M1 Info - Graphes et programmation dynamique

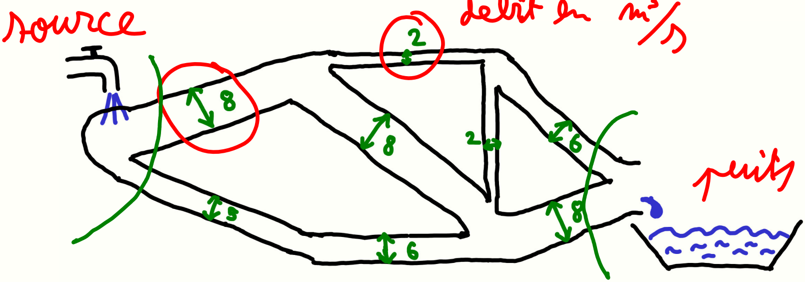
Cours 5 - flot maximum / coupe minimum

Semestre 1 – Année 2022-2023 – Université Côte D'azur

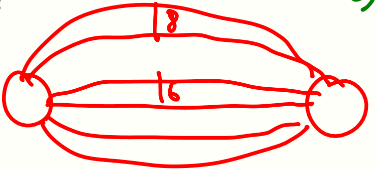
Christophe Crespelle
christophe.crespelle@univ-cotedazur.fr

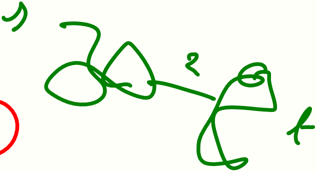
La situation pratique

- **Donnee :** un reseau de tuyaux avec differents debits qui relient une source s a un puits t



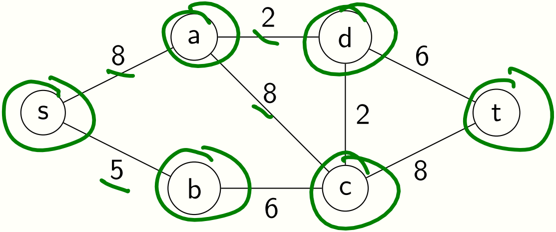
- **Question :** quel est le debit maximum qu'on peut obtenir entre s et t ?





La situation pratique

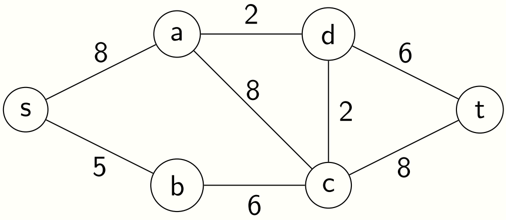
- **Donnee :** un reseau de tuyaux avec differents debits qui relient une source s a un puits t



- **Question :** quel est le debit maximum qu'on peut obtenir entre s et t ?

La situation pratique

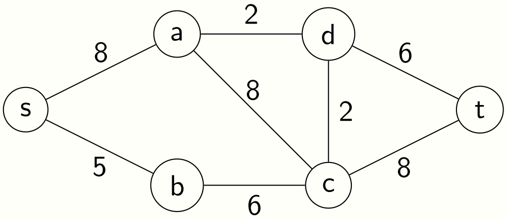
- **Donnee :** un reseau de tuyaux avec differents debits qui relient une source s a un puits t



- **Question :** quel est le debit maximum qu'on peut obtenir entre s et t ?
- Probleme a fort pouvoir de modelisation

La situation pratique

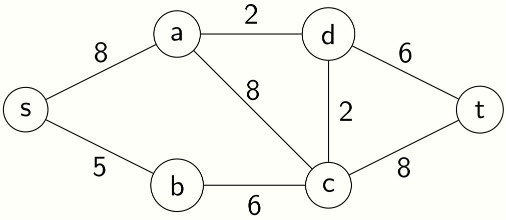
- **Donnee :** un reseau de tuyaux avec differents debits qui relient une source s a un puits t



- **Question :** quel est le debit maximum qu'on peut obtenir entre s et t ?
- Probleme a fort pouvoir de modelisation
  - Sert a modeliser une **multitude** d'autres problemes (ex. en TD)

La situation pratique

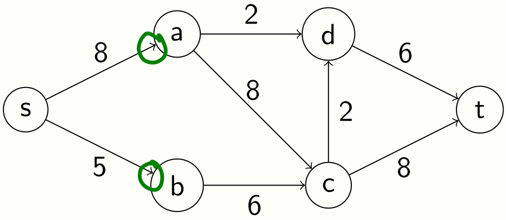
- **Donnee :** un reseau de tuyaux avec differents debits qui relient une source *s* a un puits *t*



- **Question :** quel est le debit maximum qu'on peut obtenir entre *s* et *t* ?
- Probleme a fort pouvoir de modelisation
  - Sert a modeliser une **multitude** d'autres problemes (ex. en TD)
  - Solution algo efficace : temps polynomial ! ! !

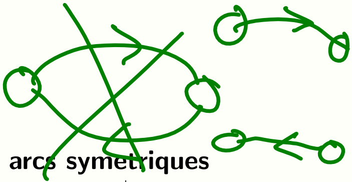
La situation pratique

- **Donnee :** un reseau de tuyaux avec differents debits qui relient une source s a un puits t



- **Question :** quel est le debit maximum qu'on peut obtenir entre s et t ?
- Probleme a fort pouvoir de modelisation
  - Sert a modeliser une **multitude** d'autres problemes (ex. en TD)
  - Solution algo efficace : temps polynomial ! ! !

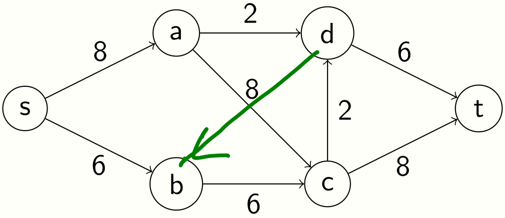
I. Problème du flot maximum



- **Entrée :**
  - un graphe orienté $G = (V, A)$ **sans arcs symetriques**
  - une fonction de capacite $c : \begin{array}{rcl} A & \to & \mathbb{R}^{+*} \\ (u, v) & \mapsto & c(u, v) \end{array}$
  - un couple $(s, t) \in V^2$ de sommets distincts $(s \neq t)$

I. Problème du flot maximum

- **Entrée : un reseau de flot (flow network en anglais)**
  - un graphe orienté $G = (V, A)$ **sans arcs symetriques**
  - une fonction de capacite $c : \begin{array}{rcl} A & \to & \mathbb{R}^{+*} \\ (u, v) & \mapsto & c(u, v) \end{array}$
  - un couple $(s, t) \in V^2$ de sommets distincts $(s \neq t)$
    s est la source, t est le puits (*tank* en anglais)



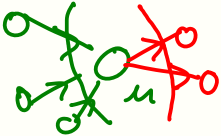
I. Problème du flot maximum

- **Entrée : un reseau de flot (flow network en anglais)**
  - un graphe orienté $G = (V, A)$ **sans arcs symetriques**
  - une fonction de capacite $c : \begin{array}{ccc} A & \to & \mathbb{R}^{+*} \\ (u,v) & \mapsto & c(u,v) \end{array}$
  - un couple $(s,t) \in V^2$ de sommets distincts $(s \neq t)$
    s est la source, t est le puits (*tank* en anglais)

Définition (flot et valeur d'un flot)

Un *flot* est une fonction $f : A(G) \to \mathbb{R}^+$ qui satisfait les deux conditions suivantes :

- **Contraintes de capacite :** $\forall (u,v) \in A, 0 \leq f(u,v) \leq c(u,v)$
- **Conservation :**
  $\forall u \in V \setminus \{s,t\}, \sum_{v \in N^-(u)} f(v,u) = \sum_{v \in N^+(u)} f(u,v)$



I. Problème du flot maximum

- **Entrée : un reseau de flot (flow network en anglais)**
  - un graphe orienté $G = (V, A)$ **sans arcs symetriques**
  - une fonction de capacite $c : \begin{array}{rcl} A & \to & \mathbb{R}^{+*} \\ (u,v) & \mapsto & c(u,v) \end{array}$
  - un couple $(s,t) \in V^2$ de sommets distincts $(s \neq t)$
    s est la source, t est le puits (*tank* en anglais)

Définition (flot et valeur d'un flot)

Un *flot* est une fonction $f : A(G) \to \mathbb{R}^+$ qui satisfait les deux conditions suivantes :

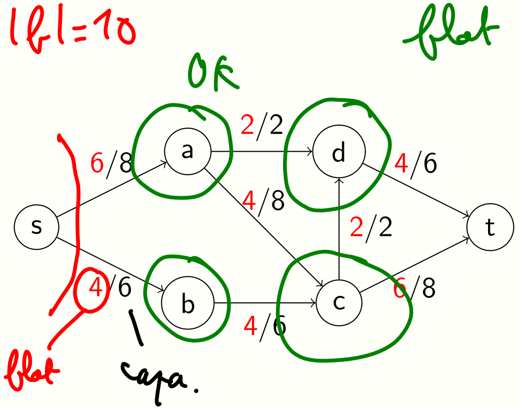
- **Contraintes de capacite :** $\forall (u,v) \in A, 0 \leq f(u,v) \leq c(u,v)$
- **Conservation :**
  $\forall u \in V \setminus \{s,t\}, \sum_{v \in N^-(u)} f(v,u) = \sum_{v \in N^+(u)} f(u,v)$

La *valeur d'un flot* f, notee $|f|$, est la quantité relative de flot qui sort de s : $|f| = \sum_{v \in N^+(s)} f(s,v) - \sum_{v \in N^-(s)} f(v,s)$.
Ou de maniere equivalente $|f| = \sum_{v \in N^-(t)} f(v,t) - \sum_{v \in N^+(t)} f(t,v)$.

