

Universidade de São Paulo
Instituto de Matemática e Estatística
Bachalerado em Ciência da Computação

Tiago Madeira

**Geração uniforme de *k-trees* para
aprendizado de redes bayesianas**

Supervisor: Prof. Dr. Denis Deratani Mauá

São Paulo
Novembro de 2016

Resumo

O resumo ainda não foi escrito.

Palavras-chave: sem, resumo, por, enquanto.

Abstract

The abstract has not been written yet.

Keywords: no, abstract, yet.

Sumário

1	Introdução	1
2	Fundamentos	3
2.1	Grafos	3
2.1.1	<i>k-trees</i>	6
2.2	Probabilidade	7
2.3	Redes bayesianas	7
3	Geração aleatória de <i>k-trees</i>	9
3.1	Codificando árvores e <i>k-trees</i>	9
3.2	A solução de Caminiti et al.	11
3.2.1	Codificação	13
3.2.2	Decodificação	16
3.3	Experimentos e resultados	16
4	Aprendizado de redes bayesianas	17
5	Conclusão	19

Capítulo 1

Introdução

Em teoria dos grafos, *k-trees* são consideradas uma generalização de árvores. Há interesse considerável em desenvolver ferramentas eficientes para manipular essa classe de grafos, porque todo grafo com *treewidth* k é um subgrafo de uma *k-tree* e muitos problemas NP-completos podem ser resolvidos em tempo polinomial quando restritos a grafos com *treewidth* limitada.

Com efeito, o artigo de Arnborg e Proskurowski [1] apresenta algoritmos para resolver em tempo linear problemas como, dado um grafo com *treewidth* limitada:

- Encontrar o tamanho máximo dos seus conjuntos independentes;
- Computar o tamanho mínimo dos seus conjuntos dominantes;
- Calcular seu número cromático; e
- Determinar se ele tem um ciclo hamiltoniano.

O problema que desperta nosso interesse em *k-trees* é a inferência em redes bayesianas.

Uma rede bayesiana é um modelo probabilístico em grafo usado para raciocinar e tomar decisões em situações com incerteza através de técnicas de inteligência artificial e aprendizagem computacional. Ela representa uma distribuição de probabilidade multivariada num DAG (grafo acíclico dirigido) no qual os vértices correspondem às variáveis aleatórias do domínio e as arestas correspondem, intuitivamente, a influência de um vértice sobre outro.

Segundo Koller e Friedman [7], a inferência em redes bayesianas em geral é NP-difícil; porém, se seu DAG possui *treewidth* limitado, a inferência pode ser realizada em tempo polinomial. Daí a importância de aprender redes bayesianas que tenham *treewidth* limitada.

A partir dessa motivação, este trabalho de conclusão de curso consistiu em estudar os conceitos de teoria dos grafos relacionados a *k-trees* e implementar um algoritmo para gerar *k-trees* de forma uniforme que possam ser usadas no aprendizado de redes bayesianas.

A continuar: citar algoritmos usados, falar do artigo de Caminiti, justificar a escolha de Go para implementações, apresentar a organização da monografia.

Capítulo 2

Fundamentos

Neste capítulo, apresentamos definições fundamentais de teoria dos grafos, teoria da probabilidade e redes bayesianas que o leitor deve conhecer para compreender o trabalho.

Outras definições mais específicas, como as utilizadas para construir o algoritmo para codificar e decodificar *k-trees* estão localizadas nos capítulos subsequentes.

Partimos do pressuposto de que o leitor conhece notações básicas de conjuntos.

2.1 Grafos

Nesta seção apresentamos de forma breve apenas os conceitos de teoria dos grafos necessários para a compreensão deste trabalho. Mais detalhes podem ser encontrados no livro de Bondy e Murty [3], que foi utilizado como referência.

