Plus court chemin
Christophe Viroulaud
Terminale - NSI
Archi 15

Plus court chemin

Christophe Viroulaud

Terminale - NSI

Archi 15

Plus court chemin

RIP déjà utilisé avec ARPANET !

Pour calculer rapidement les distances dans le réseau, les routeurs appliquent des algorithmes conçus au début de l'ère de l'informatique.

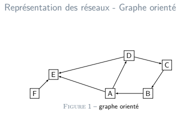
Comment fonctionnent les algorithmes de plus court chemin ?

Pour calculer rapidement les distances dans le réseau, les routeurs appliquent des algorithmes conçus au début de l'ère de l'informatique.

Comment fonctionnent les algorithmes de plus court chemin ?

Sommaire
1. Représentation des réseaux
1.1 Graphe orienté
1.2 Graphe pondéré
2. Protocole RIP : algorithme de Bellman-Ford
3. OSPF : algorithme de Dijkstra

Sommaire



Représentation des réseaux - Graphe orienté

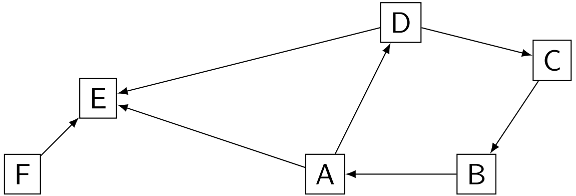


Figure 1 – graphe orienté

FIGURE 2 – graphe orienté

À retenir

Pour chaque nœud on peut définir ses **prédécesseurs** et ses **successeurs**.
- Le nœud F ne possède pas de *prédécesseur*.
- Le nœud E ne possède pas de *successeur*.

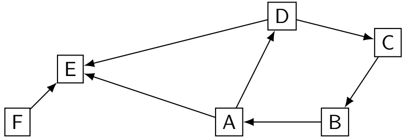


FIGURE 2 – graphe orienté

À retenir

Pour chaque nœud on peut définir ses **prédécesseurs** et ses **successeurs**.

- Le nœud F ne possède pas de *prédécesseur*.
- Le nœud E ne possède pas de *successeur*.

1. Représentation des réseaux
1.1 Graphe orienté
1.2 Graphe pondéré
2. Protocole RIP : algorithme de Bellman-Ford
3. OSPF : algorithme de Dijkstra

Sommaire

Graphe pondéré
Figure 3 – graphe pondéré
À retenir
Selon le protocole mis en place la pondération pourra représenter :
- RIP : le nombre de réseaux traversés,
- OSPF : le coût d'un réseau.

pondération peut être négative

Graphe pondéré

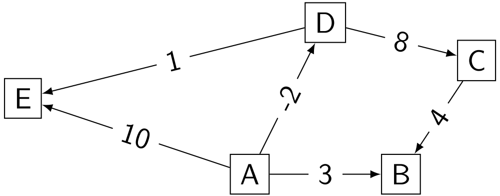


Figure 3 – graphe pondéré

À retenir

Selon le protocole mis en place la pondération pourra représenter :

- RIP : le nombre de réseaux traversés,
- OSPF : le coût d'un réseau.

Sommaire

1. Représentation des réseaux
2. Protocole RIP : algorithme de Bellman-Ford
2.1 Principe
2.2 Mise en application
2.3 Complexité
3. OSPF : algorithme de Dijkstra

Sommaire

redécouvert par Moore en 59 dans autre contexte

Algorithme de Bellman-Ford : Principe

- 1956 - 1958

Algorithme de Bellman-Ford : Principe

- 1956 - 1958

redécouvert par Moore en 59 dans autre contexte

Algorithme de Bellman-Ford : Principe

- 1956 - 1958
- Richard Bellman (père programmation dynamique)

Algorithme de Bellman-Ford : Principe

- 1956 - 1958
- Richard Bellman (père programmation dynamique)

redécouvert par Moore en 59 dans autre contexte

- 1956 - 1958
- Richard Bellman (père programmation dynamique)
- Lester Ford (problème de flot maximum)

Algorithme de Bellman-Ford : Principe

- 1956 - 1958
- Richard Bellman (père programmation dynamique)
- Lester Ford (problème de flot maximum)

redécouvert par Moore en 59 dans autre contexte

Algorithme de Bellman-Ford : Principe

- 1956 - 1958
- Richard Bellman (père programmation dynamique)
- Lester Ford (problème de flot maximum)
- redécouvert par Edward Moore en 1959

Algorithme de Bellman-Ford : Principe

- 1956 - 1958
- Richard Bellman (père programmation dynamique)
- Lester Ford (problème de flot maximum)
- redécouvert par Edward Moore en 1959

redécouvert par Moore en 59 dans autre contexte

Algorithme de Bellman-Ford : Principe

- 1956 - 1958
- Richard Bellman (père programmation dynamique)
- Lester Ford (problème de flot maximum)
- redécouvert par Edward Moore en 1959
- Le protocole RIP applique cet algorithme.

