

Arbre couvrant de poids minimum et algorithme de Kruskal

Quentin Fortier

October 4, 2023

Arbre couvrant de poids minimum

Arbre couvrant

Soit G un graphe pondéré par w .

Un **arbre couvrant** T de G est un ensemble d'arêtes de G qui forme un arbre et qui contient tous les sommets. Son poids $w(T)$ est la somme des poids des arêtes de l'arbre.

Arbre couvrant de poids minimum

Arbre couvrant

Soit G un graphe pondéré par w .

Un **arbre couvrant** T de G est un ensemble d'arêtes de G qui forme un arbre et qui contient tous les sommets. Son poids $w(T)$ est la somme des poids des arêtes de l'arbre.

Arbre couvrant de poids minimum

Un arbre couvrant dont le poids est le plus petit possible est appelé un **arbre couvrant de poids minimum**.

Arbre couvrant de poids minimum

Lemme

Soit G un graphe connexe pondéré par w .

Alors G possède un arbre couvrant de poids minimum.

Arbre couvrant de poids minimum

Lemme

Soit G un graphe connexe pondéré par w .

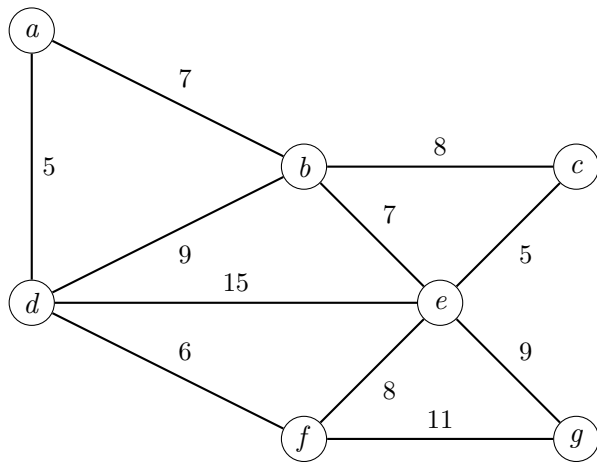
Alors G possède un arbre couvrant de poids minimum.

Preuve : Soit $E = \{w(T) \mid T \text{ est un arbre couvrant}\}$.

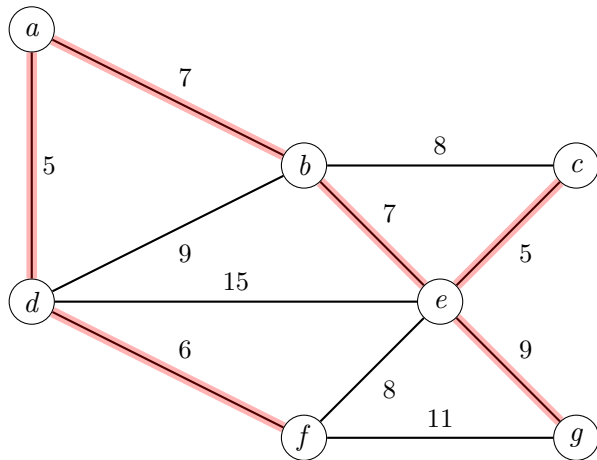
- $E \neq \emptyset$: l'ensemble des arêtes parcourues par un DFS (ou BFS) est un arbre couvrant de G , car G est connexe.
- E est fini.

Donc E admet bien un minimum.

Arbre couvrant de poids minimum



Arbre couvrant de poids minimum



Un arbre couvrant de poids minimum

Arbre couvrant de poids minimum

Deux algorithmes gloutons très connus permettent de trouver un arbre couvrant de poids minimum dans un graphe.

Ils ajoutent des arêtes une par une jusqu'à former un arbre couvrant de poids minimum.

Ils diffèrent par le choix de l'arête à ajouter à chaque itération :

- **Kruskal** : ajoute la plus petite arête qui ne crée pas de cycle

Arbre couvrant de poids minimum

Deux algorithmes gloutons très connus permettent de trouver un arbre couvrant de poids minimum dans un graphe.

