

Optimización III (525551)

Módulo III: Problema del Camino Más Corto

Pr. Julio Aracena.

Departamento de Ingeniería Matemática
Facultad de Ciencias Físicas y Matemáticas
Universidad de Concepción

Primer semestre, 2023

Problema del Camino Más Corto (PCC)

Sea $G = (V, E)$ un digrafo con función de peso en los arcos $w : E \rightarrow \mathbb{R}$. Un camino en G es una secuencia de vértices (**no necesariamente distintos**) $p : v_1, \dots, v_r$ tal que $\forall i = 1, \dots, r, (v_i, v_{i+1}) \in E$. El peso del camino p se define por:

$$w(p) := \sum_{i=1}^{r-1} w(v_i, v_{i+1}).$$

Problema del Camino Más Corto (PCC)

Sea $G = (V, E)$ un digrafo con función de peso en los arcos $w : E \rightarrow \mathbb{R}$. Un camino en G es una secuencia de vértices (**no necesariamente distintos**) $p : v_1, \dots, v_r$ tal que $\forall i = 1, \dots, r, (v_i, v_{i+1}) \in E$. El peso del camino p se define por:

$$w(p) := \sum_{i=1}^{r-1} w(v_i, v_{i+1}).$$

Para todo $u, v \in V$ se define el peso mínimo de los caminos de u a v por:

$$\delta(u, v) := \begin{cases} \inf\{w(p) : p \text{ es un camino de } u \text{ a } v\} & \text{si existe camino de } u \text{ a } v \text{ en } G, \\ +\infty & \text{en otro caso.} \end{cases}$$

Un camino p de u a v en G se dice de **peso mínimo** si $w(p) = \delta(u, v)$.

Problema del Camino Más Corto (PCC)

Sea $G = (V, E)$ un digrafo con función de peso en los arcos $w : E \rightarrow \mathbb{R}$. Un camino en G es una secuencia de vértices (**no necesariamente distintos**) $p : v_1, \dots, v_r$ tal que $\forall i = 1, \dots, r, (v_i, v_{i+1}) \in E$. El peso del camino p se define por:

$$w(p) := \sum_{i=1}^{r-1} w(v_i, v_{i+1}).$$

Para todo $u, v \in V$ se define el peso mínimo de los caminos de u a v por:

$$\delta(u, v) := \begin{cases} \inf\{w(p) : p \text{ es un camino de } u \text{ a } v\} & \text{si existe camino de } u \text{ a } v \text{ en } G, \\ +\infty & \text{en otro caso.} \end{cases}$$

Un camino p de u a v en G se dice de **peso mínimo** si $w(p) = \delta(u, v)$.

Observación: $\delta(u, v) \in \mathbb{R} \cup \{-\infty, +\infty\}$. Luego, puede que exista camino de u a v en G pero no necesariamente un camino de peso mínimo.

Problema del Camino Más Corto (PCC)

Sea $G = (V, E)$ un digrafo con función de peso en los arcos $w : E \rightarrow \mathbb{R}$. Un camino en G es una secuencia de vértices (**no necesariamente distintos**) $p : v_1, \dots, v_r$ tal que $\forall i = 1, \dots, r, (v_i, v_{i+1}) \in E$. El peso del camino p se define por:

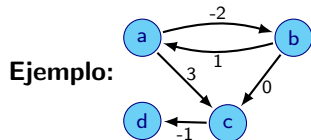
$$w(p) := \sum_{i=1}^{r-1} w(v_i, v_{i+1}).$$

Para todo $u, v \in V$ se define el peso mínimo de los caminos de u a v por:

$$\delta(u, v) := \begin{cases} \inf\{w(p) : p \text{ es un camino de } u \text{ a } v\} & \text{si existe camino de } u \text{ a } v \text{ en } G, \\ +\infty & \text{en otro caso.} \end{cases}$$

Un camino p de u a v en G se dice de **peso mínimo** si $w(p) = \delta(u, v)$.

Observación: $\delta(u, v) \in \mathbb{R} \cup \{-\infty, +\infty\}$. Luego, puede que exista camino de u a v en G pero no necesariamente un camino de peso mínimo.



Problema del Camino Más Corto (PCC)

Sea $G = (V, E)$ un digrafo con función de peso en los arcos $w : E \rightarrow \mathbb{R}$. Un camino en G es una secuencia de vértices (**no necesariamente distintos**) $p : v_1, \dots, v_r$ tal que $\forall i = 1, \dots, r, (v_i, v_{i+1}) \in E$. El peso del camino p se define por:

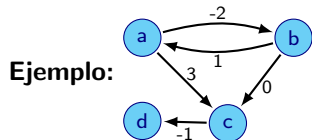
$$w(p) := \sum_{i=1}^{r-1} w(v_i, v_{i+1}).$$

Para todo $u, v \in V$ se define el peso mínimo de los caminos de u a v por:

$$\delta(u, v) := \begin{cases} \inf\{w(p) : p \text{ es un camino de } u \text{ a } v\} & \text{si existe camino de } u \text{ a } v \text{ en } G, \\ +\infty & \text{en otro caso.} \end{cases}$$

Un camino p de u a v en G se dice de **peso mínimo** si $w(p) = \delta(u, v)$.

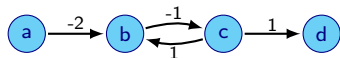
Observación: $\delta(u, v) \in \mathbb{R} \cup \{-\infty, +\infty\}$. Luego, puede que exista camino de u a v en G pero no necesariamente un camino de peso mínimo.



$$\delta(a, b) = -\infty, \delta(c, d) = -1, \delta(c, a) = +\infty.$$

Problema del Camino Más Corto (PCC)

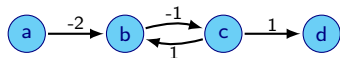
Ejemplo:



¹PCC también puede ser definido en grafos no dirigidos. Todos los resultados y algoritmos relacionados con PCC pueden ser también aplicados en este caso.

Problema del Camino Más Corto (PCC)

Ejemplo:

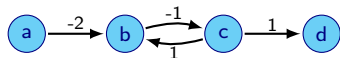


$\delta(a, d) = -2$, $p : a, b, c, d$ y
 $p' : a, b, c, b, c, d$
son caminos de peso mínimo.

¹PCC también puede ser definido en grafos no dirigidos. Todos los resultados y algoritmos relacionados con PCC pueden ser también aplicados en este caso.

Problema del Camino Más Corto (PCC)

Ejemplo:



$\delta(a, d) = -2$, $p : a, b, c, d$ y

$p' : a, b, c, b, c, d$

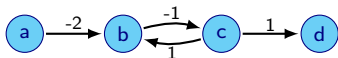
son caminos de peso mínimo.

Definición: Dado $G = (V, E)$ un digrafo, $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función peso y $s \in V$. Se define el **Problema del Camino Más Corto (PCC)** como aquel que consiste en encontrar un camino de peso mínimo (si existe) de s a u para todo $u \in V$.¹

¹PCC también puede ser definido en grafos no dirigidos. Todos los resultados y algoritmos relacionados con PCC pueden ser también aplicados en este caso.

Problema del Camino Más Corto (PCC)

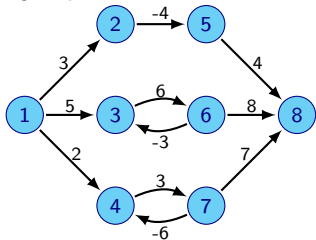
Ejemplo:



$\delta(a, d) = -2$, $p : a, b, c, d$ y
 $p' : a, b, c, b, c, d$
son caminos de peso mínimo.

Definición: Dado $G = (V, E)$ un digrafo, $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función peso y $s \in V$. Se define el **Problema del Camino Más Corto (PCC)** como aquel que consiste en encontrar un camino de peso mínimo (si existe) de s a u para todo $u \in V$.¹

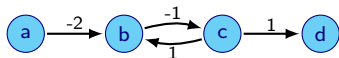
Ejemplo:



¹PCC también puede ser definido en grafos no dirigidos. Todos los resultados y algoritmos relacionados con PCC pueden ser también aplicados en este caso.

Problema del Camino Más Corto (PCC)

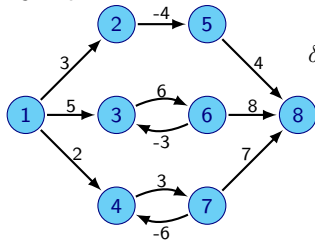
Ejemplo:



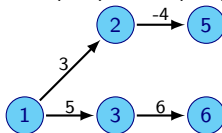
$\delta(a, d) = -2$, $p : a, b, c, d$ y
 $p' : a, b, c, b, c, d$
son caminos de peso mínimo.

Definición: Dado $G = (V, E)$ un digrafo, $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función peso y $s \in V$. Se define el **Problema del Camino Más Corto (PCC)** como aquel que consiste en encontrar un camino de peso mínimo (si existe) de s a u para todo $u \in V$.¹

Ejemplo:



$\delta(1, 2) = 3, \delta(1, 3) = 5, \delta(1, 4) = -\infty$.



¹PCC también puede ser definido en grafos no dirigidos. Todos los resultados y algoritmos relacionados con PCC pueden ser también aplicados en este caso.

Observaciones del PCC

Proposición: Dado $G = (V, E)$ un digrafo y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso. Si $p : v_1, \dots, v_r$ es un camino de peso mínimo, entonces

$\forall 1 \leq i < j \leq r, \quad p_{ij} : v_i, v_{i+1}, \dots, v_j$ es camino de peso mínimo.

