Slides Reduzidos

Matemática Discreta

Ano Letivo 2022/23 (Versão: 1 de Junho de 2023)

Departamento de Matemática, Universidade de Aveiro
https://elearning.ua.pt/

Capítulo V
Elementos de Teoria dos Grafos

Parte III
Árvores e florestas

1. Árvores e florestas

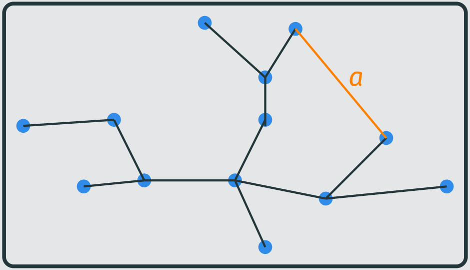
Definição

Um grafo simples G diz-se uma **floresta** se G não contém ciclos. Uma floresta conexa designa-se por **árvore**.

Nota

Uma floresta é um grafo simples cujas componentes conexas são árvore.

Exemplo (Árvore)



Acrescentando a aresta a, o grafo já não é uma árvore.

Teorema

Para um grafo G com pelo menos um vértice, as seguintes afirmações são equivalentes.

(i) *G é uma árvore.*

(ii) *G é «minimamente conexo»; ou seja, G é conexo e cada aresta é uma ponte.*

(iii) *G é «maximamente acíclico», ou seja, G não contém ciclos, mas acrescentando uma aresta obtém-se um ciclo.*

Definição

Seja G um grafo. Um subgrafo abrangente T de G diz-se **árvore abrangente** de G quando T é uma árvore.

Corolário

Cada grafo finito conexo admite uma árvore abrangente. (Por exemplo, podemos escolher um subgrafo «maximamente acíclico».)

Lema

Cada árvore finita com pelo menos dois vértices tem pelo menos dois vértices de grau 1 (chamado ***folhas****).*

Demonstração.

(Ver o exercício 26 da folha 5.)

Considere, por exemplo, os vértices extremos do caminho mais comprido do grafo. □

Lema

Cada árvore finita com pelo menos dois vértices tem pelo menos dois vértices de grau 1 (chamado ***folhas****).*

Lema

Uma árvore com n vértices tem precisamente $n-1$ arestas.

Demonstração.

Indução sobre o número n de vértices da árvore T.

- $n=1$: Claro!!
- Seja $n \geq 2$ e suponha que a afirmação é verdadeira para todas as árvores com menos do que n vértices. Seja v uma folha de T. Portanto, $T-v$ é uma árvore; por hipótese da indução, $T-v$ tem $n-2$ arestas. Logo, T tem $n-1$ arestas.

$\square$

Lema

Cada árvore finita com pelo menos dois vértices tem pelo menos dois vértices de grau 1 (chamado ***folhas****).*

Lema

Uma árvore com n vértices tem precisamente $n - 1$ arestas.

Teorema

Um grafo G conexo com n vértices é uma árvore se e só se G tem $n - 1$ arestas.

Demonstração.

Suponha que G tem $n - 1$ arestas e seja T uma árvore abrangente de G. Logo, T tem $n - 1$ arestas, portanto $G = T$ é uma árvore. $\square$

Lema

Cada árvore finita com pelo menos dois vértices tem pelo menos dois vértices de grau 1 (chamado ***folhas****).*

Lema

Uma árvore com n vértices tem precisamente $n - 1$ arestas.

Teorema

Um grafo G conexo com n vértices é uma árvore se e só se G tem $n - 1$ arestas.

Teorema

Um grafo G sem ciclos com $n \geq 1$ vértices é uma árvore se e só se G tem $n - 1$ arestas.

Lema

*Cada árvore finita com pelo menos dois vértices tem pelo menos dois vértices de grau 1 (chamado **folhas**).*

Lema

Uma árvore com n vértices tem precisamente $n-1$ arestas.

Teorema

Um grafo G conexo com n vértices é uma árvore se e só se G tem $n-1$ arestas.

Teorema

Um grafo G sem ciclos com $n \geq 1$ vértices é uma árvore se e só se G tem $n-1$ arestas.

Demonstração.