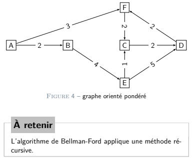
Algorithme de Bellman-Ford : Principe

- 1956 - 1958
- Richard Bellman (père programmation dynamique)
- Lester Ford (problème de flot maximum)
- redécouvert par Edward Moore en 1959
- Le protocole RIP applique cet algorithme.

À retenir
La distance pour atteindre chaque nœud correspond à la distance pour atteindre son prédécesseur à laquelle on ajoute le poids de l'arête les séparant.

À retenir

La distance pour atteindre chaque nœud correspond à la distance pour atteindre son prédécesseur à laquelle on ajoute le poids de l'arête les séparant.



1. Bellman « père de l'approche dynamique »

Remarque

2. Dans le graphe figure 4 les pondérations représentent un nombre de routeurs traversés pour atteindre le nœud (routeur) suivant.

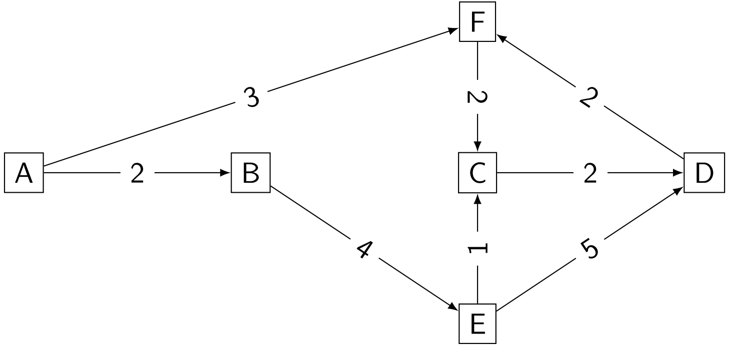


FIGURE 4 – graphe orienté pondéré

À retenir

L'algorithme de Bellman-Ford applique une méthode récursive.

Pour chaque routeur, on obtient un tableau contenant la distance minimale entre le routeur de départ et chaque autre routeur.

peut servir pour retrouver chemin, distance mini...

Pour chaque routeur, on obtient un tableau contenant la distance minimale entre le routeur de départ et chaque autre routeur.

Sommaire

1. Représentation des réseaux
2. Protocole RIP : algorithme de Bellman-Ford
2.1 Principe
2.2 Mise en application
2.3 Complexité
3. OSPF : algorithme de Dijkstra

Sommaire

Mise en application

Initialisation :

- Créer un tableau des distances entre A et les routeurs, initialisées à l'infini.
- Modifier la distance vers A à 0.

Mise en application

Initialisation :

- Créer un tableau des distances entre A et les routeurs, initialisées à l'infini.
- Modifier la distance vers A à 0.

Initialisation :
- Créer un tableau des distances entre A et les routeurs, initialisées à l'infini.
- Modifier la distance vers A à 0.
Déroulement :
- Tant que (nombre d'itérations) < (nombre de routeurs)
  - Pour chaque arc du graphe
    - Si (distance du routeur) > (distance de son prédécesseur + poids de l'arc entre les deux routeurs) ⇒ Mettre à jour distance du routeur

1. ligne 2 de l'algo : en effet distance de A à A = 0
2. ligne 4 : on fait autant d'itérations qu'il y a de routeurs = pire des cas → on pourra améliorer

Initialisation :

- Créer un tableau des distances entre A et les routeurs, initialisées à l'infini.
- Modifier la distance vers A à 0.

Déroulement :

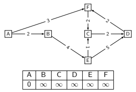
- Tant que (nombre d'itérations) < (nombre de routeurs)
  - Pour chaque arc du graphe
    - Si (distance du routeur) > (distance de son prédécesseur + poids de l'arc entre les deux routeurs)
      ⇒ Mettre à jour distance du routeur

Observations
- On effectue autant d'itérations qu'il y a de routeurs.
- On regarde chaque arc à chaque tour.

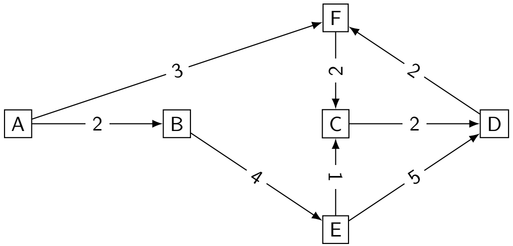
Observations

- On effectue autant d'itérations qu'il y a de routeurs.
- On regarde chaque arc à chaque tour.