Definição 1 (grafo). Um grafo é um par ordenado $G = (V, E)$. Os elementos de V são chamados de vértices de G . Os elementos de E são chamados de

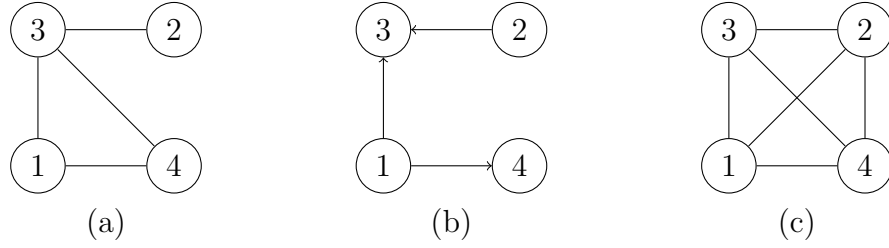


Figura 2.1: **(a)** Representação do grafo $G = (V_G, E_G)$ com $V_G = \{1, 2, 3, 4\}$ e $E_G = \{(1, 3), (1, 4), (2, 3), (3, 4)\}$. **(b)** Representação do grafo dirigido $D = (V_D, E_D)$ com $V_D = \{1, 2, 3, 4\}$ e $E_D = \{(1, 3), (1, 4), (2, 3)\}$. **(c)** Representação do K_4 , o grafo completo com 4 vértices.

arestas de G e consistem em pares (não-ordenados) de vértices distintos¹. Dados $u, v \in V$, se $(u, v) \in E$ dizemos que u e v são adjacentes em G .

A figura 2.1(a) mostra como costuma ser representado um grafo. Os vértices são representados pelos círculos e as arestas são representadas pela ligação entre eles. Se $(u, v) \in E$, há uma linha ligando os vértices u e v .

Definição 2 (grafo dirigido). Um grafo $G = (V, E)$ é dito dirigido se E consiste em pares *ordenados* de vértices. Se $(a, b) \in E$, dizemos que a aponta para b ou que há uma aresta de a para b .

A figura 2.1(b) mostra como costuma ser representado um grafo dirigido. Como o conjunto de arestas consiste em pares ordenados, elas são representadas por setas. Se $(u, v) \in E$, então a seta aponta de u para v .

Definição 3 (grafo completo). Um grafo $G = (V, E)$ é dito completo se $(u, v) \in E$ para todo $u, v \in V, u \neq v$. Um grafo completo com n vértices é geralmente denotado K_n .

Na figura 2.1(c), a representação de um grafo completo com 4 vértices.

¹A rigor, por causa da palavra “distintos”, essa é a definição do que a literatura costuma chamar de *grafo simples*. Tal definição é utilizada porque neste trabalho não temos interesse em grafos que possuam arestas (u, v) com $u = v$.

Definição 4 (subgrafo). Um grafo $F = (V_F, E_F)$ é chamado de subgrafo de $G = (V_G, E_G)$ se $V_F \subseteq V_G$ e $E_F \subseteq E_G$.

Definição 5 (subgrafo induzido). Dado um grafo $G = (V, E)$ e um subconjunto V' de V , o subgrafo de G induzido por V' , $G' = (V', E')$, é o grafo formado pelos vértices $V' \subseteq V$ e arestas que só contém elementos de V' , ou seja, $E' = \{(u, v) \in E \mid u, v \in V'\}$.

Definição 6 (caminho). Dado um grafo $G = (V, E)$, um caminho em G é um subgrafo de G cujos vértices podem ser arranjados numa sequência linear de forma que dois vértices são adjacentes se eles são consecutivos na sequência e não-adjacentes caso contrário. Se $u, v \in V$ pertencem a um caminho P , dizemos que eles estão conectados pelo caminho P .

Definição 7 (distância). Dado um grafo $G = (V, E)$ e dois vértices $(u, v) \in V$, a distância entre u e v é o número de arestas num menor caminho que os conecte.

Definição 8 (ciclo). Dado um grafo $G = (V, E)$, um ciclo em G é um subgrafo de G cujos vértices podem ser arranjados numa sequência cíclica de forma que dois vértices são adjacentes se eles são consecutivos na sequência e não-adjacentes caso contrário.

Definição 9 (DAG). Um grafo $G = (V, E)$ é chamado de DAG (do inglês *directed acyclic graph*: grafo dirigido acíclico) se ele é dirigido e não possui ciclos.