TPC (já não há espaço … mas ver seguinte teorema). $\square$

Teorema

Um grafo finito G é uma floresta se e só se

$$\epsilon(G) = \nu(G) - \mathrm{cc}(G).$$

Nota

Se G é uma árvore, obtemos a fórmula já conhecida:

$$\epsilon(G) = \nu(G) - 1.$$

Portanto, num grafo conexo temos

$$\epsilon(G) \geq \epsilon(\text{uma árvore abrangente}) = \nu(G) - 1.$$

Teorema

Um grafo finito G é uma floresta se e só se

$$\epsilon(G) = \nu(G) - \mathrm{cc}(G).$$

Demonstração.

Suponhamos que G é uma floresta e sejam $G_1, \dots, G_k$ as componentes conexas de G. Logo, $\mathrm{cc}(G) = k$ e

$$\epsilon(G) = \epsilon(G_1) + \cdots + \epsilon(G_k) \quad \text{e} \quad \nu(G) = \nu(G_1) + \cdots + \nu(G_k).$$

Para cada $i = 1, 2, \dots, k$, $\epsilon(G_i) = \nu(G_i) - 1$ (o lema anterior para árvores), portanto,

$$\epsilon(G) = \nu(G) - k.$$

$\square$

Teorema

Um grafo finito G é uma floresta se e só se

$$\epsilon(G) = \nu(G) - \mathrm{cc}(G).$$

Demonstração.

Suponha agora que $\epsilon(G) - \nu(G) + \mathrm{cc}(G) = 0$ e sejam $G_1, \dots, G_k$ as componentes conexas de G. Logo,

$$0 = \underbrace{(\epsilon(G_1) - \nu(G_1) + 1)}_{\geq 0} + \dots + \underbrace{(\epsilon(G_k) - \nu(G_k) + 1)}_{\geq 0};$$

ou seja, $\epsilon(G_i) - \nu(G_i) + 1 = 0$, para cada $i = 1, \dots, k$. Pelo teorema anterior (sobre árvores), cada componente conexa é uma árvore. Portanto, G é uma floresta.

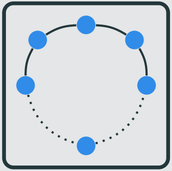
$\square$

Definição

Para um grafo finito G, $\tau(G)$ denota o **número de árvores abrangentes de G**.

Alguns casos particulares

- $\tau(G) = 0 \iff G$ é desconexo.
- $\tau(G) = 1 \Longleftarrow G$ é uma árvore.
- Se G é um ciclo com k arestas, então $\tau(G) = k$



As árvores abrangentes de G são da forma $G - a$.

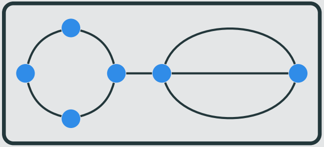
O NÚMERO DE ÁRVORES ABRANGENTES (8)

Definição

Para um grafo finito G, $\tau(G)$ denota o **número de árvores abrangentes de G**.

Alguns casos particulares

- $\tau(G) = 0 \iff G$ é desconexo.
- $\tau(G) = 1 \impliedby G$ é uma árvore.
- Se G é um ciclo com k arestas, então $\tau(G) = k$
- Se $G =$  (k arestas paralelas), então $\tau(G) = k$.
- Se $G =$ dois subgrafos G_1 e G_2 unidos por uma ponte ou por um único vértice em comum, então $\tau(G) = \tau(G_1) \cdot \tau(G_2)$.



O NÚMERO DE ÁRVORES ABRANGENTES (8)

Definição

Para um grafo finito G, $\tau(G)$ denota o **número de árvores abrangentes de G**.

Alguns casos particulares

- $\tau(G) = 0 \iff G$ é desconexo.
- $\tau(G) = 1 \impliedby G$ é uma árvore.
- Se G é um ciclo com k arestas, então $\tau(G) = k$
- Se $G =$  (k arestas paralelas), então $\tau(G) = k$.
- Se $G =$ dois subgrafos G_1 e G_2 unidos por uma ponte ou por um único vértice em comum, então $\tau(G) = \tau(G_1) \cdot \tau(G_2)$.