Initialisation



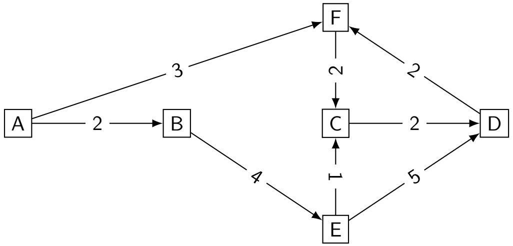
Initialisation



A	B	C	D	E	F
0	∞	∞	∞	∞	∞

Première itération
La distance calculée pour atteindre B correspond à la distance de son prédécesseur (A) augmentée du poids de l'arc A-B :
$0 + 2 = 2 < \infty$

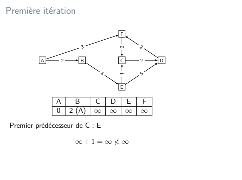
Première itération



A	B	C	D	E	F
0	**2 (A)**	∞	∞	∞	∞

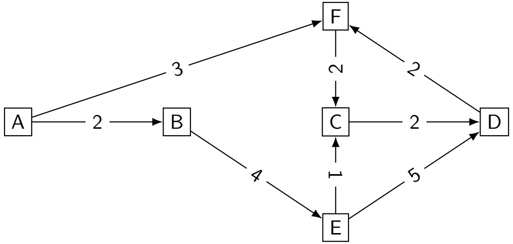
La distance calculée pour atteindre B correspond à la distance de son prédécesseur (A) augmentée du poids de l'arc A-B :

$$0 + 2 = 2 < \infty$$



On est toujours dans la première itération ; on vérifie chaque arc.

Première itération

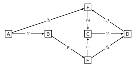


A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	∞	∞

Premier prédécesseur de C : E

$$\infty + 1 = \infty \not< \infty$$

Première itération

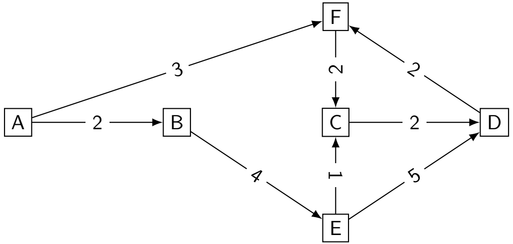


A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	∞	∞

Second prédécesseur de C : F

$\infty + 2 = \infty \not< \infty$

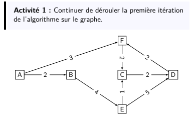
Première itération



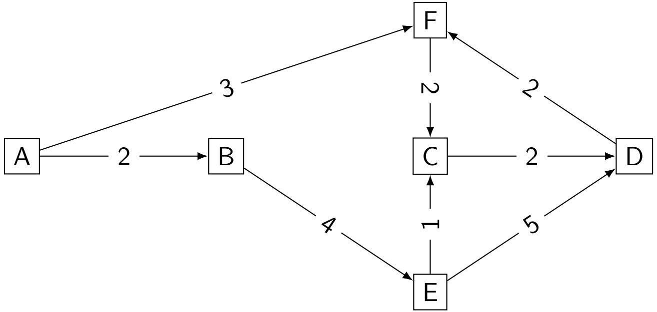
A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	∞	∞

Second prédécesseur de C : F

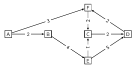
$$\infty + 2 = \infty \not< \infty$$



Activité 1 : Continuer de dérouler la première itération de l'algorithme sur le graphe.



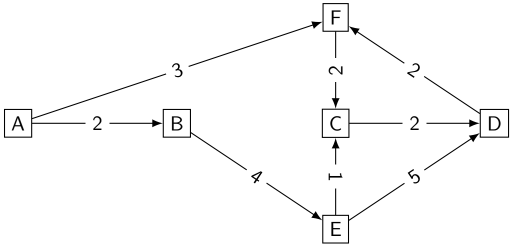
Première itération



A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	∞	∞

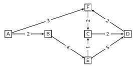
Même constat pour D

Première itération

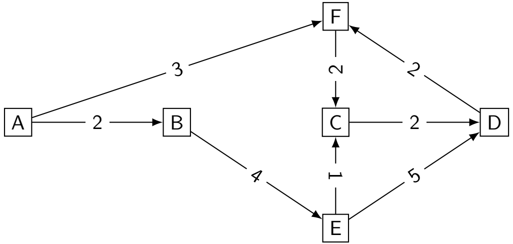


A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	∞	∞

Même constat pour D


Première itération
Prédécesseur de E : B
$2 + 4 = 6 < \infty$

Première itération



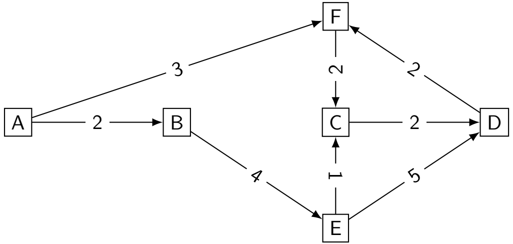
A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	**6 (B)**	∞