Observaciones del PCC

Proposición: Dado $G = (V, E)$ un digrafo y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso. Si $p : v_1, \dots, v_r$ es un camino de peso mínimo, entonces

$\forall 1 \leq i < j \leq r, \quad p_{ij} : v_i, v_{i+1}, \dots, v_j$ es camino de peso mínimo.

Demo: Si $\exists 1 \leq i < j \leq r$ tal que $p_{ij} : v_i, v_{i+1}, \dots, v_j$ no es un camino de peso mínimo, entonces existe otro camino p'_{ij} de v_i a v_j en G tal que $w(p'_{ij}) < w(p_{ij})$.

Luego, $p' : v_1 \dots, v_{i-1}, p'_{ij}, v_{j+1}, \dots, v_r$ es tal que $w(p') < w(p)$ ($\rightarrow \leftarrow$)
■.

Observaciones del PCC

Proposición: Dado $G = (V, E)$ un digrafo y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso. Si $p : v_1, \dots, v_r$ es un camino de peso mínimo, entonces

$\forall 1 \leq i < j \leq r, \quad p_{ij} : v_i, v_{i+1}, \dots, v_j$ es camino de peso mínimo.

Demo: Si $\exists 1 \leq i < j \leq r$ tal que $p_{ij} : v_i, v_{i+1}, \dots, v_j$ no es un camino de peso mínimo, entonces existe otro camino p'_{ij} de v_i a v_j en G tal que $w(p'_{ij}) < w(p_{ij})$.

Luego, $p' : v_1 \dots, v_{i-1}, p'_{ij}, v_{j+1}, \dots, v_r$ es tal que $w(p') < w(p)$ ($\rightarrow \leftarrow$)
■.

Corolario: Dado $G = (V, E)$ un digrafo y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso. Si $p : s, \dots, u, v$ es un camino de peso mínimo de s a v , entonces

$$\delta(s, v) = \delta(s, u) + w(u, v).$$

Observaciones del PCC

Proposición: Dado $G = (V, E)$ un digrafo y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso. Si $p : v_1, \dots, v_r$ es un camino de peso mínimo, entonces

$\forall 1 \leq i < j \leq r, \quad p_{ij} : v_i, v_{i+1}, \dots, v_j$ es camino de peso mínimo.

Demo: Si $\exists 1 \leq i < j \leq r$ tal que $p_{ij} : v_i, v_{i+1}, \dots, v_j$ no es un camino de peso mínimo, entonces existe otro camino p'_{ij} de v_i a v_j en G tal que $w(p'_{ij}) < w(p_{ij})$.

Luego, $p' : v_1 \dots, v_{i-1}, p'_{ij}, v_{j+1}, \dots, v_r$ es tal que $w(p') < w(p)$ ($\rightarrow \leftarrow$)
■.

Corolario: Dado $G = (V, E)$ un digrafo y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso. Si $p : s, \dots, u, v$ es un camino de peso mínimo de s a v , entonces

$$\delta(s, v) = \delta(s, u) + w(u, v).$$

Corolario: Dado $G = (V, E)$ un digrafo, $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso y $s \in V$. Entonces, $\forall (u, v) \in E$:

$$\delta(s, v) \leq \delta(s, u) + w(u, v).$$

Algoritmo de Dijkstra

El algoritmo de Dijkstra (1959) resuelve PCC con pesos no negativos.

Algorithm Dijkstra(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y
 $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ función de pesos.

```
1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}$ ,  $d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0$ ,  $Q \leftarrow V$ ,  $S \leftarrow \emptyset$ 
5: while  $Q \neq \emptyset$  do
6:   Extraer  $u \in Q$  tal que
      $d[u] = \min\{d[a] : a \in Q\}$ 
7:    $S \leftarrow S \cup \{u\}$ 
8:   for all  $v \in V$  sucesor de  $u$  do
9:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
10:       $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ,  $\pi[v] \leftarrow u$ 
11:    end if
12:  end for
13: end while
14: return  $(d, \pi)$ 
```

Obs: La acción de la línea 9 se conoce como **relajación del arco** (u, v) . Después de la relajación de (u, v) se tiene: $d[v] \leq d[u] + w(u, v)$.

Algoritmo de Dijkstra

El algoritmo de Dijkstra (1959) resuelve PCC con pesos no negativos.

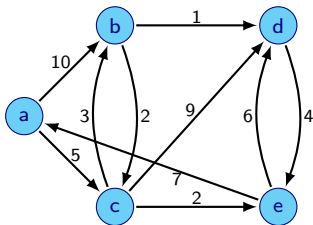
Algorithm Dijkstra(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ función de pesos.

```

1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}$ ,  $d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0$ ,  $Q \leftarrow V$ ,  $S \leftarrow \emptyset$ 
5: while  $Q \neq \emptyset$  do
6:   Extraer  $u \in Q$  tal que
      $d[u] = \min\{d[a] : a \in Q\}$ 
7:    $S \leftarrow S \cup \{u\}$ 
8:   for all  $v \in V$  sucesor de  $u$  do
9:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
10:       $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ,  $\pi[v] \leftarrow u$ 
11:    end if
12:  end for
13: end while
14: return  $(d, \pi)$ 

```



Obs: La acción de la línea 9 se conoce como **relajación del arco** (u, v) . Después de la relajación de (u, v) se tiene: $d[v] \leq d[u] + w(u, v)$.

Algoritmo de Dijkstra

El algoritmo de Dijkstra (1959) resuelve PCC con pesos no negativos.

Algorithm Dijkstra(G, w, s)

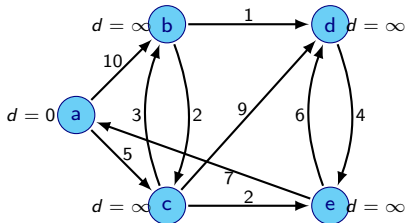
Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ función de pesos.

```

1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}, d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0, Q \leftarrow V, S \leftarrow \emptyset$ 
5: while  $Q \neq \emptyset$  do
6:   Extraer  $u \in Q$  tal que
      $d[u] = \min\{d[a] : a \in Q\}$ 
7:    $S \leftarrow S \cup \{u\}$ 
8:   for all  $v \in V$  sucesor de  $u$  do
9:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
10:       $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v), \pi[v] \leftarrow u$ 
11:    end if
12:   end for
13: end while
14: return  $(d, \pi)$ 

```

Obs: La acción de la línea 9 se conoce como **relajación del arco** (u, v) . Después de la relajación de (u, v) se tiene: $d[v] \leq d[u] + w(u, v)$.



- ▶ Inicio: $s = a$;
 $Q = \{a, b, c, d, e\}$; $S = \emptyset$;
 $\pi[s] = Null$.

Algoritmo de Dijkstra

El algoritmo de Dijkstra (1959) resuelve PCC con pesos no negativos.

Algorithm Dijkstra(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ función de pesos.

```

1: for all  $u \in V$  do

```

$$2: \quad \pi[u] \leftarrow \text{Null}, \quad d[u] \leftarrow \infty$$

3: end for

4: $d[s] \leftarrow 0, Q \leftarrow V, S \leftarrow \emptyset$

5: **while** $Q \neq \emptyset$ **do**

6: Extraer $u \in Q$ tal que
 $d[u] = \min\{d[a] : a \in Q\}$

$$7: \quad S \leftarrow S \cup \{u\}$$
8: **for all** $v \in V$ sucesor de u **do**

9: **if** $d[v] > d[u] + w(u, v)$ **then**

10: $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v), \pi[v] \leftarrow u$

```
11:      end if
```

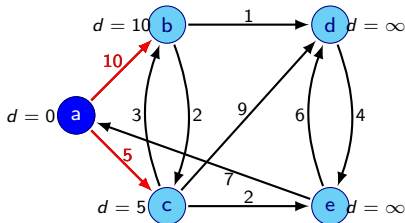
```
12:   end for
```

```
13: end while
```

```

14: return  $(d, \pi)$ 

```



- ▶ $t = 1: Q = \{b, c, d, e\};$

$$S = \{a\};$$
$$d[b] = 10, d[c] = 5;$$
$$\pi[b] = \pi[c] = a.$$

Obs: La acción de la línea 9 se conoce como **relajación del arco** (u, v) . Después de la relajación de (u, v) se tiene: $d[v] \leq d[u] + w(u, v)$.

Algoritmo de Dijkstra

El algoritmo de Dijkstra (1959) resuelve PCC con pesos no negativos.

Algorithm Dijkstra(G, w, s)

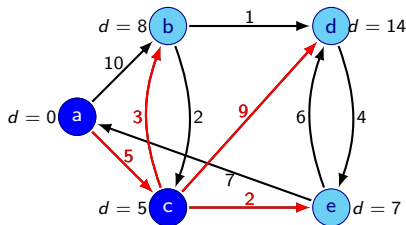
Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ función de pesos.

```

1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}, d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0, Q \leftarrow V, S \leftarrow \emptyset$ 
5: while  $Q \neq \emptyset$  do
6:   Extraer  $u \in Q$  tal que
      $d[u] = \min\{d[a] : a \in Q\}$ 
7:    $S \leftarrow S \cup \{u\}$ 
8:   for all  $v \in V$  sucesor de  $u$  do
9:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
10:       $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v), \pi[v] \leftarrow u$ 
11:     end if
12:   end for
13: end while
14: return  $(d, \pi)$ 

```

Obs: La acción de la línea 9 se conoce como **relajación del arco** (u, v) . Después de la relajación de (u, v) se tiene: $d[v] \leq d[u] + w(u, v)$.



