

Datenstrukturen und Algorithmen

Vorlesung 17: Kürzeste Pfade (K24)

Joost-Pieter Katoen

Lehrstuhl für Informatik 2
Software Modeling and Verification Group

<https://moves.rwth-aachen.de/teaching/ss-18/dsal/>

25. Juni 2018

Übersicht

- 1 Kürzeste Pfade
- 2 Single-Source Shortest Path
 - Bellman-Ford
 - Dijkstra
- 3 All-Pairs Shortest Paths
 - Transitive Hülle
 - Algorithmus von Warshall
 - Der Algorithmus von Floyd

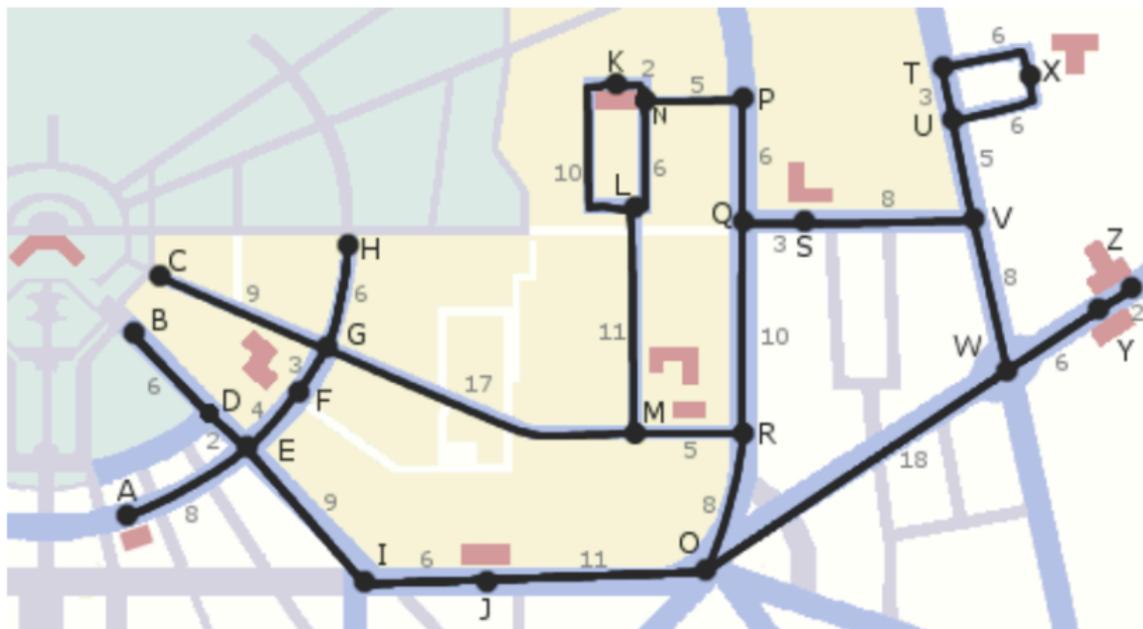
Übersicht

- 1 Kürzeste Pfade
- 2 Single-Source Shortest Path
 - Bellman-Ford
 - Dijkstra
- 3 All-Pairs Shortest Paths
 - Transitive Hülle
 - Algorithmus von Warshall
 - Der Algorithmus von Floyd

Das Rechenproblem: kürzeste Pfade



Das Rechenproblem: kürzeste Pfade



Andere Rechenprobleme: kürzester Weg

Beispiel (kürzester Weg)

- Eingabe:**
1. Eine Straßenkarte, auf der der Abstand zwischen jedem Paar benachbarter Kreuzungen eingezeichnet ist,
 2. eine Startkreuzung s , und
 3. eine Zielkreuzung t .

Ausgabe: Der kürzeste Weg von s nach t .

Kürzeste Pfade

Gegeben sei ein (kanten-)gewichteter Graph $G = (V, E, W)$.

Kürzeste Pfade

Gegeben sei ein (kanten-)gewichteter Graph $G = (V, E, W)$.

Das Gewicht eines Pfades ist die **Summe** der Gewichte seiner Kanten.

Kürzeste Pfade

Gegeben sei ein (kanten-)gewichteter Graph $G = (V, E, W)$.

Das Gewicht eines Pfades ist die **Summe** der Gewichte seiner Kanten.

Ein **kürzester Pfad** von einem Knoten $s \in V$ zu einem anderen Knoten $v \in V$ ist ein Pfad von s nach v mit **minimalem Gewicht**.

Kürzeste Pfade

Gegeben sei ein (kanten-)gewichteter Graph $G = (V, E, W)$.

Das Gewicht eines Pfades ist die **Summe** der Gewichte seiner Kanten.