Definição 10 (árvore). Dado um grafo $G = (V, E)$, dizemos que ele é uma árvore se cada dois vértices $u, v \in V$ são conectados por exatamente um caminho.

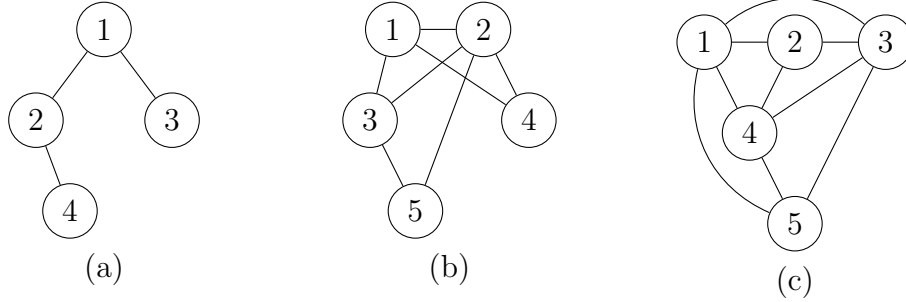


Figura 2.2: **(a)** Uma 1-*tree* (ou seja, uma árvore comum) com 4 vértices. **(b)** Uma 2-*tree* com 5 vértices. **(c)** Uma 3-*tree* com 5 vértices.

Definição 11 (k -clique). Seja $G = (V, E)$ um grafo. Um k -clique é um subconjunto dos vértices, $C \subseteq V$, tal que $(u, v) \in E \forall u, v \in C, u \neq v$ (ou seja, tal que o subgrafo induzido por C é completo).

2.1.1 k -trees

Definição 12 (k -tree). [6] Uma k -tree é definida da seguinte forma recursiva:

1. Um grafo completo com k vértices é uma k -tree.
2. Se $T'_k = (V, E)$ é uma k -tree, $K \subseteq V$ é um k -clique e $v \notin V$, então $T_k = (V \cup \{v\}, E \cup \{(v, x) \mid x \in K\})$ é uma k -tree.

Na figura 2.2(a), um exemplo de k -tree com $k = 1$ (ou seja, uma árvore comum) e $n = 4$ vértices rotulados com inteiros em $[1, 4]$; na figura 2.2(b), um exemplo de k -tree com $k = 2$ e $n = 5$ vértices rotulados com inteiros em $[1, 5]$; na figura 2.2(c), um exemplo de k -tree com $k = 3$ e $n = 5$ vértices rotulados em $[1, 5]$.

Definição 13 (k -tree enraizada). [4] Uma k -tree enraizada é uma k -tree com um k -clique destacado $R = \{r_1, r_2, \dots, r_k\}$ que é chamado de *raiz* da k -tree enraizada.

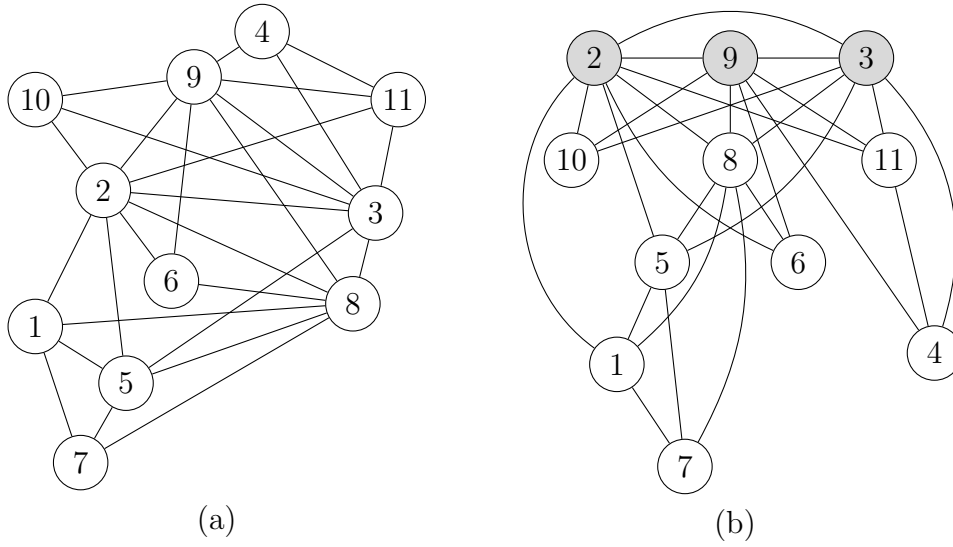


Figura 2.3: **(a)** Uma 3-tree T_3 com 11 vértices. **(b)** A mesma 3-tree (T_3) enraizada no 3-clique $\{2, 3, 9\}$.