I. Problème du flot maximum

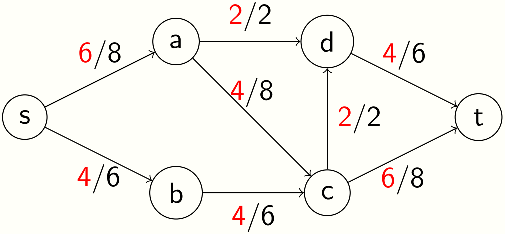
$|f| = 10$

Un flot *f*



I. Problème du flot maximum

Un flot f



de valeur $|f| = 10$.

I. Problème du flot maximum

- **Entrée : un reseau de flot (flow network en anglais)**
  - un graphe orienté $G = (V, A)$ **sans arcs symetriques**
  - une fonction de capacite $c : \begin{array}{ccc} A & \to & \mathbb{R}^{+*} \\ (u, v) & \mapsto & c(u, v) \end{array}$
  - un couple $(s, t) \in V^2$ de sommets distincts $(s \neq t)$

I. Problème du flot maximum

- **Entrée : un reseau de flot (flow network en anglais)**
  - un graphe orienté $G = (V, A)$ **sans arcs symetriques**
  - une fonction de capacite $c : \begin{array}{ccc} A & \rightarrow & \mathbb{R}^{+*} \\ (u, v) & \mapsto & c(u, v) \end{array}$
  - un couple $(s, t) \in V^2$ de sommets distincts $(s \neq t)$
- **Sortie :** un flot sur G de valeur maximum

I. Problème du flot maximum

- **Entrée : un reseau de flot (flow network en anglais)**
  - un graphe orienté $G = (V, A)$ **sans arcs symetriques**
  - une fonction de capacite $c : \begin{array}{rcl} A & \rightarrow & \mathbb{R}^{+*} \\ (u, v) & \mapsto & c(u, v) \end{array}$
  - un couple $(s, t) \in V^2$ de sommets distincts $(s \neq t)$
- **Sortie :** un flot sur G de valeur maximum

12,3

On notera $|f^*|$ la valeur maximum d'un flot et f^* un flot qui realise cette valeur.

I. Problème du flot maximum

- **Entrée : un reseau de flot (flow network en anglais)**
  - un graphe orienté $G = (V, A)$ **sans arcs symetriques**
  - une fonction de capacite $c : \begin{array}{rcl} A & \to & \mathbb{R}^{+*} \\ (u, v) & \mapsto & c(u, v) \end{array}$
  - un couple $(s, t) \in V^2$ de sommets distincts $(s \neq t)$
- **Sortie :** un flot sur G de valeur maximum

On notera $|f^*|$ la valeur maximum d'un flot et f^* un flot qui realise cette valeur.

Question : $|f^*|$ (et donc f^*) est elle correctement definie ?

Existence d'un flot de valeur maximum ?

- Le maximum de *quelque chose* n'est pas toujours bien defini.
  - ex : le max des entiers premiers ?

Existence d'un flot de valeur maximum ?

- Le maximum de *quelque chose* n'est pas toujours bien defini.
  - ex : le max des entiers premiers ?
- Dans les entiers, si la valeur est bornee alors le max est bien defini.
  - ex : le max des puissances de 2 strictement inferieures a 7843 ?

Existence d'un flot de valeur maximum ?

- Le maximum de *quelque chose* n'est pas toujours bien defini.
  - ex : le max des entiers premiers ?
- Dans les entiers, si la valeur est bornee alors le max est bien defini.
  - ex : le max des puissances de 2 strictement inferieures a 7843 ?
- Dans les reels ca ne suffit pas : il y a encore une **infinite** de valeurs.
  - ex : le max des reels strictements plus petits que 1 ?

0,999

0,99999

0,9999999

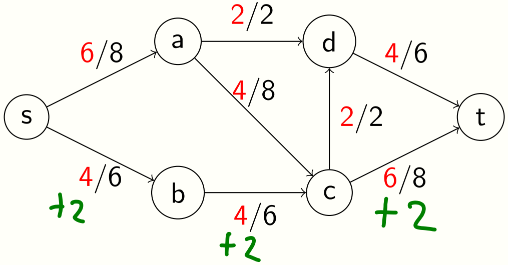
Existence d'un flot de valeur maximum ?

- Le maximum de *quelque chose* n'est pas toujours bien defini.
  - ex : le max des entiers premiers ?
- Dans les entiers, si la valeur est bornee alors le max est bien defini.
  - ex : le max des puissances de 2 strictement inferieures a 7843 ?
- Dans les reels ca ne suffit pas : il y a encore une **infinite** de valeurs.
  - ex : le max des reels strictements plus petits que 1 ?

$\Rightarrow$ pour le flot on est dans ce cas la : il est borne **mais** il y a une infinite de valeurs possibles pour un flot... il faut plus d'arguments pour garantir l'existence de la valeur max.

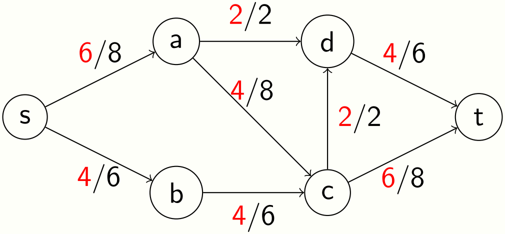
I. Problème du flot maximum

f est-il un flot maximum ?



I. Problème du flot maximum

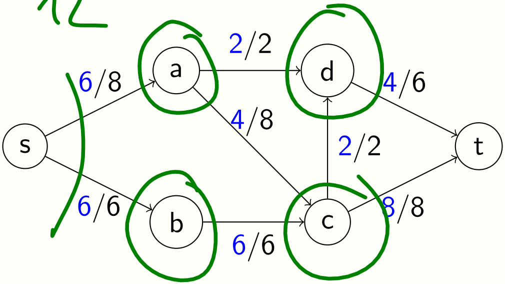
f est-il un flot maximum ? $\longrightarrow$ NON



I. Problème du flot maximum

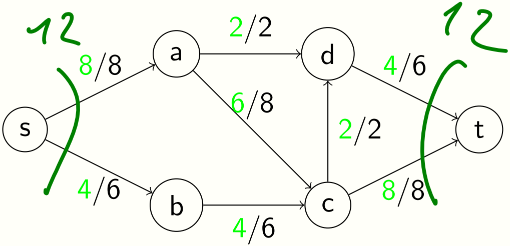
f est-il un flot maximum ? $\longrightarrow$ NON
f' est maximum ($|f'| = 12$).

12



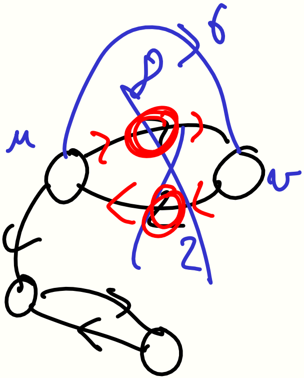
I. Problème du flot maximum

f est-il un flot maximum ? $\longrightarrow$ NON
f' est maximum ($|f'| = 12$).
f'' est aussi maximum ($|f''| = 12$).



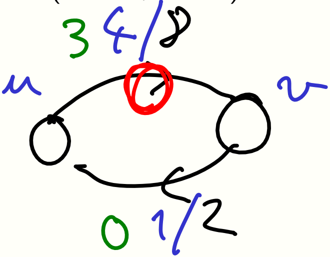
Cadre plus general pour l'entree

- Arcs symetriques ?



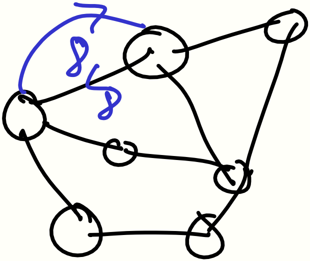
Cadre plus general pour l'entree

- Arcs symetriques ? (au fait, utile ?)



Cadre plus general pour l'entree

- Arcs symetriques ? (au fait, utile ?)
- Graphes non orientes ?