Ein **kürzester Pfad** von einem Knoten $s \in V$ zu einem anderen Knoten $v \in V$ ist ein Pfad von s nach v mit **minimalem Gewicht**.

Sei im Folgenden $\delta : (V \times V) \rightarrow (\mathbb{R} \cup \{+\infty\})$ eine Funktion, sodaß:

- ▶ $\delta(s, v)$ ist das Gewicht des kürzesten Pfades von s nach v , und
- ▶ $\delta(s, v) = +\infty$ gdw. v von s nicht erreichbar ist.

Kürzeste Pfade

Es gibt verschiedene Varianten:

- ▶ Kürzeste Pfade von einem Startknoten s zu allen anderen Knoten: [Single-Source Shortest Paths \(SSSP\)](#).

Kürzeste Pfade

Es gibt verschiedene Varianten:

- ▶ Kürzeste Pfade von einem Startknoten s zu allen anderen Knoten: [Single-Source Shortest Paths](#) (SSSP).
- ▶ Kürzeste Pfade von allen Knoten zu einem Zielknoten t .

Kürzeste Pfade

Es gibt verschiedene Varianten:

- ▶ Kürzeste Pfade von einem Startknoten s zu allen anderen Knoten: [Single-Source Shortest Paths \(SSSP\)](#).
- ▶ Kürzeste Pfade von allen Knoten zu einem Zielknoten t .
Lässt sich auf SSSP zurückführen.

Kürzeste Pfade

Es gibt verschiedene Varianten:

- ▶ Kürzeste Pfade von einem Startknoten s zu allen anderen Knoten: [Single-Source Shortest Paths \(SSSP\)](#).
- ▶ Kürzeste Pfade von allen Knoten zu einem Zielknoten t .
Lässt sich auf SSSP zurückführen.
- ▶ Kürzeste Pfade für *ein* festes Knotenpaar u, v .

Kürzeste Pfade

Es gibt verschiedene Varianten:

- ▶ Kürzeste Pfade von einem Startknoten s zu allen anderen Knoten: [Single-Source Shortest Paths \(SSSP\)](#).
- ▶ Kürzeste Pfade von allen Knoten zu einem Zielknoten t .
Lässt sich auf SSSP zurückführen.
- ▶ Kürzeste Pfade für *ein* festes Knotenpaar u, v .
Es ist kein Algorithmus bekannt, der asymptotisch schneller als der beste SSSP-Algorithmus ist.

Kürzeste Pfade

Es gibt verschiedene Varianten:

- ▶ Kürzeste Pfade von einem Startknoten s zu allen anderen Knoten: [Single-Source Shortest Paths \(SSSP\)](#).
- ▶ Kürzeste Pfade von allen Knoten zu einem Zielknoten t .
Lässt sich auf SSSP zurückführen.
- ▶ Kürzeste Pfade für *ein* festes Knotenpaar u, v .
Es ist kein Algorithmus bekannt, der asymptotisch schneller als der beste SSSP-Algorithmus ist.
- ▶ Kürzeste Pfade für *alle* Knotenpaare.

Kürzeste Pfade

Es gibt verschiedene Varianten:

- ▶ Kürzeste Pfade von einem Startknoten s zu allen anderen Knoten:
[Single-Source Shortest Paths \(SSSP\)](#).
- ▶ Kürzeste Pfade von allen Knoten zu einem Zielknoten t .
Lässt sich auf SSSP zurückführen.
- ▶ Kürzeste Pfade für *ein* festes Knotenpaar u, v .
Es ist kein Algorithmus bekannt, der asymptotisch schneller als der beste SSSP-Algorithmus ist.
- ▶ Kürzeste Pfade für *alle* Knotenpaare.
[All-Pairs Shortest Paths](#) (zweiter Teil dieser Vorlesung).

Übersicht

- 1 Kürzeste Pfade
- 2 Single-Source Shortest Path
 - Bellman-Ford
 - Dijkstra
- 3 All-Pairs Shortest Paths
 - Transitive Hülle
 - Algorithmus von Warshall
 - Der Algorithmus von Floyd

Single-Source Shortest Paths

Problem (Single-Source Shortest Path)

Für einen gegebenen Knoten $s \in V$ (die Quelle / source), bestimme für jeden anderen Knoten $t \in V$, der aus s erreichbar ist, einen kürzesten Pfad von s zu t .

Übersicht

- 1 Kürzeste Pfade
- 2 Single-Source Shortest Path
 - Bellman-Ford
 - Dijkstra
- 3 All-Pairs Shortest Paths
 - Transitive Hülle
 - Algorithmus von Warshall
 - Der Algorithmus von Floyd

Der Bellman-Ford Algorithmus

- ▶ Kürzeste Pfade bei einem **einzigem** Startknoten.

