultâneas podem sim coexistir em um escalonamento, desde que não excedam certo limite de interferência pré-definido. Este uso compartilhado das divisões do tempo, proporciona às redes sem fio, alta capacidade e garantias de *delay*.

Entretanto, o problema de escalonamento com reuso espacial sob o modelo SINR é provavelmente NP-completo (Goussevskaia et al., 2007). Por essa razão, devem ser adotadas heurísticas a fim de simplificar o processo de escalonamento, viabilizando a aplicação de diversas estratégias. A abordagem proposta por Camargo e Duarte (2021), chamada de heurística de escalonamento *Down-to-Earth* (DTE), é uma dessas simplificações. Na heurística DTE, o processo de escalonamento é dividido em duas etapas. Na primeira etapa, os dispositivos comunicam suas informações (como posição no plano cartesiano e identificador) para toda a rede, além de definir seus receptores e calcular a potência necessária para transmitir apenas para o dispositivo mais próximo, com uma folga. Na segunda etapa, define-se o escalonamento propriamente dito.

Este trabalho apresenta o algoritmo SK-Iterative, para definição de um escalonamento com reuso espacial sob o modelo SINR. O SK-Iterative tem como uma de suas bases a heurística

DTE, que proporciona ao algoritmo a capacidade de determinar um escalonamento em duas simples etapas. Utilizando estratégias gulosas, o algoritmo é capaz de escalonar redes ultra-densas, fornecendo um escalonamento com alto reuso espacial. Em experimentos comparativos realizados neste trabalho, o SK-Iterative foi capaz de reduzir cerca de 90% o tamanho do escalonamento em redes com 100 dispositivos, quando comparado ao escalonamento sem qualquer reuso espacial, uma marca notável para o desenvolvimento de redes densas eficientes.

O restante do trabalho se divide da seguinte maneira. O Capítulo 2 descreve em detalhes todas as propriedades do modelo SINR e as vantagens da sua utilização. O Capítulo 3 explora o algoritmo chamado de *Down-to-Earth*, uma abordagem prática do problema de escalonamento sob o modelo SINR, que fornece diversas simplificações e guia o algoritmo proposto. O Capítulo 4 detalha o SK-Iterative, apresentando diversos testes que norteiam as escolhas do algoritmo e apresentando, ao final, seus resultados comparativos à outros algoritmos. Por fim, o Capítulo 5 apresenta as conclusões do trabalho.

## 2 O MODELO SINR PARA ESCALONAMENTO DE COMUNICAÇÕES SEM FIO

Em redes sem fio, dispositivos comunicam-se utilizando um meio físico comum, estando sujeitos a diversas interferências, sejam pelo próprio ambiente ou por outras transmissões concorrentes (Halldorsson e Tonoyan, 2019). Para contornar este tipo de problema, é necessária a modelagem dos efeitos físicos sob as transmissões, de forma que possam ser construídos algoritmos eficientes para redes sem fio.

Um dos modelos com vasta utilização na literatura é o modelo baseado em grafos. Neste modelo, se dois vértices (dispositivos) estão suficiente próximos para comunicarem-se, então existe um *link* que conecta ambos no grafo. No modelo baseado em grafos, uma transmissão só pode ocorrer em conjunto com outras transmissões se não existirem vizinhos em comum entre os transmissores, ou seja, se um receptor  $j$  está recebendo uma transmissão, todos os demais dispositivos que possuem um *link* com  $j$ , devem ficar em silêncio. (Goussevskaia, 2009).

Na busca de uma abstração que possa refletir com maior precisão o comportamento real das transmissões em redes sem fio, foi proposto o modelo de interferência física, conhecido como *Signal-to-Interference-plus-Noise Ratio* - SINR. A Seção 2.1 descreve o modelo SINR e seu funcionamento. A Seção 2.2 mostra a aplicação do modelo para a definição de um escalonamento de transmissões bem como suas vantagens em relação à abordagem baseada em grafos.

### 2.1 O MODELO

Em uma transmissão sem fio podem ocorrer colisões de diversos tipos. Sgora et al. (2015) definem duas classes de colisões: colisões do tipo primárias ocorrem quando um dispositivo realiza mais de uma tarefa ao mesmo tempo, como receber duas mensagens, ou enviar e receber em um mesmo instante. Já as colisões do tipo secundárias, consistem de interferências causadas por outras transmissões que não envolvem o dispositivo, nem como transmissor, nem como receptor. O modelo *Signal-to-Interference-plus-Noise Ratio* é capaz de abstrair o comportamento da segunda classe, assim como capturar alguns comportamentos como decaimento do sinal e ruído do ambiente. Esses aspectos são definidos a seguir.

### 2.1.1 Decaimento do sinal

A modelagem dos sinais de rádio frequência pode ser definida em duas categorias: modelagem determinista e modelagem estatística. Os modelos deterministas utilizam funções complexas para a definição do comportamento dos sinais, levando em consideração o meio, e possibilitando abstrações mais precisas. Nos modelos estatísticos, a modelagem é feita de maneira empírica, através de coleta de dados que são generalizados estatisticamente (Haykin e Moher, 2008).

Uma das propriedades modeladas de foram determinista é o chamado *path-loss* ou decaimento do sinal. É intuitiva a noção de que um sinal emitido por uma fonte vai ficando mais fraco conforme percorre o meio. Este modelo considera que o decaimento da potência do sinal transmitido é inversamente proporcional à distância percorrida pela onda (Rappaport, 2002). A Equação 2.1 mostra a relação entre potência transmitida e recebida em relação à distância, onde  $i$  e  $j$  são transmissor e receptor, respectivamente,  $d(i, j)$  é a distância entre os dispositivos e  $P_T$  é a potência transmitida.

$$P_{ij} = \frac{P_T}{d(i, j)^\alpha} \quad (2.1)$$

Na equação também existe um valor  $\alpha$  denominado expoente de *path-loss*. Este valor é uma constante que varia de acordo com o meio de comunicação e, através de medições empíricas, foi determinado que pode variar de 1.6 a 6 em ambientes fechados, e de 2 a 4 em ambientes urbanos (Goussevskaia, 2009).

Como exemplo, considere a Figura 2.1. Nela, os dispositivos  $A$  e  $B$  estão a uma distância de  $100m$ . Considere que a transmissão é feita por uma antena isotrópica com potência de  $1mW$  e o ambiente é urbano ( $\alpha = 4$ ). Pela Equação 2.1 temos

$$P_{ij} = \frac{P_T}{d(i, j)^\alpha} = \frac{1e-03}{100^4} = 1e-08mW \quad (2.2)$$

Desta forma, pela propriedade de decaimento do sinal, uma transmissão realizada por um dispositivo com potência de  $1mW$  chegará ao receptor com uma potência de  $1e - 08mW$ , após percorrer uma distância de 100 metros.

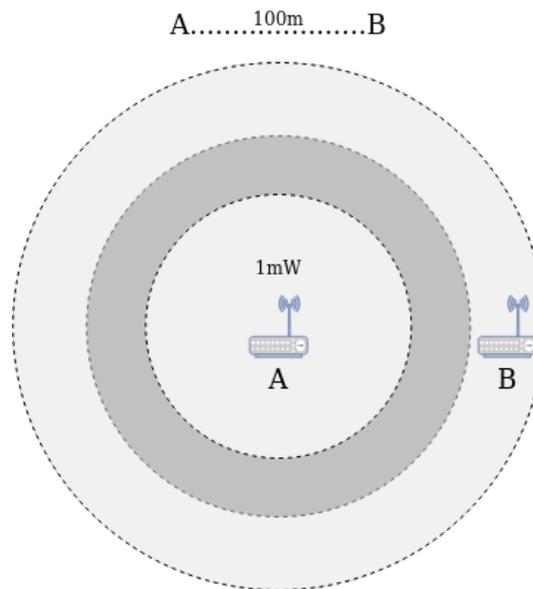


Figura 2.1: Exemplo de cenário de decaimento do sinal

### 2.1.2 Sensibilidade da antena e ruídos

A sensibilidade da antena do receptor é fator crucial para uma comunicação efetiva. A correta recepção dos dados exige que o sinal chegue com uma intensidade mínima pré-definida. Este valor, normalmente expresso em decibel miliwatt (dBm), casualmente varia de -85dBm para o padrão 802.11g até -120dBm para receptores profissionais, o equivalente a aproximadamente  $3.2 \times 10^{-9}$  mW e  $1 \times 10^{-12}$  mW, respectivamente (Huawei, 2022).

Somente exceder a sensibilidade do receptor não é suficiente. Um sinal sofre diversas variações por interferências indesejadas, que não podem ser controladas, o chamado ruído de fundo (Camargo e Duarte, 2021). Esse ruído é inerente ao ambiente, podendo variar desde sinais produzidos pelo homem, como transmissões de rádio, até sinais produzidos naturalmente, como a radiação da Terra e ruídos térmicos.

Para representar estes ruídos, normalmente é adotada uma constante aleatória  $N_0$  denominada ruído de fundo (*background noise*), expressa em decibéis miliwatt. Medições realizadas por Su e Boppana (2007) em um trabalho empírico, mostraram que esse valor variou de -100dBm até -55dBm em um período de 16 horas, utilizando diversos roteadores em salas e laboratórios.

### 2.1.3 Interferência

A classe de colisões secundárias ocorre exatamente pelo acesso múltiplo de vários dispositivos ao meio, através da utilização da mesma faixa de frequência de transmissão. Para

alcançar eficiência, as comunicações devem ser coordenadas de maneira a evitar a interferência mútua excessiva e permitir uma correta recepção do sinal (Goussevskaia, 2009). A interferência total ( $I_i$ ), é o acúmulo de todas as interferências causadas por transmissões simultâneas em um receptor  $i$ . Estes valores podem ser obtidos através da Equação 2.1, que descreve a potência com a qual o sinal irá chegar no receptor. A Equação 2.3 mostra como obter a interferência total para uma rede com  $n$  dispositivos transmitindo simultaneamente, onde  $i$  e  $j$  são receptor e transmissor, respectivamente.

$$I_i = \sum_{\substack{k \in n, \\ k \neq i, j}} \frac{P_{T_k}}{d(k, i)^\alpha} \quad (2.3)$$

Como exemplo, considere a situação mostrada na Figura 2.2. Nela, três dispositivos,  $a$ ,  $b$  e  $c$ , transmitem simultaneamente com uma potência de 1mW para seus respectivos receptores  $d$ ,  $e$  e  $f$ , também em um ambiente urbano ( $\alpha = 4$ ). A Tabela 2.1 mostra a interferência parcial e total obtida em cada transmissão.

|   |      |   |   |     |   |   |     |   |
|---|------|---|---|-----|---|---|-----|---|
| A | 50m  | D | B | 80m | D | C | 40m | D |
| A | 100m | E | B | 30m | E | C | 50m | E |
| A | 90m  | F | B | 80m | F | C | 30m | F |

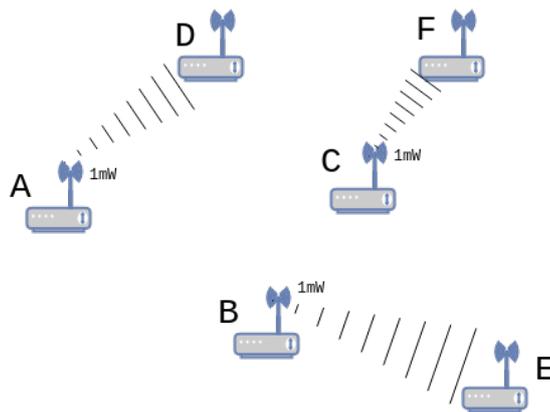


Figura 2.2: Exemplo de cenário de comunicação paralela.