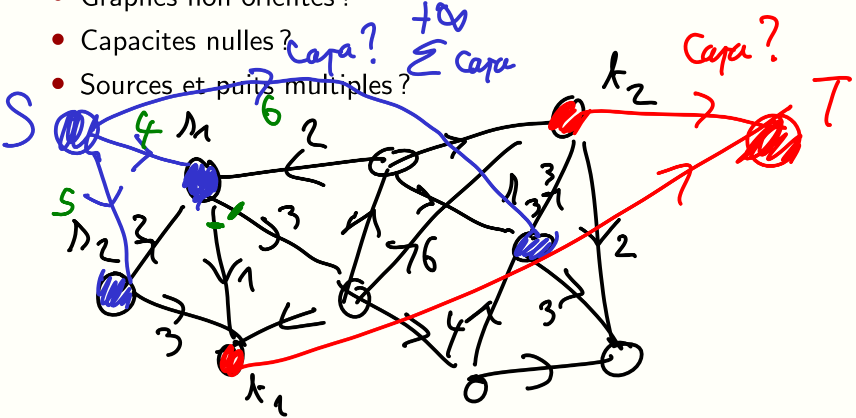


Cadre plus general pour l'entree

- Arcs symetriques ? (au fait, utile ?)
- Graphes non orientes ?
- Capacites nulles ?

Cadre plus general pour l'entree

- Arcs symetriques ? (au fait, utile ?)
- Graphes non orientes ?
- Capacites nulles ?
- Sources et puits multiples ?



Cadre plus general pour l'entree

$O(f(n,m))$ tq. $f(n,m) = O(n+m)$

- Arcs symetriques ? (au fait, utile ?) $O(n+m)$
- Graphes non orientes ? $O(n+m)$
- Capacites nulles ? $O(n+m)$
- Sources et puits multiples ? $O(n+m)$

Questions : Quel temps de calcul prennent ces transformations ?
Penalisent elles la complexite de l'algorithme ?

II. Probleme de la coupe minimum

- **Entrée :** un reseau de flot $G = (V, A)$ avec une source s et un puit t (exactement comme precedemment)

II. Probleme de la coupe minimum

- **Entrée :** un reseau de flot $G = (V, A)$ avec une source s et un puit t (exactement comme precedemment)

Définition (s, t-coupe et sa capacite)

Une *s, t-coupe* est une bipartition (S, T) de V telle que $s \in S$ et $t \in T$.

La *capacite* de la coupe (S, T) est $C(S, T) = \sum_{(u,v) \in (S \times T) \cap A} c(u, v)$

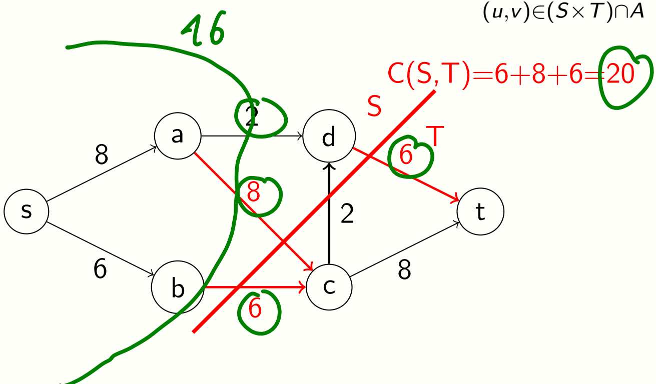
II. Probleme de la coupe minimum

- **Entrée :** un reseau de flot $G = (V, A)$ avec une source s et un puit t (exactement comme precedemment)

Définition (s, t-coupe et sa capacite)

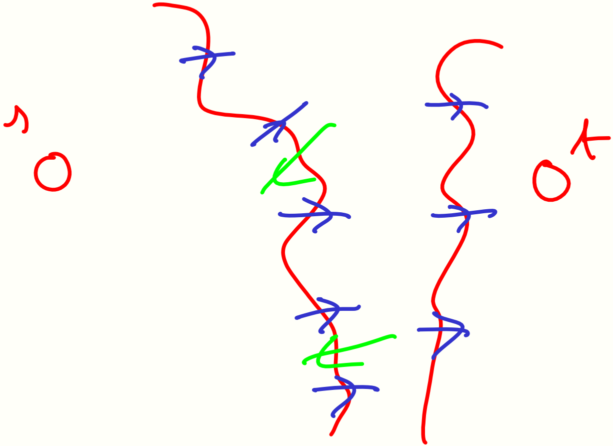
Une *s, t-coupe* est une bipartition (S, T) de V telle que $s \in S$ et $t \in T$.

La *capacite* de la coupe (S, T) est $C(S, T) = \sum_{(u,v) \in (S \times T) \cap A} c(u, v)$



II. Probleme de la coupe minimum

- **Entrée :** un reseau de flot $G = (V, A)$ avec une source s et un puit t (exactement comme precedemment)



II. Probleme de la coupe minimum

- **Entrée :** un reseau de flot $G = (V, A)$ avec une source s et un puit t (exactement comme precedemment)

- **Sortie :** une s, t-coupe de G de capacite minimum

II. Probleme de la coupe minimum

- **Entrée :** un reseau de flot $G = (V, A)$ avec une source s et un puit t (exactement comme precedemment)

- **Sortie :** une s, t-coupe de G de capacite minimum

Question : la capacite *minimum* d'une s, t-coupe est elle correctement definie ?

Existence d'une coupe de valeur minimum ?

- La valeur d'un coupe est bornee : ≥ 0.

Existence d'une coupe de valeur minimum ?

1.11234 2

- La valeur d'un coupe est bornee : ≥ 0.
- Mais elle est reelle...

$n-2$

0 ou 1 0 ou 1

s

t

2^{n-2}

s, t-coupes

nb fini

Existence d'une coupe de valeur minimum ?

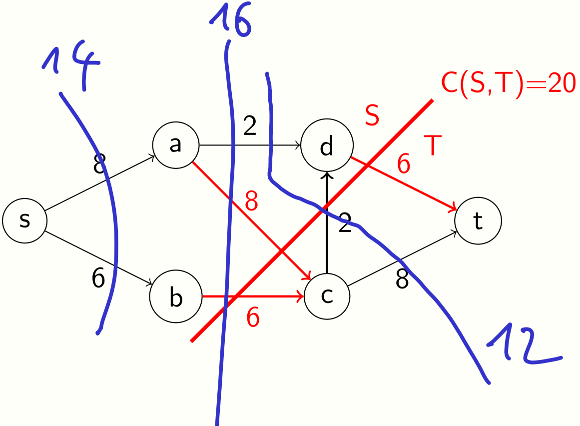
- La valeur d'un coupe est bornee : ≥ 0.
- Mais elle est reelle...
- Heureusement, il y a un nombre fini de s, t-coupes : exactement 2^{n-2}.

II. Probleme de la coupe minimum

- **Entrée :** un reseau de flot $G = (V, A)$ avec une source s et un puit t (exactement comme precedemment)

- **Sortie :** une s, t-coupe de G de capacite minimum

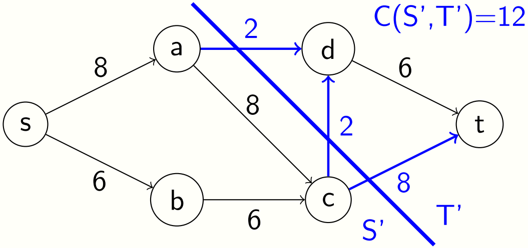
(S,T) est-elle une coupe minimum ?



II. Probleme de la coupe minimum

- **Entrée :** un reseau de flot $G = (V, A)$ avec une source s et un puit t (exactement comme precedemment)
- **Sortie :** une s, t-coupe de G de capacite minimum

(S,T) est-elle une coupe minimum ? $\longrightarrow$ NON
(S',T') a capacite 12.



III. Le theoreme flot maximum / coupe minimum

Théorème

Soit G un reseau de flot ayant pour source s et pour puits t. La capacite minimum d'une s,t-coupe de G est egale a la valeur maximum d'un flot entre s et t dans G.

Remarque

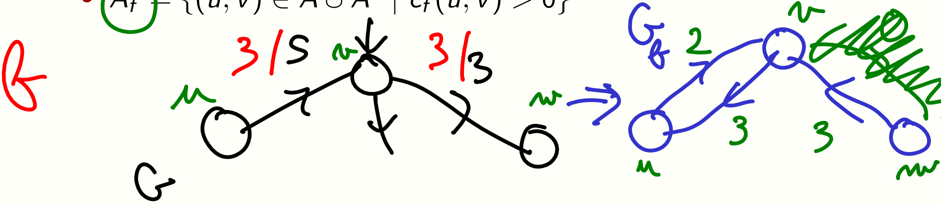
L'enonce du theoreme sous-entend qu'il existe un flot de valeur maximum, la preuve devra l'etablir.