Na figura 2.3(a), um exemplo de uma k -tree com $k = 3$ e $n = 11$ vértices rotulados com inteiros em $[1, 11]$. Na figura 2.3(b), a mesma k -tree, dessa vez enraizada no 3-clique $R = \{2, 3, 9\}$.

Definição 14 (*partial k-tree*). [2] Um subgrafo de uma k -tree é chamado de *partial k-tree*. Um grafo é uma *partial k-tree* se e só se ele tem *treewidth* menor ou igual a k .

2.2 Probabilidade

A escrever. [7]

2.3 Redes bayesianas

A escrever. [7]

Capítulo 3

Geração aleatória de k -trees

O problema de gerar k -trees está intimamente relacionado ao problema de codificá-las e decodificá-las. De fato, se há uma codificação bijetiva que associa k -trees a *strings*, basta gerar *strings* aleatórias para gerar k -trees aleatórias.

Neste capítulo, apresentamos o problema de codificar k -trees, discutimos a solução linear para codificar e decodificar k -trees de forma bijetiva proposta por Caminiti et al. [4], explicamos como ela foi implementada neste trabalho para gerar k -trees aleatórias e mostramos os resultados obtidos.

3.1 Codificando árvores e k -trees

O problema de codificar árvores já foi amplamente estudado na literatura. Como destaca Caminiti et al. [4]:

Codificar árvores rotuladas por meio de *strings* de rótulos de vértices é uma alternativa interessante à representação usual de estruturas de dados de árvore na memória e tem muitas aplicações práticas (por exemplo, algoritmos evolucionários sobre árvores, geração aleatória de árvores, compressão de dados e computação

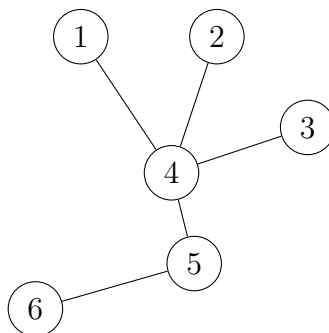


Figura 3.1: A árvore rotulada equivalente ao código de Prüfer $\{4, 4, 4, 5\}$.

do volume de floresta de grafos). Diversos códigos bijetivos diferentes que realizam associações entre árvores rotuladas e *strings* de rótulos foram introduzidas. De um ponto de vista algorítmico, o problema foi cuidadosamente investigado e algoritmos ótimos de codificação e decodificação desses códigos são conhecidos.

Em 1889, Cayley [5] demonstrou que para um conjunto de n vértices distintos existem n^{n-2} árvores possíveis. Desde lá, foram criados vários códigos para associar *strings* e árvores.

Um dos mais conhecidos é o código de Prüfer [8], que surgiu em 1918 e é bijetivo, associando cada árvore (rotulada) de n vértices a uma lista distinta de comprimento $n - 2$ no alfabeto dos rótulos da árvore.

Codificar uma árvore usando o código de Prüfer é trivial: basta remover iterativamente as folhas da árvore até que apenas dois vértices sobrem, escolhendo sempre a folha de menor rótulo. Quando uma folha é removida, adiciona-se ao código o rótulo do seu vizinho.

A figura 3.1 exemplifica a codificação de Prüfer mostrando uma árvore cujo o código resultante do algoritmo é $\{4, 4, 4, 5\}$.

k -trees [6] são consideradas uma generalização de árvores. Há interesse

considerável em desenvolver ferramentas eficientes para manipular essa classe de grafos, porque todo grafo com *treewidth* k é um subgrafo de uma k -tree e muitos problemas NP-completos podem ser resolvidos em tempo polinomial quando restritos a grafos com *treewidth* limitada, como destacado na **Introdução** deste trabalho.