  De facto, as árvores abrangentes de G correspondem aos pares (T_1, T_2) onde T_1 é uma árvore abrangente de G_1 e T_2 é uma árvore abrangente de G_2.

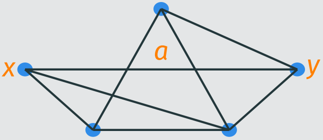
Fusão de extremos de uma aresta

Seja $G = (V, E, \psi)$ um grafo e seja $a \in E$ com $\psi(a) = \{x, y\}$. Denotamos por $G//a$ o grafo obtido a partir de G por **fusão** de x e y. Mais concretamente, $G//a = (V', E', \psi')$ onde

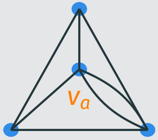
$$V' = V \setminus \{x, y\} \cup \{v_a\}, \quad E' = E \setminus \{a\}$$

e $\psi(e) = \psi'(e)$ para toda a aresta $e \in E$ com $\psi(e) \cap \{x, y\} = \varnothing$, em todos os outros casos $\psi'(e)$ é dado por $\psi(e)$ com v_a em lugar de x respetivamente y.

Exemplo



G



$G//a$

Teorema

Seja G um grafo finito e conexo seja $a \in E(G)$ uma aresta de G que não é um lacete. Então,

$$\tau(G) = \tau(G - a) + \tau(G//a).$$

Uma Fórmula recursiva para o cálculo de $\tau(G)$ (11)

Teorema

Seja G um grafo finito e conexo seja $a \in E(G)$ uma aresta de G que não é um lacete. Então,

$$\tau(G) = \tau(G - a) + \tau(G//a).$$

Demonstração.

Temos

$$\begin{aligned} \tau(G) &= |\text{as árvores sem } a\}| + |\{\text{as árvores com } a\}| \\ &= \tau(G - a) + \tau(G//a). \end{aligned}$$

$\square$

Teorema

Seja G um grafo finito e conexo seja $a \in E(G)$ uma aresta de G que não é um lacete. Então,

$$\tau(G) = \tau(G - a) + \tau(G//a).$$

Demonstração.

Temos

$$\begin{aligned}\tau(G) &= |\text{as árvores sem } a\}| + |\{\text{as árvores com } a\}| \\ &= \tau(G - a) + \tau(G//a).\end{aligned}$$

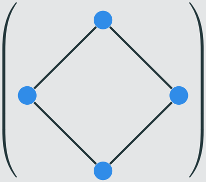
$\square$

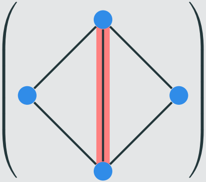
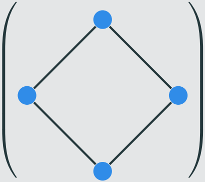
Nota

- Se a em um lacete em G, então $\tau(G) = \tau(G - a)$.
- Para $v_0 \overset{a}{\text{———}} v_1$ em G com $d(v_1) = 1$: $\tau(G) = \tau(G - v_1)$.

Exemplos

Não escrevemos aqui os «nomes» dos vértices.

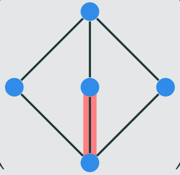
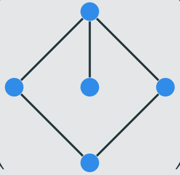
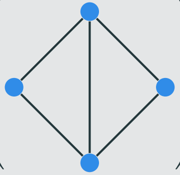
τ  $= 4.$

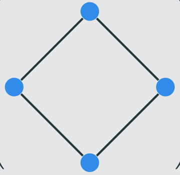
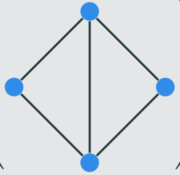
τ  $= \tau$  $+ \tau$ 

$$= 4 + 2 \cdot 2 = 8.$$

Exemplos

Não escrevemos aqui os «nomes» dos vértices.