Reseau residuel

Définition (* Reseau residuel d'un flot f)**

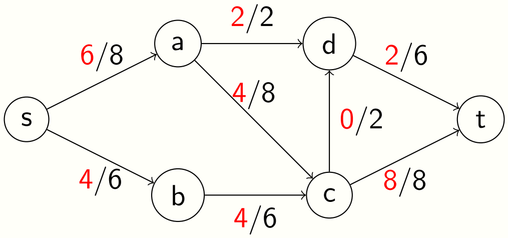
C'est un reseau de flot, note $G_f = (V_f, A_f)$, avec **possibilite d'arcs symetriques**, defini comme suit :

- $V_f = V$, meme source s et puits t que G
- $\forall (u, v) \in A \cup A^r$,
  $$c_f(u,v) = \begin{cases} c(u,v) - f(u,v) & \text{si } (u,v) \in A \\ f(v,u) & \text{si } (v,u) \in A \end{cases}$$
- $A_f = \{(u,v) \in A \cup A^r \mid c_f(u,v) > 0\}$

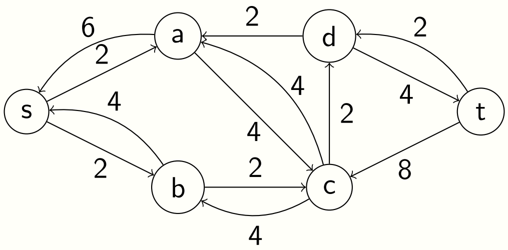


Exemple de residuel

Un reseau de flot G et un flot f



Le residuel G_f de f



Flot dans le residuel

Remarque

La definition d'un flot dans un reseau sans arcs symetriques est valide aussi avec possibilite d'arcs symetriques : on l'adopte pour faire des flots dans le reseau residuel.

Flot dans le residuel

Remarque

La definition d'un flot dans un reseau sans arcs symetriques est valide aussi avec possibilite d'arcs symetriques : on l'adopte pour faire des flots dans le reseau residuel.

Lemme

Soit f' un flot du reseau residuel G_f de f et soit $f + f'$ defini par
$\forall (u, v) \in A, (f + f')(u, v) = f(u, v) + f'(u, v) - f'(v, u)$.
(en considerant $f'(x, y) = 0$ si l'arc (x, y) n'existe pas dans G_f)
Alors, $f + f'$ est un flot sur G et sa valeur est $|f| + |f'|$. $= |f+f'|$

Démonstration.

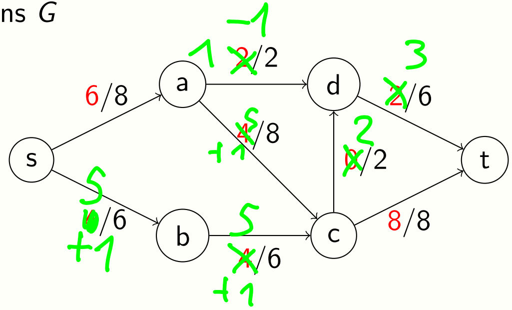
Verifier :

- contraintes de capacite
- conservation
- valeur

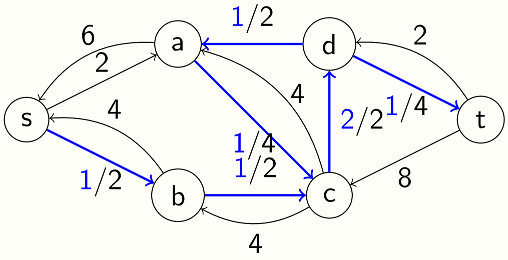
□

Flot dans le residuel

Un flot f dans G



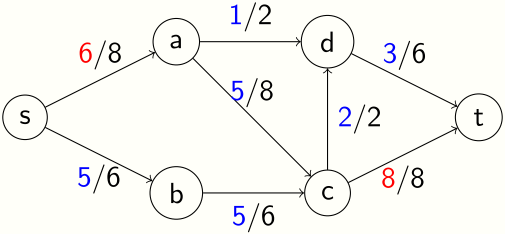
Un fot f' dans le residuel G_f



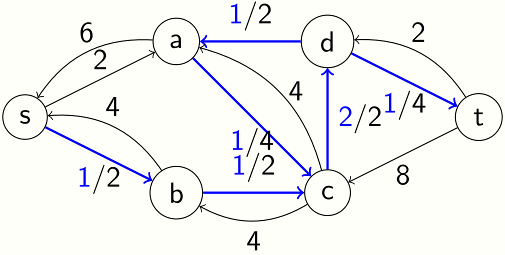
Flot dans le residuel

Le flot $\tilde{f} = f + f'$ dans G

$|\tilde{f}| = |f| + |f'|$



Un fot f' dans le residuel G_f



Chemin augmentant dans G_f et sa capacite residuelle

Définition

Soit G un reseau de flot, f un flot sur G et G_f le residuel de f. Un chemin augmentant P est un chemin de s a t dans G_f. La capacite residuelle de P est defini par $c_f(P) = \min\{c_f(u, v) \mid (u, v) \in P\}$.

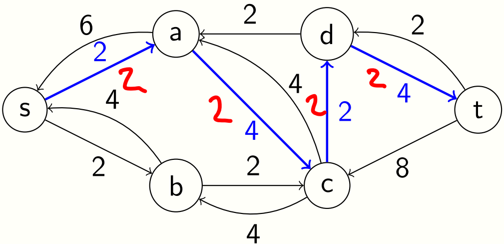
Remarque

Soit P un chemin augmentant dans G_f et soit f_P defini par

$$\forall (u, v) \in A_f,\ \ f_P(u, v) = \left| \begin{array}{ll} c_f(P) & \textit{si } (u, v) \in P \\ 0 & \textit{sinon} \end{array} \right. .$$

Alors, f_P est un flot dans G_f et sa valeur est $|f_P| = c_f(P)$.

Exemple de residuel :

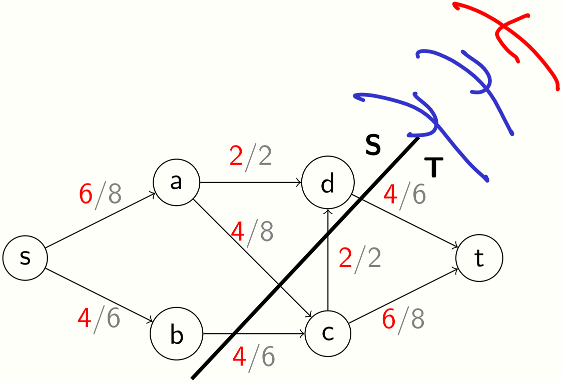


Flot net a travers une s, t-coupe

Définition

Soit $G = (V, A)$ un reseau de flot relache et (S, T) une s, t-coupe de G. Le flot net a travers (S, T) est defini par

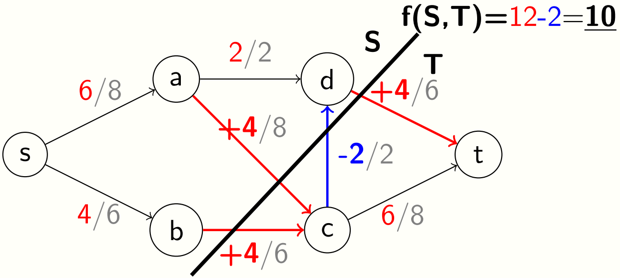
$$f(S, T) = \sum_{(u,v)\in(S\times T)\cap A} f(u, v) - \sum_{(v,u)\in(T\times S)\cap A} f(v, u).$$



Flot net a travers une s, t-coupe

Définition

Soit $G = (V, A)$ un reseau de flot relache et (S, T) une s, t-coupe de G. Le flot net a travers (S, T) est defini par
$f(S, T) = \sum_{(u,v)\in(S\times T)\cap A} f(u, v) - \sum_{(v,u)\in(T\times S)\cap A} f(v, u)$.