Há estudos sobre a codificação de k -trees há pelo menos quatro décadas. Em 1970, Rényi e Renyi apresentaram uma codificação redundante (ou seja, não bijetiva) para um subconjunto de k -trees rotuladas que chamamos de k -trees de Rényi e que são definidas como segue:

Definição 15 (k -tree de Rényi). [9] Uma k -tree de Rényi R_k é uma k -tree enraizada com n vértices rotulados em $[1, n]$ e raiz $R = \{n - k + 1, n - k + 2, \dots, n\}$.

Entretanto, até onde sabemos, apenas em 2008 surgiu um código bijetivo para k -trees com algoritmos lineares de codificação e decodificação. Foram esses algoritmos, propostos por Caminiti et al. [4], que implementamos neste trabalho.

3.2 A solução de Caminiti et al.

O artigo “*Bijective Linear Time Coding and Decoding for k -Trees*” [4] apresenta um código bijetivo para k -trees rotuladas, juntamente a algoritmos lineares para realizar a codificação e a decodificação.

O código é formado por uma permutação de tamanho k e uma generalização do *Dandelion Code* [10], que consiste em $n - k - 2$ pares (onde n é o número de vértices) definidos no conjunto $\{(0, \varepsilon)\} \cup ([1, n - k] \times [1, k])$. Portanto, dizemos que a codificação das k -trees associa elementos em \mathcal{T}_k^n (conjunto das k -trees com n vértices) com elementos em:

$$\mathcal{A}_k^n = \binom{[1, n]}{k} \times (\{(0, \varepsilon)\} \cup ([1, n - k] \times [1, k]))^{n-k-2}$$

Os algoritmos consistem em uma série de transformações. Para compreendê-los, é necessário definir esqueleto de uma k -tree enraizada e árvore característica:

Definição 16 (esqueleto de uma k -tree enraizada). [4] O esqueleto de uma k -tree enraizada T_k com raiz R , denotado por $S(T_k, R)$, é definido da seguinte forma recursiva:

1. Se T_k é apenas o k -clique R , seu esqueleto é uma árvore com um único vértice R .
2. Dada uma k -tree enraizada T_k com raiz R , obtida por T'_k enraizada em R através da adição de um novo vértice v conectado a um k -clique K (ver definição 12), seu esqueleto $S(T_k, R)$ é obtido adicionando a $S(T'_k, R)$ um novo vértice $X = \{v\} \cup K$ e uma nova aresta (X, Y) , onde Y é o vértice de $S(T'_k, R)$ que contém K com uma distância mínima da raiz. Chamamos Y de pai de X .

Definição 17 (árvore característica). [4] A árvore característica $T(T_k, R)$ de uma k -tree enraizada T_k com raiz R é obtida rotulando os vértices e arestas de $S(T_k, R)$ da seguinte forma:

1. O vértice R é rotulado 0 e cada vértice $\{v\} \cup K$ é rotulado v ;
2. Cada aresta do vértice $\{v\} \cup K$ ao seu pai $\{v'\} \cup K'$ é rotulada com o índice do vértice em K' (visualizando-o como um conjunto ordenado) que não aparece em K . Quando o pai é R a aresta é rotulada ε .