Prédécesseur de E : B

$$2 + 4 = 6 < \infty$$

Première itération
A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	**3 (A)**
Premier prédécesseur de F : A
$$0 + 3 = 3 < \infty$$

Première itération



A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	**3 (A)**

Premier prédécesseur de F : A

$$0 + 3 = 3 < \infty$$

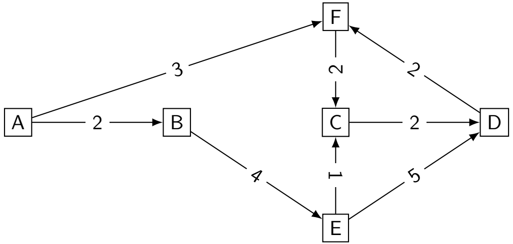
Première itération

A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)

Second prédécesseur de F : D

$\infty + 2 = \infty \not< 3$

Première itération

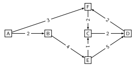


A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)

Second prédécesseur de F : D

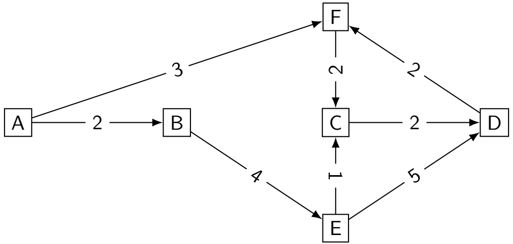
$$\infty + 2 = \infty \not< 3$$

Première itération



A B C D E F
0 2 (A) ∞ ∞ 6 (B) 3 (A)
Fin de la première itération

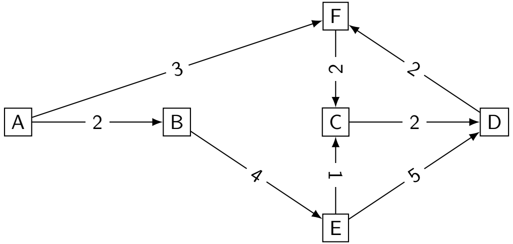
Première itération



A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)

Fin de la première itération

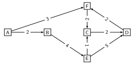
Deuxième itération



A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)

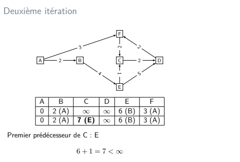
Pas de modification pour A et B

Deuxième itération

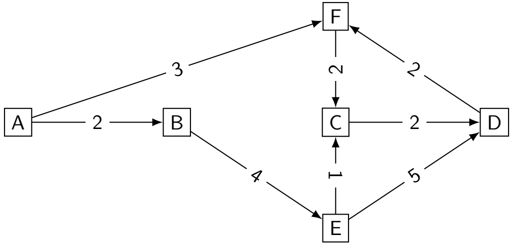


A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)

Pas de modification pour A et B



Deuxième itération

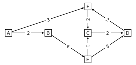


A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	**7 (E)**	∞	6 (B)	3 (A)

Premier prédécesseur de C : E

$$6 + 1 = 7 < \infty$$

Deuxième itération

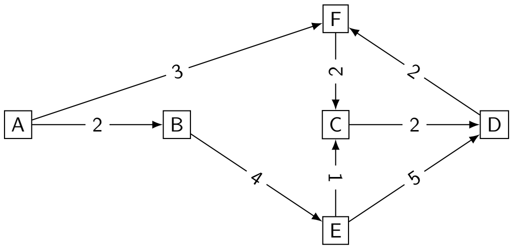


A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	**5 (F)**	∞	6 (B)	3 (A)

Second prédécesseur de C : F

$$3 + 2 = 5 < 7$$

Deuxième itération

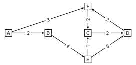


A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	**5 (F)**	∞	6 (B)	3 (A)

Second prédécesseur de C : F

$$3 + 2 = 5 < 7$$

Deuxième itération

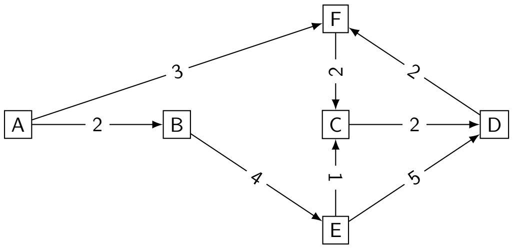


A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	5 (F)	**7 (C)**	6 (B)	3 (A)

