

# Universidade Federal de Minas Gerais

Bacharel em Sistemas de Informação  
Algoritmos e Estruturas de Dados 3



Trabalho Prático 2  
Novembro 2017

Gabriel Silva Bastos  
Matrícula: 2016058204

# 1 Introdução

A startup de Nubby foi contratada pela Uaibucks para calcular a melhor forma de implantar filiais em determinada cidade. A Uaibucks deseja implantar suas filiais em esquinas, mas com a restrição de não implantar filiais em esquinas vizinhas para evitar concorrência. Além disso, a Uaibucks possui dados da demanda esperada de cada esquina candidata, e deseja maximizar a demanda total no plano de implantação.

## 2 Visão Geral da Solução

O plano de implantação das filiais pode ser modelado como um problema de grafos. No grafo, cada esquina é modelada como um vértice, e cada vértice possui como peso a demanda associada. Há uma aresta entre dois vértices caso as esquinas correspondentes sejam vizinhas. O grafo não é direcionado, pois a relação de vizinhança é comutativa. As arestas não possuem peso. Portanto, o grafo é simples.<sup>1</sup>

No grafo, como cada vértice representa uma esquina, desejamos obter um conjunto de vértices não vizinhos que maximize a demanda total. Para tal, exploramos o conceito de conjunto máximo independente.<sup>2</sup> Pela definição, um conjunto máximo independente é um conjunto que não é subconjunto de nenhum outro conjunto independente. Em outras palavras, não há vértice fora do conjunto que, ao ser adicionado, mantenha a propriedade de Independência<sup>3</sup> do conjunto. Considerando que a demanda mínima para uma esquina é zero, um conjunto máximo independente possui demanda total sempre maior ou igual à de seus subconjuntos.

Portanto, para maximizar a demanda, selecionamos dentre todos os conjuntos máximos independentes o conjunto que gera a maior demanda total.

### 2.1 NP-Completo

O problema do conjunto máximo independente pode ser definido como um problema de decisão:

O grafo  $G$  possui algum conjunto máximo independente de tamanho  $\geq k$ ?

Partindo do fato que o problema da clique máxima é NP-Completo<sup>4</sup>, podemos provar que o problema do conjunto máximo independente é NP-Completo.

Se  $S$  é um conjunto máximo independente em um grafo  $G$ , então  $S$  é uma clique máxima no grafo  $G'$ .<sup>5</sup>

(1)

Tal relação permite uma transformação polinomial de uma clique máxima para um conjunto máximo independente, pois o grafo complemento pode ser obtido em tempo polinomial.

Conjunto máximo independente  $\propto$  Clique máxima

Portanto, o conjunto máximo independente é pelo menos tão difícil quanto a clique máxima. Sendo a clique máxima NP-Completo, o conjunto máximo independente é NP-Completo.

### 2.2 Entrada

A entrada consiste de um número  $n$  de vértices, e um número  $m$  de arestas. Em seguida, os pesos de cada vértice e, logo após, os pares que formam cada aresta.

---

<sup>1</sup><http://mathworld.wolfram.com/SimpleGraph.html>

<sup>2</sup>[https://en.wikipedia.org/wiki/Maximal\\_independent\\_set](https://en.wikipedia.org/wiki/Maximal_independent_set)

<sup>3</sup>[https://en.wikipedia.org/wiki/Independent\\_set\\_\(graph\\_theory\)](https://en.wikipedia.org/wiki/Independent_set_(graph_theory))

<sup>4</sup>[https://en.wikipedia.org/wiki/Clique\\_problem#NP-completeness](https://en.wikipedia.org/wiki/Clique_problem#NP-completeness)

<sup>5</sup>[https://en.wikipedia.org/wiki/Maximal\\_independent\\_set#Related\\_vertex\\_sets](https://en.wikipedia.org/wiki/Maximal_independent_set#Related_vertex_sets)

## 2.3 Algoritmo exato

Há um algoritmo bem conhecido para listar cliques máximas em um grafo: algoritmo de Bron-Kerbosch.<sup>[1]</sup> Tal algoritmo foi utilizado em conjunto com a propriedade (1) para listar os conjuntos máximos independentes, e destes selecionar o que gera a maior soma dos pesos dos vértices. A versão com pivoteamento descrita por Tomita *et al.*<sup>[3]</sup> foi implementada para melhor performance:

---

### Algoritmo 1 Bron-Kerbosch com pivoteamento

---

```

1: procedure BRON-KERBOSCH( $G$ )
2:    $\text{max} \leftarrow \emptyset$ 
3:   RECURSION( $\emptyset, V(G), \emptyset$ )
4:   return  $\text{max}$ 

5: procedure RECURSION( $R, P, X$ )
6:   if  $P \cup X = \emptyset$  then                                      $\triangleright R$  is a maximal clique.
7:     if  $\text{weight}(R) > \text{weight}(\text{max})$  then
8:        $\text{max} \leftarrow R$ 
9:      $u \leftarrow$  choose one vertex in  $P \cup X$  maximizing  $|P \cap \Gamma(u)|$        $\triangleright \Gamma(x)$  is the neighbor set of  $x$ .
10:    for each vertex  $v$  in  $P \setminus \Gamma(u)$  do
11:      RECURSION( $R \cup \{v\}, P \cap \Gamma(v), X \cap \Gamma(v)$ )
12:       $P \leftarrow P \setminus \{v\}$ 
13:       $X \leftarrow X \cup \{v\}$ 

```

---

Para representar os conjuntos de vértices, considerando que 30 foi a ordem máxima especificada para o grafo, um inteiro de largura fixa de 32 *bits* seria suficiente. Cada *bit* corresponde à presença do vértice no grupo. Tal estratégia torna rápidas as operações necessárias para o algoritmo, como união, interseção e subtração de conjuntos.

$$\begin{aligned}
0 \dots 000011010_2 &\equiv \{1, 3, 4\} \\
0 \dots 100100101_2 &\equiv \{0, 2, 5, 8\} \\
0 \dots 011111111_2 &\equiv \{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7\}
\end{aligned}$$

Porém, após realizar a análise experimental, foi constatado que o programa executava em um centésimo de segundo para entradas de tamanho 30. Portanto, para permitir experimentos mais conclusivos, inteiros com largura de 64 *bits* foram utilizados, permitindo entradas com até 64 vértices.

Devido à necessidade recorrente de se obter o conjunto de vizinhos de um vértice no algoritmo, o grafo foi representado de forma que essa operação tenha complexidade  $\mathcal{O}(1)$ . Para cada vértice, ao invés de uma lista de adjacentes, é armazenado um único inteiro que representa o conjunto dos adjacentes. Tal estratégia requer uma implementação mais elaborada para ler a entrada, mas apresentou uma grande melhora na performance do algoritmo.

## 2.4 Heurística

## 3 Análise de Complexidade

### 3.1 Algoritmo exato

#### 3.1.1 Espacial

Para cada vértice, um inteiro representando o peso e um inteiro de 64 *bits* representando o conjunto de seus adjacentes são armazenados. Portanto, a complexidade espacial é  $\Theta(|V| + |V|) = \Theta(|V|)$ .

#### 3.1.2 Temporal

De acordo com Tomita *et al.*<sup>[3]</sup>, a complexidade do algoritmo de Bron-Kerbosch com a técnica de pivoteamento possui complexidade  $\mathcal{O}(3^{|V|/3})$  no pior caso. Esta complexidade é ótima, pois segundo Moon e Moser<sup>[2]</sup>, um grafo com  $n$  vértices possui no máximo  $3^{n/3}$  cliques máximas.

### 3.2 Heurística

#### 3.2.1 Espacial

Para cada vértice, são armazenados um inteiro representando o peso e um *byte* indicando a presença do vértice no conjunto independente. Portanto, a complexidade espacial é  $\Theta(|V| + |V|) = \Theta(|V|)$ .

#### 3.2.2 Temporal

Devido à construção incremental do grafo, inicialmente este não possui arestas, então o conjunto máximo independente possui todos os vértices. Antes da leitura das arestas, é calculada a soma dos pesos de todos os vértices, com complexidade  $\Theta(|V|)$ .

Para cada aresta na entrada, uma aresta pode ser removida do conjunto independente. Tal remoção apresenta complexidade  $\Theta(1)$ , devido à representação do conjunto independente como um vetor de *bytes*. Portanto, a complexidade desta operação é  $\Theta(|A|)$ .

Complexidade final:  $\Theta(|V| + |A|)$ .

## 4 Análise Experimental

A análise experimental das implementações é mostrada pelas figuras. Para realizar os experimentos, diversas entradas foram construídas. Para medir o tempo de execução do código, foi utilizada a informação de uso de recursos fornecida pelo sistema operacional linux.<sup>6</sup> A razão inicial é verificar, de forma geral, o comportamento do algoritmo para casos genéricos.