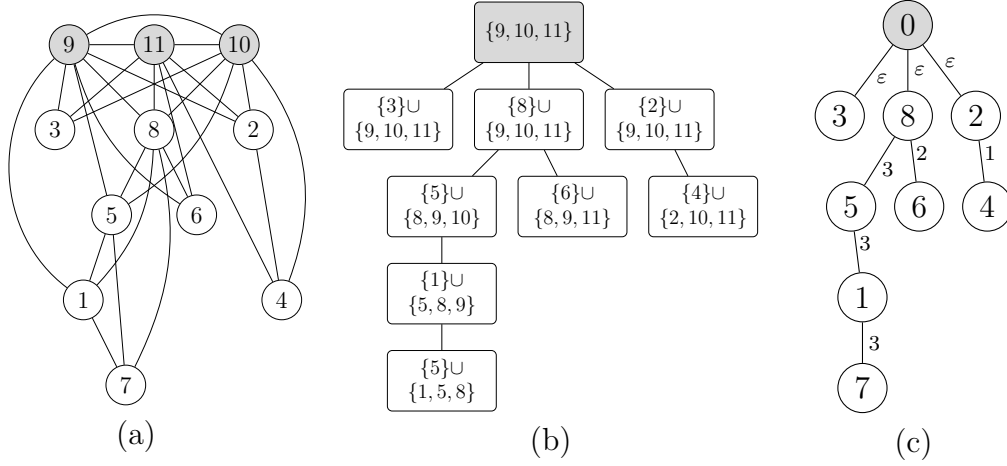


Figura 3.2: **(a)** Uma 3-tree de Rényi R_3 com 11 vértices e raiz $\{9, 10, 11\}$. **(b)** O esqueleto de R_3 . **(c)** A árvore característica de R_3 .

Note que a existência de um único vértice em $K' \setminus K$ é garantida pela definição 16. De fato, v' precisa aparecer em K , caso contrário $K' = K$ e o pai de $\{v'\} \cup K'$ contém K . Isso contradiz o fato de que cada vértice em $S(T_k, R)$ é ligado à distância mínima da raiz.

A figura 3.2 mostra uma k -tree de Rényi com 11 vértices, seu esqueleto e sua árvore característica. O *Dandelion Code* generalizado correspondente a essa árvore é $[(0, \varepsilon), (2, 0), (8, 2), (8, 1), (1, 2), (5, 2)]$.

3.2.1 Codificação

O algoritmo para codificar uma k -tree rotulada consiste em cinco passos. Aqui apresentamos esse algoritmo detalhando nossa implementação.

ALGORITMO DE CODIFICAÇÃO

Entrada: uma k -tree T_k com n vértices

Saída: um código em \mathcal{A}_k^n

1. Identificar Q , o k -clique adjacente à folha de maior rótulo l_M de T_k ;

2. Através de um processo de re-rotulação ϕ (computado a partir de Q e detalhado a seguir), transformar T_k numa k -tree de Rényi R_k ;
3. Gerar a árvore característica T para R_k ;
4. Computar o *Dandelion Code* generalizado S para T ;
5. Remover da *string* obtida S o par correspondente a $\phi(l_M)$;

O algoritmo retorna o par (Q, S) computado durante esse processo.

Na nossa implementação, uma k -tree (estrutura definida no pacote `ktree`) é representada através de uma lista de adjacências (`Adj`) e um inteiro k (`K`).

O algoritmo de codificação é implementado pela função `CodingAlgorithm` do pacote `codec`. A seguir, detalhamos os cinco passos.

Passo 1. Primeiramente precisamos encontrar l_M , a folha de T_k com maior rótulo. Uma folha em uma k -tree consiste em um vértice de grau k , portanto basta iterar na lista de adjacências em ordem decrescente nos rótulos até encontrar um vértice com grau k . Isso foi implementado na função `FindLm`, localizada no pacote `ktree`.

Encontrado l_M , atribuímos a Q a lista `Adj[l_M]` (ver função `GetQ` do pacote `ktree`).

Passo 2. Queremos transformar T_k numa k -tree de Rényi enraizada em Q . Para isso, precisamos definir uma permutação que associe os vértices de Q a $\{n - k + 1, n - k + 2, \dots, n\}$. A função de permutação, que chamamos de ϕ , é definida da seguinte forma:

1. Se q_i é o i -ésimo menor vértice em Q , fazemos $\phi(q_i) = n - k + i$;
2. Para cada $q \notin Q \cup \{n - k + 1, \dots, n\}$, fazemos $\phi(q) = q$;

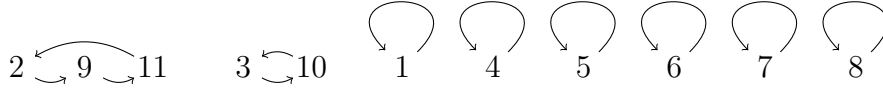


Figura 3.3: Representação gráfica da função ϕ computada para a 3-*tree* mostrada na figura 2.3.