Der Bellman-Ford Algorithmus

- ▶ Kürzeste Pfade bei einem **einzigem** Startknoten.
- ▶ Erlaubt **negative** Kantengewichte.

Der Bellman-Ford Algorithmus

- ▶ Kürzeste Pfade bei einem **einzigem** Startknoten.
- ▶ Erlaubt **negative** Kantengewichte.
- ▶ Er zeigt an, ob es einen **Zyklus mit negativem Gewicht** gibt, der vom Startknoten aus erreichbar ist.

Der Bellman-Ford Algorithmus

- ▶ Kürzeste Pfade bei einem **einzigem** Startknoten.
- ▶ Erlaubt **negative** Kantengewichte.
- ▶ Er zeigt an, ob es einen **Zyklus mit negativem Gewicht** gibt, der vom Startknoten aus erreichbar ist.
- ▶ Falls ein solcher Zyklus gefunden wird, gibt es **keine** Lösung
 - ▶ (da die Gewichte der kürzesten Pfade nicht mehr wohldefiniert sind).

Der Bellman-Ford Algorithmus

- ▶ Kürzeste Pfade bei einem **einzigem** Startknoten.
- ▶ Erlaubt **negative** Kantengewichte.
- ▶ Er zeigt an, ob es einen **Zyklus mit negativem Gewicht** gibt, der vom Startknoten aus erreichbar ist.
- ▶ Falls ein solcher Zyklus gefunden wird, gibt es **keine** Lösung
 - ▶ (da die Gewichte der kürzesten Pfade nicht mehr wohldefiniert sind).
- ▶ Sonst verbessert der Algorithmus iterativ für jeden Knoten v eine **obere Grenze $\text{dist}[v]$** an $\delta(s, v)$, bis das Minimum gefunden wird.

Der Bellman-Ford Algorithmus

- ▶ Kürzeste Pfade bei einem **einzigem** Startknoten.
- ▶ Erlaubt **negative** Kantengewichte.
- ▶ Er zeigt an, ob es einen **Zyklus mit negativem Gewicht** gibt, der vom Startknoten aus erreichbar ist.
- ▶ Falls ein solcher Zyklus gefunden wird, gibt es **keine** Lösung
 - ▶ (da die Gewichte der kürzesten Pfade nicht mehr wohldefiniert sind).
- ▶ Sonst verbessert der Algorithmus iterativ für jeden Knoten v eine **obere Grenze $\text{dist}[v]$** an $\delta(s, v)$, bis das Minimum gefunden wird.
- ▶ Kürzeste Pfade können nach Terminierung mittels die im Array **prev** gespeicherten **Vorgängerknoten** entlang eines kürzesten Pfades konstruiert werden.

Bellman-Ford: Idee

- ▶ Initialisierung: $\text{dist}[v]=+\text{inf}$, $\text{dist}[\text{start}]=0$.

Bellman-Ford: Idee

- ▶ Initialisierung: $\text{dist}[v] = +\infty$, $\text{dist}[\text{start}] = 0$.
- ▶ Für alle Kanten $(v, w) \in E$:
 - ▶ **Relaxierung**: Ist das bisher bekannte Gewicht $\text{dist}[w]$ größer als $\text{dist}[v] + W(v, w)$, dann **verbessere** $\text{dist}[w]$ auf diesen Wert.

Bellman-Ford: Idee

- ▶ Initialisierung: $\text{dist}[v] = +\infty$, $\text{dist}[\text{start}] = 0$.
- ▶ Für alle Kanten $(v, w) \in E$:
 - ▶ **Relaxierung**: Ist das bisher bekannte Gewicht $\text{dist}[w]$ größer als $\text{dist}[v] + W(v, w)$, dann **verbessere** $\text{dist}[w]$ auf diesen Wert.
- ▶ Wiederhole den vorigen Schritt bis sich nichts mehr ändert, bzw. breche ab, falls ein negativer Zyklus gefunden wurde.

Bellman-Ford: Idee

- ▶ Initialisierung: $\text{dist}[v] = +\infty$, $\text{dist}[\text{start}] = 0$.
- ▶ Für alle Kanten $(v, w) \in E$:
 - ▶ **Relaxierung**: Ist das bisher bekannte Gewicht $\text{dist}[w]$ größer als $\text{dist}[v] + W(v, w)$, dann **verbessere** $\text{dist}[w]$ auf diesen Wert.
- ▶ Wiederhole den vorigen Schritt bis sich nichts mehr ändert, bzw. breche ab, falls ein negativer Zyklus gefunden wurde.

Korrektheit vom Bellman-Ford Algorithmus

Wenn nach $|V|-1$ Iterationen noch Verbesserungen möglich sind, dann gibt es einen negativen Zyklus. Andernfalls $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle $v \in V$.

Beweis.