Premier prédécesseur de D : C

$$5 + 2 = 7 < \infty$$

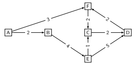
Deuxième itération



A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	5 (F)	**7 (C)**	6 (B)	3 (A)

Premier prédécesseur de D : C

$$5 + 2 = 7 < \infty$$

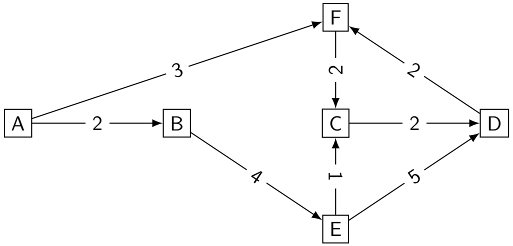
Deuxième itération


A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	5 (F)	7 (C)	6 (B)	3 (A)

Second prédécesseur de D : E

$$6 + 5 = 11 \not< 7$$

Deuxième itération

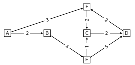


A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	5 (F)	7 (C)	6 (B)	3 (A)

Second prédécesseur de D : E

$$6 + 5 = 11 \not< 7$$

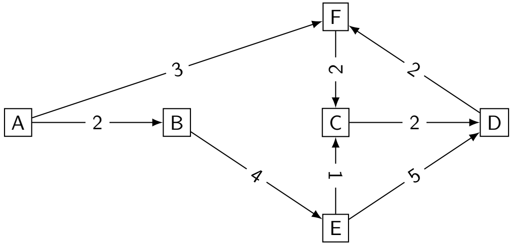
Deuxième itération



A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	5 (F)	7 (C)	6 (B)	3 (A)

Pas de changement pour E et F

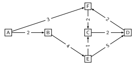
Deuxième itération



A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	5 (F)	7 (C)	6 (B)	3 (A)

Pas de changement pour E et F

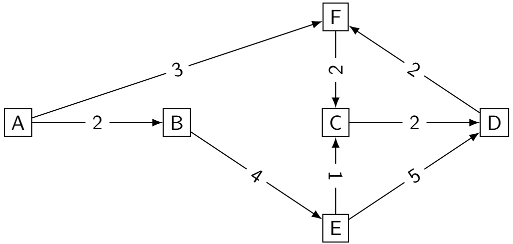
Deuxième itération



A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	5 (F)	7 (C)	6 (B)	3 (A)

Fin de la deuxième itération

Deuxième itération



A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	5 (F)	7 (C)	6 (B)	3 (A)

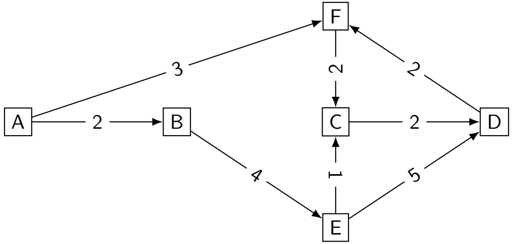
Fin de la deuxième itération

Troisième itération

Pas de changement lors de la troisième itération

1. amélioration de l'algorithme : on peut s'arrêter là
2. On peut retracer le chemin en partant de la fin : D $\rightarrow$ C $\rightarrow$ F $\rightarrow$ A

Troisième itération



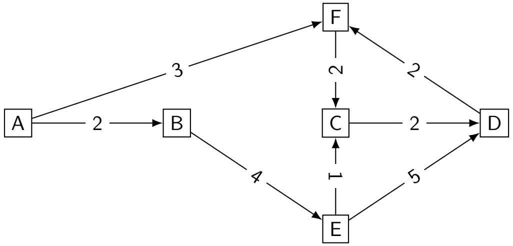
A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	∞	∞	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	5 (F)	7 (C)	6 (B)	3 (A)
0	2 (A)	5 (F)	7 (C)	6 (B)	3 (A)

Pas de changement lors de la troisième itération

A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	5 (F)	7 (C)	6 (B)	3 (A)

On remonte dans le tableau pour trouver le chemin vers une destination.

$$D \to C \to F \to A$$



A	B	C	D	E	F
0	2 (A)	5 (F)	7 (C)	6 (B)	3 (A)

On remonte dans le tableau pour trouver le chemin vers une destination.

$$D \to C \to F \to A$$

Sommaire
1. Représentation des réseaux
2. Protocole RIP : algorithme de Bellman-Ford
2.1 Principe
2.2 Mise en application
2.3 Complexité
3. OSPF : algorithme de Dijkstra

Sommaire

Complexité

La complexité dépend de :
- du nombre de sommets (notée S) : on visite chaque sommet