Flot net a travers une s, t-coupe

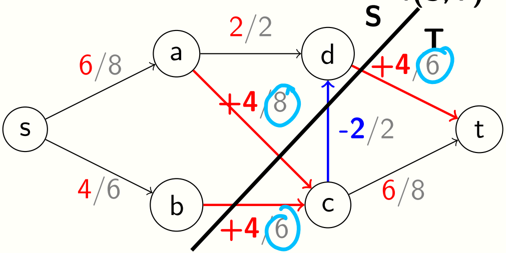
Définition

Soit $G = (V, A)$ un reseau de flot relache et (S, T) une s, t-coupe de G. Le flot net a travers (S, T) est defini par
$f(S, T) = \sum_{(u,v)\in(S\times T)\cap A} f(u, v) - \sum_{(v,u)\in(T\times S)\cap A} f(v, u).$

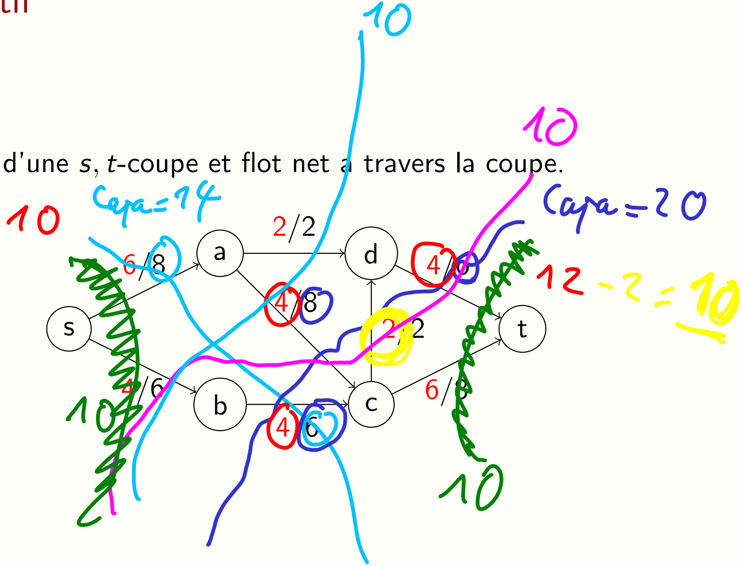
Remarque (***)

On a toujours $f(S, T) \leq C_G(S, T)$.

f(S,T)=12-2=10 ≤ 20



Capacite d'une s, t-coupe et flot net a travers la coupe.



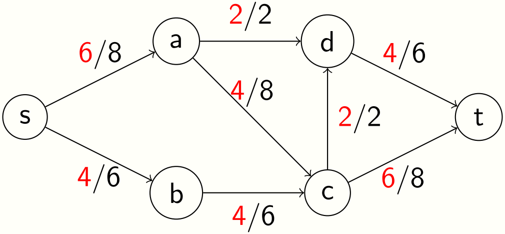
Toutes les s, t-coupes ont le meme flot net !

Lemme (***)

Soit (S, T) une s, t-coupe de G et soit f un flot sur G. Alors, le flot net qui traverse (S, T) vaut $f(S, T) = |f|$.

Toutes les s, t-coupes ont le meme flot net !

Vraiment ? ? ?



Toutes les s, t-coupes ont le meme flot net !

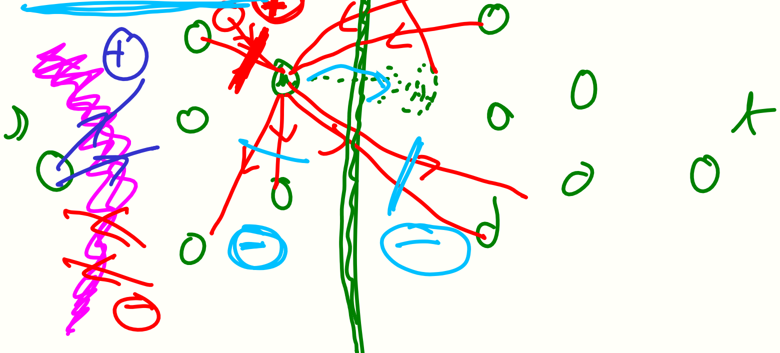
Lemme (***)

Soit (S, T) une s, t-coupe de G et soit f un flot sur G. Alors, le flot net qui traverse (S, T) vaut $f(S, T) = |f|$.

Démonstration.

Soit $u \in S \setminus \{s\}$, montrez que $f(S \setminus \{u\}, T \cup \{u\}) = f(S, T)$.

Comment conclure ?



$\square$

Toutes les s, t-coupes ont le meme flot net !

Lemme (***)

Soit (S, T) une s, t-coupe de G et soit f un flot sur G. Alors, le flot net qui traverse (S, T) vaut $f(S, T) = |f|$.

Démonstration.

Soit $u \in S \setminus \{s\}$, montrez que $f(S \setminus \{u\}, T \cup \{u\}) = f(S, T)$.

Comment conclure ?

$\square$

max = min

Corollaire

Pour toute s, t-coupe (S, T) et tout flot f, on a $\underbrace{|f|} \leq \underbrace{C(S, T)}$.

Démonstration.

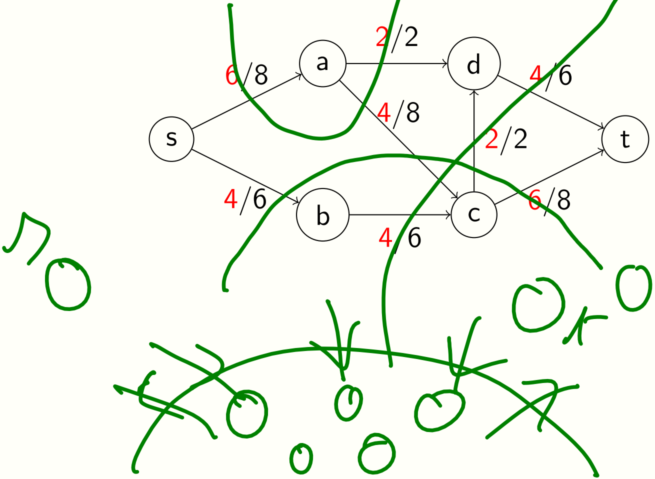
Par definition de $C(S, T)$ et de $f(S, T)$, on a directement $\underbrace{f(S, T)}_{|f|} \leq \underbrace{C(S, T)}$. Le lemme ci-dessus conclut.

$\square$

Question

Que vaut le flot net a travers une coupe qui ne separe pas s et t ?

0



Capacite d'une coupe dans le residuel

Remarque

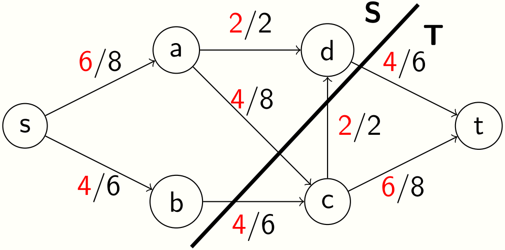
La capacite de la s, t*-coupe* (S, T) *dans le reseau residuel* G_f *verifie* $C_{G_f}(S, T) = C_G(S, T) - f(S, T)$.

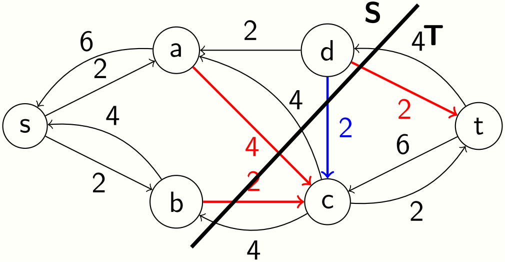
Démonstration.

□

Capacite d'une coupe dans le residuel

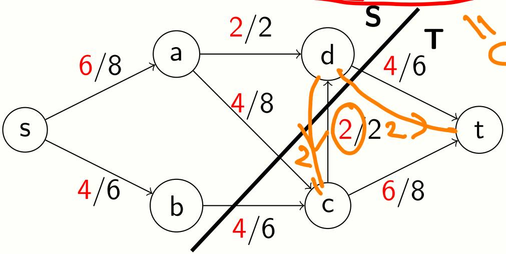
$$C_G(S,T) - f(S,T) = C_G(S,T) - (f_{out}(S,T) - f_{in}(S,T))$$

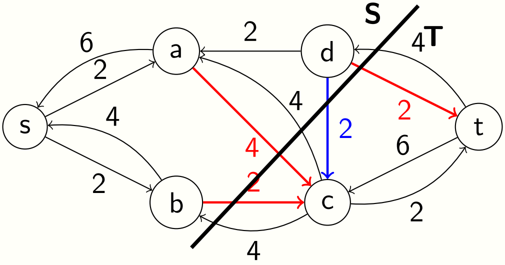




Capacite d'une coupe dans le residuel

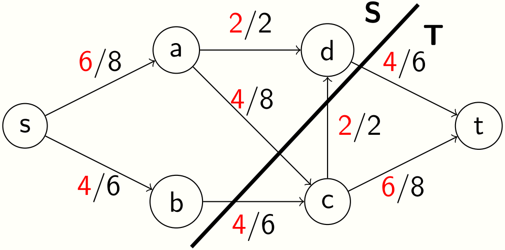
$$C_G(S,T) - f(S,T) = C_G(S,T) - (f_{out}(S,T) - f_{in}(S,T))$$
$$= \underbrace{(C_G(S,T) - f_{out}(S,T))}_{= C_{\text{sortant}} \text{ dans } G_f} + \underbrace{f_{in}(S,T)}_{= C_{\text{arrière}} \text{ dans } G_f}$$