Tabela 2.1: Interferências obtidas para o exemplo da figura 2.2.

|                   | $P_{I_a}$         | $P_{I_b}$         | $P_{I_c}$         | $P_I$             |
|-------------------|-------------------|-------------------|-------------------|-------------------|
| $a \rightarrow d$ | –                 | $\cong 2.4e-08mW$ | $\cong 3.9e-07mW$ | $\cong 4.1e-07mW$ |
| $b \rightarrow e$ | $1e-08mW$         | –                 | $1.6e-07mW$       | $\cong 1.7e-07mW$ |
| $c \rightarrow f$ | $\cong 1.5e-08mW$ | $\cong 2.4e-08mW$ | –                 | $\cong 3.9e-08mW$ |

Como pode-se observar, a distância entre os dispositivos é um dos principais fatores para determinar o nível de interferência. Ou seja, quanto mais próximos os dispositivos, maior o nível do distúrbio causado. A potência utilizada também é fator crucial na comunicação, por isso deve ser escolhida uma potência que seja tanto suficiente para a comunicação com o receptor, tanto quanto para atingir um nível aceitável de transmissões paralelas. Este aspecto de assinalamento de potência é abordado com mais detalhes na Seção 2.1.5.

#### 2.1.4 O modelo

O modelo SINR leva em conta as três propriedades dos sinais citadas acima (decaimento, ruído de fundo e interferência mútua) para determinar se uma comunicação terá ou não sucesso. A Equação 2.4 mostra como obter o valor SINR para uma comunicação entre um transmissor  $i$  e um receptor  $j$  para  $\tau$  transmissões simultâneas.

$$SINR(i, j) = \frac{P_{T_i}}{d(i, j)^\alpha} \quad (2.4)$$

$$N_0 + \left( \sum_{\substack{k \in \tau, \\ k \neq i}} \frac{P_{T_k}}{d(k, i)^\alpha} \right)$$

Este valor deve ser menor que o chamado limite SINR para a comunicação entre  $i$  e  $j$  ter sucesso. O limite SINR (*SINR threshold*) é representado por  $\gamma$  e expresso em decibéis (dB). Dessa forma, podemos dizer que temos uma transmissão sem erros se o valor SINR for pelo menos igual a  $\gamma$  (Grönkvist e Hansson, 2001). O limite SINR difere para cada dispositivo, uma vez que depende de fatores como capacidade da antena e poder de processamento, valores atrelados à tecnologia utilizada. Dessa forma, uma comunicação bem sucedida, segundo o modelo SINR, obedece à Inequação 2.5.

$$SINR(i, j) \geq \gamma \quad (2.5)$$

Para melhor compreensão do funcionamento do modelo, considere novamente o exemplo da Figura 2.2. Na situação descrita, assumimos que dois dispositivos comunicantes não estavam a uma distância maior que 50m. A distância, no entanto, pode ser grande demais para a potência escolhida e talvez não seja suficiente para alcançar o receptor mesmo na ausência de comunicações paralelas. Podemos então utilizar a Equação 2.1 para definir a distância máxima ( $d_{max}$ ) entre dois dispositivos transmitindo com a potência especificada, segundo a Equação 2.6.

$$d_{max} = \sqrt[\alpha]{\frac{P_T}{P_R}} \quad (2.6)$$

Para obter a distância máxima, devemos primeiro definir qual a menor potência necessária para a correta recepção, valor indicado pela sensibilidade da antena. Baseado nas faixas de sensibilidade descritas na Seção 2.1.2, podemos adotar um valor igual a -85dBm, o equivalente a aproximadamente  $3.2e-9mW$ , para todos dispositivos. Dessa forma, o sinal somente será recebido pelo receptor se  $P_R \geq 3.2e-9mW$ . Assumindo novamente  $\alpha = 4$  e aplicando estes valores à Equação 2.6, obtemos que a distância máxima de recepção é de aproximadamente 133 metros, mais que o suficiente para a situação proposta.

Assumindo um ruído de fundo de -90dBm (ou  $1e-09mW$ ), podemos então reaproveitar as interferências expressas na Tabela 2.1 e calcular o valor SINR correspondente para cada par de transmissões. Os valores obtidos estão expressos na Tabela 2.2.

Tabela 2.2: Valores de SINR obtidos para o exemplo da figura 2.2.

|                   | $P_R$       | $P_I$             | $SINR$         |
|-------------------|-------------|-------------------|----------------|
| $a \rightarrow d$ | $1.6e-07mW$ | $\cong 4.1e-07mW$ | $\cong -4.0dB$ |
| $b \rightarrow e$ | $1.2e-06mW$ | $\cong 1.7e-07mW$ | $\cong 8.1dB$  |
| $c \rightarrow f$ | $1.2e-06mW$ | $\cong 3.9e-08mW$ | $\cong 14.8dB$ |

Como é possível observar, os valores obtidos são bem distintos para o SINR de cada transmissão. Por esta razão, a escolha de um *threshold* ( $\gamma$ ) pode tornar-se mais desafiadora. Para as três transmissões serem efetivas, devemos adotar um valor limite menor ou igual ao menor SINR, neste caso, teríamos um *threshold* baixíssimo ( $\leq -4dB$ ). Caso contrário, se adotarmos valores mais altos, digamos 1dB, apenas as transmissões de  $b$  e  $c$  seriam efetivas.

Essa grande desigualdade ocorre principalmente pela diferença entre a potência utilizada e a distância entre transmissores, interferentes e receptores. Como vimos, quanto maior a distância do receptor para os interferentes, menor a interferência. No entanto, na transmissão  $a \rightarrow d$ , existem interferentes ainda mais próximos de  $d$  que o próprio transmissor. Dessa forma, o sinal acumulado pelas transmissões concorrentes é recebido com intensidade maior que o sinal contendo os dados do transmissor.

A potência também exerce papel fundamental neste exemplo. Como calculado anteriormente, a potência utilizada é suficiente para atingirmos distâncias de mais de 130 metros. Esta intensidade do sinal é muito elevada para a situação proposta, uma vez que os pares

transmissor-receptor não possuem uma distância maior que 50 metros. Para contornar este tipo de problema, devemos adotar estratégias de assinalamento de potência eficientes.

### 2.1.5 Atribuição de potência

Os problemas de escalonamento de comunicação, no que diz respeito ao assinalamento de potência de transmissão, podem ser divididos em duas classes: com controle de potência e com assinalamento de potência *oblivious*. O controle de potência adiciona maior complexidade ao problema, uma vez que os valores efetivamente assinalados não são conhecidos. A potência assinalada da maneira *oblivious* é mais utilizada, uma vez que realiza a atribuição de potências antes de qualquer processamento (Wan et al., 2011).

A segunda classe, conhecida como *oblivious power assignment*, também pode vir em três variações. A atribuição uniforme é a mais simples e direta e consiste em atribuir uma mesma potência para todos os dispositivos. A atribuição linear baseia-se no decaimento do sinal da transmissão para definir a potência necessária. Por fim, a atribuição de raiz quadrada (*square root assignment*) calcula uma potência proporcional à raiz quadrada do decaimento (Sgora et al., 2015).

A escolha do método de assinalamento depende do escopo do problema. A literatura mostra que o assinalamento uniforme de potência é, sem sombra de dúvida, o mais utilizado. Além de ser o mais simples, pois o custo de cálculo da potência uniforme é baixo ou inexistente. As outras duas classes, linear e raiz-quadrada, permitem controle total ou parcial da potência e conseqüentemente maior reaproveitamento do canal (Alexander, 2011).

Para mostrar o impacto da escolha de potência nos valores do SINR, assim como na capacidade de transmissão paralela, considere novamente o exemplo da Seção 2.1.4. Nela, foi escolhido um valor aleatório e atribuído de maneira uniforme aos dispositivos. Desta vez, iremos aplicar uma atribuição linear de potência, ou seja, o valor utilizado será proporcional ao *path-loss* entre os pares de transmissores e receptores.

$$P_T = \gamma \cdot N_0 \cdot d(i, j)^\alpha \quad (2.7)$$

Na Equação 2.7, a potência de transmissão ( $P_T$ ) é obtida através da derivação da Equação 2.5, onde se atinge força suficiente para atender o limite SINR ( $\gamma$ ), o ruído de fundo ( $N_0$ ) e o decaimento ( $d(i, j)^\alpha$ ), caracterizando uma atribuição linear. No entanto, o valor obtido não

considera nenhuma transmissão simultânea, ou seja, qualquer interferência será suficiente para impedir comunicações concorrentes.

Por esta razão, devemos adicionar um valor de folga ( $\beta$ ) à expressão, suficiente para aumentar a potência a níveis que permitam interferências. A expressão obtida está apresentada pela Equação 2.8.

$$P_T = \gamma \cdot N_0 \cdot (d(i, j) + \beta)^\alpha \quad (2.8)$$

Aplicando a equação de assinalamento linear ao exemplo, e considerando um limite SINR de 1dB e uma folga de 10 metros ( $\beta = 10$ ), os novos valores de potência transmitida, potência recebida, interferência total e SINR estão expressos na Tabela 2.3.

Tabela 2.3: Valores de SINR obtidos com atribuição linear de potência.

|                   | $P_T$             | $P_R$              | $P_I$              | SINR           |
|-------------------|-------------------|--------------------|--------------------|----------------|
| $a \rightarrow d$ | $\cong 1.6e-02mW$ | $\cong 2.56e-09mW$ | $\cong 1.33e-09mW$ | $\cong 0.40dB$ |
| $b \rightarrow e$ | $\cong 3.2e-03mW$ | $\cong 3.95e-09mW$ | $\cong 6.72e-10mW$ | $\cong 3.73dB$ |
| $c \rightarrow f$ | $\cong 3.2e-03mW$ | $\cong 3.95e-09mW$ | $\cong 3.2e-10mW$  | $\cong 4.76dB$ |

Os valores de potência apresentados na tabela, demonstram as vantagens em utilizar uma atribuição linear. Como é possível visualizar, o valor SINR para as três transmissões está mais próximo do que anteriormente obtidos, permitindo que o limite SINR seja mais facilmente definido.