Beweisidee: Ein Pfad ohne Zyklen in (V, E, W) hat eine Länge $\leq |V|-1$. □

Bellman-Ford in Pseudo-Code

```
1 bool bellmanFord(List adj[n], int n, int start,
2   int &dist[n], int &prev[n]) {
3   for (int v = 0; v < n; v++) { // für alle Knoten v
4     dist[v] = +inf; // +inf ist initiale Entfernung von start zu v
5     prev[v] = -1; // v hat noch kein Vorgänger
6   }
7   dist[start] = 0; // die Entfernung von start zu start ist 0
8   for (int i = 1; i < n; i++) // n-1 Durchläufe
9     for (int v = 0; v < n; v++) // für alle Knoten v
10      foreach (edge in adj[v]) // für jede aus v ausgehende Kante
11        if (dist[edge.target] > dist[v] + edge.weight) {
12          dist[edge.target] = dist[v] + edge.weight;
13          prev[edge.target] = v;
14        } // Relaxierung
15   for (int v = 0; v < n; v++) // für alle Knoten v
16     foreach (edge in adj[v]) // für jede aus v ausgehende Kante
17       if (dist[edge.target] > dist[v] + edge.weight)
18         return false; // es existiert Zyklus mit negativem Gewicht
19   return true;
20 }
```

Bellman-Ford in Pseudo-Code

```
1 bool bellmanFord(List adj[n], int n, int start,
2   int &dist[n], int &prev[n]) {
3   for (int v = 0; v < n; v++) { // für alle Knoten v
4     dist[v] = +inf; // +inf ist initiale Entfernung von start zu v
5     prev[v] = -1; // v hat noch kein Vorgänger
6   }
7   dist[start] = 0; // die Entfernung von start zu start ist 0
8   for (int i = 1; i < n; i++) // n-1 Durchläufe
9     for (int v = 0; v < n; v++) // für alle Knoten v
10      foreach (edge in adj[v]) // für jede aus v ausgehende Kante
11        if (dist[edge.target] > dist[v] + edge.weight) {
12          dist[edge.target] = dist[v] + edge.weight;
13          prev[edge.target] = v;
14        } // Relaxierung
15   for (int v = 0; v < n; v++) // für alle Knoten v
16     foreach (edge in adj[v]) // für jede aus v ausgehende Kante
17       if (dist[edge.target] > dist[v] + edge.weight)
18         return false; // es existiert Zyklus mit negativem Gewicht
19   return true;
20 }
```

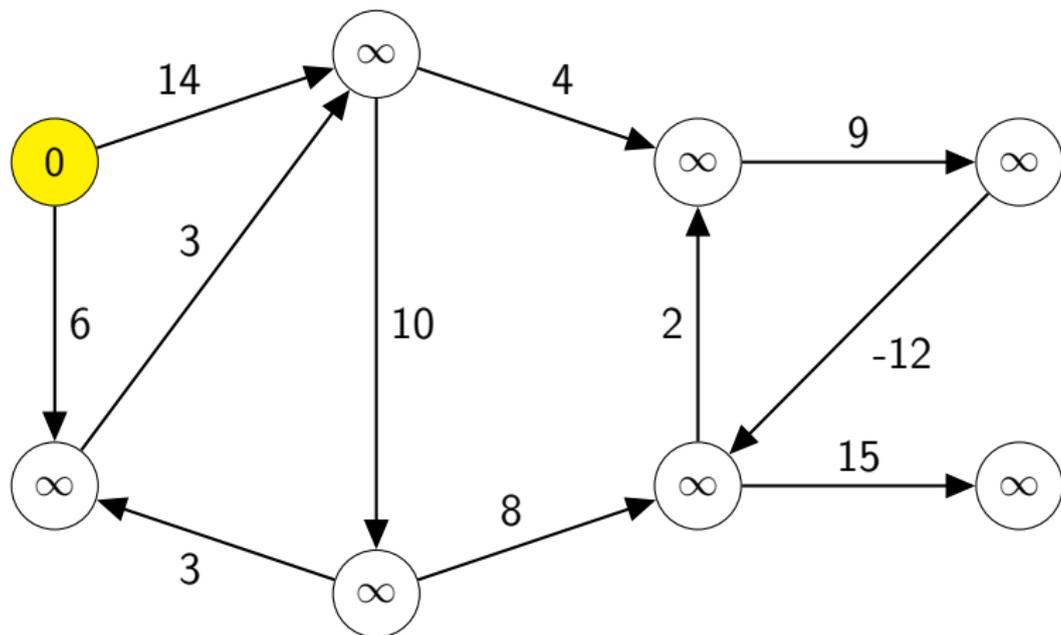
▶ Zeitkomplexität:

Bellman-Ford in Pseudo-Code

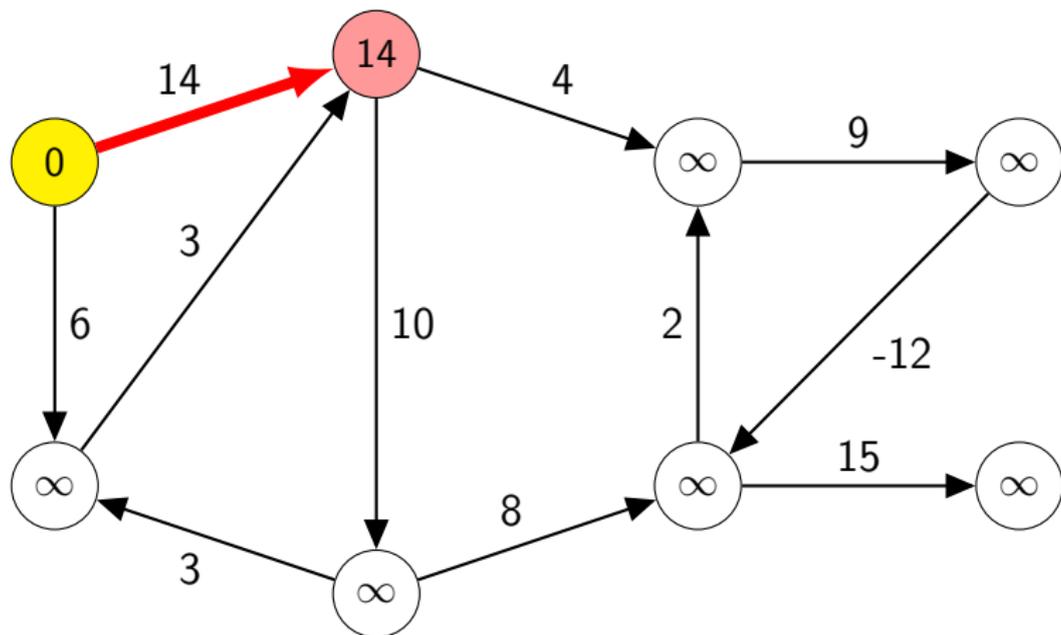
```
1 bool bellmanFord(List adj[n], int n, int start,
2   int &dist[n], int &prev[n]) {
3   for (int v = 0; v < n; v++) { // für alle Knoten v
4     dist[v] = +inf; // +inf ist initiale Entfernung von start zu v
5     prev[v] = -1; // v hat noch kein Vorgänger
6   }
7   dist[start] = 0; // die Entfernung von start zu start ist 0
8   for (int i = 1; i < n; i++) // n-1 Durchläufe
9     for (int v = 0; v < n; v++) // für alle Knoten v
10      foreach (edge in adj[v]) // für jede aus v ausgehende Kante
11        if (dist[edge.target] > dist[v] + edge.weight) {
12          dist[edge.target] = dist[v] + edge.weight;
13          prev[edge.target] = v;
14        } // Relaxierung
15   for (int v = 0; v < n; v++) // für alle Knoten v
16     foreach (edge in adj[v]) // für jede aus v ausgehende Kante
17       if (dist[edge.target] > dist[v] + edge.weight)
18         return false; // es existiert Zyklus mit negativem Gewicht
19   return true;
20 }
```

► Zeitkomplexität: $O(|V| \cdot |E|)$.