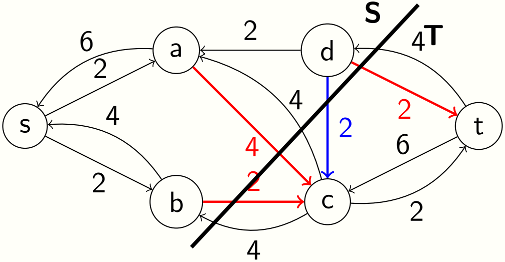




Capacite d'une coupe dans le residuel

$$
\begin{aligned}
C_{G_f}(S,T) = C_G(S,T) - f(S,T) &= C_G(S,T) - (f_{out}(S,T) - f_{in}(S,T)) \\
&= (C_G(S,T) - f_{out}(S,T)) + f_{in}(S,T)
\end{aligned}
$$





Le theoreme flot maximum / coupe minimum

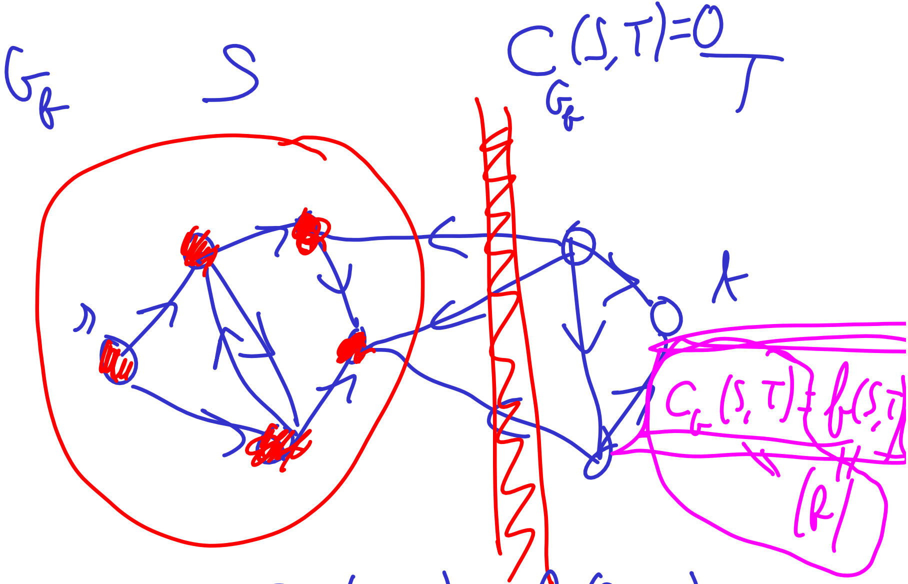
Théorème (***)

Soit G un reseau de flot et f un flot sur G. Les trois conditions suivantes sont equivalentes :

1. *f est un flot maximum de G*
2. *le residuel G_f de f ne contient pas de chemin augmentant*
3. *$\exists$ une s, t-coupe (S, T) telle que $|f| = C(S, T)$*

Démonstration.

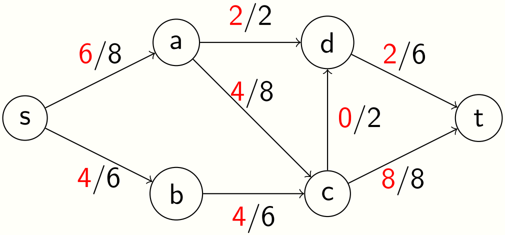
- **1 ⇒ 2.** D'apres la remarque sur les chemins augmentant on a $\overline{2} \Rightarrow \overline{1}$.
- **2 ⇒ 3.** Si 2 alors il existe une s, t-coupe (S, T) de capacite nulle dans G_f, ce qui implique $C_G(S, T) = |f|$ d'apres la remarque sur la capacite dans G_f des s, t-coupes.
- **3 ⇒ 1.** D'apres le corollaire du slide 33, on a $|f^*| \leq C(S, T)$, donc $|f| = |f^*|$.



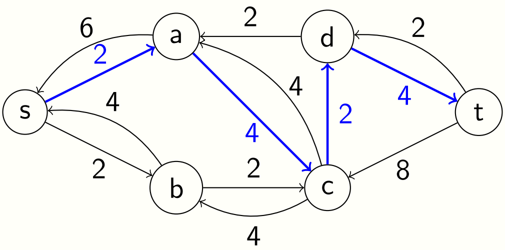
$$C_{G_f}(S,T) = C_G(S,T) - f(S,T) = 0$$

Le theoreme flot maximum / coupe minimum

- $\overline{2} \Rightarrow \overline{1}$. ***

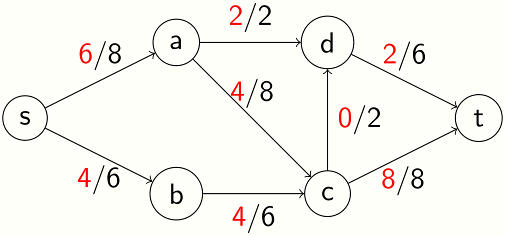


Le residuel G_f

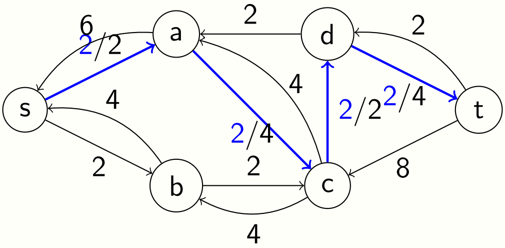


Le theoreme flot maximum / coupe minimum

- $\overline{2} \Rightarrow \overline{1}$. ***

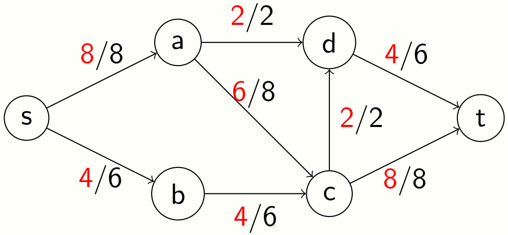


Le residuel G_f

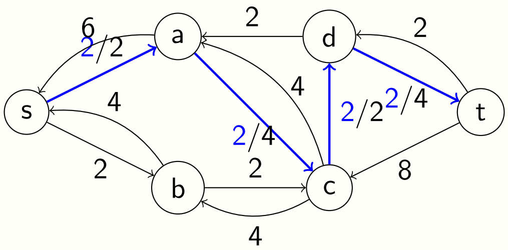


Le theoreme flot maximum / coupe minimum

- $\overline{2} \Rightarrow \overline{1}$. ***

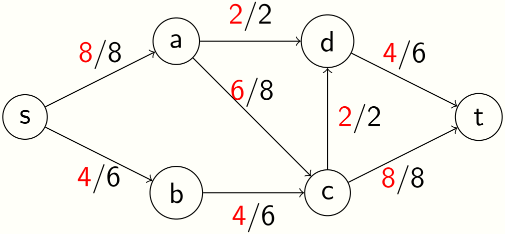


Le residuel G_f

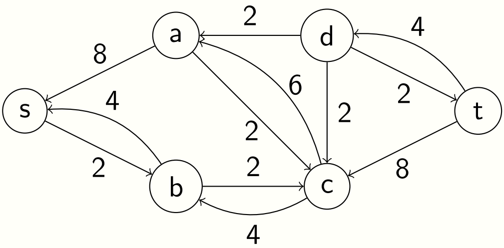


Le theoreme flot maximum / coupe minimum

- **2 $\Rightarrow$ 3.** ***

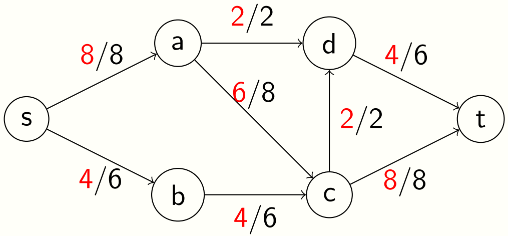


Le residuel G_f

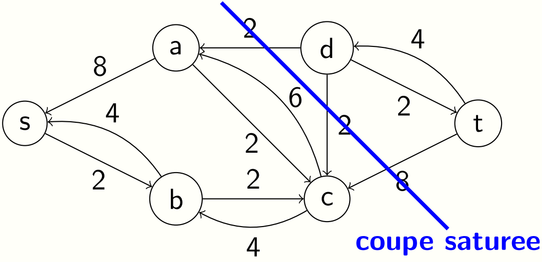


Le theoreme flot maximum / coupe minimum

- **2 ⇒ 3.** ***



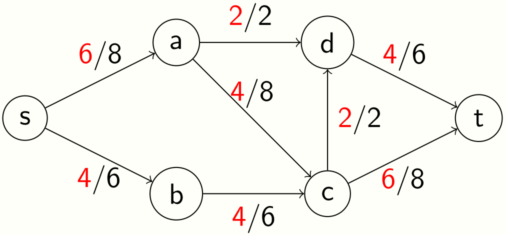
Le residuel G_f



flot max = coupe min

Reecriture du th **(***)** :

- le flot est maximum $\Longleftrightarrow$ $\exists$ une coupe saturee (= de capacite nulle dans le residuel)
- le flot n'est pas maximum $\Longleftrightarrow$ $\exists$ chemin augmentant dans le residuel