## 2.2 ESCALONAMENTO DE TRANSMISSÕES

As redes sem fio devem ter suas transmissões coordenadas através de protocolos de acesso ao meio (MAC - *Medium Access Control*) para melhorar a chance de sucesso das transmissões e aumentar sua eficiência. Usualmente, os protocolos MAC são baseados em CSMA (*Carrier Sense Multiple Access*), onde o canal é escutado antes de qualquer transmissão; se estiver livre, é possível transmitir. No entanto, esta abordagem clássica nem sempre apresenta desempenho adequado em redes sem fio (Grönkvist, 2002; Sgora et al., 2015). O TDMA (*Time Division Multiple Access*) é uma estratégia de escalonamento que ganha ainda mais atenção nas redes sem fio, justamente ao tentar superar as desvantagens do CSMA. Esta estratégia e a utilização do SINR para a definição de escalonamentos eficientes estão descritos nas seções a seguir.

### 2.2.1 TDMA e reuso espacial

O *Time Division Multiple Access* (TDMA) é um esquema de escalonamento simplificado baseado em divisões de tempo. Nesta abordagem de acesso ao meio, cada dispositivo na rede recebe um intervalo de tempo igual e suficiente para realizar uma transmissão, denominado *slot* (Cai et al., 2003). Desta forma, em uma rede com 50 dispositivos, um escalonamento TDMA realizado da maneira tradicional (apenas uma transmissão por *slot* de tempo) existirão 50 *slots*. Em redes *ad hoc multihop*, o assinalamento de um único *slot* para um único dispositivo é ineficiente (Sgora et al., 2015). As distâncias de vários saltos entre os dispositivos, podem permitir que mais de um dispositivo seja designado para um mesmo *slot*, realizando transmissões paralelas e aumentando o reuso espacial. A mistura do escalonamento TDMA juntamente com o aprimoramento da reutilização do meio, caracteriza uma estratégia denominada *Spatial Reuse TDMA* (STDMA) (Cai et al., 2003).

No TDMA clássico, as transmissões são distribuídas em *slots* distintos, impedindo colisões. No STDMA, este problema volta à tona, uma vez que devemos prever possíveis interferências entre os dispositivos de um mesmo *slot*. Dessa forma, um bom escalonamento STDMA deve minimizar o número total de *slots* e maximizar o reuso espacial de transmissões não interferentes.

O problema de escalonamento sob o modelo SINR é provadamente NP-Completo, ou seja, não existe um algoritmo com tempo polinomial de execução para encontrar um escalonamento ótimo (Goussevskaia et al., 2007). Como se trata de um problema NP-completo, diversos algoritmos de aproximação foram propostos, sendo alguns deles utilizando a abordagem de grafos e aplicando o modelo SINR.

Os algoritmos de escalonamento podem ser classificados de acordo com o conhecimento da topologia. Os escalonamentos dependentes da topologia são aqueles em que os dispositivos têm conhecimento da topologia da rede (posições no plano, vizinhos, etc.). Esta abordagem é mais simples e determinística, mas gera um *overhead* por necessitar de reescalonamento sempre que ocorrerem mudanças na topologia (Cai et al., 2003). Os algoritmos com topologia transparente não possuem este conhecimento, abordando as transmissões de forma probabilística, ou seja, colisões podem ocorrer.

Os algoritmos de escalonamento também são divididos entre centralizados e distribuídos. No primeiro tipo, o processamento para definição do escalonamento é realizado por um controlador central, que comunica ao restante dos dispositivos suas decisões. Já no escalonamento distribuído,

o processamento e definições são realizados de maneira individual por cada dispositivo (Sgora et al., 2015).

Existe ainda uma diferenciação entre as entidades que estão sendo escalonadas. Elas podem ser divididas, mais uma vez, em duas classes: escalonamento baseado em nodos (*node scheduling*) e baseado em arestas (*link scheduling*). No primeiro, cada dispositivo deve transmitir suas mensagens de maneira efetiva para todos seus receptores; já no segundo, cada par de transmissor e receptor é tratado de maneira individual, sendo necessário que apenas aquela aresta, que representa a transmissão, não sofra interferências (Sgora et al., 2015).

Para entender a diferença prática entre essas formas de escalonamento, considere uma rede de tamanho qualquer, na qual três dispositivos, A, B e C, possuam os seguintes conjuntos de arestas direcionadas, sendo o primeiro dispositivo transmissor e o segundo, receptor:  $(A, B)$ ,  $(A, C)$ ,  $(B, A)$ ,  $(B, C)$ ,  $(C, A)$ ,  $(C, B)$ . Em um escalonamento de nodos, cada dispositivo A, B e C só pode transmitir se suas arestas não sofrerem colisões, ou seja, se o sinal de uma única aresta não puder ser recebido de maneira correta, então, o *slot* não é viável.

Em um escalonamento de arestas, cada *link* é tratado como uma transmissão a parte. Dessa forma, o *link*  $(A, B)$ , por exemplo, é escalonado de forma independente dos demais, ou seja, não é necessário que transmita simultaneamente com a aresta  $(A, C)$ . Essa característica do escalonamento de arestas possibilita um maior reuso espacial em detrimento do escalonamento baseado em nodos ao permitir que as arestas sejam escalonadas de maneira independente.

Para todas as classificações acima apresentadas, o presente trabalho é classificado como um algoritmo distribuído e dependente da topologia para o escalonamento de *links*, uma vez que o cômputo do escalonamento deverá ser realizado por todos os dispositivos, que por sua vez irão necessitar das informações topológicas da rede para realizar os cálculos do escalonamento.

### 2.2.2 Modelo de grafos *versus* modelo de interferência física

A abordagem mais tradicional para a resolução do problema de escalonamento com reuso espacial é a baseada no modelo de grafos. Estes modelos utilizam algoritmos baseados em protocolos de interferência e realizam uma abstração mais simplista da rede (Grönkvist e Hansson, 2001). O modelo de grafos permite a existência de uma aresta  $(i, j)$  em um grafo  $G$  se e somente se  $SNR(i, j) \geq \gamma$ , onde  $SNR(i, j)$  é a razão entre a potência recebida e a interferência do ambiente, sem considerar nenhuma perturbação externa. Também conhecido por *Signal-to-Noise Ratio* (SNR), o seu valor é obtido segundo a Equação 2.9.

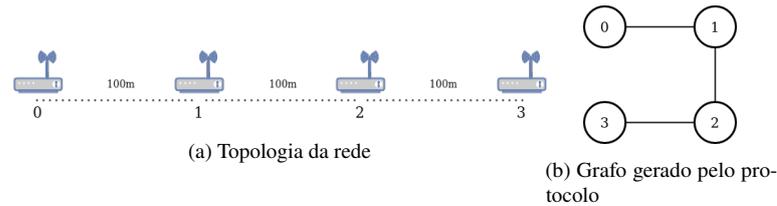


Figura 2.3: Exemplo de rede para escalonamento.

$$SNR(i, j) = \frac{P_{Ti}}{d(i, j)^\alpha N_0} \quad (2.9)$$

Segundo o modelo, dois dispositivos podem ser assinalados a um mesmo *slot* se  $(i, j)$  e  $(j, i)$  não pertencem ao escalonamento, ou seja, os dispositivos não transmitem e recebem ao mesmo tempo; além disso, não existe um dispositivo  $k$  tal que  $(k, j)$  pertença ao escalonamento, ou seja, duas transmissões para um mesmo dispositivo não podem ocorrer em *slots* iguais (Grönkvist, 2002).

Para exemplificar os problemas que esta abordagem pode trazer, considere o exemplo da figura 2.3(a). Nela, quatro dispositivos estão dispostos em um ambiente urbano ( $\alpha = 4$ ). As arestas são definidas baseadas em um *threshold* igual a 8dB, uma potência de transmissão de 1mW e um ruído de fundo de -90dBm, ou seja, se  $SNR(i, j) \geq 8dB$  então  $(i, j) \in G$ .

Utilizando o protocolo de interferência, o escalonamento que permite maior reuso espacial e que atende às condições do modelo de grafos é o assinalamento das arestas  $(0, 1)$  e  $(3, 2)$  em um mesmo *slot*. Por outro lado, utilizando o modelo SINR, ao calcularmos  $SINR(0, 1)$ , obtemos um valor aproximado de 7.8dB, portanto, o dispositivo 1 não receberia a transmissão corretamente. Este fato ocorre pois a interferência causada pelo dispositivo 3, por mais que mínima ( $\cong 6.25e-10mW$ ) não deve ser desprezada. Isso não torna a abordagem de grafos inviável, pelo contrário, Grönkvist e Hansson (2001) propõem uma modificação, onde são adicionadas arestas que representam interferências não desprezíveis ao escalonar as transmissões. Dessa forma, em aplicações de mais alto nível, o modelo de grafos pode ser útil, mas deve ser reavaliado em situações onde a confiabilidade do sistema é essencial.

### 3 ESCALONAMENTO SINR COM A HEURÍSTICA *DOWN-TO-EARTH*

O assinalamento de um escalonamento eficiente, em termos de reuso espacial, e que seja livre de conflitos, é uma tarefa computacionalmente difícil. Soluções viáveis são baseadas em algoritmos de aproximação, que nem sempre resolvem o problema de forma perfeita. Dessa forma, há na literatura diversas heurísticas que viabilizam a implementação de algoritmos que possam encontrar um escalonamento STDMA em tempo hábil (Goussevskaia et al., 2007).

Neste capítulo, será apresentada a heurística *Down-to-Earth* para escalonamento sob o modelo SINR. Esta heurística é a base da proposta realizada por este trabalho, descrita no próximo capítulo. A Seção 3.1 apresenta os objetivos e passos necessários para a execução de um algoritmo baseado na heurística e a Seção 3.2 contém resultados obtidos através da execução de experimentos que ilustram as vantagens da estratégia.

#### 3.1 DESCRIÇÃO DA HEURÍSTICA

A heurística *Down-to-Earth* (DTE) propõe uma simplificação do processo de escalonamento de transmissões, permitindo a definição de um escalonamento em dois passos. Esta seção caracteriza estas duas etapas e apresenta as simplificações realizadas pelo passo inicial bem como os algoritmos utilizados no segundo passo.

##### 3.1.1 O primeiro passo

O primeiro passo da heurística DTE é iniciado com uma rede qualquer no plano euclidiano. A rede é do tipo *1-hop*, isto é, todos os dispositivos estão dentro das áreas de cobertura uns dos outros. Sendo assim, cada dispositivo consegue comunicar diretamente com qualquer outro dispositivo. A princípio, os dispositivos conhecem apenas seus próprios identificadores e posições no espaço. O objetivo do primeiro passo é fazer com que os dispositivos tenham conhecimento das posições de todos os demais dispositivos. Isto é feito através de um processo de disseminação global das informações, onde cada dispositivo transmite suas informações para o restante da rede. Como em um primeiro momento é inviável a definição de um escalonamento com reuso espacial, é simplesmente assumido um escalonamento TDMA trivial, ou seja, cada dispositivo ganha um *slot* individual para transmitir.