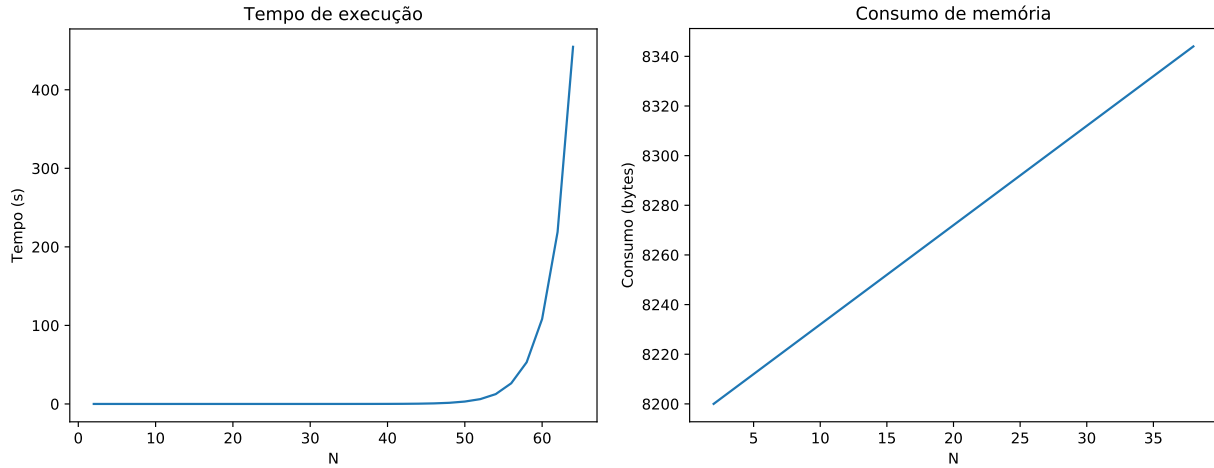


Figura 1: Teste experimental do algoritmo exato.

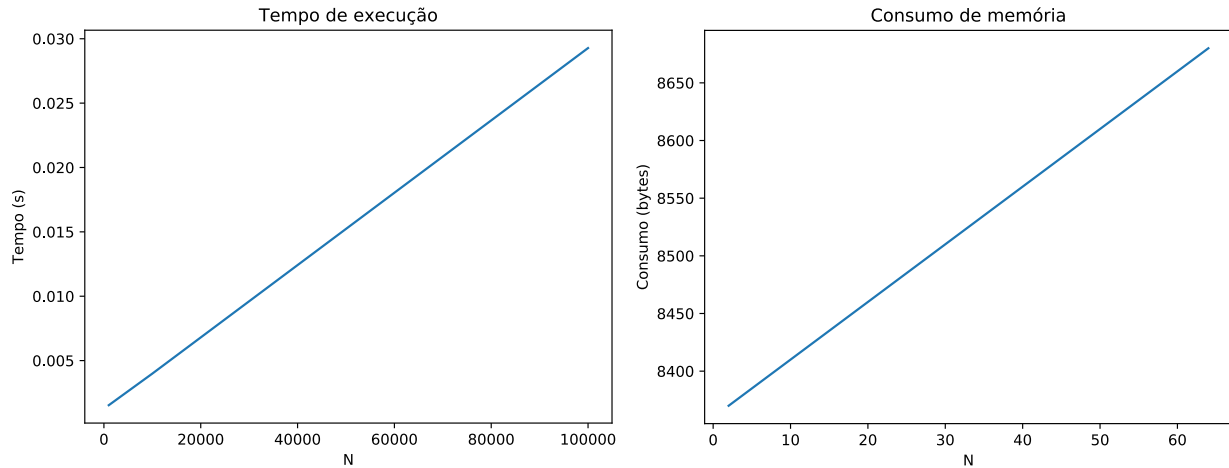


Figura 2: Teste experimental da heurística.

É interessante observar na Figura 1 que o comportamento exponencial do algoritmo exato é notável apenas a partir das entradas de tamanho 50. Isso se deve às estratégias utilizadas para tornar as operações intrínsecas do algoritmo rápidas.

Também é notável que a heurística se mostra extremamente rápida, mesmo para entradas muito grandes.

---

<sup>6</sup><https://en.wikipedia.org/wiki/Procfs>

## 4.1 Comparação das soluções

Para avaliar a qualidade da heurística, uma comparação dos resultados produzidos a partir das entradas *toys* fornecidas pelos monitores foi realizada.

Toy	Demanda total		
	Algoritmo exato	Heurística	Degradação
3	170	170	0 %
7	30	30	0 %
6	139	125	11 %
5	304	250	18 %
8	265	199	25 %
9	312	207	34 %
10	198	124	38 %
1	118	57	52 %
4	10	4	60 %
2	168	57	67 %

Tabela 1: Comparação entre a otimalidade das soluções

É notável que metade dos resultados apresentou degradação inferior a 30%. Tal resultado indica uma boa aproximação produzida pela heurística.

## 5 Conclusão

## Referências

- [1] Coen Bron and Joep Kerbosch. Algorithm 457: Finding all cliques of an undirected graph. *Commun. ACM*, 16(9):575–577, September 1973.
- [2] J. W. Moon and L. Moser. On cliques in graphs. *Israel Journal of Mathematics*, 3(1):23–28, Mar 1965.
- [3] Etsuji Tomita, Akira Tanaka, and Haruhisa Takahashi. The worst-case time complexity for generating all maximal cliques and computational experiments. *Theoretical Computer Science*, 363(1):28 – 42, 2006. Computing and Combinatorics.