Ils ajoutent des arêtes une par une jusqu'à former un arbre couvrant de poids minimum.

Ils diffèrent par le choix de l'arête à ajouter à chaque itération :

- **Kruskal** : ajoute la plus petite arête qui ne crée pas de cycle
- **Prim** (HP) : ajoute la plus petite arête qui conserve la connexité

Algorithme de Kruskal sur un graphe connexe $G = (V, E)$:

Trier les arêtes E par poids croissant.

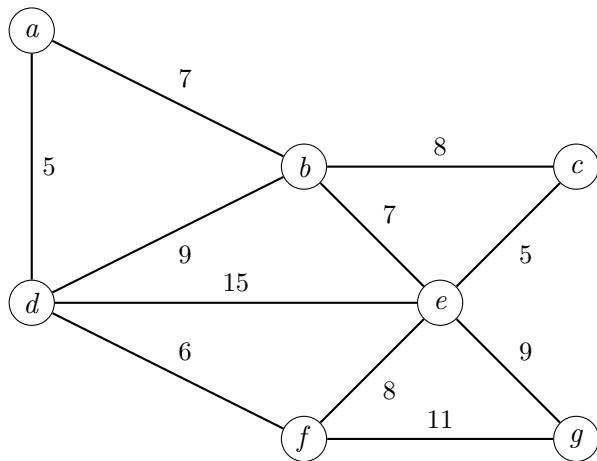
T = arbre vide (aucune arête).

Pour chaque arête e par poids croissant:

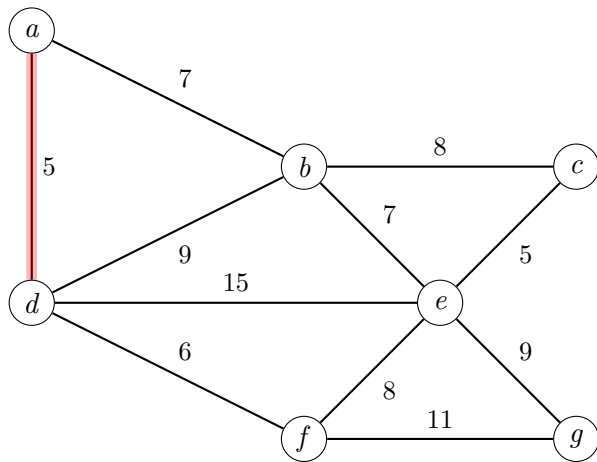
 Si l'ajout de e ne crée pas de cycle dans T :