1 Tant que (le nombre d'itérations) < (nombre de routeurs)

ligne 4 = on peut faire une amélioration : si pas de modification pendant l'itération, on peut s'arrêter

Complexité

La complexité dépend de :

- du nombre de sommets (notée S) : on visite chaque sommet

```
1 Tant que (le nombre d'itérations) < (nombre de routeurs)
```

Complexité

La complexité dépend de :
- du nombre de sommets (notée S) : on visite chaque sommet

```
Tant que (le nombre d'itérations) < (nombre de routeurs)
```

- du nombre d'arcs (notée A) : pour chaque sommet on regarde tous les arcs du graphe

```
Pour chaque arc du graphe
```


ligne 4 = on peut faire une amélioration : si pas de modification pendant l'itération, on peut s'arrêter

Complexité

La complexité dépend de :

- du nombre de sommets (notée S) : on visite chaque sommet

```
Tant que (le nombre d'itérations) < (nombre de routeurs)
```

- du nombre d'arcs (notée A) : pour chaque sommet on regarde tous les arcs du graphe

```
Pour chaque arc du graphe
```

Complexité de l'algorithme de Bellman Ford

$O(S.A)$

Complexité de l'algorithme de Bellman Ford

$$O(S.A)$$

Sommaire
1. Représentation des réseaux
2. Protocole RIP : algorithme de Bellman-Ford
3. OSPF : algorithme de Dijkstra
3.1 Principe
3.2 Mise en application
3.3 Complexité

Sommaire

1. peut se contenter de renvoyer la distance départ/arrivée (et le chemin)
2. graphe non orienté possible
3. parfois appelé Moore-Dijkstra

OSPF : algorithme de Dijkstra - principe

- Edsger Dijkstra : mathématicien néerlandais
- Algorithme utilisé dans GPS

OSPF : algorithme de Dijkstra - principe

- Edsger Dijkstra : mathématicien néerlandais
- Algorithme utilisé dans GPS

À retenir
principe : construire un sous-graphe en ajoutant à chaque itération un sommet de distance minimale.

À retenir

<u>principe</u> : construire un sous-graphe en ajoutant à chaque itération un sommet de distance minimale.

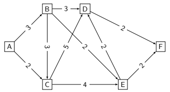


FIGURE 5 – graphe orienté et pondéré

Remarque

Les poids de chaque arc représentent le coût de chaque connexion.

coût 5 $\rightarrow$ 20Mbit/s
coût 2 $\rightarrow$ 50Mbit/s

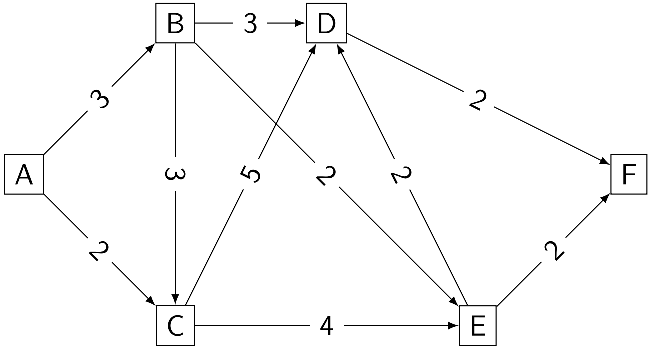


FIGURE 5 – graphe orienté et pondéré

Sommaire

1. Représentation des réseaux
2. Protocole RIP : algorithme de Bellman-Ford
3. OSPF : algorithme de Dijkstra
3.1 Principe
3.2 Mise en application
3.3 Complexité

Sommaire

1. S = suivant ; V = voisin
2. ligne 7 : on compare encore la distance déjà enregistrée à distance du voisin + arc

Mise en application

Initialisation :
- Créer un tableau des distances entre A et les routeurs, initialisées à l'infini.
- Modifier la distance vers A à 0.

Mise en application

Initialisation :

- Créer un tableau des distances entre A et les routeurs, initialisées à l'infini.
- Modifier la distance vers A à 0.

Initialisation :

- Créer un tableau des distances entre A et les routeurs, initialisées à l'infini.
- Modifier la distance vers A à 0.

Déroulement :

- Tant qu'il reste des routeurs non sélectionnés
  - Parmi les routeurs non-sélectionnés, choisir le routeur (noté S) ayant la plus petite distance.
  - Pour chaque routeur adjacent à S (noté V) et non déjà sélectionné :
    - Si (la distance de V) > (la distance de S + poids S-V) $\Rightarrow$ Mettre à jour la distance de V.