3. O restante dos valores são usados para fechar os ciclos de permutação, ou seja, para cada $q \in \{n - k + 1, \dots, n\} \setminus Q$, fazemos $\phi(q) = i$ tal que $\phi^j(i) = q$ e j é maximizado.

Essa computação é implementada pela função `ComputePhi` no pacote `ktree`.

Usamos a função ϕ para re-rotular os vértices de T_k , obtendo a k -*tree* de Rényi R_k . A implementação desse processo foi realizada na função `Relabel` do pacote `ktree`.

A figura 3.3 mostra uma representação gráfica da função ϕ usada para re-rotular a 3-*tree* mostrada na figura 2.3 com $Q = \{2, 3, 9\}$ produzindo a k -*tree* de Rényi mostrada na figura 3.2(a).

Passo 3. As definições 16 e 17 sugerem algoritmos triviais para gerar a árvore característica T para a k -*tree* de Rényi R_k obtida no passo anterior por meio do seu esqueleto (o processo visto na figura 3.2).

Para garantir tempo linear, no entanto, o artigo de Caminiti et. al [4] sugere evitar a construção explícita do esqueleto $S(R_k)$ e construir os conjuntos de vértices e arestas de T separadamente.

Para computar o conjunto de vértices, identifica-se cliques maximais em R_k através da poda sucessiva das k -folhas de R_k . Esse processo pode ser visto na função `pruneRk` do pacote `characteristic`. Para cada vértice v podado, essa função guarda uma lista $K_v \subseteq Adj(v)$ dos exatamente k vértices adjacentes a v que ainda não foram podados.

Ao fim desse processo, que tem complexidade $O(nk)$, a k -tree de Rényi é reduzida apenas à sua raiz $R = \{n - k + 1, \dots, n\}$.

A partir das listas K_i ($i \in V$) e da ordem em que os vértices foram podados, constrói-se o conjunto das arestas num processo de complexidade $O(nk)$ detalhado no programa 7 do artigo [4] cuja implementação encontra-se na função `addEdges` do pacote `characteristic`.

Passo 4. A escrever (computar o *Dandelion Code* generalizado S para T)

Passo 5. A escrever (remover da *string* obtida S o par correspondente a $\phi(l_M)$)

A concluir.

3.2.2 Decodificação

A escrever.

3.3 Experimentos e resultados

A escrever.

Capítulo 4

Aprendizado de redes bayesianas

A ser escrito.

Capítulo 5

Conclusão

Ainda não foi escrita.

Referências Bibliográficas

- [1] Stefan Arnborg and Andrzej Proskurowski. Linear time algorithms for np-hard problems restricted to partial k -trees. *Discrete Applied Mathematics*, 23:11–24, 1989.
- [2] Hans L. Bodlaender. Treewidth: Structure and algorithms. *Structural Information and Communication Complexity*, 4474:11–25, 2007.
- [3] John A. Bondy and Uppaluri S. R. Murty. *Graph Theory*. Springer, 2008.
- [4] Saverio Caminiti, Emanuele G. Fusco, and Rossella Petreschi. Bijective linear time coding and decoding for k -trees. *Theory of Computing Systems*, 46:284–300, 2010.
- [5] Arthur Cayley. A theorem on trees. *Quart J. Math*, 23:376–378, 1889.
- [6] Frank Harary and Edgar M. Palmer. On acyclic simplicial complexes. *Mathematika*, 15:115–122, 1968.
- [7] Daphne Koller and Nir Friedman. *Probabilistic Graphical Models: Principles and Techniques*. The MIT Press, 2009.
- [8] Heinz Prüfer. Neuer beweis eines satzes über permutationen. *Archiv der Mat. und Physik*, 27:142–144, 1918.

- [9] C. Rényi and A. Rényi. The prüfer code for k -trees. *Combinatorial Theory and its Applications*, pages 945–971, 1970.
- [10] Ömer Eğecioğlu and J. B. Remmel. Bijections for cayley trees, spanning trees, and their q -analogues. *Journal of Combinatorial Theory*, 42:15–30, 1986.