 Ajouter e à T

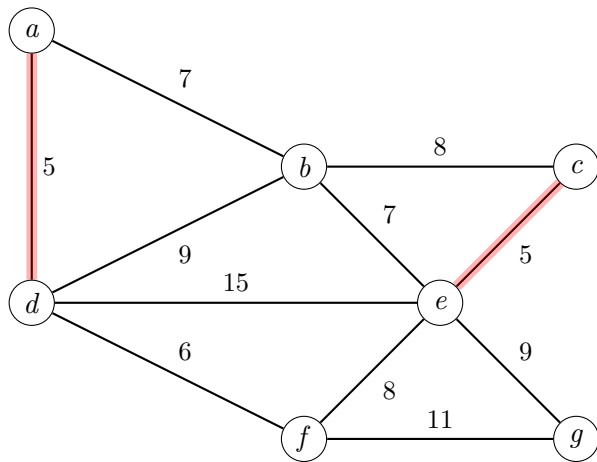
Kruskal



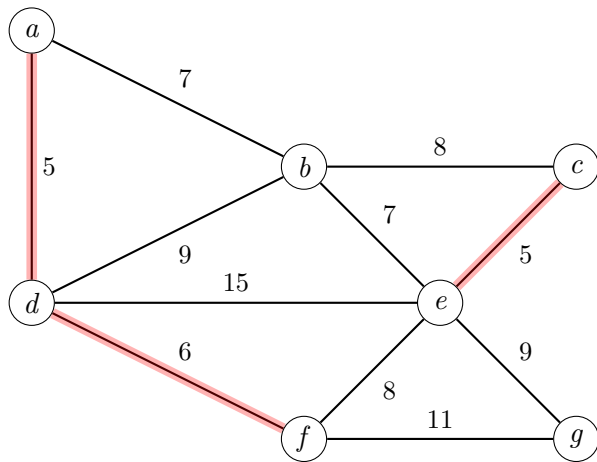
Kruskal



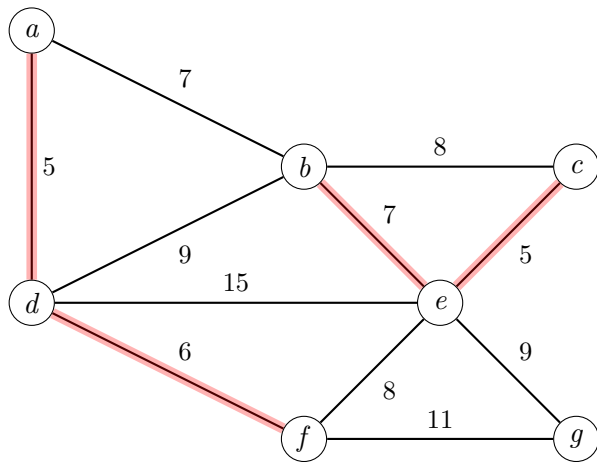
Kruskal



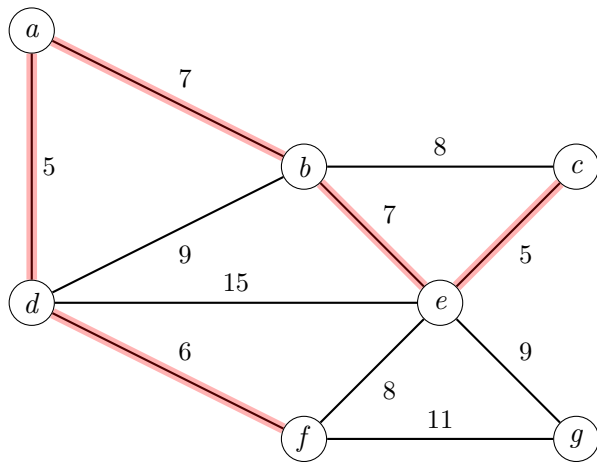
Kruskal



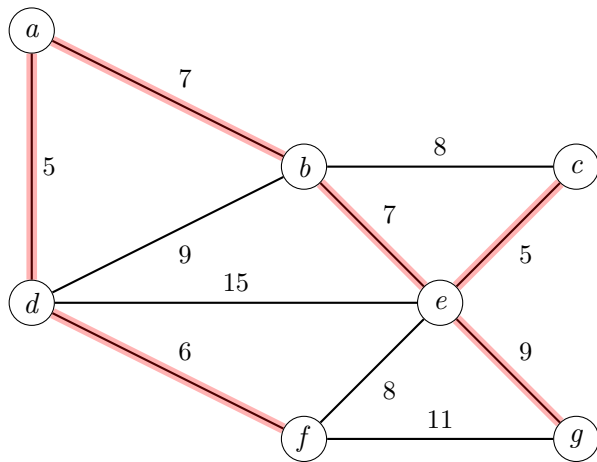
Kruskal



Kruskal



Kruskal



Théorème

L'algorithme de Kruskal sur un graphe connexe G donne bien un arbre couvrant de poids minimum.

Preuve : Soit T l'arbre obtenu par Kruskal. Il faut montrer que :

- 1 T est un arbre couvrant.
- 2 T est de poids minimum.