Outra simplificação realizada pela heurística, é permitir que dispositivos tenham controle total de suas potências de transmissão. Isso proporciona aos dispositivos a capacidade de alterar a potência de transmissão com níveis adequados. Dessa forma, o primeiro passo da heurística DTE, viabiliza com apenas  $n$  transmissões, onde  $n$  é quantidade de dispositivos da rede, que todos os dispositivos descubram suas posições mutuamente. Em seguida, os dispositivos também devem definir as arestas direcionadas de comunicação e regular suas potências de acordo com a estratégia definida a seguir.

O processo de definição das arestas é simples: para cada dispositivo  $i$ , calcular qual o vizinho  $j$  mais próximo e gerar uma aresta direcional  $(i, j)$ , ou seja, cada dispositivo irá transmitir apenas para seu vizinho mais próximo no plano. Além disso, a abordagem também tira proveito do conhecimento das posições dos dispositivos para definir as potências de transmissão de cada *link*. Camargo e Duarte optaram por utilizar uma abordagem do tipo *oblivious power assignment* com atribuição linear de potência, de forma que, após a fase de definição das arestas de transmissão, utilizam-se as distâncias entre os dispositivos para definir uma potência suficiente para transmissão com os receptores, conforme explicitado pela Equação 3.1. O valor assinalado da potência é ajustado para o nível apenas suficiente para atingir o vizinho mais próximo, com um pequeno acréscimo.

$$P_T = (\gamma + \gamma_{spare}) \cdot N_0 \cdot d(i, j)^\alpha \quad (3.1)$$

Esta expressão é obtida através da derivação da Equação 2.5, com a adição de uma pequena folga. A constante adicionada para o acréscimo, denominada  $\gamma_{spare}$ , é necessária para garantir que o valor obtido não seja exatamente igual ao limite, ou seja, é esse “valor de folga” que permite a transmissão simultânea entre os dispositivos.

### 3.1.2 Identificação dos *slots*

O passo seguinte consiste na aplicação do modelo SINR sobre os *links* e potências definidos. Em um algoritmo ótimo, todas as combinações possíveis são examinadas sob o modelo SINR. Isso torna inviável sua aplicação para valores grandes de  $n$ , o número de dispositivos. A complexidade computacional do algoritmo é exponencial. Em (Camargo e Duarte, 2021) é proposto um algoritmo para calcular o escalonamento baseado na heurística DTE. Apesar de ser também exponencial, o algoritmo não examina todas as alternativas. Ao invés de realizar o

cômputo de todas as combinações de transmissões simultâneas possíveis, o algoritmo examina as alternativas como indicado a seguir.

A primeira fase do algoritmo é a definição de  $\beta_i$ , um conjunto associado a cada dispositivo  $i$ , de forma que todos dispositivos pertencentes ao conjunto podem comunicar simultaneamente. Por exemplo  $\beta_i = \{a, b, c\}$ , significa que  $a, b$  e  $c$ , individualmente, não geram interferência suficiente para impedir a comunicação de  $i$ . Este primeiro passo é definido pelo Algoritmo 1. Sendo  $\pi$  o conjunto de dispositivos.

---

**Algoritmo 1** Definição da lista  $\beta_i$ :

---

```

1: for all  $i \in \pi$  do
2:    $\beta_i \leftarrow \{\}$ 
3:   for all  $j \in \pi \setminus i$  do
4:     if Interferência de  $j$  em  $i \leq$  Interferência limite de  $i$  then
5:        $\beta_i \leftarrow \beta_i + \{j\}$ 
6:     end if
7:   end for
8: end for
9: for all  $i \in \pi$  do
10:  for all  $j \in \beta_i$  do
11:    if  $i \notin \beta_j$  then
12:       $\beta_i \leftarrow \beta_i - \{j\}$ 
13:    end if
14:  end for
15: end for

```

---

O *loop* que se inicia na linha 9, garante que exista reciprocidade entre as transmissões simultâneas, ou seja,  $a$  só consegue transmitir simultaneamente com  $b$  se  $\beta_a$  contiver  $b$ , e  $\beta_b$  contiver  $a$ . A próxima etapa representa a maior parte da computação do algoritmo. Com os conjuntos  $\beta_i$  obtidos, o algoritmo itera sobre os conjuntos gerando combinações de tamanho crescentes. Toda nova combinação gerada é verificada à procura de excedentes do limite de interferência. Como estes valores são cumulativos, o algoritmo apenas gera uma nova combinação se os limites não foram ultrapassados no conjunto anteriormente gerado.

Considere, por exemplo, o seguinte conjunto  $\beta_i = \{a, b, c\}$ . Primeiro verificamos a possibilidade de  $(a, b)$ ,  $(a, c)$  e  $(b, c)$  transmitirem simultaneamente com  $i$ ; se somente  $(a, b)$

for viável, então não será necessário gerar uma combinação  $(a, b, c)$ , pois  $c$  já excede o limite de interferência de  $i$ .

### 3.1.3 Escolha dos *slots*

Para atingir um escalonamento viável e utilizável, não basta apenas escolher quaisquer conjuntos  $\beta_i$ . É preciso garantir que cada dispositivo transmita uma vez. Na heurística *Down-to-Earth*, é realizado um último passo para garantir que todos *links* sejam escalonados uma única vez. Este processo consiste na execução de um algoritmo para encontrar um Conjunto Independente Máximo (MIS - *Maximum Independent Set*) em um grafo  $G$  (Camargo e Duarte, 2021). Este grafo é construído da seguinte maneira. Cada vértice é um dos conjuntos  $\beta_i$ , e existe uma aresta entre dois vértices se eles têm pelo menos um dispositivo em comum.

Encontrar o MIS de  $G$  garante que teremos um escalonamento no qual nenhum dispositivo transmite mais de uma vez, mas não garante que todos transmitam. Dessa forma, é realizado um pós-processamento para adicionar as transmissões faltantes, de forma que todo *link* não presente “ganha” um *slot* para si próprio dentro do escalonamento.

## 3.2 A HEURÍSTICA DTE NA PRÁTICA

Apesar do tempo de execução exponencial, o algoritmo de Camargo e Duarte representa um dos primeiros estudos do modelo SINR para a geração de escalonamentos em um ambiente simulado. Esta seção tem por objetivo apresentar um cenário para a execução do algoritmo e avaliar a aplicação da heurística.

### 3.2.1 Execução

Para a exemplificação da heurística *Down-to-Earth*, considere o cenário de rede apresentado pela Figura 3.1. Nela, dez dispositivos estão dispostos em uma rede de tamanho 1000x1000, um contexto consideravelmente esparso. Todos dispositivos são inicializados com valores de potência calculados como descrito acima. O *threshold* SINR ( $\gamma$ ) é igual a 15dB, o *threshold spare* ( $\gamma_{spare}$ ) é igual a 10dB e o ruído de fundo ( $N_0$ ) igual -90dBm. Novamente é considerado um ambiente urbano de propagação, ou seja, assume-se  $\alpha = 4$ . Após os dois primeiros passos (definição dos *links* e assinalamento de potências), temos  $n = 10$  transmissões que devem ser escalonadas. Os resultados obtidos para essa fase estão representados na Figura 3.2, na qual são mostradas as posições dos dispositivos e potências resultantes. Diferente dos

cenários apresentados no capítulo anterior, aqui tem-se altos valores de potência de transmissão. Isso ocorre exatamente pelo uso de uma equação de potência baseada na distância. Como a rede é esparsa, os dispositivos estão muito distantes, dessa maneira, as potências devem ser ajustadas conforme a distância, gerando altos valores.

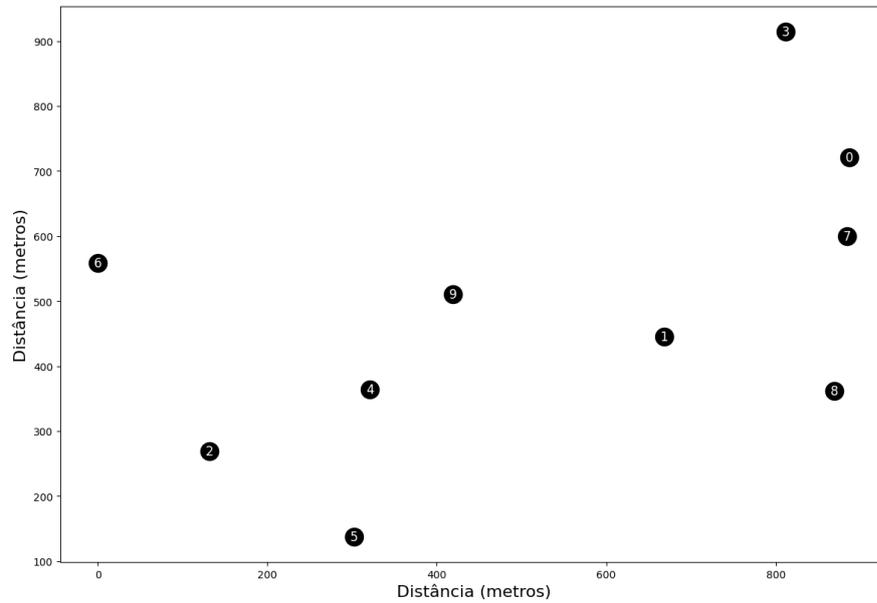


Figura 3.1: Exemplo de cenário para escalonamento SINR.

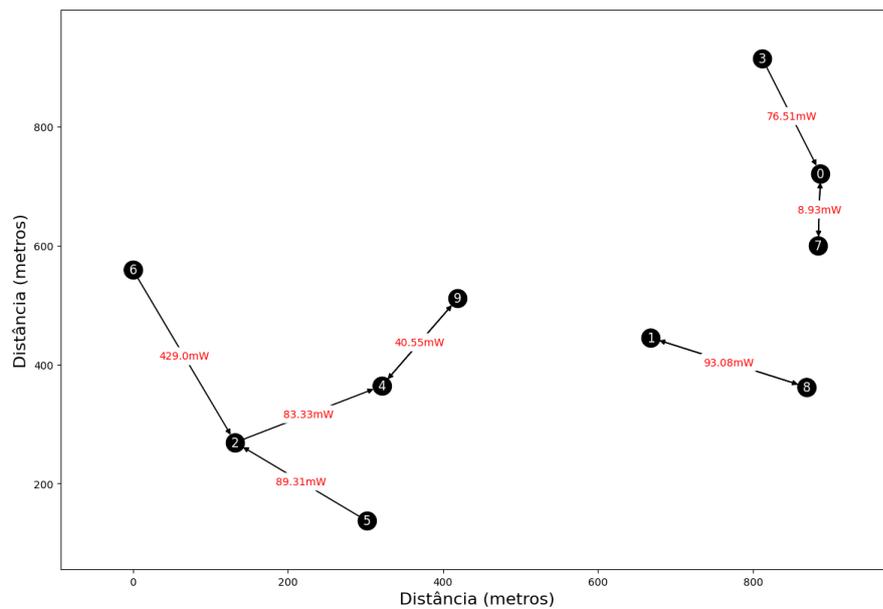


Figura 3.2: Topologia resultante das fases iniciais da heurística DTE.