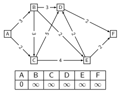
1. S = suivant ; V = voisin
2. ligne 7 : on compare encore la distance déjà enregistrée à distance du voisin + arc

Initialisation :

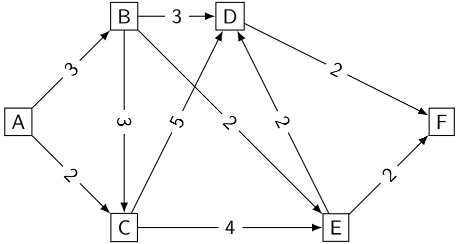
- Créer un tableau des distances entre A et les routeurs, initialisées à l'infini.
- Modifier la distance vers A à 0.

Déroulement :

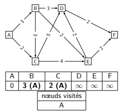
- Tant qu'il reste des routeurs non sélectionnés
  - Parmi les routeurs non-sélectionnés, choisir le routeur (noté S) ayant la plus petite distance.
  - Pour chaque routeur adjacent à S (noté V) et non déjà sélectionné :
    - Si (la distance de V) > (la distance de S + poids S-V)
      $\Rightarrow$ Mettre à jour la distance de V.



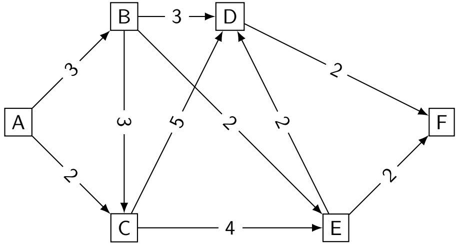
Initialisation



A	B	C	D	E	F
0	∞	∞	∞	∞	∞

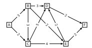


Sélection de A



A	B	C	D	E	F
0	**3 (A)**	**2 (A)**	∞	∞	∞

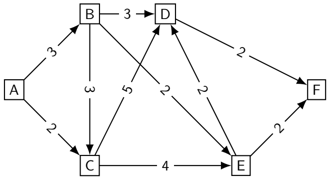
nœuds visités
A



On sélectionne le nœud non encore visité et avec la plus petite distance : C.

A	B	C	D	E	F
0	3 (A)	2 (A)	∞	∞	∞
	3 (A)	2 (A)	**7 (C)**	**6 (C)**	∞

nœuds visités
A - C



On sélectionne le nœud non encore visité et avec la plus petite distance : C.

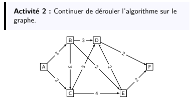
A	B	C	D	E	F
0	3 (A)	2 (A)	∞	∞	∞
	3 (A)	2 (A)	**7 (C)**	**6 (C)**	∞

nœuds visités
A - C

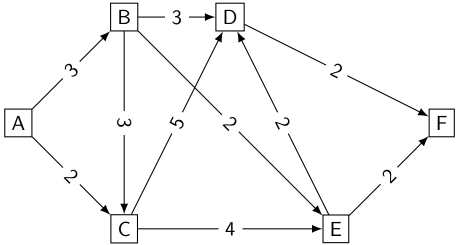
Observation
La route la plus courte a déjà été déterminée pour les nœuds déjà visités. Ils ne seront plus modifiés (cellule grise).

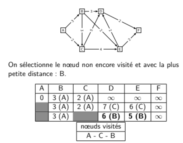
Observation

La route la plus courte a déjà été déterminée pour les nœuds déjà visités. Ils ne seront plus modifiés (cellule grise).



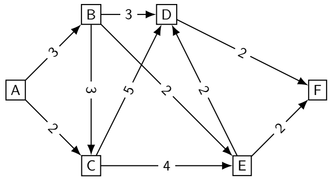
Activité 2 : Continuer de dérouler l'algorithme sur le graphe.





C n'est pas regardé : on a déjà trouvé la + petite distance pour lui = il a déjà été visité

Correction

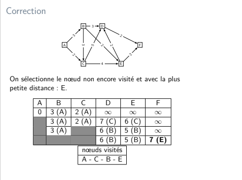


On sélectionne le nœud non encore visité et avec la plus petite distance : B.

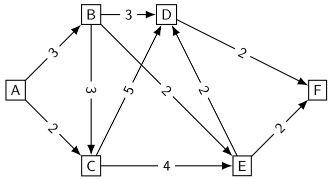
A	B	C	D	E	F
0	3 (A)	2 (A)	∞	∞	∞
	3 (A)	2 (A)	7 (C)	6 (C)	∞
	3 (A)		**6 (B)**	**5 (B)**	∞

nœuds visités
A - C - B

2022-01-12



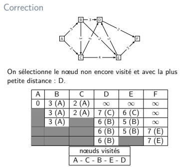
Correction



On sélectionne le nœud non encore visité et avec la plus petite distance : E.