Montrons que T est un arbre couvrant :

- 1 T est sans cycle :

Montrons que T est un arbre couvrant :

- 1 T est sans cycle : car l'algorithme ne crée pas de cycle
- 2 T est connexe (et couvrant) :

Montrons que T est un arbre couvrant :

- 1 T est sans cycle : car l'algorithme ne crée pas de cycle
- 2 T est connexe (et couvrant) :
Soit u et v deux sommets de G . Soit U l'ensemble des sommets accessibles depuis u dans T .

Montrons que T est un arbre couvrant :

① T est sans cycle : car l'algorithme ne crée pas de cycle

② T est connexe (et couvrant) :

Soit u et v deux sommets de G . Soit U l'ensemble des sommets accessibles depuis u dans T .

Supposons $v \notin U$. Comme G est connexe, il existe une arête de G entre U et $V \setminus U$.

Montrons que T est un arbre couvrant :

① T est sans cycle : car l'algorithme ne crée pas de cycle

② T est connexe (et couvrant) :

Soit u et v deux sommets de G . Soit U l'ensemble des sommets accessibles depuis u dans T .

Supposons $v \notin U$. Comme G est connexe, il existe une arête de G entre U et $V \setminus U$.

Cette arête aurait dû être ajoutée à T , puisqu'elle ne crée pas de cycle.

Contradiction : v est donc accessible depuis u dans T .

Comme c'est vrai pour tout u, v , T est connexe.

Théorème

L'algorithme de Kruskal sur un graphe G donne un arbre couvrant de poids minimum.

Preuve :

Théorème

L'algorithme de Kruskal sur un graphe G donne un arbre couvrant de poids minimum.

Preuve : Soient T l'arbre obtenu par Kruskal et T^* un arbre de poids minimum.

Si $T = T^*$, le théorème est démontré.

Théorème

L'algorithme de Kruskal sur un graphe G donne un arbre couvrant de poids minimum.

Preuve : Soient T l'arbre obtenu par Kruskal et T^* un arbre de poids minimum.

Si $T = T^*$, le théorème est démontré.

Sinon, soit $e^* \in T^* \setminus T$.

Théorème

L'algorithme de Kruskal sur un graphe G donne un arbre couvrant de poids minimum.

Preuve : Soient T l'arbre obtenu par Kruskal et T^* un arbre de poids minimum.

Si $T = T^*$, le théorème est démontré.

Sinon, soit $e^* \in T^* \setminus T$.

Comme T est connexe, il existe un chemin C dans T reliant les extrémités de e^* .

Théorème

L'algorithme de Kruskal sur un graphe G donne un arbre couvrant de poids minimum.

Preuve : Soient T l'arbre obtenu par Kruskal et T^* un arbre de poids minimum.

Si $T = T^*$, le théorème est démontré.

Sinon, soit $e^* \in T^* \setminus T$.

Comme T est connexe, il existe un chemin C dans T reliant les extrémités de e^* .

- Il existe une arête e de C qui n'est pas dans T^*

Théorème

L'algorithme de Kruskal sur un graphe G donne un arbre couvrant de poids minimum.

Preuve : Soient T l'arbre obtenu par Kruskal et T^* un arbre de poids minimum.

Si $T = T^*$, le théorème est démontré.

Sinon, soit $e^* \in T^* \setminus T$.

Comme T est connexe, il existe un chemin C dans T reliant les extrémités de e^* .

- Il existe une arête e de C qui n'est pas dans T^* car T^* ne peut pas contenir de cycle
- $w(e) \leq w(e^*)$ (sinon Kruskal aurait ajouté e^* à T)

Considérons $T_2 = T \setminus \{e\} \cup \{e^*\}$.

Considérons $T_2 = T \setminus \{e\} \cup \{e^*\}$.

- T_2 est un arbre couvrant

Considérons $T_2 = T \setminus \{e\} \cup \{e^*\}$.

- T_2 est un arbre couvrant
- $w(T) \leq w(T_2)$

Considérons $T_2 = T \setminus \{e\} \cup \{e^*\}$.