- ▶ $t = 2$: $Q = \{b, d, e\}$;
 $S = \{a, c\}$;
 $d[b] = 8, d[d] = 14,$
 $d[e] = 7$;
 $\pi[b] = \pi[d] = \pi[e] = c.$

Algoritmo de Dijkstra

El algoritmo de Dijkstra (1959) resuelve PCC con pesos no negativos.

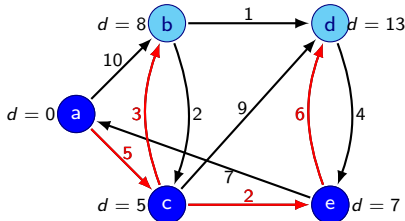
Algorithm Dijkstra(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ función de pesos.

```

1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}$ ,  $d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0$ ,  $Q \leftarrow V$ ,  $S \leftarrow \emptyset$ 
5: while  $Q \neq \emptyset$  do
6:   Extraer  $u \in Q$  tal que
      $d[u] = \min\{d[a] : a \in Q\}$ 
7:    $S \leftarrow S \cup \{u\}$ 
8:   for all  $v \in V$  sucesor de  $u$  do
9:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
10:       $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ,  $\pi[v] \leftarrow u$ 
11:    end if
12:  end for
13: end while
14: return  $(d, \pi)$ 

```



- ▶ $t = 3$: $Q = \{b, d\}$;
 $S = \{a, c, e\}$; $d[d] = 13$;
 $\pi[d] = e$.

Obs: La acción de la línea 9 se conoce como **relajación del arco** (u, v) . Después de la relajación de (u, v) se tiene: $d[v] \leq d[u] + w(u, v)$.

Algoritmo de Dijkstra

El algoritmo de Dijkstra (1959) resuelve PCC con pesos no negativos.

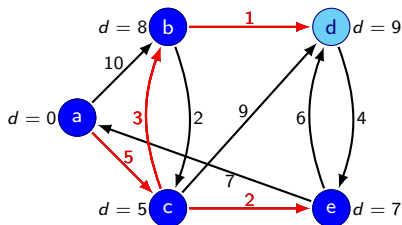
Algorithm Dijkstra(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ función de pesos.

```

1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}, d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0, Q \leftarrow V, S \leftarrow \emptyset$ 
5: while  $Q \neq \emptyset$  do
6:   Extraer  $u \in Q$  tal que
      $d[u] = \min\{d[a] : a \in Q\}$ 
7:    $S \leftarrow S \cup \{u\}$ 
8:   for all  $v \in V$  sucesor de  $u$  do
9:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
10:       $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v), \pi[v] \leftarrow u$ 
11:     end if
12:   end for
13: end while
14: return  $(d, \pi)$ 

```



- ▶ $t = 4$: $Q = \{d\}$;
 $S = \{a, c, e, b\}$.

Obs: La acción de la línea 9 se conoce como **relajación del arco** (u, v) . Después de la relajación de (u, v) se tiene: $d[v] \leq d[u] + w(u, v)$.

Algoritmo de Dijkstra

El algoritmo de Dijkstra (1959) resuelve PCC con pesos no negativos.

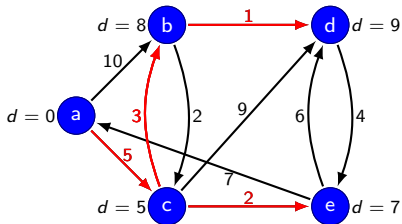
Algorithm Dijkstra(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ función de pesos.

```

1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}, d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0, Q \leftarrow V, S \leftarrow \emptyset$ 
5: while  $Q \neq \emptyset$  do
6:   Extraer  $u \in Q$  tal que
      $d[u] = \min\{d[a] : a \in Q\}$ 
7:    $S \leftarrow S \cup \{u\}$ 
8:   for all  $v \in V$  sucesor de  $u$  do
9:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
10:       $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v), \pi[v] \leftarrow u$ 
11:    end if
12:  end for
13: end while
14: return  $(d, \pi)$ 

```



- ▶ $t = 5$: $Q = \emptyset$;
 $S = \{a, c, e, d, b\}$.

Obs: La acción de la línea 9 se conoce como **relajación del arco** (u, v) . Después de la relajación de (u, v) se tiene: $d[v] \leq d[u] + w(u, v)$.

Algoritmo de Dijkstra

A continuación algunos resultados que permiten probar que algoritmo de Dijkstra resuelve el problema PCC con pesos no negativos.

Algoritmo de Dijkstra

A continuación algunos resultados que permiten probar que algoritmo de Dijkstra resuelve el problema PCC con pesos no negativos.

Lema: Sea $G = (V, E)$ un digrafo y $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ una función de peso con valores no negativos. Entonces, $\forall u \in V$, $d[u] \geq \delta(s, u)$ durante toda la ejecución del algoritmo de Dijkstra. Además, si $d[u] = \delta(s, u)$, entonces esta igualdad se mantiene en el resto de la ejecución del algoritmo.

Algoritmo de Dijkstra

A continuación algunos resultados que permiten probar que algoritmo de Dijkstra resuelve el problema PCC con pesos no negativos.

Lema: Sea $G = (V, E)$ un digrafo y $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ una función de peso con valores no negativos. Entonces, $\forall u \in V$, $d[u] \geq \delta(s, u)$ durante toda la ejecución del algoritmo de Dijkstra. Además, si $d[u] = \delta(s, u)$, entonces esta igualdad se mantiene en el resto de la ejecución del algoritmo.

Demo: Notar que al inicio del algoritmo: $\forall v \in V, v \neq s$, $d[v] = \infty \geq \delta(s, v)$ y $d[s] = 0 = \delta(s, s)$. Luego, en cualquier caso: $d[v] \geq \delta(s, v)$.

Algoritmo de Dijkstra

A continuación algunos resultados que permiten probar que algoritmo de Dijkstra resuelve el problema PCC con pesos no negativos.

Lema: Sea $G = (V, E)$ un digrafo y $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ una función de peso con valores no negativos. Entonces, $\forall u \in V$, $d[u] \geq \delta(s, u)$ durante toda la ejecución del algoritmo de Dijkstra. Además, si $d[u] = \delta(s, u)$, entonces esta igualdad se mantiene en el resto de la ejecución del algoritmo.

Demo: Notar que al inicio del algoritmo: $\forall v \in V, v \neq s$, $d[v] = \infty \geq \delta(s, v)$ y $d[s] = 0 = \delta(s, s)$. Luego, en cualquier caso: $d[v] \geq \delta(s, v)$.

Supongamos que $\exists v \in V$ tal que $d[v] < \delta(s, v)$ y podemos suponer que es el primer vértice en verificar esta condición. Como al comienzo, $d[v] \geq \delta(s, v)$, $\exists (u, v) \in E$ tal que antes de la relajación de (u, v) , $d[v] \geq \delta(s, v)$ y justo después $d[v] < \delta(s, v)$. Luego,

$$d[u] + w(u, v) = d[v] < \delta(s, v) \leq \delta(s, u) + w(u, v) \implies d[u] < \delta(s, u) (\rightarrow \leftarrow).$$

Algoritmo de Dijkstra

A continuación algunos resultados que permiten probar que algoritmo de Dijkstra resuelve el problema PCC con pesos no negativos.

Lema: Sea $G = (V, E)$ un digrafo y $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ una función de peso con valores no negativos. Entonces, $\forall u \in V$, $d[u] \geq \delta(s, u)$ durante toda la ejecución del algoritmo de Dijkstra. Además, si $d[u] = \delta(s, u)$, entonces esta igualdad se mantiene en el resto de la ejecución del algoritmo.

Demo: Notar que al inicio del algoritmo: $\forall v \in V, v \neq s$, $d[v] = \infty \geq \delta(s, v)$ y $d[s] = 0 = \delta(s, s)$. Luego, en cualquier caso: $d[v] \geq \delta(s, v)$.

Supongamos que $\exists v \in V$ tal que $d[v] < \delta(s, v)$ y podemos suponer que es el primer vértice en verificar esta condición. Como al comienzo, $d[v] \geq \delta(s, v)$, $\exists (u, v) \in E$ tal que antes de la relajación de (u, v) , $d[v] \geq \delta(s, v)$ y justo después $d[v] < \delta(s, v)$. Luego,

$$d[u] + w(u, v) = d[v] < \delta(s, v) \leq \delta(s, u) + w(u, v) \implies d[u] < \delta(s, u) (\rightarrow \leftarrow).$$

Por otro lado, si $d[v] = \delta(s, v)$ y supongamos que después de relajar el arco (u, v) se tiene que $d[v] > \delta(s, v)$, entonces

$$d[v] = \delta(s, v) > d[u] + w(u, v) \geq \delta(s, u) + w(u, v) (\rightarrow \leftarrow). \blacksquare$$

Algoritmo de Dijkstra

Teorema: Al término del algoritmo Dijkstra con entrada (G, w, s) , donde $G = (V, E)$ es un digrafo, $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ es función de pesos no negativos y $s \in V$, se tiene que:

$$\forall v \in V, d[v] = \delta(s, v).$$

Algoritmo de Dijkstra

Teorema: Al término del algoritmo Dijkstra con entrada (G, w, s) , donde $G = (V, E)$ es un digrafo, $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}$ es función de pesos no negativos y $s \in V$, se tiene que:

$$\forall v \in V, d[v] = \delta(s, v).$$

Demo: Probemos por contradicción que al momento de $v \in V$ ser marcado (i.e. v ingresa a S), entonces $d[v] = \delta(s, v)$.