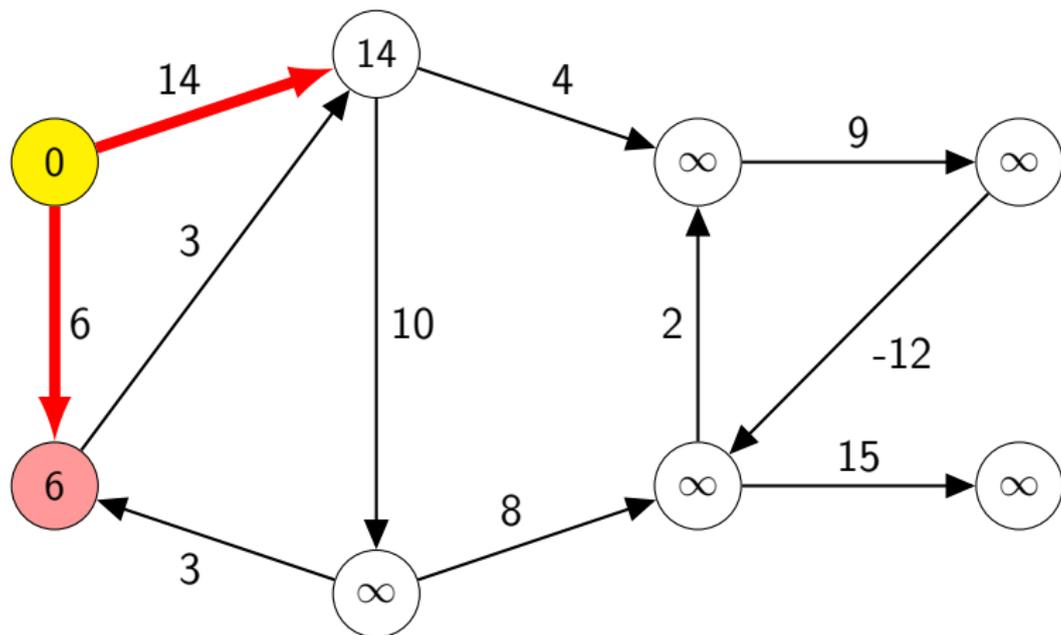
Bellman-Ford – Beispiel



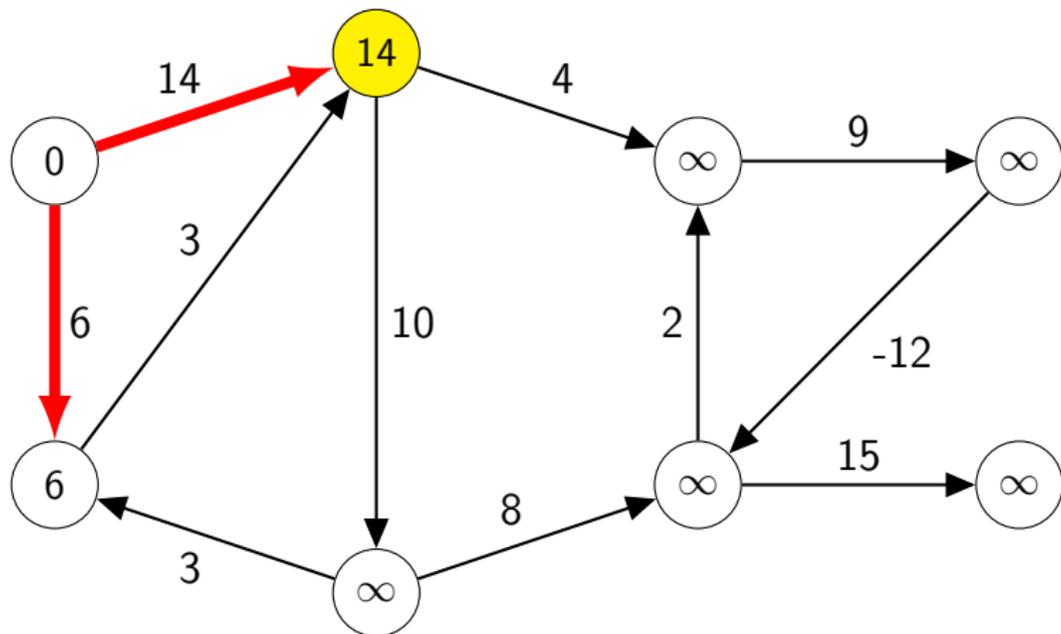
Bellman-Ford – Beispiel



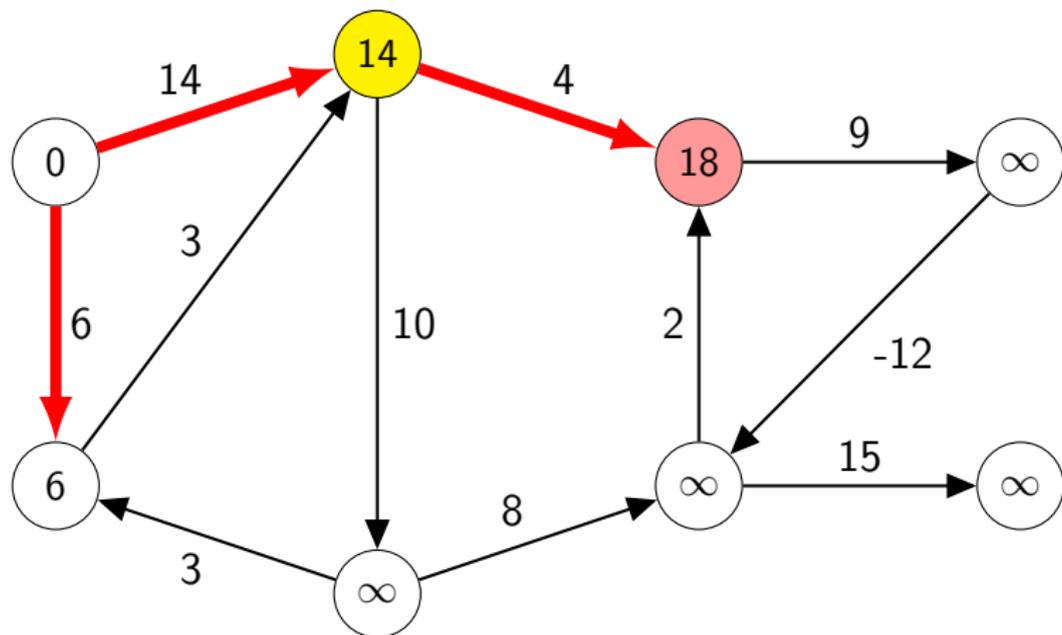