Na fase seguinte, são gerados os conjuntos  $\beta_i$  e o grafo  $G$ , que tem como vértices os conjuntos  $\beta_i$  e arestas definidas pelas interseções. O conjunto de vértices do grafo gerado para o

exemplo é o seguinte:  $\delta = \{\{0, 2\}, \{0, 4\}, \{0, 5\}, \{2, 3\}, \{2, 7\}, \{3, 5\}, \{4, 7\}, \{5, 7\}\}$ . Note que não existe nenhuma situação na qual podem ocorrer mais de duas transmissões simultâneas. Esse comportamento é plausível uma vez que estamos lidando com pouquíssimos dispositivos e, conseqüentemente, a chance de existirem conflitos primários é maior.

Em mais uma última fase (definição dos *slots*) é executado o MIS sobre o grafo gerado. A lista  $\delta$  se transforma em um escalonamento com reuso espacial. Os dispositivos escolhidos para cada intervalo de tempo estão representados na Figura 3.3.

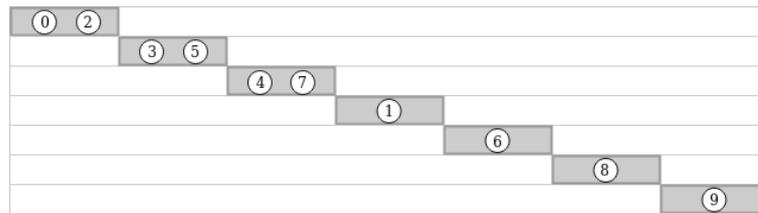


Figura 3.3: Escalonamento resultante para o cenário da Figura 3.2.

Este resultado explicita a eficiência do modelo SINR ao gerar um escalonamento. Como exposto na figura, é obtido um escalonamento 30% mais eficiente em relação ao TDMA convencional, ou seja, apenas 7 *slots* são necessários para que 10 dispositivos transmitam e tenham garantias da correta recepção do sinal.

### 3.2.2 Análise da heurística

A grande vantagem da heurística DTE é a simplificação trazida pelo passo inicial, ou seja, cada dispositivo comunica apenas com o vizinho mais próximo e tem sua potência ajustada um pouco acima do mínimo, com a adição de uma constante denominada *threshold spare* para atingir aquele vizinho. Apenas estes *links* são escalonados. O passo seguinte permite a aplicação de diversos algoritmos de escalonamento, que por sua vez, irão contar com todas as informações topológicas necessárias para gerar um escalonamento com reuso espacial.

Nos experimentos reportados por Camargo e Duarte, existe um claro aperfeiçoamento no processo de escalonamento em comparação à abordagem trivial do TDMA. Nos cenários de tamanho 100x100, apresentados no trabalho dos autores, aproximadamente 26% das redes com 10 dispositivos atingiram um escalonamento de tamanho 6.

A estratégia dos autores, no entanto, possui duas potenciais desvantagens, que serão exploradas pelo presente trabalho. A primeira desvantagem é no que diz respeito à aplicabilidade do assinalamento de *links* para situações mais práticas. Como pode-se visualizar na Figura 3.2,

alguns dispositivos sequer recebem mensagens. Essa característica inviabiliza sua utilização na prática.

A segunda desvantagem é com relação à complexidade do algoritmo. Apesar de cumprir seu papel ao evidenciar os potenciais do SINR para escalonamentos STDMA, o algoritmo proposto é exponencial. Por essa razão, o presente trabalho propõe uma estratégia gulosa que permite o escalonamento de redes com densidade mais elevada do que a suportada pela estratégia utilizada por Camargo e Duarte.

## 4 O ALGORITMO SK-ITERATIVE

O desempenho é fator chave na busca de um algoritmo de escalonamento com reuso espacial. Neste capítulo, será apresentada uma nova estratégia de escalonamento, baseada em algoritmos gulosos e capaz de fornecer resultados satisfatórios para redes densas. O algoritmo de escalonamento SK-Iterative, como é chamado, é detalhado ao longo das seções abaixo.

### 4.1 DESCRIÇÃO DO ALGORITMO SK-ITERATIVE

Como explicitado no capítulo anterior, a heurística *Down-to-Earth* propõe simplificações para o problema de escalonamento, abrindo espaço para a implementação de algoritmos eficientes sob o modelo SINR. O SK-Iterative se insere exatamente nesta perspectiva. A descrição dos passos necessários para a execução do algoritmo está exposta abaixo.

#### 4.1.1 Premissas do algoritmo

Assim como na heurística *Down-to-Earth*, o algoritmo proposto passa por duas etapas principais. A primeira etapa segue as mesmas premissas: a rede é inicialmente 1-hop e os dispositivos devem informar seu posicionamento para o restante da rede. Os dispositivos também contam com controle total de potência e devem definir quais são os *links* de transmissão. Diferente da heurística DTE como originalmente proposta, a atribuição de *links* é feita de maneira a tornar a rede fortemente conectada. Isso significa que simplesmente adicionar arestas direcionadas para o dispositivo mais próximo não é suficiente para torná-lo conectado. Por essa razão, é preciso adotar uma estrutura com arestas direcionadas (arcos) de curta distância e que forme um grafo fortemente conexo.

Uma Árvore Geradora Mínima (MST - *Minimum Spanning Tree*), é uma estrutura fortemente conectada e essencial para diversos protocolos distribuídos, em especial aqueles voltados para o envio de informação para toda a rede, como nos *broadcasts*, uma vez que permite a disseminação de mensagens com custo mínimo de comunicação (Awerbuch, 1987). A MST consiste de uma árvore que conecta todos os vértices do grafo, além disso considera que as arestas têm pesos, onde o custo total da soma dos pesos das arestas é o menor possível.

Com a premissa de que todos dispositivos possuem conhecimento da topologia global da rede, é possível aplicar diversos algoritmos eficientes para encontrar a MST de um grafo. Este trabalho optou por utilizar o algoritmo de Kruskal para esta tarefa. O algoritmo de Kruskal é simples: inicialmente temos um grafo com  $n$  vértices e nenhuma aresta, a árvore geradora vai sendo construída ao inserir arestas uma-a-uma. Inicialmente é inserida a aresta de menor peso. Uma aresta só pode ser adicionada se sua adição não formar um ciclo no grafo. Em seguida é adicionada a aresta seguinte de menor peso. Este processo é repetido até o grafo conter  $n - 1$  arestas (Kleinberg et al., 2005). Para exemplificar a estrutura formada após a execução do algoritmo de Kruskal, considere uma rede com 30 dispositivos. Os pesos das arestas consistem das distâncias entre os vértices. A árvore resultante está representada pela Figura 4.1.

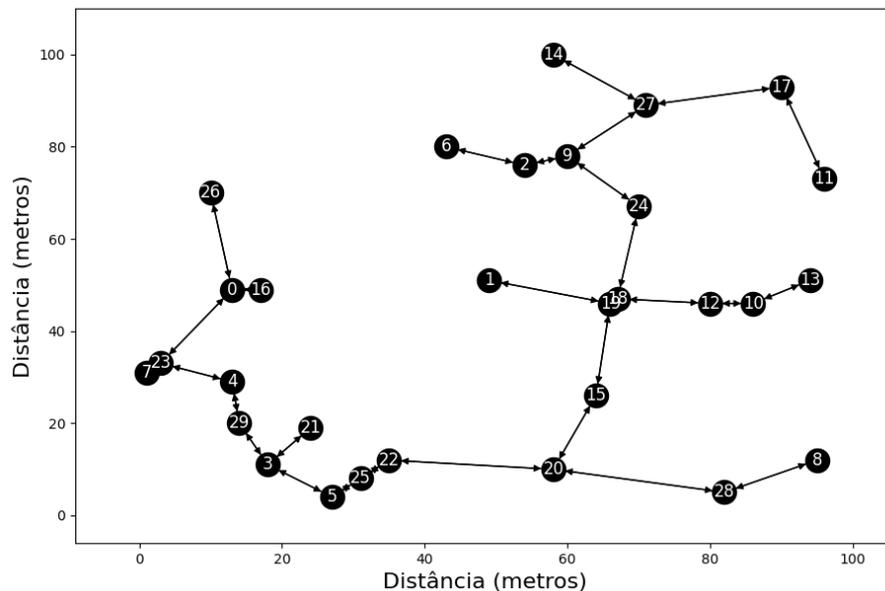


Figura 4.1: MST exemplo gerada pelo algoritmo de Kruskal.

Como é possível observar na Figura 4.1, temos uma rede fortemente conexa formada. Aqui, cada aresta é substituída por dois arcos, representando uma comunicação bidirecional. Com os *links* de transmissão definidos, é possível aplicar métodos de assinalamento de potência.

#### 4.1.1.1 Estratégia de assinalamento de potência

Como apresentado na Seção 2.1.5, o assinalamento de potências é um fator de suma importância para alcançar maior reuso espacial. Mais que isso, a estratégia de assinalamento linear de potência mostra-se eficiente ao assinalar somente a potência necessária para a transmissão atingir o receptor com sucesso. Isto posto, a opção foi por manter a mesma abordagem de

assinalamento utilizada pela heurística DTE. No entanto, a diferença na estrutura da rede proposta por este trabalho necessita de uma reformulação da estratégia.

Na heurística DTE como originalmente proposta, os dispositivos realizam transmissões para apenas um único dispositivo. Sendo assim, uma única atribuição de potência é suficiente para a transmissão de seu único *link*. Como o trabalho aqui proposto utiliza uma árvore geradora mínima, ao menos um vértice irá possuir dois receptores: todos os vértices que não são folha (na árvore) obrigatoriamente possuem pelo menos duas arestas de saída, representando dois receptores. Dessa forma, assinalar a potência necessária para um *link* não é suficiente para garantir que todas transmissões terão sucesso.

Para resolver este problema, é utilizada uma estratégia simplificada. Para cada dispositivo, é primeiro identificado seu *link* de maior tamanho, ou seja, seu receptor mais distante. Em seguida, estes dispositivos são assinalados com uma potência linearmente proporcional ao receptor mais distante. Desse modo, ao assinalar a potência conforme definido pela Equação 3.1, é possível garantir que todos *links* de transmissão tenham potência o bastante para uma correta comunicação, utilizando um único assinalamento e uma única potência para cada dispositivo.

## 4.2 A ESTRATÉGIA DE DEFINIÇÃO E ESCOLHA DE *SLOTS*

A etapa de verificação e combinação das possíveis transmissões simultâneas dos dispositivos, é o passo mais custoso do escalonamento com reuso espacial. Esta seção apresenta as estratégias utilizadas para este processo e apresenta as razões para a preferência por estes algoritmos.

### 4.2.1 O algoritmo SK-Greedy

O algoritmo de escalonamento SK-Iterative, utiliza como uma de suas bases para definição dos conjuntos de transmissões simultâneas, o algoritmo chamado de *Stochastic K-Greedy* (SK-Greedy). O SK-Greedy é uma abordagem do problema de escalonamento com reuso espacial sob o modelo SINR. O algoritmo utiliza uma estratégia gulosa para combinar os *links* de forma aleatória.