Supongamos que $\exists v \in V$ tal que cuando es marcado u se tiene que $d[v] \neq \delta(s, v)$, i.e. por Lema anterior que $d[v] > \delta(s, v)$. Supondremos que v es el primer nodo marcado que verifica lo anterior. Notar que $v \neq s$, pues $d[s] = 0 = \delta(s, s)$ durante todo el algoritmo y si no hay camino de s a v , entonces $d[v] = \infty = \delta(s, v)$. Luego, supongamos que existe $p : s = v_1, \dots, v_k, v$ camino de s a v en G . Como los pesos son todos no negativos, podemos suponer también que p es un camino de peso mínimo. Además, podemos suponer, sin pérdida de generalidad, que no hay vértices repetidos en p .

Algoritmo de Dijkstra

Demo (continuación): Consideremos el momento en que v es marcado. Antes de eso, si $\forall i = 1, \dots, k, v_i \in S$ (i.e. estaban marcados), entonces por hipótesis $\forall i = 1, \dots, k, d[v_i] = \delta(s, v_i)$. Luego, al relajar el arco (v_k, v) se tiene que:

$$d[v] \leq d[v_k] + w(v_k, v) = \delta(s, v_k) + w(v_k, v) = \delta(s, v),$$

y por Lema anterior $\delta(s, v) \leq d[v]$, entonces $d[v] = \delta(s, v)$ lo que es una contradicción con la hipótesis.

Algoritmo de Dijkstra

Demo (continuación): Consideremos el momento en que v es marcado. Antes de eso, si $\forall i = 1, \dots, k, v_i \in S$ (i.e. estaban marcados), entonces por hipótesis $\forall i = 1, \dots, k, d[v_i] = \delta(s, v_i)$. Luego, al relajar el arco (v_k, v) se tiene que:

$$d[v] \leq d[v_k] + w(v_k, v) = \delta(s, v_k) + w(v_k, v) = \delta(s, v),$$

y por Lema anterior $\delta(s, v) \leq d[v]$, entonces $d[v] = \delta(s, v)$ lo que es una contradicción con la hipótesis.

Supongamos entonces que existe $u \neq v$ en p tal que u no estaba marcado al momento de marcar v y sea el primer vértice que verifica esta condición.

Entonces, por el mismo argumento que antes se tiene que $d[u] = \delta(s, u)$. Pero $d[u] = \delta(s, u) \leq \delta(s, v) < d[v]$, pues p es camino de peso mínimo. Sin embargo, esto es contradictorio con elegir a v ser marcado antes que u . ■

Algoritmo de Dijkstra

Corolario: Al término del algoritmo de Dijkstra con entrada (G, w, s) obtenemos el digrafo predecesor $G_\pi = (V_\pi, E_\pi)$ definido por:

- ▶ $V_\pi = \{v \in V : \pi[v] \neq \text{Null}\} \cup \{s\},$
- ▶ $E_\pi = \{(\pi[v], v) : v \in V_\pi \setminus \{s\}\}.$

Además, G_π contiene una solución al problema PCC, i. e. un camino de peso mínimo desde s a v para todo $v \in V_\pi$.

Algoritmo de Dijkstra

Corolario: Al término del algoritmo de Dijkstra con entrada (G, w, s) obtenemos el digrafo predecesor $G_\pi = (V_\pi, E_\pi)$ definido por:

- ▶ $V_\pi = \{v \in V : \pi[v] \neq \text{Null}\} \cup \{s\},$
- ▶ $E_\pi = \{(\pi[v], v) : v \in V_\pi \setminus \{s\}\}.$

Además, G_π contiene una solución al problema PCC, i. e. un camino de peso mínimo desde s a v para todo $v \in V_\pi$.

Demo: Notar que si $\pi[v] \neq \text{Null}$, entonces $d[v] = \delta(s, v) = \infty$ y por consiguiente existe camino de s a v en G . Sea $v \in V_\pi$ con $\pi[v] = u$. Luego, al relajar el arco $(u, v) \in E_\pi$ se tiene que $d[v] = d[u] + w(u, v)$. Por teorema anterior, al ser marcado v , y por ende u estaba marcado, se tiene que:

$$\delta(s, v) = d[v] = d[u] + w(u, v) = \delta(s, u) + w(u, v).$$

Algoritmo de Dijkstra

Corolario: Al término del algoritmo de Dijkstra con entrada (G, w, s) obtenemos el digrafo predecesor $G_\pi = (V_\pi, E_\pi)$ definido por:

- ▶ $V_\pi = \{v \in V : \pi[v] \neq \text{Null}\} \cup \{s\},$
- ▶ $E_\pi = \{(\pi[v], v) : v \in V_\pi \setminus \{s\}\}.$

Además, G_π contiene una solución al problema PCC, i. e. un camino de peso mínimo desde s a v para todo $v \in V_\pi$.

Demo: Notar que si $\pi[v] \neq \text{Null}$, entonces $d[v] = \delta(s, v) = \infty$ y por consiguiente existe camino de s a v en G . Sea $v \in V_\pi$ con $\pi[v] = u$. Luego, al relajar el arco $(u, v) \in E_\pi$ se tiene que $d[v] = d[u] + w(u, v)$. Por teorema anterior, al ser marcado v , y por ende u estaba marcado, se tiene que:

$$\delta(s, v) = d[v] = d[u] + w(u, v) = \delta(s, u) + w(u, v).$$

Así, si $p : s = v_1, \dots, v_k$ es un camino en G_π , entonces $\forall i = 1, \dots, k :$

$$\sum_{i=1}^{k-1} (\delta(s, v_{i+1}) - \delta(s, v_i)) = \delta(s, v_k) - \delta(s, s) = \delta(s, v_k) = \sum_{i=1}^{k-1} w(v_{i+1}, v_i) = w(p).$$

Por lo tanto, p es un camino de peso mínimo en G . ■

Algoritmo de Dijkstra

Observar que el algoritmo BFS es un caso particular del algoritmo Dijkstra, considerando un grafo sin pesos como un grafo con peso igual a 1 en cada arco.

Corolario: *Al término del algoritmo de BFS con entrada (G, s) el digrafo predecesor obtenido contiene caminos de largo mínimo de s a v para todo $v \in V_\pi$ y $d[v]$ es la distancia de s a v para todo $v \in V$.*

Tiempo de ejecución de Dijkstra

El número de operaciones elementales ejecutadas por el algoritmo de Dijkstra con entrada $(G = (V, E), w, s)$ está dado por:

- ▶ Inicialización: $O(|V|)$ operaciones de asignación.
- ▶ Ciclo while: $O(|V|)$ iteraciones. En cada iteración del while determinar $\min\{d[a] : a \in Q\}$ requiere $Q - 1 = O(|V|)$ comparaciones.
- ▶ En total se realizan $O(|E|)$ relajaciones de arcos (una sola vez a lo más cada arco), que realizan $O(1)$ operaciones de comparación y/o asignación.
- ▶ Total:
 $O(|V|) + O(|V|) \cdot O(|V|) + O(|E|) = O(|V|^2 + |E|) (= O(|V|^2))$
operaciones elementales. Es decir, el algoritmo Dijkstra es un algoritmo polinomial.

Algoritmo de Bellman-Ford

El algoritmo de Bellman-Ford (1956) resuelve PCC con pesos reales siempre que no haya ciclos de peso negativo. Si hay un ciclo de peso negativo el algoritmo se detiene.²

Algorithm Bellman-Ford(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$
función de pesos.

```
1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}$ ,  $d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0$ 
5: for all  $i = 1$  to  $|V| - 1$  do
6:   for all  $(u, v) \in E$  do
7:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
8:        $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ,  $\pi[v] \leftarrow u$ 
9:     end if
10:  end for
11: end for
12: for all  $(u, v) \in E$  do
13:   if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
14:     return Hay ciclo de peso negativo
15:   end if
16: end for
17: return  $(d, \pi)$ 
```

²El problema PCC con pesos negativos es NP-completo

Algoritmo de Bellman-Ford

El algoritmo de Bellman-Ford (1956) resuelve PCC con pesos reales siempre que no haya ciclos de peso negativo. Si hay un ciclo de peso negativo el algoritmo se detiene. ²

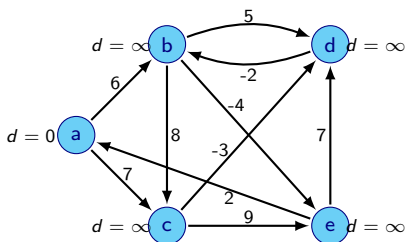
Algorithm Bellman-Ford(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$
función de pesos.

```

1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}$ ,  $d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0$ 
5: for all  $i = 1$  to  $|V| - 1$  do
6:   for all  $(u, v) \in E$  do
7:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
8:        $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ,  $\pi[v] \leftarrow u$ 
9:     end if
10:   end for
11: end for
12: for all  $(u, v) \in E$  do
13:   if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
14:     return Hay ciclo de peso negativo
15:   end if
16: end for
17: return  $(d, \pi)$ 

```



- ▶ Inicio: $s = a$; $\pi[a] = \text{Null}$.

²El problema PCC con pesos negativos es NP-completo.