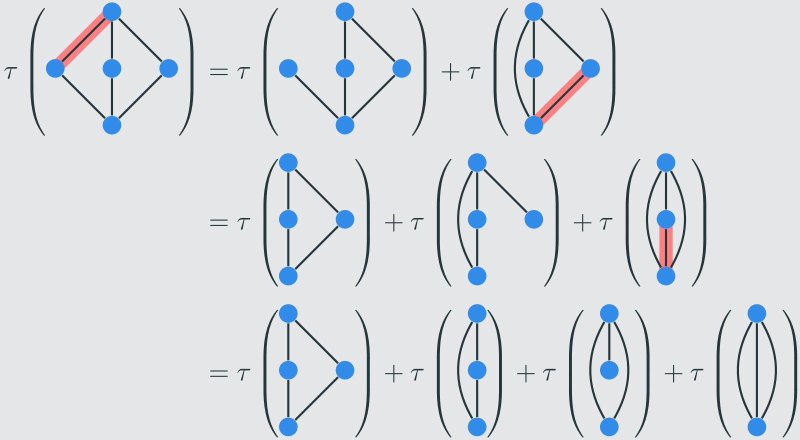
τ () $= \tau$ () $+ \tau$ ()

$= \tau$ () $+ \tau$ ()

$= 4 + 8 = 12.$

Exemplos

Não escrevemos aqui os «nomes» dos vértices.

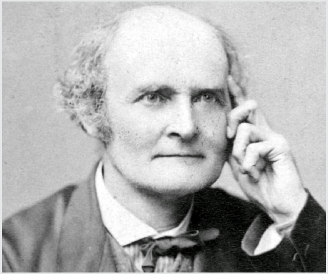


$$= 4 + 3 + 2 + 3 = 12.$$

Teorema (Fórmula de Cayley)

Para cada $n \geq 1$, o número de árvores com n vértices (etiquetadas) é n^{n-2}.

Referência



Arthur Cayley (1821 – 1895), matemático britânico.

CAYLEY, ARTHUR (1889). **«A theorem on trees».** Em: *The Quarterly Journal of Mathematics* **23**, pp. 376–378.

Corolário

Para cada $n \geq 1$, $\tau(K_n) = n^{n-2}$.

Saltar

Existem 1001 provas …

- Provalmente a primeira:

  Borchardt, Carl Wilhelm (1861). **«Über eine Interpolationsformel für eine Art symmetrischer Functionen und über deren Anwendung».** Em: *Math. Abh. der Akademie der Wissenschaften zu Berlin* (1–20).

- Mais recente (utilizando séries formais):

  Joyal, André (1981). **«Une théorie combinatoire des séries formelles».** Em: *Advances in Mathematics* **42**.(1), pp. 1–82.

  Mais acessível:

  Lastaria, Federico G. (2000). **«An invitation to combinatorial species».** URL: `http://math.unipa.it/~grim/ELastaria221-230.PDF`.

- Utilizando os códigos de Prüfer (já a seguir … ou não).

A ideia

Sejam $n \geq 2$ e V um conjunto de n elementos (tipicamente $V = \{1, 2, \dots, n\}$). Estabilizemos uma bijeção entre

o conjunto de todas as árvores $T = (V, E)$

e

o conjunto de todas as sequências $(a_1, a_2, \dots, a_{n-2})$ de comprimento $n - 2$ com $a_i \in V$.

A sequência $(a_1, a_2, \dots, a_{n-2})$ associada à árvore T diz-se **código de Prüfer** de T.

Consequentemente, o número de árvores $T = (V, E)$ é n^{n-2}.

saltar

Prüfer, Heinz (1918). **«Neuer Beweis eines Satzes über Permutationen».** Em: *Archiv der Mathematik und Physik* **27**, pp. 742–744.

O procedimento

Sejam $n \geq 2$ e V um conjunto de n elementos. Definimos a função

$$\texttt{pruefer}\colon \{\text{árvores em } V\} \longrightarrow \{(a_1, \dots, a_{n-2}) \mid a_i \in V\}$$

de seguinte maneira. Em primeiro lugar, escolhemos uma ordem total em V, e depois aplicamos o seguinte algoritmo:

1. $T =$ a árvore em consideração, $i = 1$.
2. Se T tem dois (ou menos) vértices, **Parar**.
3. procurar o menor vértice v com grau 1 (a menor folha).
4. $a_i =$ o único vizinho de v.
5. $T = T - v$ (o que ainda é uma árvore!!) e $i = i + 1$.
6. **Voltar para** 2.