Bellman-Ford – Beispiel



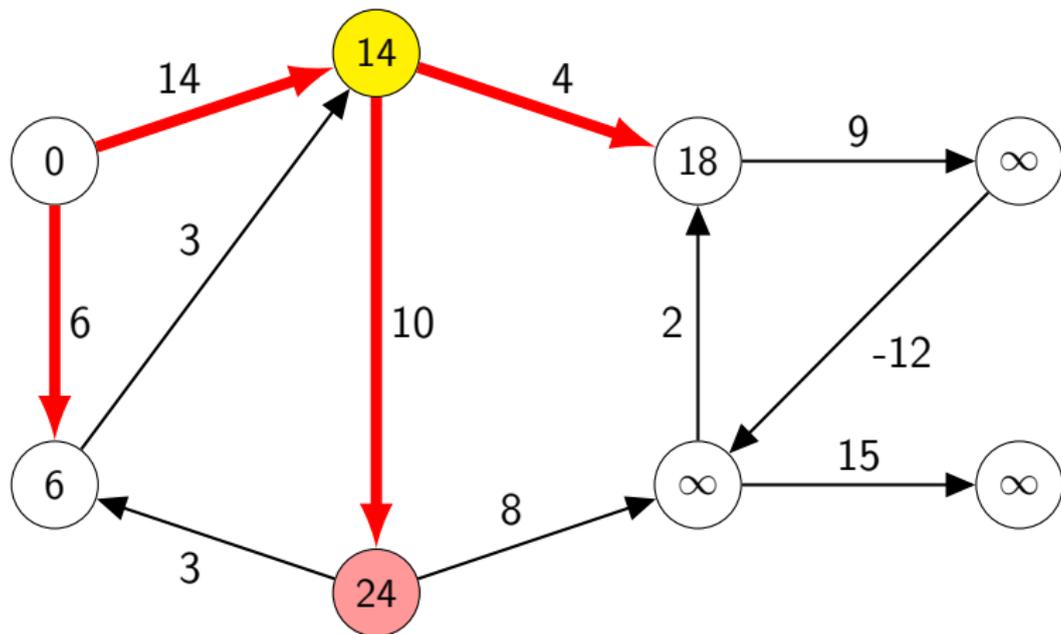
Bellman-Ford – Beispiel



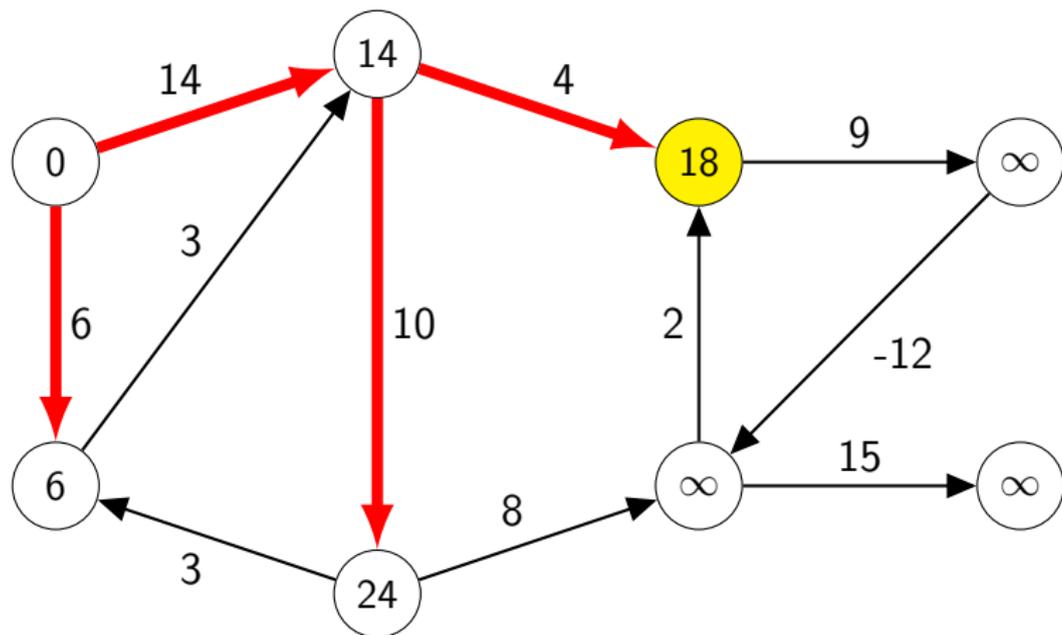