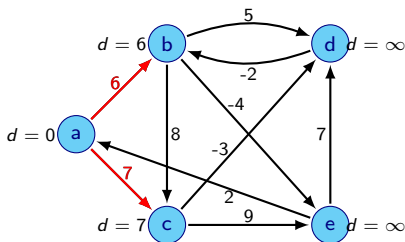
Algoritmo de Bellman-Ford

El algoritmo de Bellman-Ford (1956) resuelve PCC con pesos reales siempre que no haya ciclos de peso negativo. Si hay un ciclo de peso negativo el algoritmo se detiene.²

Algorithm Bellman-Ford(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$
función de pesos.

```
1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}$ ,  $d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0$ 
5: for all  $i = 1$  to  $|V| - 1$  do
6:   for all  $(u, v) \in E$  do
7:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
8:        $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ,  $\pi[v] \leftarrow u$ 
9:     end if
10:  end for
11: end for
12: for all  $(u, v) \in E$  do
13:   if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
14:     return Hay ciclo de peso negativo
15:   end if
16: end for
17: return  $(d, \pi)$ 
```



- $t = 1: (a, b):$
 $d[b] = 6, \pi[b] = a.$
 $(a, c):$
 $d[c] = 7, \pi[c] = a.$

²El problema PCC con pesos negativos es NP-completo

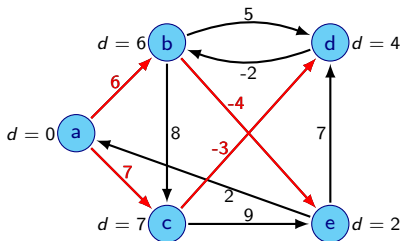
Algoritmo de Bellman-Ford

El algoritmo de Bellman-Ford (1956) resuelve PCC con pesos reales siempre que no haya ciclos de peso negativo. Si hay un ciclo de peso negativo el algoritmo se detiene.²

Algorithm Bellman-Ford(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$
función de pesos.

```
1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}$ ,  $d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0$ 
5: for all  $i = 1$  to  $|V| - 1$  do
6:   for all  $(u, v) \in E$  do
7:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
8:        $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ,  $\pi[v] \leftarrow u$ 
9:     end if
10:  end for
11: end for
12: for all  $(u, v) \in E$  do
13:   if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
14:     return Hay ciclo de peso negativo
15:   end if
16: end for
17: return  $(d, \pi)$ 
```



- $t = 2$: (b, e) :
 $d[e] = 2$, $\pi[e] = b$.
 (c, d) :
 $d[d] = 4$, $\pi[d] = c$.

²El problema PCC con pesos negativos es NP-completo

Algoritmo de Bellman-Ford

El algoritmo de Bellman-Ford (1956) resuelve PCC con pesos reales siempre que no haya ciclos de peso negativo. Si hay un ciclo de peso negativo el algoritmo se detiene.³

Algorithm Bellman-Ford(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$
función de pesos.

```
1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}$ ,  $d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0$ 
5: for all  $i = 1$  to  $|V| - 1$  do
6:   for all  $(u, v) \in E$  do
7:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
8:        $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ,  $\pi[v] \leftarrow u$ 
9:     end if
10:  end for
11: end for
12: for all  $(u, v) \in E$  do
13:   if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
14:     return Hay ciclo de peso negativo
15:   end if
16: end for
17: return  $(d, \pi)$ 
```

³El problema PCC con pesos negativos es NP-completo

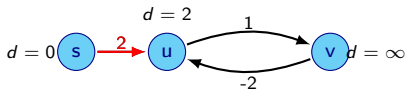
Algoritmo de Bellman-Ford

El algoritmo de Bellman-Ford (1956) resuelve PCC con pesos reales siempre que no haya ciclos de peso negativo. Si hay un ciclo de peso negativo el algoritmo se detiene.³

Algorithm Bellman-Ford(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ función de pesos.

```
1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}$ ,  $d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0$ 
5: for all  $i = 1$  to  $|V| - 1$  do
6:   for all  $(u, v) \in E$  do
7:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
8:        $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ,  $\pi[v] \leftarrow u$ 
9:     end if
10:  end for
11: end for
12: for all  $(u, v) \in E$  do
13:   if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
14:     return Hay ciclo de peso negativo
15:   end if
16: end for
17: return  $(d, \pi)$ 
```



► $t = 1: (s, u)$:
 $d[u] = 2$, $\pi[u] = s$.

³El problema PCC con pesos negativos es NP-completo

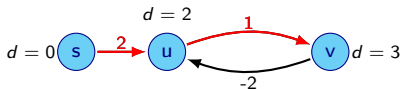
Algoritmo de Bellman-Ford

El algoritmo de Bellman-Ford (1956) resuelve PCC con pesos reales siempre que no haya ciclos de peso negativo. Si hay un ciclo de peso negativo el algoritmo se detiene.³

Algorithm Bellman-Ford(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ función de pesos.

```
1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}$ ,  $d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0$ 
5: for all  $i = 1$  to  $|V| - 1$  do
6:   for all  $(u, v) \in E$  do
7:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
8:        $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ,  $\pi[v] \leftarrow u$ 
9:     end if
10:  end for
11: end for
12: for all  $(u, v) \in E$  do
13:   if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
14:     return Hay ciclo de peso negativo
15:   end if
16: end for
17: return  $(d, \pi)$ 
```



► $t = 2: (u, v):$
 $d[v] = 3$, $\pi[v] = u$.

³El problema PCC con pesos negativos es NP-completo

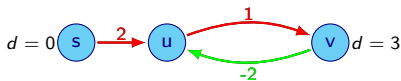
Algoritmo de Bellman-Ford

El algoritmo de Bellman-Ford (1956) resuelve PCC con pesos reales siempre que no haya ciclos de peso negativo. Si hay un ciclo de peso negativo el algoritmo se detiene.³

Algorithm Bellman-Ford(G, w, s)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ función de pesos.

```
1: for all  $u \in V$  do
2:    $\pi[u] \leftarrow \text{Null}$ ,  $d[u] \leftarrow \infty$ 
3: end for
4:  $d[s] \leftarrow 0$ 
5: for all  $i = 1$  to  $|V| - 1$  do
6:   for all  $(u, v) \in E$  do
7:     if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
8:        $d[v] \leftarrow d[u] + w(u, v)$ ,  $\pi[v] \leftarrow u$ 
9:     end if
10:  end for
11: end for
12: for all  $(u, v) \in E$  do
13:   if  $d[v] > d[u] + w(u, v)$  then
14:     return Hay ciclo de peso negativo
15:   end if
16: end for
17: return  $(d, \pi)$ 
```



Test: (v, u) :

$$2 = d[u] > d[v] + w(v, u) = 1$$

retornar: Hay ciclo de peso negativo.

³El problema PCC con pesos negativos es NP-completo

Tiempo de ejecución de Bellman-Ford

El número de operaciones elementales ejecutadas por el algoritmo de Dijkstra con entrada $(G = (V, E), w, s)$ está dado por:

- ▶ Inicialización: $O(|V|)$ operaciones de asignación.
- ▶ Ciclo for: $O(|V|)$ iteraciones. En cada iteración se realizan $O(|E|)$ relajaciones de arcos. Cada una de ellas hace $O(1)$ operaciones fundamentales.
- ▶ En el ultimo ciclo for (Test) se realizan $O(|E|)$ operaciones fundamentales.
- ▶ Total:
 $O(|V|) + O(|V|) \cdot O(|E|) \cdot O(1) + O(|E|) = O(|V| \cdot |E|) (= O(|V|^3))$
operaciones elementales. Es decir, el algoritmo Bellman-Ford es un algoritmo polinomial.

Algoritmo de Bellman-Ford

A continuación algunos resultados que permiten probar que el algoritmo de Bellman-Ford (G, w, s) resuelve el problema PCC con instancia (G, w, s) sin ciclos negativos alcanzables desde s .

Algoritmo de Bellman-Ford

A continuación algunos resultados que permiten probar que el algoritmo de Bellman-Ford (G, w, s) resuelve el problema PCC con instancia (G, w, s) sin ciclos negativos alcanzables desde s .

Lema: Sea $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso tal que G no tiene ciclo de peso negativo alcanzable desde s . Entonces, al término del algoritmo de Bellman-Ford con entrada (G, w, s) se tiene que $\forall u \in V : d[u] = \delta(s, u)$.

Algoritmo de Bellman-Ford

A continuación algunos resultados que permiten probar que el algoritmo de Bellman-Ford (G, w, s) resuelve el problema PCC con instancia (G, w, s) sin ciclos negativos alcanzables desde s .

Lema: Sea $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso tal que G no tiene ciclo de peso negativo alcanzable desde s . Entonces, al término del algoritmo de Bellman-Ford con entrada (G, w, s) se tiene que $\forall u \in V : d[u] = \delta(s, u)$.

Demo: De manera análoga a lo hecho para el algoritmo Dijkstra se puede probar que $\forall u \in V : d[u] \geq \delta(s, u)$ durante todo el algoritmo y que si en algún momento $d[u] = \delta(s, u)$, entonces esta igualdad permanece hasta al final del algoritmo.

Algoritmo de Bellman-Ford

A continuación algunos resultados que permiten probar que el algoritmo de Bellman-Ford (G, w, s) resuelve el problema PCC con instancia (G, w, s) sin ciclos negativos alcanzables desde s .

Lema: Sea $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso tal que G no tiene ciclo de peso negativo alcanzable desde s . Entonces, al término del algoritmo de Bellman-Ford con entrada (G, w, s) se tiene que $\forall u \in V : d[u] = \delta(s, u)$.