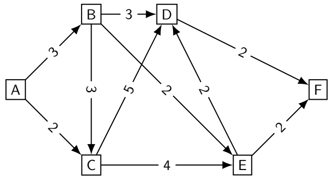
A	B	C	D	E	F
0	3 (A)	2 (A)	∞	∞	∞
	3 (A)	2 (A)	7 (C)	6 (C)	∞
	3 (A)		6 (B)	5 (B)	∞
			6 (B)	5 (B)	**7 (E)**

nœuds visités
A - C - B - E



pas de modification

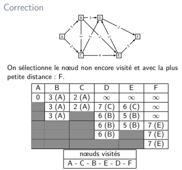
Correction



On sélectionne le nœud non encore visité et avec la plus petite distance : D.

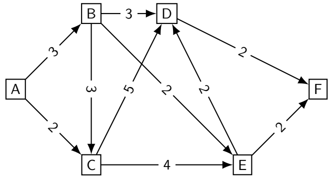
A	B	C	D	E	F
0	3 (A)	2 (A)	∞	∞	∞
	3 (A)	2 (A)	7 (C)	6 (C)	∞
	3 (A)		6 (B)	5 (B)	∞
			6 (B)	5 (B)	7 (E)
			6 (B)		7 (E)

nœuds visités
A - C - B - E - D



pas de modification

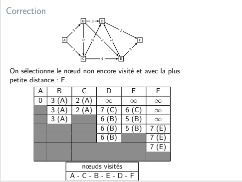
Correction



On sélectionne le nœud non encore visité et avec la plus petite distance : F.

A	B	C	D	E	F
0	3 (A)	2 (A)	∞	∞	∞
	3 (A)	2 (A)	7 (C)	6 (C)	∞
	3 (A)		6 (B)	5 (B)	∞
			6 (B)	5 (B)	7 (E)
			6 (B)		7 (E)
					7 (E)

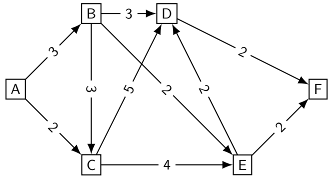
nœuds visités
A - C - B - E - D - F



tous les nœuds ont été visités = fin de l'algorithme. On peut reconstruire le chemin.

pour F : F → E → B → A

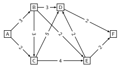
Correction



On sélectionne le nœud non encore visité et avec la plus petite distance : F.

A	B	C	D	E	F
0	3 (A)	2 (A)	∞	∞	∞
	3 (A)	2 (A)	7 (C)	6 (C)	∞
	3 (A)		6 (B)	5 (B)	∞
			6 (B)	5 (B)	7 (E)
			6 (B)		7 (E)
					7 (E)

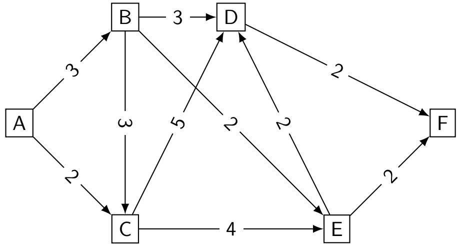
nœuds visités
A - C - B - E - D - F



A	B	C	D	E	F
0	3 (A)	2 (A)	6 (B)	5 (B)	7 (E)

On remonte dans le tableau pour trouver le chemin vers une destination.

$F \to E \to B \to A$



A	B	C	D	E	F
0	3 (A)	2 (A)	6 (B)	5 (B)	7 (E)

On remonte dans le tableau pour trouver le chemin vers une destination.

$$F \to E \to B \to A$$

Sommaire

1. Représentation des réseaux
2. Protocole RIP : algorithme de Bellman-Ford
3. OSPF : algorithme de Dijkstra
3.1 Principe
3.2 Mise en application
3.3 Complexité

Sommaire

Complexité

▶ La complexité dépend du nombre de sommets S et du nombre d'arcs A.

1. hors programme
2. utilisation de tas par exemple

Complexité

- La complexité dépend du nombre de sommets S et du nombre d'arcs A.

1. hors programme
2. utilisation de tas par exemple

Complexité

- La complexité dépend du nombre de sommets S et du nombre d'arcs A.
- Le point clé de l'algorithme tient dans la recherche de la distance minimale.

1 Parmi les routeurs non−sélectionnés, choisir le routeur (noté S) ayant la plus petite distance.

Complexité

- La complexité dépend du nombre de sommets S et du nombre d'arcs A.
- Le point clé de l'algorithme tient dans la recherche de la distance minimale.

```
1  Parmi les routeurs non−sélectionnés, choisir le
       routeur (noté S) ayant la plus petite distance.
```

Complexité de l'algorithme de Dijkstra

$O((A+S)\times \log S)$

Complexité de l'algorithme de Dijkstra

$$O((A+S)\times \log S)$$