O procedimento

Sejam $n \geq 2$ e V um conjunto de n elementos. Definimos a função

$$\texttt{pruefer}\colon \{\text{árvores em } V\} \longrightarrow \{(a_1, \dots, a_{n-2}) \mid a_i \in V\}$$

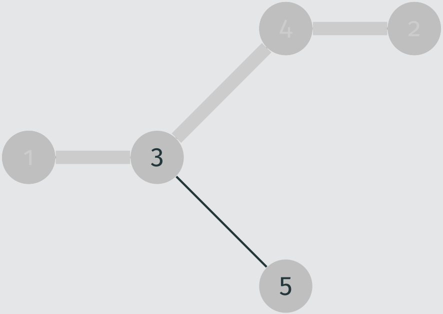
de seguinte maneira. Em primeiro lugar, escolhemos uma ordem total em V, e depois aplicamos o seguinte algoritmo:

Ou de forma recursiva:

$$\begin{aligned}
\texttt{pruefer}(\text{árvore de dois vértices}) &= \text{a lista vazia} \\
\texttt{pruefer}(T) &= (u, \texttt{pruefer}(T - v)) \\
&\quad \text{onde} \\
&\quad v = \text{a menor folha de } T \\
&\quad u = \text{o único vizinho de v em } T
\end{aligned}$$

Exemplo

A árvore T:



O código de Prüfer de T: $\mathtt{pruefer}(T) = (3, 4, 3)$.

Nota

Cada vértice v aparece $d(v) - 1$ vezes em $(a_1, \dots, a_{n-2})$.

O procedimento

Sejam $n \geq 2$ e V um conjunto de n elementos totalmente ordenado. Definimos a função

$$\texttt{unpruefer}\colon \{(a_1, \dots, a_{n-2}) \mid a_i \in V\} \longrightarrow \{\text{árvores em } V\}$$

de seguinte maneira:

(0) (Desenhar os n vértices no papel/quadro/areia/....)

(1) $P =$ a sequência $(a_1, \dots, a_{n-2})$ dada, $L =$ a lista ordenada dos vértices.

(2) Se L tem comprimento dois (e portanto P tem comprimento zero), então ligar os dois vértices correspondentes e **Parar**.

(3) Considerar o menor elemento em L que não pertence a P, e o primeiro elemento de P. Ligar as dois vértices correspondentes e remover estes elementos das respetivas listas.

(4) **Voltar para** 2.

O procedimento

Sejam $n \geq 2$ e V um conjunto de n elementos totalmente ordenado. Definimos a função

$$\texttt{unpruefer}\colon \{(a_1, \dots, a_{n-2}) \mid a_i \in V\} \longrightarrow \{\text{árvores em } V\}$$

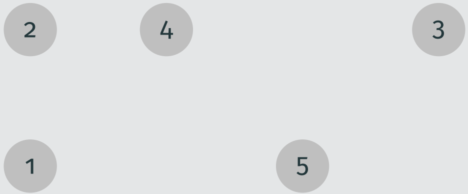
de seguinte maneira:

Ou de forma recursiva:

$$\begin{aligned}
\texttt{unpruefer}(\text{a lista vazia}) &= \text{a árvore com dois vértices} \\
\texttt{unpruefer}((a, \text{resto})) &= \texttt{unpruefer}(\text{resto}) + \text{ligar } v \text{ e } a \\
&\quad \text{onde} \\
&\qquad v = \text{o menor elemento de } V \text{ que} \\
&\qquad\quad \text{não ocorre em } (a, \text{resto})
\end{aligned}$$

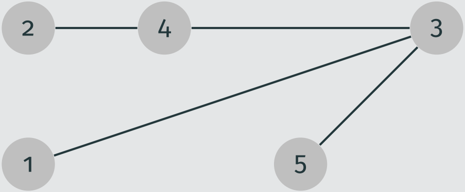
Exemplo

Consideremos $P = (3, 4, 3)$ e $L = (1, 2, 3, 4, 5)$.