Demo: De manera análoga a lo hecho para el algoritmo Dijkstra se puede probar que $\forall u \in V : d[u] \geq \delta(s, u)$ durante todo el algoritmo y que si en algún momento $d[u] = \delta(s, u)$, entonces esta igualdad permanece hasta al final del algoritmo.

Sea $p : s = v_1, \dots, v_k$ un camino de s a v_k que podemos suponer de peso mínimo, pues de no existir entonces habría un camino de s a v_k que contiene un ciclo de peso negativo en su interior, i.e. un ciclo de peso negativo alcanzable desde s , lo que es contradictorio con la hipótesis. También podemos suponer, sin pérdida de generalidad, que p no tiene vértices repetidos.

Algoritmo de Bellman-Ford

Demo (continuación): Probemos por inducción que al final del algoritmo:

$\forall i = 1, \dots, k, d[v_i] = \delta(s, v_i)$.

Para $i = 1 : d[v_1 = s] = 0 = \delta(s, s)$ (al inicio del algoritmo $d[s] = 0 = \delta(s, s)$ y por resultado anterior esta igualdad se mantiene hasta el final).

Supongamos que $\forall j = 1, \dots, i-1, i \leq k, d[v_j] = \delta(s, v_j)$. Luego, sabemos que durante todo el algoritmo: $d[v_i] \geq \delta(s, v_i)$ y como p es de peso mínimo, $\delta(s, v_i) = \delta(s, v_{i-1}) + w(v_{i-1}, v_i)$. Así, $d[v_i] \geq \delta(s, v_{i-1}) + w(v_{i-1}, v_i)$. Además, al relajar el arco (v_{i-1}, v_i) se tiene que

$d[v_i] \leq d[v_{i-1}] + w(v_{i-1}, v_i) = \delta(s, v_{i-1}) + w(v_{i-1}, v_i)$. De aquí,

$d[v_i] = \delta(s, v_{i-1}) + w(v_{i-1}, v_i) = \delta(s, v_i)$. ■

Teorema: Sea $G = (V, E)$ un digrafo, $s \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso. Si G no tiene ciclo de peso negativo alcanzable desde s , entonces al término del algoritmo de Bellman-Ford con entrada (G, w, s) se tiene que $\forall u \in V, d[u] = \delta(s, u)$. Además, el digrafo predecesor G_π , definido de la misma manera que para Dijkstra, contiene una solución a PCC con instancia (G, w, s) . Si G tiene un ciclo de peso negativo alcanzable desde s , el algoritmo retorna “Hay un ciclo de peso negativo”.

Algoritmo de Bellman-Ford

Demo: Si G no tiene ciclo de peso negativo alcanzable desde s , por lema anterior se tiene que: $\forall u \in V, d[u] = \delta(s, u)$. Además, en forma análoga a lo hecho en el caso del algoritmo de Dijkstra se prueba que G_π contiene una solución a PCC con instancia (G, w, s) . Supongamos entonces que G tiene un ciclo $c : v_1, \dots, v_k, v_1$ de peso negativo alcanzable desde s . Como C es alcanzable desde s entonces $\forall i = 1, \dots, k, 0 \leq d[v_i] < \infty$. Supongamos que justo antes del Test se tiene que: $\forall i = 1, \dots, k, d[v_{i+1}] \leq d[v_i] + w(v_i, v_{i+1})$, con $v_{k+1} \equiv v_1$, entonces se tiene que:

$$\sum_{i=1}^k d[v_{i+1}] \leq \sum_{i=1}^k d[v_i] + \sum_{i=1}^k w(v_i, v_{i+1}) = w(c) \implies w(c) \leq 0 (\rightarrow \leftarrow).$$

Por lo tanto, $\exists (v_i, v_{i+1}) \in E(c), d[v_{i+1}] > d[v_i] + w(v_i, v_{i+1})$. ■

Algoritmo de Floyd-Warshall

El algoritmo de Floyd-Warshall (1962) permite resolver en forma simultánea el PCC desde cualquier nodo inicial, con pesos reales y sin ciclo de peso negativo.

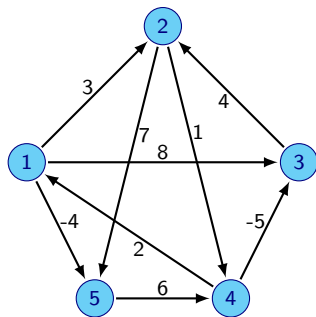
Definición: Sea $G = (V, E)$ un digrafo, que supondremos sin bucles, con $V = \{1, 2, \dots, n\}$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ función de peso. Se define la **matriz de peso** asociada $W = (w_{ij}) \in M_n(\mathbb{R} \cup \{+\infty\})$ por:

$$\forall i, j \in V, \quad w_{ij} = \begin{cases} 0 & \text{si } i = j, \\ w(i, j) & \text{si } (i, j) \in E \wedge i \neq j, \\ \infty & \text{si } (i, j) \notin E \wedge i \neq j. \end{cases}$$

Por otro lado, $\forall i \neq j \in V, \forall k = 0, \dots, n$, denotaremos por p_{ij}^k (cuando exista) un camino de i a j en G con vértices intermedios en el conjunto $\{1, \dots, k\}$ si $k \geq 1$ y sin vértices intermedios si $k = 0$. Además, p_{ij}^k es camino de peso mínimo entre todos los caminos con las características anteriores. Sin pérdida de generalidad, supondremos que p_{ij}^k no tiene vértices repetidos. Por otro lado, se define d_{ij}^k como el peso de un camino p_{ij}^k cuando existe, i.e. $d_{ij}^k := w(p_{ij}^k)$, y en caso contrario $d_{ij}^k := \infty$.

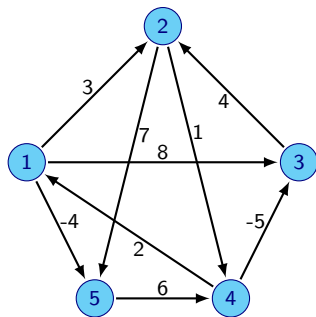
Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:



Algoritmo de Floyd-Warshall

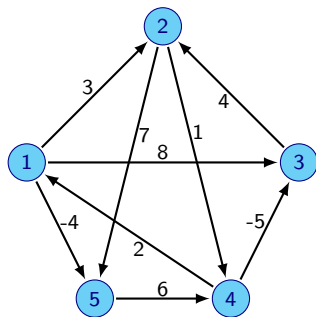
Ejemplo:



$$W = (w_{ij}) = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & \infty & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & \infty & \infty \\ 2 & \infty & -5 & 0 & \infty \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:

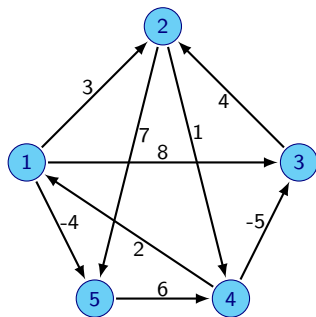


$$W = (w_{ij}) = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & \infty & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & \infty & \infty \\ 2 & \infty & -5 & 0 & \infty \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$\begin{aligned} p_{25}^0 : 2, 5 &= p_{25}^1 = p_{25}^2 = p_{25}^3, \\ p_{25}^4 : 2, 4, 1, 5 &= p_{25}^5. \text{ Luego,} \\ d_{25}^0 &= d_{25}^1 = d_{25}^2 = d_{25}^3 = 7, \\ d_{25}^4 &= d_{25}^5 = -1 = \delta(2, 5). \end{aligned}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:



$$W = (w_{ij}) = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & \infty & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & \infty & \infty \\ 2 & \infty & -5 & 0 & \infty \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

No existen: $p_{23}^0, p_{23}^1, p_{23}^2, p_{23}^3$.
 $p_{23}^4 : 2, 4, 3 = p_{23}^5$. Luego,
 $d_{23}^0 = d_{23}^1 = d_{23}^2 = d_{23}^3 = \infty$,
 $d_{23}^4 = d_{23}^5 = -4 = \delta(2, 3)$.

Algoritmo de Floyd-Warshall

Observación :

- ▶ Si k es un vértice interior de p_{ij}^k , i.e. $p_{ij}^k : i, \dots, k, \dots, j$, entonces p_{ik}^{k-1} y p_{kj}^{k-1} son respectivamente caminos de i a k y de k a j con vértices interiores en $\{1, \dots, k-1\}$ y de peso mínimo entre todos los caminos de estas características. Luego, se tiene que:

$$d_{ij}^k = d_{ik}^{k-1} + d_{kj}^{k-1}.$$

- ▶ Si k no es un vértice interior de p_{ij}^k , entonces $p_{ij}^k = p_{ij}^{k-1}$. Luego,

$$d_{ij}^k = d_{ij}^{k-1}.$$

- ▶ En resumen, se tiene que $\forall i, j, k \in V$:

$$d_{ij}^k = \min\{d_{ij}^{k-1}, d_{ik}^{k-1} + d_{kj}^{k-1}\}.$$

- ▶ Además, se define $\forall i, j \in V$, d_{ij}^0 el peso de un camino mínimo de i a j sin vértices intermedios, i.e. $\forall i, j \in V$:

$$d_{ij}^0 = \begin{cases} 0 & \text{si } i = j, \\ w(i, j) & \text{si } (i, j) \in E, \\ \infty & \text{si } (i, j) \notin E. \end{cases} \implies d_{ij}^0 = w_{ij}.$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Observación:

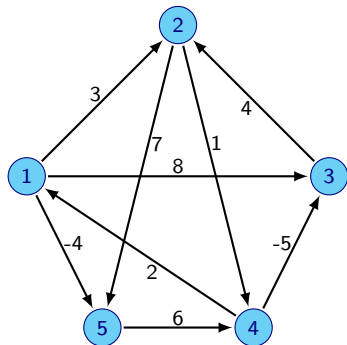
- ▶ Por lo tanto, se tiene $\forall i, j \in V, \forall k = 0, 1, \dots, n$:

$$d_{ij}^k = \begin{cases} w_{ij} & \text{si } k = 0, \\ \min\{d_{ij}^{k-1}, d_{ik}^{k-1} + d_{kj}^{k-1}\} & \text{si } k \neq 0. \end{cases}$$

Así, $\delta(i, j) = d_{ij}^n$.