O SK-Greedy funciona da seguinte maneira. Seja um escalonamento com  $l$  *links* que devem ser escalonados. Inicialmente são selecionados  $K$  *links* aleatórios de  $l$ , onde  $K$  é uma constante que define o número máximo de transmissões que o *slot* pode assumir. Na mesma ordem em que foram selecionados, os *links* são avaliados considerando o *slot* sendo gerado,

ao qual são candidatas a participarem. Assim, se um dispositivo pode transmitir em conjunto com aqueles presentes no *slot*, este é inserido no mesmo e uma nova iteração do algoritmo é iniciada. Por outro lado, se o *link* não pode ser inserido no *slot*, este é descartado na iteração e o próximo *link* selecionado é testado. Finalmente, se nenhum *link* selecionado na iteração pode compor o *slot*, este último é fechado e um novo *slot* é iniciado. Tal processo se repete até que o escalonamento contemple todos os  $l$  *links*. Este processo é definido com mais detalhes pelo Algoritmo 2.

---

**Algoritmo 2** SK-Greedy:

---

```

1:  $L \leftarrow \text{links}$ 
2:  $\text{escalonamento} \leftarrow \{\}$ 
3: while  $|L| > 0$  do
4:    $K_{set} \leftarrow K$  links aleatorios
5:    $\text{slot} \leftarrow \{\}$ 
6:   for all  $l_i \in K_{set}$  do
7:      $K_{set} \leftarrow K_{set}/l_i$ 
8:     if  $\text{slot} \cup l_i$  não tem conflitos then
9:        $\text{slot} \leftarrow \text{slot} \cup l_i$ 
10:    end if
11:  end for
12:   $L \leftarrow L/\text{slot}$ 
13:   $\text{escalonamento} \leftarrow \text{escalonamento} \cup \text{slot}$ 
14: end while

```

---

Como o valor de  $K$  define o número máximo de transmissões simultâneas de um *slot*, é este valor que também dita o desempenho do algoritmo. Testes empíricos realizados para este trabalho, mostraram que o tamanho máximo médio que um *slot* pode assumir varia entre 10% e 20% do número de *links* de transmissão da rede. Por esta razão, o valor de  $K$  adotado para este trabalho é de 20% do número de *links* que devem ser escalonados.

#### 4.2.1.1 Avaliação do algoritmo

Para mostrar o potencial da estratégia SK-Greedy, foram realizadas diversas execuções do algoritmo com redes geradas aleatoriamente. Foram geradas redes de tamanho 10, 20 e 30 dispositivos, com dimensões de 100x100 metros. Para cada tamanho foram criadas 30

amostras. Para comparar os resultados do SK-Greedy com escalonamentos próximos do ótimo, foram gerados resultados próximos do ótimo com a utilização de uma estratégia relaxada de programação linear inteira.

Para obter os resultados próximos do ótimo, foi feita uma pequena modificação no último passo do escalonamento *Down-to-Earth*. Ao invés de criar um MIS, optou-se por utilizar um algoritmo de aproximação do *Set Covering Problem* (SCP) (Williamson e Shmoys, 2010), modificação essa que permite executar o algoritmo com redes de tamanho maior. O algoritmo de aproximação utilizado é o de relaxação de programação linear inteira. Tanto o SCP quanto o algoritmo de aproximação aqui utilizados, serão abordados com maiores detalhes na Seção 4.2.3. A Figura 4.2 mostra os resultados da heurística SK-Greedy comparados com o (quase) ótimo.

Para a execução dos testes comparativos, foram utilizados *threshold* e *threshold spare* uniformes e iguais a  $20dB$  e  $50dB$ , respectivamente; um ruído de fundo de  $-90dBm$  e  $\alpha = 4$ . Os tamanhos médios de escalonamento obtidos, estão expressos na Figura 4.2.

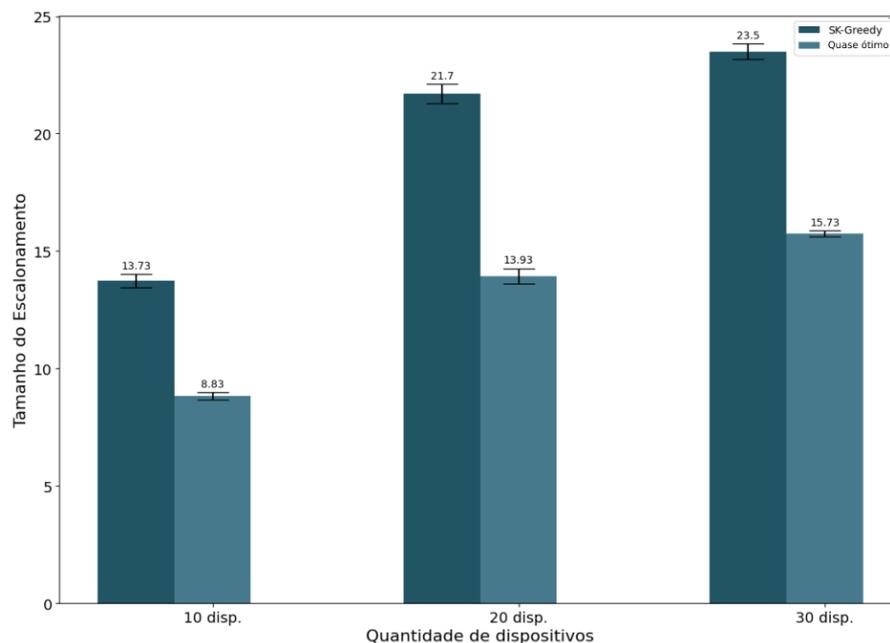


Figura 4.2: Tamanho médio de escalonamento dos algoritmos SK-Greedy e (quase) ótimo.

Os resultados apresentados evidenciam o grande potencial do algoritmo. Mesmo apresentando tamanho médio dos escalonamentos maior que o (quase) ótimo, o SK-Greedy conseguiu atingir cerca de 50% de reuso espacial se comparado ao TDMA clássico, utilizando uma abordagem consideravelmente simples.

#### 4.2.2 O coração do algoritmo *SK-Iterative*

O algoritmo *SK-Iterative* é baseado no *SK-Greedy* pois explora o potencial iterativo da estratégia. Entretanto, a primeira diferença do *SK-Iterative* para o *SK-Greedy* é que no *SK-Greedy* cada *link* é utilizado uma única vez. Se o *link* é selecionado para o escalonamento de um *slot*, ele não é selecionado para nenhum outro. No *SK-Iterative* um *link* pode ser escolhido múltiplas vezes. Dessa forma, para cada iteração, existe uma chance de um novo *slot*, com no máximo  $K$  *links*, ser escolhido. A grande vantagem desta abordagem, é que, ao final da execução, existirá uma quantidade muito maior de *slots* passíveis de escalonamento.

Esta etapa de combinação de *links*, na verdade, é dividida entre duas fases, que chamaremos de etapa de iteração e etapa *SK-Greedy*. A etapa de iteração é descrita acima: por um número  $\lambda$  de vezes, um  $K_{set}$  é gerado aleatoriamente, examinado sob o modelo SINR e adicionado a uma lista de *slots* candidatos para o escalonamento. Após  $\lambda$  iterações, inicia-se a etapa *SK-Greedy*. Nesta etapa, é simplesmente executado o *SK-Greedy*, ou seja, os *links* são removidos da lista assim que passam a compor um *slot*. Os novos *slots* são simplesmente acrescentados aos *slots* da etapa de iteração. Esta etapa *SK-Greedy* tem por objetivo garantir que todos os *links* estarão em pelo menos 1 *slot* candidato.

Para exemplificar o processo de combinação de *links*, considere a rede representada pela Figura 4.3. Neste cenário simplificado, 8 dispositivos estão dispostos em um plano de 100x100 metros. Considerando *threshold* SINR ( $\gamma$ ) igual a 20dB, *threshold spare* ( $\gamma_{spare}$ ) igual a 50dB, um ruído de fundo ( $N_0$ ) igual -90dBm e novamente  $\alpha = 4$ . Os *slots* gerados pelo *SK-Iterative* com  $\lambda = 30$ , ou seja, 30 iterações na etapa iterativa, estão apresentados na Tabela 4.1.

Tabela 4.1: *Slots* gerados pelo *SK-Iterative* para o exemplo da Figura 4.3

| Tamanho | <i>Slots</i>   |
|---------|--|
| 1       | {0→5}, {3→1}, {5→6}, {2→5}, {4→6}, {0→3},<br>{1→3}, {3→1}, {6→5}, {3→1}, {6→5}, {1→3},<br>{2→5}, {6→5}, {3→0}, {5→2}, {3→1}, {6→4},<br>{6→5}, {2→5}, {3→0}, {0→3}, {6→5}, {3→0},<br>{5→0}, {3→0}, {4→7}, {7→4}, {2→5}, {1→3} |
| 2       | {0→5, 0→3}, {3→1, 4→6}, {5→2, 5→0}, {5→0,<br>5→2}, {5→2, 4→6}, {5→0, 5→6}, {3→0, 3→1},<br>{0→5, 0→3}, {6→4, 6→5}   |

A Tabela 4.1 mostra que o algoritmo *SK-Iterative* é capaz de gerar um número razoável de combinações distintas mesmo com uma rede diminuta. Em alguns casos existem *slots* iguais,

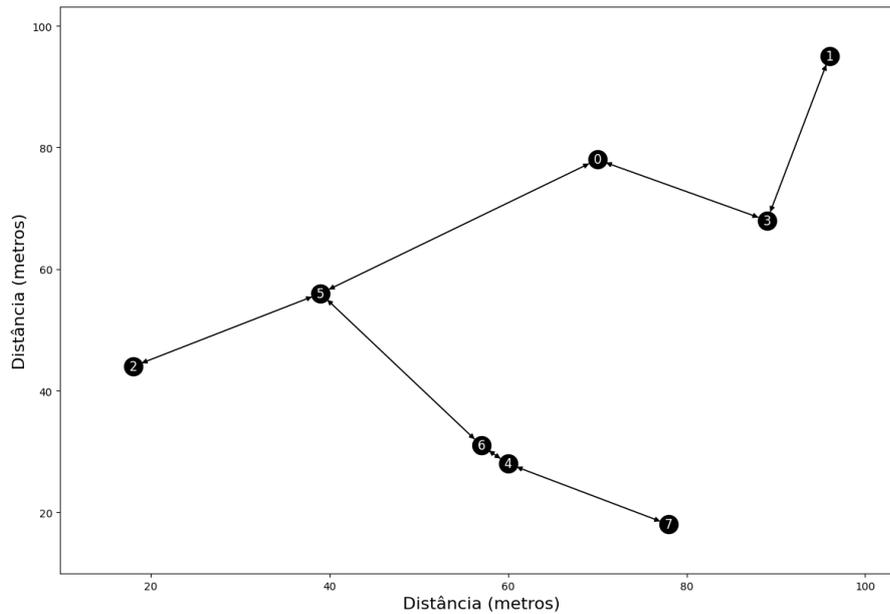


Figura 4.3: Rede exemplo com 8 dispositivos.

mas pode-se esperar uma probabilidade menor de repetições em redes com maior tamanho. Dessa forma, a estratégia é suficiente para o processo de combinação de *links*.