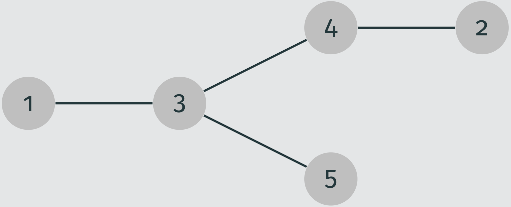


Exemplo

Consideremos $P = (3, 4, 3)$ e $L = (1, 2, 3, 4, 5)$.

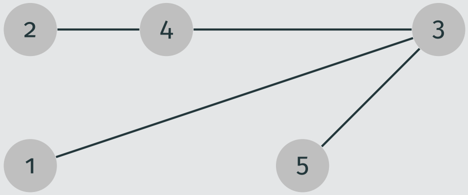


Para comparar



Exemplo

Consideremos $P = (3, 4, 3)$ e $L = (1, 2, 3, 4, 5)$.



Teorema

Verificam-se as igualdades

$$\texttt{pruefer} \circ \texttt{unpruefer} = \mathrm{id} \quad e \quad \texttt{unpruefer} \circ \texttt{pruefer} = \mathrm{id},$$

logo $\texttt{unpruefer} = \texttt{pruefer}^{-1}$ *e por isso* $\texttt{pruefer}$ *e* $\texttt{unpruefer}$ *são funções bijetivas.*

2. Árvores abrangentes de custo mínimo

O contexto

Consideremos grafos finitos $G = (V, E, \psi)$ com uma função

$$W\colon E \longrightarrow [0, \infty]$$

de «custos nas arestas». Dada um subgrafo H de G (com o conjunto de arestas $E' \subseteq E$), definimos o «custo de H» como

$$\sum_{e \in E'} W(e).$$

O objetivo

Para um grafo conexo finito $G = (V, E, \psi)$ com $W\colon E \longrightarrow [0, \infty]$, encontrar uma árvore abrangente de custo mínimo.

Convenção: A partir de agora todos os grafos são finitos.

Dois algoritmos

- O algoritmo de Kruskal.

  KRUSKAL, JOSEPH B. (1956). **«On the shortest spanning subtree of a graph and the traveling salesman problem».** Em: *Proceedings of the American Mathematical Society* **7**.(1), pp. 48–50.

- O algoritmo de Prim.

  PRIM, ROBERT C. (1957). **«Shortest connection networks and some generalization».** Em: *Bell System Technical Journal* **36**.(6), pp. 1389–1401.

Joseph Bernard Kruskal (1928 – 2010) matemático, estatístico, informático e psicometrista estadunidense, e Robert Clay Prim (1921) matemático e informático estadunidense.

Dois algoritmos

Prim e Kruskal

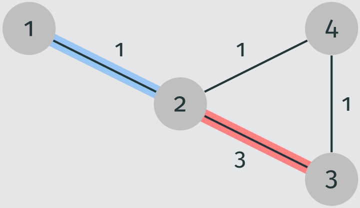
Ver também:

- BORŮVKA, OTAKAR (1926). **«O jistém problému minimálním [About a minimal problem]».** Em: *Práce Moravské Přírodovědecké Společnosti* **3**.(3), pp. 37–58.
- JARNÍK, VOJTĚCH (1930). **«O jistém problému minimálním [About a minimal problem]».** Em: *Práce Moravské Přírodovědecké Společnosti* **6**.(4), pp. 57–63.
- MAREŠ, MARTIN (2008). **«The saga of minimum spanning trees.».** Em: *Computer Science Review* **2**.(3), pp. 165–221.

Alguma notação

Sejam $G = (V, E, \psi)$ um grafo conexo com $W\colon E \longrightarrow [0, \infty]$ e $E' \subseteq E$ um conjunto de arestas que faz parte de uma árvore abrangente de G de custo mínimo. Uma aresta $a \in E$ diz-se **«segura para E'»** quando $E' \cup \{a\}$ faz parte de uma árvore abrangente de G de custo mínimo.

Exemplo



Com $E' = \{12\}$, a aresta 24 é segura para E' mas a aresta 23 não é segura para E'.

Alguma notação

Sejam $G = (V, E, \psi)$ um grafo conexo com $W \colon E \longrightarrow [0, \infty]$ e $E' \subseteq E$ um conjunto de arestas que faz parte de uma árvore abrangente de G de custo mínimo. Uma aresta $a \in E$ diz-se **«segura para E'»** quando $E' \cup \{a\}$ faz parte de uma árvore abrangente de G de custo mínimo.