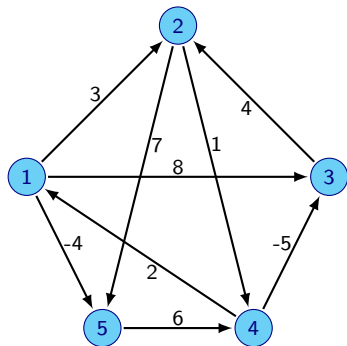
Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:



Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:

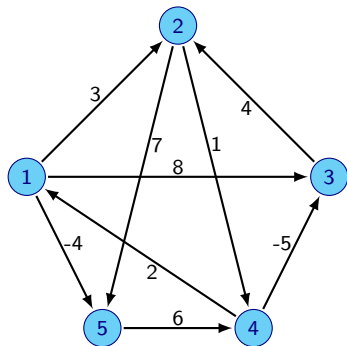


$$D^0 = W = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & \infty & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & \infty & \infty \\ 2 & \infty & -5 & 0 & \infty \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$D^1 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & \infty & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & \infty & \infty \\ 2 & 5 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:

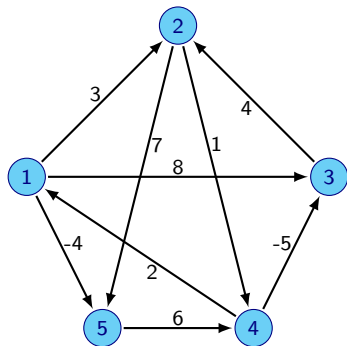


$$D^1 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & \infty & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & \infty & \infty \\ 2 & 5 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$D^2 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & 4 & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & 5 & 11 \\ 2 & 5 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:

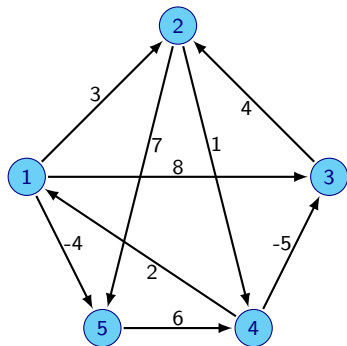


$$D^2 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & 4 & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & 5 & 11 \\ 2 & 5 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$D^3 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & 4 & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & 5 & 11 \\ 2 & -1 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:

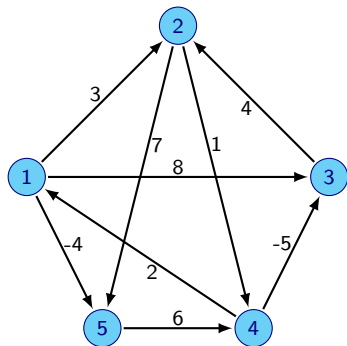


$$D^3 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & 4 & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & 5 & 11 \\ 2 & -1 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$D^4 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & -1 & 4 & -4 \\ 3 & 0 & -4 & 1 & -1 \\ 7 & 4 & 0 & 5 & 3 \\ 2 & -1 & -5 & 0 & -2 \\ 8 & 5 & 1 & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:

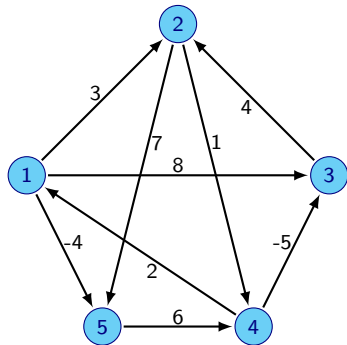


$$D^4 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & -1 & 4 & -4 \\ 3 & 0 & -4 & 1 & -1 \\ 7 & 4 & 0 & 5 & 3 \\ 2 & -1 & -5 & 0 & -2 \\ 8 & 5 & 1 & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$D^5 = \begin{bmatrix} 0 & 1 & -3 & 2 & -4 \\ 3 & 0 & -4 & 1 & -1 \\ 7 & 4 & 0 & 5 & 3 \\ 2 & -1 & -5 & 0 & -2 \\ 8 & 5 & 1 & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:



$$D^5 = \begin{bmatrix} 0 & 1 & -3 & 2 & -4 \\ 3 & 0 & -4 & 1 & -1 \\ 7 & 4 & 0 & 5 & 3 \\ 2 & -1 & -5 & 0 & -2 \\ 8 & 5 & 1 & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall: Matriz de predecesores

Para la construcción de los caminos más cortos entre cualquier par de vértices se define las matrices de predecesores como sigue:

Definición: Sea $\Pi^k = (\pi_{ij}^k) \in M_n(\{1, \dots, n\})$ la matriz donde π_{ij}^k es el predecesor del nodo j en el camino p_{ij}^k , es decir

$$\Pi_{ij}^0 = \begin{cases} N \text{ (Null)} & \text{si } i = j \vee (i, j) \notin E, \\ i & \text{si } i \neq j \wedge (i, j) \in E. \end{cases}$$

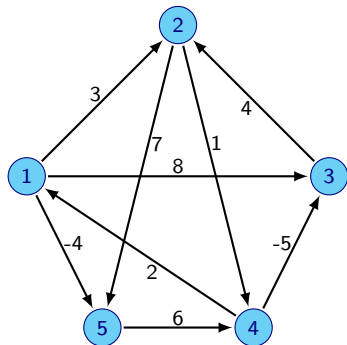
y $\forall k \in \{1, \dots, n\}$:

$$\Pi_{ij}^k = \begin{cases} \pi_{ij}^{k-1} & \text{si } d_{ij}^{k-1} \leq d_{ik}^{k-1} + d_{kj}^{k-1}, \\ \pi_{kj}^{k-1} & \text{si } d_{ij}^{k-1} > d_{ik}^{k-1} + d_{kj}^{k-1}. \end{cases}$$

De esta forma, π_{ij}^n es el predecesor del nodo j en un camino de peso mínimo desde i a j .

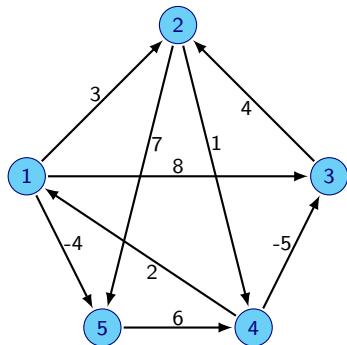
Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:



Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:

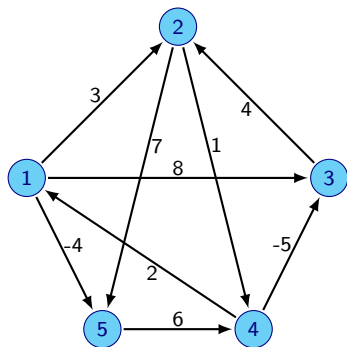


$$D^0 = W = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & \infty & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & \infty & \infty \\ 2 & \infty & -5 & 0 & \infty \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$\Pi^0 = \begin{bmatrix} N & 1 & 1 & N & 1 \\ N & N & N & 2 & 2 \\ N & 3 & N & N & N \\ 4 & N & 4 & N & N \\ N & N & N & 5 & N \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:



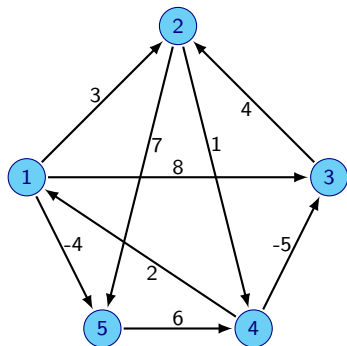
$$D^0 = W = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & \infty & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & \infty & \infty \\ 2 & \infty & -5 & 0 & \infty \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$D^1 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & \infty & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & \infty & \infty \\ 2 & 5 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$\Pi^1 = \begin{bmatrix} N & 1 & 1 & N & 1 \\ N & N & N & 2 & 2 \\ N & 3 & N & N & N \\ 4 & 1 & 4 & N & 1 \\ N & N & N & 5 & N \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:



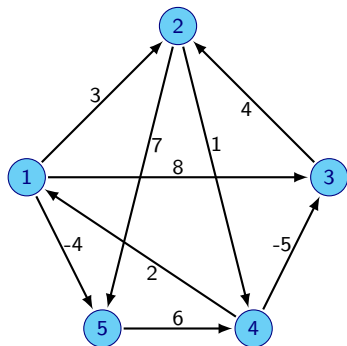
$$D^1 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & \infty & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & \infty & \infty \\ 2 & 5 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$D^2 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & 4 & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & 5 & 11 \\ 2 & 5 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$\Pi^2 = \begin{bmatrix} N & 1 & 1 & 2 & 1 \\ N & N & N & 2 & 2 \\ N & 3 & N & 2 & 2 \\ 4 & 1 & 4 & N & 1 \\ N & N & N & 5 & N \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:



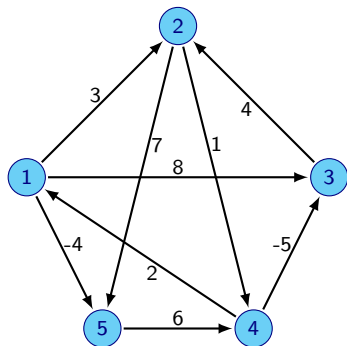
$$D^2 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & 4 & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & 5 & 11 \\ 2 & 5 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$D^3 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & 4 & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & 5 & 11 \\ 2 & -1 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$\Pi^3 = \begin{bmatrix} N & 1 & 1 & 2 & 1 \\ N & N & N & 2 & 2 \\ N & 3 & N & 2 & 2 \\ 4 & 3 & 4 & N & 1 \\ N & N & N & 5 & N \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:



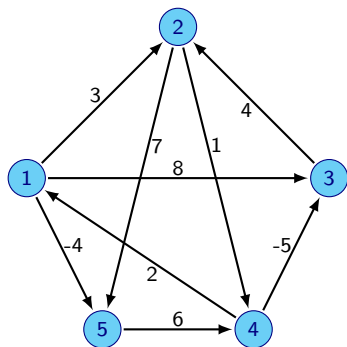
$$D^3 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 8 & 4 & -4 \\ \infty & 0 & \infty & 1 & 7 \\ \infty & 4 & 0 & 5 & 11 \\ 2 & -1 & -5 & 0 & -2 \\ \infty & \infty & \infty & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$D^4 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & -1 & 4 & -4 \\ 3 & 0 & -4 & 1 & -1 \\ 7 & 4 & 0 & 5 & 3 \\ 2 & -1 & -5 & 0 & -2 \\ 8 & 5 & 1 & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$\Pi^4 = \begin{bmatrix} N & 1 & 4 & N & 1 \\ 4 & N & 4 & 2 & 1 \\ 4 & 3 & N & 2 & 1 \\ 4 & 3 & 4 & N & 1 \\ 4 & 3 & 4 & 5 & N \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

Ejemplo:



$$D^4 = \begin{bmatrix} 0 & 3 & -1 & 4 & -4 \\ 3 & 0 & -4 & 1 & -1 \\ 7 & 4 & 0 & 5 & 3 \\ 2 & -1 & -5 & 0 & -2 \\ 8 & 5 & 1 & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$D^5 = \begin{bmatrix} 0 & 1 & -3 & 2 & -4 \\ 3 & 0 & -4 & 1 & -1 \\ 7 & 4 & 0 & 5 & 3 \\ 2 & -1 & -5 & 0 & -2 \\ 8 & 5 & 1 & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

$$\Pi^5 = \begin{bmatrix} N & 3 & 4 & 5 & 1 \\ 4 & N & 4 & 2 & 1 \\ 4 & 3 & N & 2 & 1 \\ 4 & 3 & 4 & N & 1 \\ 4 & 3 & 4 & 5 & N \end{bmatrix}$$

Algoritmo de Floyd-Warshall

A partir de la matriz Π^n podemos definir los digrafos predecesores $G_{\pi,i} = (V_{\pi,i}, E_{\pi,i})$ que contienen un camino de peso mínimo de i a todos los vértices alcanzables desde i en G como sigue:

$$\forall i \in V, \quad V_{\pi,i} = \{j \in V : \pi_{ij}^n \neq N\} \cup \{i\} \quad \wedge \quad E_{\pi,i} = \{(\pi_{ij}^n, j) : j \in V_{\pi,i} \setminus \{i\}\}.$$

Ejemplo: Para el ejemplo anterior se tiene:

$$\Pi^5 = \begin{bmatrix} N & 3 & 4 & 5 & 1 \\ 4 & N & 4 & 2 & 1 \\ 4 & 3 & N & 2 & 1 \\ 4 & 3 & 4 & N & 1 \\ 4 & 3 & 4 & 5 & N \end{bmatrix}$$

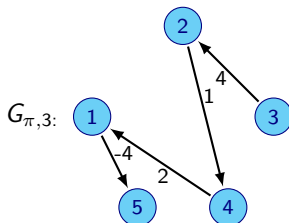
Algoritmo de Floyd-Warshall

A partir de la matriz Π^n podemos definir los digrafos predecesores $G_{\pi,i} = (V_{\pi,i}, E_{\pi,i})$ que contienen un camino de peso mínimo de i a todos los vértices alcanzables desde i en G como sigue:

$$\forall i \in V, \quad V_{\pi,i} = \{j \in V : \pi_{ij}^n \neq N\} \cup \{i\} \quad \wedge \quad E_{\pi,i} = \{(\pi_{ij}^n, j) : j \in V_{\pi,i} \setminus \{i\}\}.$$

Ejemplo: Para el ejemplo anterior se tiene:

$$\Pi^5 = \begin{bmatrix} N & 3 & 4 & 5 & 1 \\ 4 & N & 4 & 2 & 1 \\ 4 & 3 & N & 2 & 1 \\ 4 & 3 & 4 & N & 1 \\ 4 & 3 & 4 & 5 & N \end{bmatrix}$$



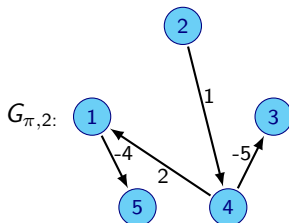
Algoritmo de Floyd-Warshall

A partir de la matriz Π^n podemos definir los digrafos predecesores $G_{\pi,i} = (V_{\pi,i}, E_{\pi,i})$ que contienen un camino de peso mínimo de i a todos los vértices alcanzables desde i en G como sigue:

$$\forall i \in V, \quad V_{\pi,i} = \{j \in V : \pi_{ij}^n \neq N\} \cup \{i\} \quad \wedge \quad E_{\pi,i} = \{(\pi_{ij}^n, j) : j \in V_{\pi,i} \setminus \{i\}\}.$$

Ejemplo: Para el ejemplo anterior se tiene:

$$\Pi^5 = \begin{bmatrix} N & 3 & 4 & 5 & 1 \\ 4 & N & 4 & 2 & 1 \\ 4 & 3 & N & 2 & 1 \\ 4 & 3 & 4 & N & 1 \\ 4 & 3 & 4 & 5 & N \end{bmatrix}$$



Algoritmo de Floyd-Warshall

Algorithm Floyd-Warshall(G, w)

Input: $G = (V, E)$ un digrafo y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ función de pesos tal que no hay ciclos de peso negativo.

```
1:  $D^0 \leftarrow W$ 
2: for  $i, j = \text{to } |V|$  do
3:   if  $i \neq j \wedge w_{ij} < \infty$  then
4:      $\pi_{ij}^0 \leftarrow i$ 
5:   else
6:      $\pi_{ij}^0 \leftarrow N \text{ (Null)}$ 
7:   end if
8: end for
9: for  $i, j, k = 1$  to  $|V|$  do
10:  if  $d_{ik}^{k-1} + d_{kj}^{k-1} < d_{ij}^{k-1}$  then
11:     $d_{ij}^k \leftarrow d_{ik}^{k-1} + d_{kj}^{k-1}$ 
12:     $\pi_{ij}^k \leftarrow \pi_{kj}^{k-1}$ 
13:  else
14:     $d_{ij}^k \leftarrow d_{ij}^{k-1}$ 
15:     $\pi_{ij}^k \leftarrow \pi_{ij}^{k-1}$ 
16:  end if
17: end for
18: return  $(D^n, \Pi^n)$ 
```

Algoritmo de Floyd-Warshall

Teorema: El algoritmo de Floyd-Warshall con entrada (G, w) , donde $G = (V, E)$ es un digrafo con $|V| = n$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ es función de pesos tal que G no tiene ciclo de peso negativo, retorna (D^n, Π^n) , después de $O(|V|^3)$ operaciones elementales, donde $\forall i, j \in V : D^n_{ij} = \delta(i, j)$ y cuyos digrafos predecesores $G_{\pi, i}$ formados a partir de Π^n contiene una solución al PCC desde todo vértice $i \in V$.

Formulación lineal del PCC entre dos vértices

Sea $G = (V, E)$ un digrafo con $V = \{1, \dots, n\}$, $s, t \in V$ y $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ una función de peso tal que G no tiene ciclos negativos alcanzables desde s . El PCC desde s a t puede ser formulado de la siguiente manera:

$$\begin{aligned} & \text{mín} \quad \sum_{(i,j) \in E} w(i,j)x_{ij} \\ & \text{s.a.} \quad \sum_{j=1}^n x_{ij} - \sum_{k=1}^n x_{ki} = \begin{cases} 1 & \text{si } i = s \\ 0 & \text{si } i \neq s, t \\ -1 & \text{si } i = t \end{cases} \end{aligned}$$

$$\forall i, j = 1, \dots, n, \quad x_{ij} \in \{0, 1\}.$$

donde $x_{ij} = 1$ si y sólo si $(i, j) \in E$ es un arco de un camino de peso mínimo de s a t en G con respecto a w .

Observación: Es posible probar que la condición $x_{ij} \in \{0, 1\}$ puede ser cambiada por $x_{ij} \geq 0$ sin cambiar las soluciones óptima.