- T_2 est un arbre couvrant
- $w(T) \leq w(T_2)$

On répète le même processus sur T_2 , ce qui nous donne $T_3, T_4 \dots$ jusqu'à obtenir T^* :

$$w(T) \leq w(T_2) \leq w(T_3) \leq \dots \leq w(T^*)$$

Comme T est un arbre couvrant et $w(T) \leq w(T^*)$, on a en fait $w(T) = w(T^*)$ et **T est un arbre couvrant de poids minimum.**

Kruskal : Implémentation et complexité

On va utiliser un graphe pondéré implémenté par matrice d'adjacence.

Kruskal : Implémentation et complexité

Exercice

Écrire une fonction `aretes` : `int list array` \rightarrow `(int*int) list` telle que `aretes g` renvoie la liste des arêtes du graphe `g` représenté par liste d'adjacence.

Kruskal : Implémentation et complexité

Exercice

Écrire une fonction `aretes` : `int list array -> (int*int) list` telle que `aretes g` renvoie la liste des arêtes du graphe `g` représenté par liste d'adjacence.

```
let aretes g =  
  let l = ref [] in  
  for i = 0 to Array.length g - 1 do  
    let rec couples = function  
      (* renvoie les arcs (i, j) de g *)  
      | [] -> []  
      | j::q -> (i, e)::couples q in  
    l := !l @ couples g.(i)  
  done;  
  !l
```

Exercice

Écrire une fonction `tri_aretes g w` renvoyant la liste triée par poids `w` croissant des arêtes de `g`.

On utilisera `List.sort f l` qui trie `l` utilisant l'ordre

$$a \leq b \iff f(a, b) \leq 0.$$

Exercice

Écrire une fonction `tri_aretes g w` renvoyant la liste triée par poids `w` croissant des arêtes de `g`.

On utilisera `List.sort f l` qui trie `l` utilisant l'ordre

$a \leq b \iff f(a, b) \leq 0$.

```
let tri_aretes g w =  
    List.sort (fun e1 e2 -> w e1 - w e2) (aretes g)
```

Kruskal : Implémentation et complexité

Complexité de Kruskal sur un graphe à n sommets et p arêtes :

- 1 Trier les arêtes par poids croissants :

Kruskal : Implémentation et complexité

Complexité de Kruskal sur un graphe à n sommets et p arêtes :

- 1 Trier les arêtes par poids croissants : $O(p \log(p))$
- 2 Pour chaque arête $\{u, v\}$, déterminer si l'ajout de cette arête crée un cycle.

Pour savoir si l'ajout de $\{u, v\}$ crée un cycle : Parcours de graphe (DFS/BFS)

Kruskal : Implémentation et complexité

Complexité de Kruskal sur un graphe à n sommets et p arêtes :

- 1 Trier les arêtes par poids croissants : $O(p \log(p))$
- 2 Pour chaque arête $\{u, v\}$, déterminer si l'ajout de cette arête crée un cycle.

Pour savoir si l'ajout de $\{u, v\}$ crée un cycle : Parcours de graphe (DFS/BFS) en $O(n + p)$

→ Complexité $O(p(n + p))$ pour Kruskal

Exercice

Écrire une fonction `chemin g u v` qui détermine s'il y a un chemin de u à v dans g (représenté par liste d'adjacence).

Kruskal : Détection de cycle avec DFS

Exercice

En déduire une fonction `kruskal` : `g w` renvoyant un arbre couvrant de poids minimum d'un graphe connexe `g` pondéré par `w`.

```
let ajout_arete g u v =  
  g.(u) <- v::g.(u);  
  g.(v) <- u::g.(v)  
  
let kruskal g w =  
  let n = Array.length g in  
  let t = Array.make n [] in  
  let rec aux l = match l with  
    | [] -> ()  
    | (u, v)::q ->  
      if chemin t u v then ajout_arete t u v;  
      aux q in  
  aux (tri_aretes g w)
```