Descrição do algoritmo «genérico»

1. $E' = \varnothing$.
2. **Enquanto** $T = (V, E')$ não é uma árvore abrangente de G:
   - Encontre uma «aresta $a \in E \setminus E'$ segura para E'».
   - $E' = E' \cup \{a\}$.
   - **Saltar para** o início de 2.
3. Devolver a árvore abrangente (V, E') de G de custo mínimo.

Mais notação (apenas para o próximo teorema)

Seja $G = (V, E, \psi)$ um grafo conexo com $W \colon E \longrightarrow [0, \infty]$.

- Um **corte** de G é uma partição $\{S, V \setminus S\}$ de V.
- Uma aresta $a \in E$ **«ultrapassa o corte»** quando um extremo pertence ao S e o outro ao $V \setminus S$.
- Um corte $\{S, V \setminus S\}$ **«respeita»** um conjunto $E' \subseteq E$ de arestas quando nenhuma aresta de E' «ultrapassa o corte».
- Finalmente, $a \in E$ é uma aresta **«leve ultrapassando o corte»** $\{S, V \setminus S\}$ quando a ultrapassa o corte e tem custo mínimo entre todas as arestas que ultrapassam o corte.

Teorema

Seja $G = (V, E, \psi)$ um grafo conexo com $W \colon E \longrightarrow [0, \infty]$. Suponha que $E' \subseteq E$ faz parte de uma árvore abrangente de G de custo mínimo e seja $\{S, V \setminus S\}$ um corte de V que respeita E'. Se $a \in E$ é «leve ultrapassando o corte», então a é «segura para E'».

Prim e Kruskal

Teorema

Seja $G = (V, E, \psi)$ um grafo conexo com $W\colon E \longrightarrow [0, \infty]$. Suponha que $E' \subseteq E$ faz parte de uma árvore abrangente de G de custo mínimo e seja $\{S, V \setminus S\}$ um corte de V que respeita E'. Se $a \in E$ é «leve ultrapassando o corte»; então, a é «segura para E'».

Demonstração.

Seja T uma árvore abrangente de G de custo mínimo que inclui E' e $\psi(a) = uv$. Suponha que a não pertence à T.

Juntando a ao caminho entre u e v em T é um ciclo. Como a aresta a «ultrapassa o corte $\{S, V \setminus S\}$», uma aresta do caminho entre u e v em T também «ultrapassa o corte $\{S, V \setminus S\}$»; digamos b com $\psi(b) = xy$. Temos que $b \notin E'$ porque o corte respeita E'. Portanto, $T' = T - b + a$ é uma árvore abrangente de G que inclui $E' \cup \{a\}$.

Falta provar que $T - a' + a$ é de custo mínimo.

$\square$

Teorema

Seja $G = (V, E, \psi)$ um grafo conexo com $W\colon E \longrightarrow [0, \infty]$. Suponha que $E' \subseteq E$ faz parte de uma árvore abrangente de G de custo mínimo e seja $\{S, V \setminus S\}$ um corte de V que respeita E'. Se $a \in E$ é «leve ultrapassando o corte»; então, a é «segura para E'».

Demonstração.

Seja T uma árvore abrangente de G de custo mínimo que inclui E' e $\psi(a) = uv$. Suponha que a não pertence à T.

Como a é uma aresta «leve ultrapassando o corte» e b também «ultrapassa o corte», $W(a) \leq W(b)$. Portanto,

$$W(T') = W(T) - W(b) + W(a) \leq W(T);$$

mas, como T é de custo mínimo, $W(T) = W(T')$.

□

Descrição do algoritmo

Consideramos um grafo conexo $G = (V, E, \psi)$ e $W\colon E \longrightarrow [0, \infty]$.