#### 4.2.3 O *Set Covering Problem* revisitado

Ao final do processo iterativo do SK-Iterative, são gerados os *slots* que podem compor o escalonamento. Isso significa que ainda é necessário formar um escalonamento válido, ou seja, todos os *links* devem pertencer ao escalonamento. Esta situação nos leva mais uma vez ao *Set Covering Problem*. O SCP é um problema da classe NP-difícil, formalmente definido da seguinte maneira. Seja um conjunto  $U = \{u_1, \dots, u_m\}$  o universo de elementos e  $S = \{s_1, \dots, s_n\}$  um conjunto de subconjuntos tal que  $s_i \subset U$  e  $\cup s_i = U$ ; deve-se encontrar o menor subconjunto  $X \subset S$  tal que  $X = U$  (Liand et al., 2020). Uma das formas de se resolver o SCP, é através de programação linear inteira. O algoritmo abaixo fornece a formulação de um programa linear que soluciona o SCP.

$$\begin{aligned}
 \min \quad & \sum_{j=1}^m w_j x_j \\
 \text{sujeito a} \quad & \sum_{j \in S_i} x_j \geq 1, \quad i = 1, \dots, n \\
 & x_j \in \{0, 1\}, \quad j = 1, \dots, m
 \end{aligned} \tag{4.1}$$

Na Equação 4.1,  $w_j$  é a função de custo, que aplicado ao nosso caso teria valor uniforme e igual a 1. Como este programa linear modela exatamente o *Set Covering Problem*, ele fornece um resultado ótimo e portanto também é NP-difícil. Entretanto, é possível relaxar uma das condições para que o intervalo de decisão seja um valor entre 0 e 1, transformando-o em um algoritmo de aproximação do SCP (Williamson e Shmoys, 2010).

Para o trabalho proposto, no entanto, a opção foi por adotar um algoritmo mais simples para a resolução do SCP. A estratégia em questão é uma abordagem gulosa do *Set Covering Problem*, que consegue atingir aproximações ainda melhores do que através de programação linear, com custo de execução muito parecido, como exposto por Grossman e Wool (1997). Este algoritmo é muito simples: iterativamente, escolhe-se o conjunto que cobre o maior número de itens não cobertos e adiciona-se a uma lista; esse processo é repetido até que todos os itens estejam cobertos.

Para mostrar a diferença entre as duas abordagens e apresentar a razão pela escolha do algoritmo guloso, foram realizados experimentos utilizando o SK-Iterative. Como o algoritmo permite que entradas com tamanhos maiores sejam resolvidas em tempo hábil, os testes foram realizados com redes com 30, 50 e 100 dispositivos, e uma amostragem aleatória de tamanho 30 para cada uma das entradas. O valor de  $\lambda$  escolhido foi de 200 (este valor será revisto na seção 4.2.4), ou seja, na etapa iterativa serão realizadas 200 iterações. Para estas execuções, considere as mesmas condições de transmissão anteriormente expostas, isto é, *threshold* e *threshold spare* uniformes e iguais a  $20dB$  e  $50dB$ , respectivamente; um ruído de fundo de  $-90dBm$  e  $\alpha = 4$ . Os valores obtidos estão expressos na Figura 4.4. Pode parecer surpreendente que a heurística gulosa retorne resultados melhores que os da programação linear. Entretanto, há uma explicação para este fato. Pela observação dos resultados dos diversos experimentos executados, é possível concluir que a abordagem via programação linear se sai melhor quando existe uma gama muito grande de *slots* passíveis de escalonamento, enquanto a estratégia gulosa é melhor quando não existem tantos *slots* que podem ser escalonados.

A partir da análise dos dados expostos, podemos perceber a grande vantagem da utilização do algoritmo guloso em detrimento da abordagem via programação linear inteira. Com uma entrada de 100 dispositivos, é obtido aproximadamente 35% mais eficiência, o que equivale a um reuso espacial de 90% se comparado ao TDMA convencional, que apresentaria um escalonamento com 198 *slots*.

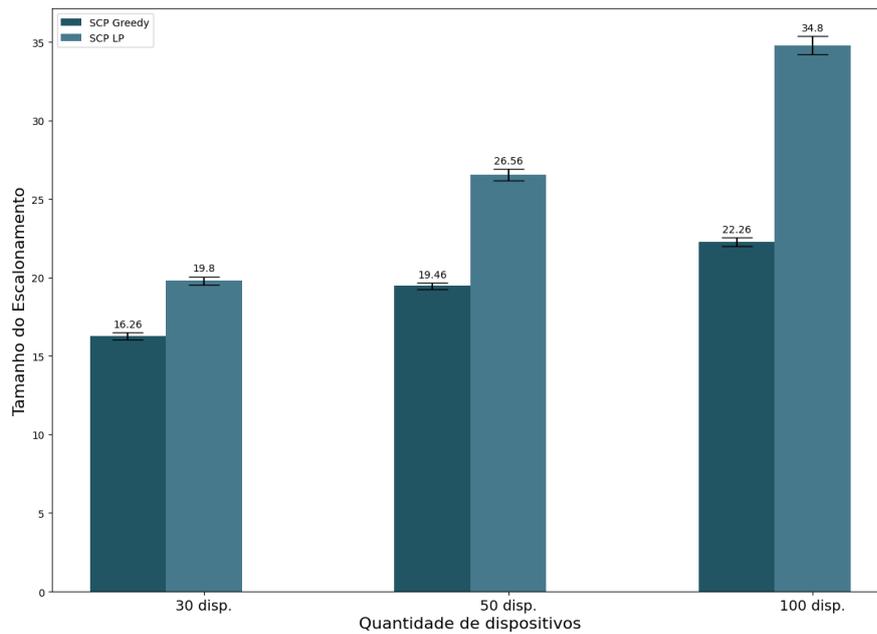


Figura 4.4: Tamanho médio de escalonamento com diferentes abordagens do SCP.

#### 4.2.4 Número de iterações

Finalmente, resta analisar o impacto do número de iterações ( $\lambda$ ) no tamanho do escalonamento resultante. Na seção anterior, foi utilizado um número fixo e igual a 200 iterações para a combinação de *links*, isso significa que, independentemente do tamanho da rede, serão gerados pelo menos 200 *slots* aleatórios. Para apresentar o impacto do valor de  $\lambda$ , no entanto, será utilizado um número proporcional à quantidade de *links* escalonados.

Para este novo cenário, foram feitas execuções com redes de tamanho 30, 50 e 100 dispositivos, variando o número de iterações de 0.5 até 5 vezes a quantidade de *links* que podem ser escalonados, realizando incrementos de 0.5 vezes. A execução assume novamente  $\gamma = 20dB$ ,  $\gamma_{sape} = 50dB$ ,  $N_0 = -90dBm$  e  $\alpha = 4$ , utilizando a abordagem gulosa para a resolução do SCP.

A análise dos dados da Figura 4.5, permite melhor compreender os efeitos do valor de  $\lambda$  no processo de escalonamento. Existe uma grande melhoria no primeiro intervalo, partindo de um fator de 0.5 vezes o número de *links* para 1.0 vez. Os próximos intervalos são acompanhados de outras pequenas melhorias, até um fator equivalente a 3 vezes a quantidade de arestas direcionadas, a partir do qual o aperfeiçoamento passa a ser irrisório se comparado ao aumento do fator. Desta forma, podemos considerar o fator de número 3 como sendo suficiente para o trabalho proposto.

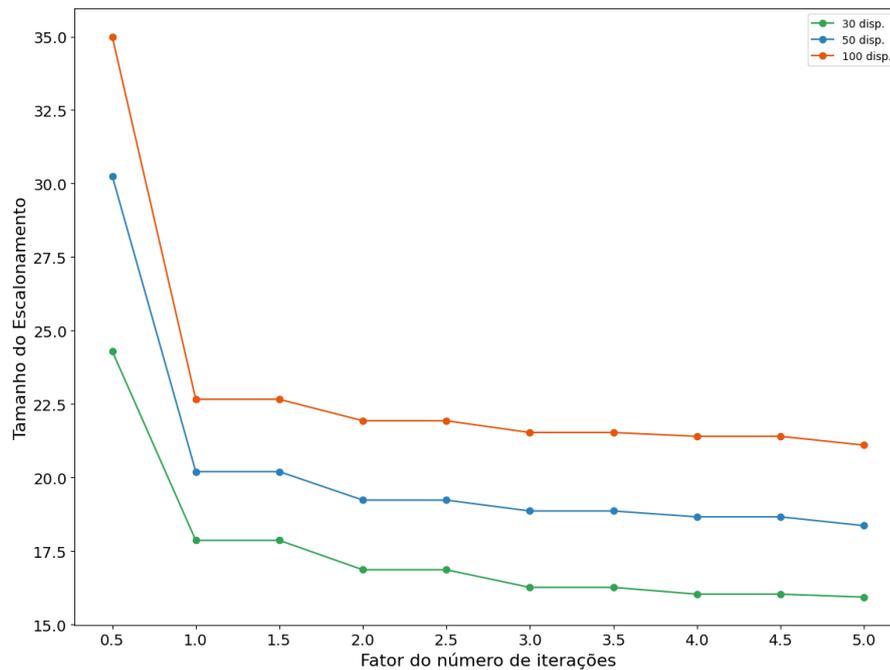


Figura 4.5: Tamanho médio de escalonamento para cada fator do número de iterações.

### 4.3 RESULTADOS

A análise dos resultados obtidos pelo SK-Iterative, de forma comparativa, é essencial para compreender o potencial da estratégia. Nesta seção, serão apresentados os resultados do algoritmo em relação ao tamanho do escalonamento resultante, comparado a outras abordagens apresentadas.

#### 4.3.1 Algoritmo Ótimo vs SK-Greedy vs SK-Iterative

Para afirmar o potencial do SK-Iterative, a estratégia foi comparada com o algoritmo ótimo e o SK-Greedy. Como o algoritmo ótimo é ineficiente para redes com tamanhos elevados, só é possível realizar sua execução com redes pouco densas. Por essa razão, os testes comparativos foram realizados separadamente. Nas duas comparações foram assumidos os mesmos valores anteriormente citados:  $\gamma = 20dB$ ,  $\gamma_{spare} = 50dB$  e  $\alpha = 4$ . Para cada rede, é obtida a MST e aplicado um assinalamento linear de potência. As redes foram criadas de forma aleatória, considerando um espaço plano com dimensões de 100x100 metros.

No primeiro experimento, o SK-Iterative é comparado com o algoritmo ótimo, assumindo um tamanho de rede único e igual a 8, onde a MST resultante possui 14 *links*. Os resultados obtidos para 30 amostras geradas são mostrados na Figura 4.6.