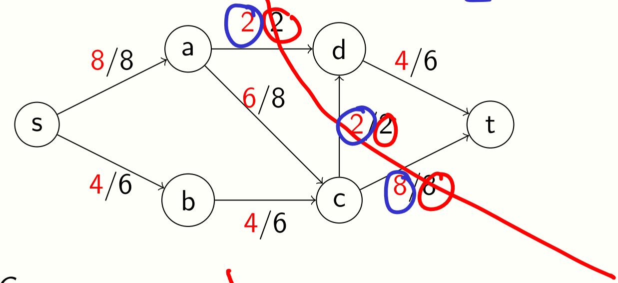


En pratique

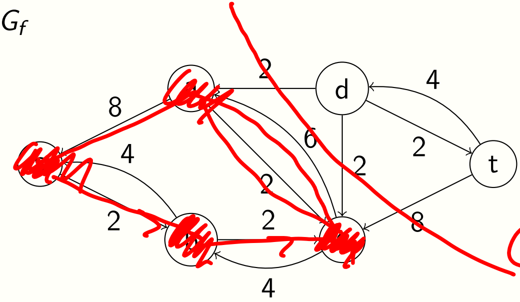
- cas du flot maximum

Capa = 12

flot net = 12



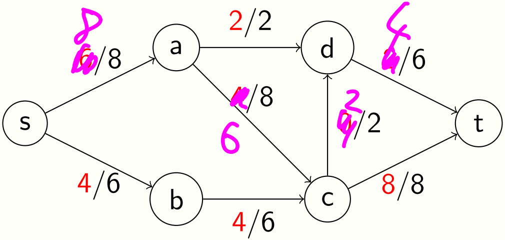
Le residuel G_f



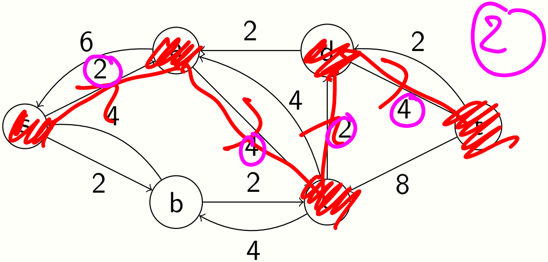
$C_{G_f} = 0$

En pratique

- cas du flot NON maximum

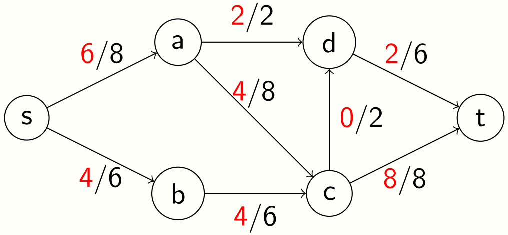


Le residuel G_f

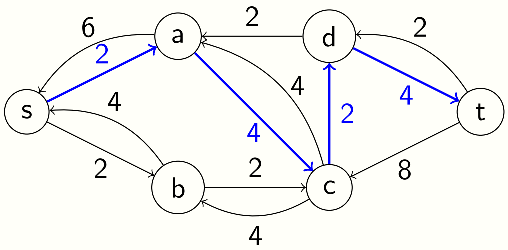


En pratique

- cas du flot NON maximum

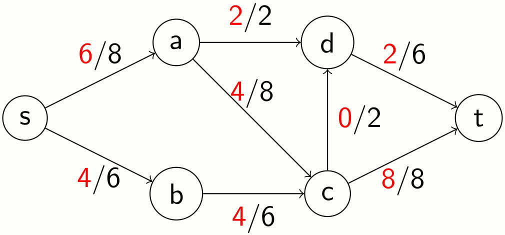


Le residuel G_f

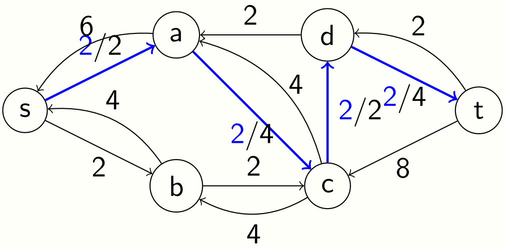


En pratique

- cas du flot NON maximum

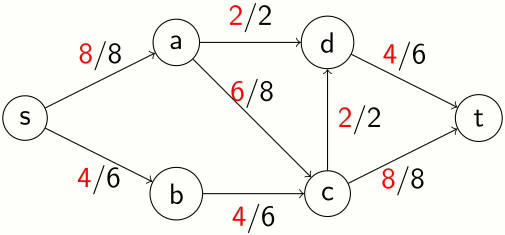


Le residuel G_f

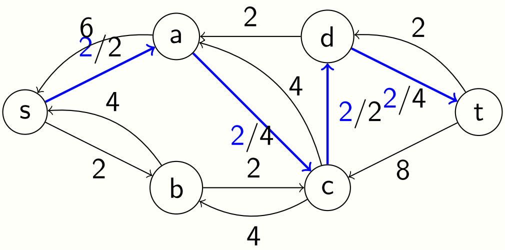


En pratique

- cas du flot NON maximum



Le residuel G_f



Le theoreme flot maximum / coupe minimum

Question : A-t-on demontre le theoreme initial ?

Théorème

Soit G un reseau de flot ayant pour source s et pour puits t. La capacite minimum d'une s,t-coupe de G est egale a la valeur maximum d'un flot entre s et t dans G.

Le theoreme flot maximum / coupe minimum

Question : A-t-on demontre le theoreme initial ?

Théorème

Soit G un reseau de flot ayant pour source s et pour puits t. La capacite minimum d'une s, t-coupe de G est egale a la valeur maximum d'un flot entre s et t dans G.

Remarque

L'enonce du theoreme sous-entend qu'il existe un flot de valeur maximum, la preuve devra l'etablir.

Le theoreme flot maximum / coupe minimum

Question : A-t-on demontre le theoreme initial ?

Théorème

Soit G un reseau de flot ayant pour source s et pour puits t. La capacite minimum d'une s, t-coupe de G est egale a la valeur maximum d'un flot entre s et t dans G.

Remarque

L'enonce du theoreme sous-entend qu'il existe un flot de valeur maximum, la preuve devra l'etablir.

Pas tout a fait ! On a montre que s'il existe un maximum a la valeur des flots, alors c'est la capacite minimum d'une coupe, mais c'est pas sur qu'il existe bien un flot qui sature une coupe... On va en faire une demonstration algorithmique, qui a le merite de construire un flot maximum au passage.

Algorithme de Ford-Fulkerson (ne marche pas toujours)

Algorithme 1 : Ford-Fulkerson(G, s, t).

---

pour *chaque arc* $(u, v) \in A$ **faire**
    $f(u, v) \leftarrow 0$;
fin
tant que $\exists$ *un chemin* P *de* s *a* t *dans le residuel* G_f **faire**
    $c_f(P) \leftarrow \min\{c_f(u, v) \mid (u, v) \in P\}$;
    pour *chaque arc* $(u, v) \in P$ **faire**
        si $(u, v) \in A$ **alors** $f(u, v) \leftarrow f(u, v) + c_f(P)$;
        sinon $f(v, u) \leftarrow f(v, u) - c_f(P)$;
    fin
fin
retourner f;

---

flot à zéro.

$O(n+m)$

$O(n+m)$

$|f|$

0,9
0,99
0,999
0,9999

0,999999

Domaine de validite de Ford-Fulkerson

- **Capacites entieres**

Domaine de validite de Ford-Fulkerson

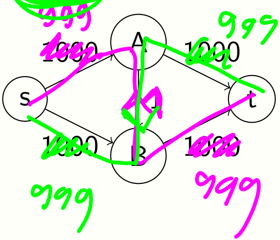
- **Capacites entieres**
  - Terminaison : OK

Domaine de validite de Ford-Fulkerson

- **Capacites entieres**
  - Terminaison : OK $O(n+m)$
  - Complexite : $O(|f^*|m)$, avec $m = |A|$

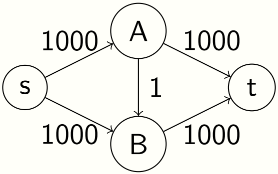
Domaine de validite de Ford-Fulkerson

- **Capacites entieres**
  - Terminaison : OK
  - Complexite : $O(|f^*|m)$, avec $m = |A|$



Domaine de validite de Ford-Fulkerson

- **Capacites entieres**
  - Terminaison : OK
  - Complexite : $O(|f^*|m)$, avec $m = |A|$



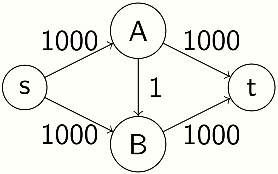
- **Capacites rationnelles**

2 3 2 7

dénominateur.