1. Ordenar as arestas $(a_1, \dots, a_m)$ de G por ordem não decrescente do seu custo; ou seja,

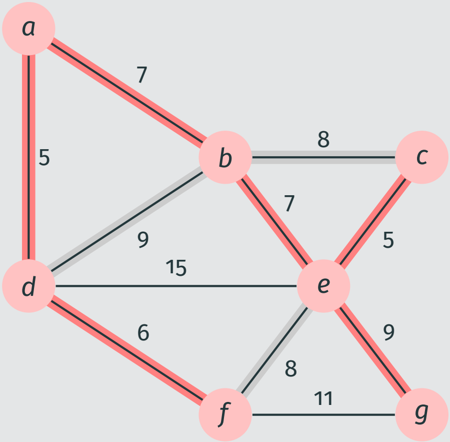
$$W(a_1) \leq W(a_2) \leq \cdots \leq W(a_m).$$

2. $E' = \varnothing$, $i = 1$.
3. **Enquanto** $T = (V, E')$ não é conexa:
   - **Se** $(V, E' \cup \{a_i\})$ não tem ciclos, **então** $E' = E' \cup \{a_i\}$.
   - $i = i + 1$.
   - **Saltar para** o início de 3.
4. Devolver a árvore abrangente (V, E') de G de custo mínimo.

Exemplo

Ordenar as arestas: ad, ce, df, ab, be, ~~bc~~, ~~ef~~, ~~bd~~, eg, fg, de.

1. $E' = \varnothing$
2. $E' = \{\text{ad}\}$
3. $E' = \{\text{ad,ce}\}$
4. $E' = \{\text{ad,ce,df}\}$
5. $E' = \{\text{ad,ce,df,ab}\}$
6. $E' = \{\text{ad,ce,df,ab,be}\}$
7. $E' = \{\text{ad,ce,df,ab,be}\}$, bc $\notin E'$
8. $E' = \{\text{ad,ce,df,ab,be}\}$, ef $\notin E'$
9. $E' = \{\text{ad,ce,df,ab,be}\}$, bd $\notin E'$
10. $E' = \{\text{ad,ce,df,ab,be,eg}\}$



Terminar: O grafo $T = (V, E')$ é conexo. $W(T) = 39$.

Descrição do algoritmo

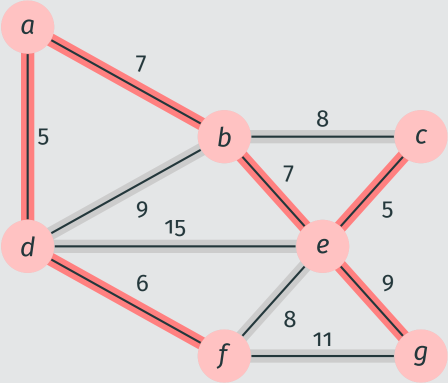
Consideramos um grafo conexo $G = (V, E, \psi)$ e $W\colon E \longrightarrow [0, \infty]$.

1. Escolher um vértice $u \in V$.
2. $V' = \{u\}$ e $E' = \varnothing$.
3. **Enquanto** $V' \subsetneqq V$:
   - Entre todas as arestas $e \in E$ com
     $$\psi(e) = vw, \quad v \in V', \quad w \notin V',$$
     determinar uma aresta de menor custo: e^* com $\psi(e^*) = v^*w^*$, $v^* \in V'$ e $w^* \notin V'$.
   - $V' = V' \cup \{w^*\}$, $E' = E' \cup \{e^*\}$.
   - **Saltar para** o início de 3.
4. Devolver a árvore abrangente (V, E') de G de custo mínimo.

Exemplo

Escolhemos o vértice d.

1. $V' = \{d\}, E' = \varnothing$
2. $V' = \{d, a\}, E' = \{ad\}$
3. $V' = \{d, a, f\}, E' = \{ad, df\}$
4. $V' = \{d, a, f, b\}$,
   $E' = \{ad, df, ab\}$
5. $V' = \{d, a, f, b, e\}$,
   $E' = \{ad, df, ab, be\}$
6. $V' = \{d, a, f, b, e, c\}$,
   $E' = \{ad, df, ab, be, ec\}$
7. $V' = \{d, a, f, b, e, c, g\}$,
   $E' = \{ad, df, ab, be, ec, eg\}$



Terminar: $V' = V$. $W(V, E') = 39$.

Grafos em LaTeX e tikz:
`http://www.texample.net/tikz/examples/prims-algorithm/`

demonstração