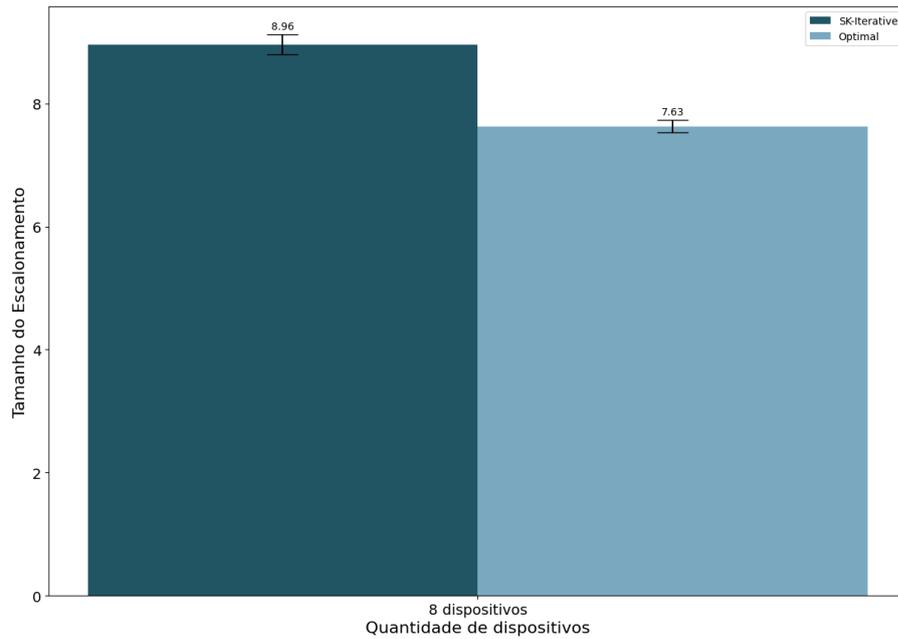


Figura 4.6: Tamanho médio de escalonamento obtido pelos algoritmos SK-Iterative e Ótimo.

Apesar da execução apresentar apenas 8 dispositivos, é possível observar o bom desempenho do algoritmo iterativo ao se aproximar do caso ótimo. Em média, a diferença entre ambos foi de apenas 1 *slot*, quase um empate entre ambas as abordagens. Na segunda comparação, foi possível realizar testes com redes mais densas. A Figura 4.7 contém os resultados atingidos nas execuções dos algoritmos SK-Iterative e SK-Greedy, onde foram geradas redes aleatórias de tamanho 50, 75 e 100, também com 30 amostras cada, cujas MSTs possuem 98, 148 e 198 *links*, respectivamente.

Como o algoritmo SK-Iterative foi proposto a partir do SK-Greedy, era esperado que obteria resultados melhores. Na maioria dos casos, existe uma eficiência aproximadamente 40% maior da versão proposta por este trabalho. Esses números tornam o SK-Iterative uma alternativa notável na busca de um escalonamento com alto reuso espacial.

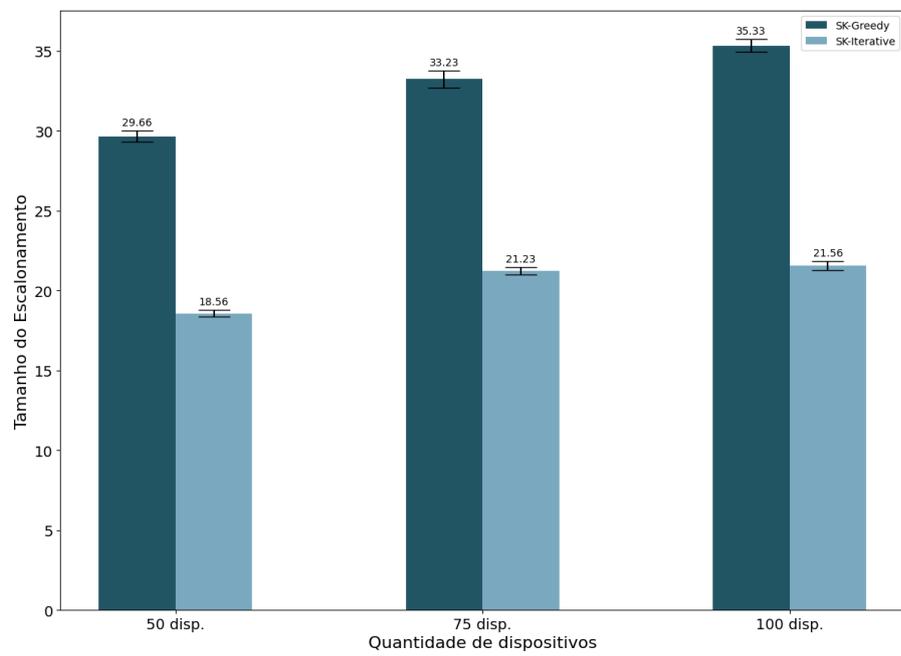


Figura 4.7: Tamanho médio de escalonamento obtido pelos algoritmos SK-Iterative e SK-Greedy.

## 5 CONCLUSÃO

Este trabalho propôs o algoritmo SK-Iterative, uma nova e eficiente estratégia para a resolução do problema de escalonamento de *links* com reuso espacial, sob o modelo SINR. Utilizando as premissas da heurística *Down-to-Earth*, o SK-Iterative é capaz de gerar uma estrutura eficiente de comunicação sem fio e fornecer um escalonamento STDMA que pode ser considerado satisfatório. O algoritmo cria uma estrutura de rede fortemente conectada, que é então processada por uma estratégia gulosa e iterativa de geração e verificação de *slots*. O SK-Iterative também agrega uma abordagem gulosa para a solução do *Set Covering Problem* em seu escopo, que por sua vez, escolhe o menor escalonamento possível e permite que todos *links* possam transmitir com um único escalonamento.

Através de testes comparativos, foi apresentada a eficiência do SK-Iterative para as sub-tarefas de combinação de *links* e escolha do escalonamento. O algoritmo conseguiu atingir um reuso espacial de aproximadamente 90% em uma rede com dimensões de 100x100 metros, com 100 dispositivos. Esse resultado, exprime a viabilidade do algoritmo para redes densas e seu potencial de aplicabilidade em redes distribuídas.

Para trabalhos futuros, é importante verificar a eficiência do SK-Iterative como suporte para a execução de algoritmos distribuídos em redes sem fio sob o modelo SINR. Vale também explorar alternativas para evitar o *overhead* de descobrimento da rede no processo de escalonamento, uma vez que essa tarefa pode ser custosa em um primeiro momento. O controle de potência também é fator relevante no processo de escalonamento, e deve ser abordado junto ao SK-Iterative em busca de resultados ainda melhores.

## REFERÊNCIAS

- Alexander, F. (2011). *Scheduling in Wireless Networks with Oblivious Power Assignments: Analyzing the physical interference model*. Sudwestdeutscher Verlag Fur Hochschulschriften AG.
- Awerbuch, B. (1987). Optimal distributed algorithms for minimum weight spanning tree, counting, leader election, and related problems. Em *Proceedings of the nineteenth annual ACM conference on Theory of computing - STOC '87*. ACM Press.
- Cai, Z., Lu, M. e Georgiades, C. (2003). Topology-transparent time division multiple access broadcast scheduling in multihop packet radio networks. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 52(4):970–984.
- Camargo, F. E. D. e Duarte, E. P. (2021). A down-to-earth scheduling strategy for dense SINR wireless networks. Em *2021 10th Latin-American Symposium on Dependable Computing (LADC)*. IEEE.
- Goussevskaia, O. (2009). Efficiency of wireless networks: Approximation algorithms for the physical interference model. *Foundations and Trends® in Networking*, 4(3):313–420.
- Goussevskaia, O., Oswald, Y. A. e Wattenhofer, R. (2007). Complexity in geometric SINR. Em *Proceedings of the 8th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing - MobiHoc '07*. ACM Press.
- Grossman, T. e Wool, A. (1997). Computational experience with approximation algorithms for the set covering problem. *European Journal of Operational Research*, 101(1):81–92.
- Grönkvist, J. (2002). *Assignment Strategies for Spatial Reuse TDMA*. Signaler, sensorer och system.
- Grönkvist, J. e Hansson, A. (2001). Comparison between graph-based and interference-based STDMA scheduling. Em *Proceedings of the 2nd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking computing*, páginas 255–258, Long Beach - USA.
- Halldorsson, M. M. e Tonoyan, T. (2019). Plain SINR is enough! Em *Proceedings of the 2019 ACM Symposium on Principles of Distributed Computing*, páginas 127–136, Toronto - Canada.
- Haykin, S. e Moher, M. (2008). *Sistema modernos de comunicações wireless*. Bookman.
- Huawei (2022). Receiver sensitivity. <https://support.huawei.com/enterprise/br/doc/EDOC1000077015/bc2e25db/receiver-sensitivity>. Acessado em 07/06/2022.
- Kamruzzaman, M. M. (2022). Key technologies, applications and trends of internet of things for energy-efficient 6g wireless communication in smart cities. *Energies*, 15(15):5608.
- Kleinberg, J., Tardos, E. e Tardos, I. (2005). *Algorithm Design*. Addison-Wesley Professional.
- Lee, J., Andrews, J. G. e Hong, D. (2011). Spectrum-sharing transmission capacity. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 10(9):3053–3063.

- Liand, S., Alanazi, K. e Hamoud, K. A. (2020). Set covering problem. [https://optimization.cbe.cornell.edu/index.php?title=Set\\_covering\\_problem](https://optimization.cbe.cornell.edu/index.php?title=Set_covering_problem). Acessado em 18/08/2022.
- Rappaport, T. S. (2002). *Wireless communications: principles and practice*. Prentice Hall.
- Sgora, A., vergados, D. J. e vergados, D. D. (2015). A survey of TDMA scheduling schemes in wireless multihop networks. *ACM Computing Surveys*, 47(3):1–39.
- Su, X. e Boppana, R. V. (2007). On the impact of noise on mobile ad hoc networks. Em *Proceedings of the 2007 international conference on Wireless communications and mobile computing - IWCMC '07*. ACM Press.
- Teng, Y., Liu, M., Yu, F. R., Leung, V. C. M., Song, M. e Zhang, Y. (2019). Resource allocation for ultra-dense networks: A survey, some research issues and challenges. *IEEE Communications Surveys Tutorials*, 21(3):2134–2168.
- Wan, P.-J., Frieder, O., Jia, X., Yao, F., Xu, X. e Tang, S. (2011). Wireless link scheduling under physical interference model. Em *2011 Proceedings IEEE INFOCOM*. IEEE.
- Wan, P.-J., Xu, X. e Frieder, O. (2010). Shortest link scheduling with power control under physical interference model. Em *2010 Sixth International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Networks*. IEEE.
- Williamson, D. P. e Shmoys, D. B. (2010). *The Design of Approximation Algorithms*. Cambridge University Press.