Domaine de validite de Ford-Fulkerson

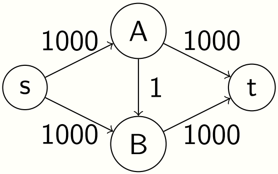
- **Capacites entieres**
  - Terminaison : OK
  - Complexite : $O(|f^*|m)$, avec $m = |A|$



- **Capacites rationnelles**
  - Terminaison : se ramener aux capacites entieres en multipliant par le ppcm des denominateurs $c(u, v) \to \tilde{c}(u, v)$

Domaine de validite de Ford-Fulkerson

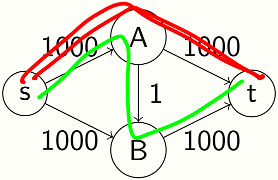
- **Capacites entieres**
  - Terminaison : OK
  - Complexite : $O(|f^*|m)$, avec $m = |A|$



- **Capacites rationnelles**
  - Terminaison : se ramener aux capacites entieres en multipliant par le ppcm des denominateurs $c(u, v) \rightarrow \tilde{c}(u, v)$
  - Complexite : $O(|f^*|m)$

Domaine de validite de Ford-Fulkerson

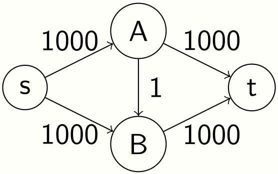
- **Capacites entieres**
  - Terminaison : OK
  - Complexite : $O(|f^*|m)$, avec $m = |A|$



- **Capacites rationnelles**
  - Terminaison : se ramener aux capacites entieres en multipliant par le ppcm des denominateurs $c(u, v) \to \tilde{c}(u, v)$
  - Complexite : $O(|\tilde{f}^*|m)$
- **Capacites reelles (notre cadre d'etude initial)**

Domaine de validite de Ford-Fulkerson

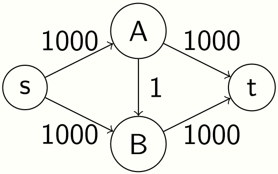
- **Capacites entieres**
  - Terminaison : OK
  - Complexite : $O(|f^*|m)$, avec $m = |A|$



- **Capacites rationnelles**
  - Terminaison : se ramener aux capacites entieres en multipliant par le ppcm des denominateurs $c(u, v) \rightarrow \tilde{c}(u, v)$
  - Complexite : $O(|\tilde{f}^*|m)$
- **Capacites reelles (notre cadre d'etude initial)**
  - Terminaison : NON (voir exemple wikipedia avec capacites irrationnelles)

Domaine de validite de Ford-Fulkerson

- **Capacites entieres**
  - Terminaison : OK
  - Complexite : $O(|f^*|m)$, avec $m = |A|$



- **Capacites rationnelles**
  - Terminaison : se ramener aux capacites entieres en multipliant par le ppcm des denominateurs $c(u,v) \rightarrow \tilde{c}(u,v)$
  - Complexite : $O(|\tilde{f}^*|m)$
- **Capacites reelles (notre cadre d'etude initial)**
  - Terminaison : NON (voir exemple wikipedia avec capacites irrationnelles)
  - Convergence : pas vers $|f^*|$... et meme aussi loin "qu'on veut" de $|f^*|$ (exemple wikipedia)

Capacites reelles : Ford-Fulkerson $\rightarrow$ Edmonds-Karp

- Ligne 4 de FF : un chemin P $\rightarrow$ un plus court chemin P (en nombre d'arcs)... c'est tout !

Capacites reelles : Ford-Fulkerson $\to$ Edmonds-Karp

- Ligne 4 de FF : un chemin P $\to$ un plus court chemin P (en nombre d'arcs)... c'est tout !
- Terminaison : garantie meme pour capacites irrationnelles

Capacites reelles : Ford-Fulkerson $\rightarrow$ Edmonds-Karp

- Ligne 4 de FF : un chemin P $\rightarrow$ un plus court chemin P (en nombre d'arcs)... c'est tout !
- Terminaison : garantie meme pour capacites irrationnelles
- Complexite : $O(nm^2)$, avec $n = |V|$ et $m = |A|$

$O(nm)$

Validite et complexite de l'algorithme d'Edmonds-Karp

Lemme

Apres chaque augmentation du flot dans l'algo d'EK, pour tout sommet $v \in V$, la distance (en nombre d'arcs) de s a v dans le residuel ne decroit pas.

Validite et complexite de l'algorithme d'Edmonds-Karp

Lemme

Apres chaque augmentation du flot dans l'algo d'EK, pour tout sommet $v \in V$, la distance (en nombre d'arcs) de s a v dans le residuel ne decroit pas.

Démonstration.

f et f' le flot avant et apres augmentation.
Par l'absurde : supposons $\exists v \in V, \delta_{G_f}(s,v) > \delta_{G'_f}(s,v)$.
Soit v un tel sommet dont la distance a s dans $G_{f'}$ est minimum.
Soit u le precedent de v sur un plus court chemin de s a v dans $G_{f'}$.

Proposition

$(u,v) \notin E_f$

Par consequent, le flot a ete augmente sur l'arc (v,u). On montre alors que $\delta_{G_f}(s,v) \leq \delta_{G'_f}(s,v) - 2$: contradiction. □

Validite et complexite de l'algorithme d'Edmonds-Karp

Définition

Une arete du residuel est *critique* si elle se trouve sur le chemin P choisit par l'algorithme d'EK et que sa capacite dans G_f vaut precisement $c_f(P)$.

Lemme

Une arete ne peut devenir critique qu'au plus $n/2$ fois au cours de l'algorithme d'EK.

Validite et complexite de l'algorithme d'Edmonds-Karp

Définition

Une arete du residuel est *critique* si elle se trouve sur le chemin P choisit par l'algorithme d'EK et que sa capacite dans G_f vaut precisement $c_f(P)$.

Lemme

Une arete ne peut devenir critique qu'au plus $n/2$ fois au cours de l'algorithme d'EK.

Démonstration.

Soit f le flot lorsque (u, v) est critique et f' le flot la prochaine fois que (v, u) est sur le chemin choisit par EK.
On peut montrer que $\delta_{G_{f'}}(s, u) \geq \delta_{G_f}(s, u) + 2$. Et comme $\delta(s, u)$ ne peut exceder $n - 2$, (u, v) ne peut devenir critique qu'au plus $n/2$ fois. $\square$

Validite et complexite de l'algorithme d'Edmonds-Karp

Corollaire

La complexite de l'algorithme d'EK est $O(nm^2)$.

Validite et complexite de l'algorithme d'Edmonds-Karp

Corollaire

La complexite de l'algorithme d'EK est $O(nm^2)$.

Démonstration.

D'apres le lemme precedent, le nombre de chemin augmentant dans l'algo d'EK ne peut exceder $mn/2$.
Trouver un plus court chemin augmentant prend un temps $O(n+m)$, par un BFS par exemple.
$\Rightarrow$ Complexite totale de $O(nm^2)$ pour l'algo d'EK. $\square$

Validite et complexite de l'algorithme d'Edmonds-Karp

Corollaire

La complexite de l'algorithme d'EK est $O(nm^2)$.

Démonstration.

D'apres le lemme precedent, le nombre de chemin augmentant dans l'algo d'EK ne peut exceder $mn/2$.
Trouver un plus court chemin augmentant prend un temps $O(n+m)$, par un BFS par exemple.
$\Rightarrow$ Complexite totale de $O(nm^2)$ pour l'algo d'EK. $\square$

- **L'algorithme d'EK termine !** (meme avec capacites irrationnelles)

Validite et complexite de l'algorithme d'Edmonds-Karp

Corollaire

La complexite de l'algorithme d'EK est $O(nm^2)$.

Démonstration.

D'apres le lemme precedent, le nombre de chemin augmentant dans l'algo d'EK ne peut exceder $mn/2$.
Trouver un plus court chemin augmentant prend un temps $O(n+m)$, par un BFS par exemple.
$\Rightarrow$ Complexite totale de $O(nm^2)$ pour l'algo d'EK. □

- **L'algorithme d'EK termine !** (meme avec capacites irrationnelles)

Et comme il termine sur un flot f dont le reseau residuel n'a pas de chemin augmentant, d'apres le theoreme principal, f est maximum.

Validite et complexite de l'algorithme d'Edmonds-Karp

Corollaire

La complexite de l'algorithme d'EK est $O(nm^2)$.

Démonstration.

D'apres le lemme precedent, le nombre de chemin augmentant dans l'algo d'EK ne peut exceder $mn/2$.
Trouver un plus court chemin augmentant prend un temps $O(n+m)$, par un BFS par exemple.
$\Rightarrow$ Complexite totale de $O(nm^2)$ pour l'algo d'EK. $\square$

- **L'algorithme d'EK termine !** (meme avec capacites irrationnelles)

Et comme il termine sur un flot f dont le reseau residuel n'a pas de chemin augmentant, d'apres le theoreme principal, f est maximum.

- **L'algorithme d'EK est correct !**
  ... et le flot maximum existe toujours ! ;)