Bellman-Ford – Beispiel



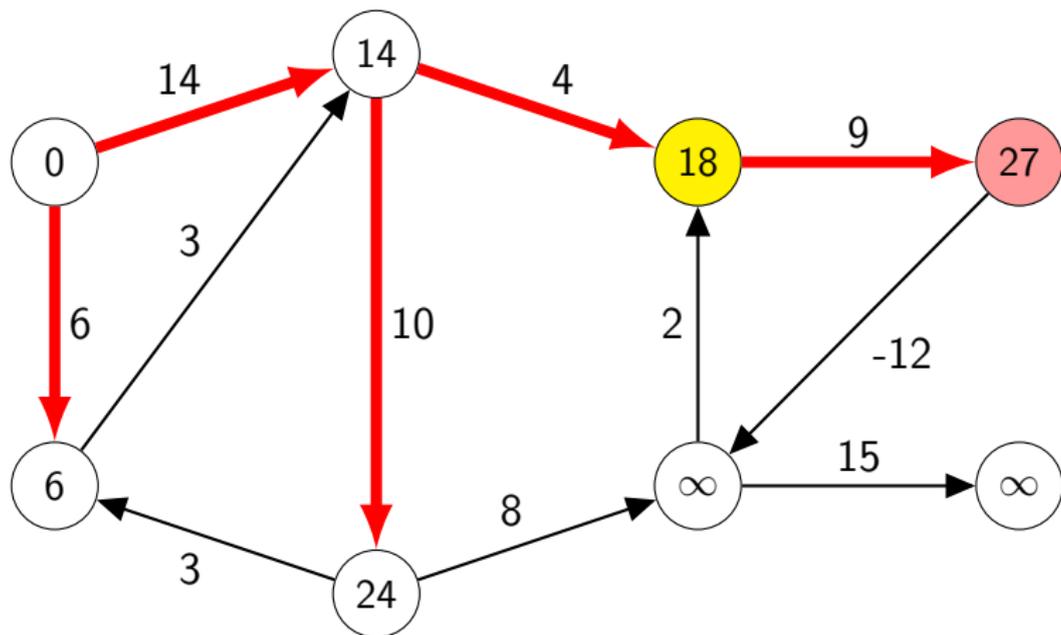
Bellman-Ford – Beispiel



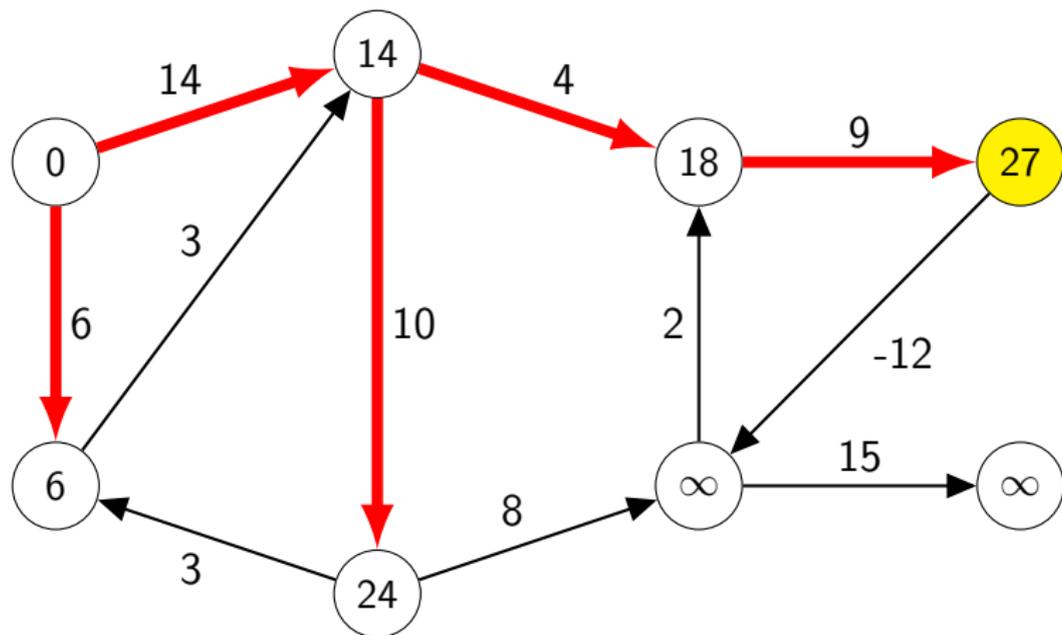
Bellman-Ford – Beispiel



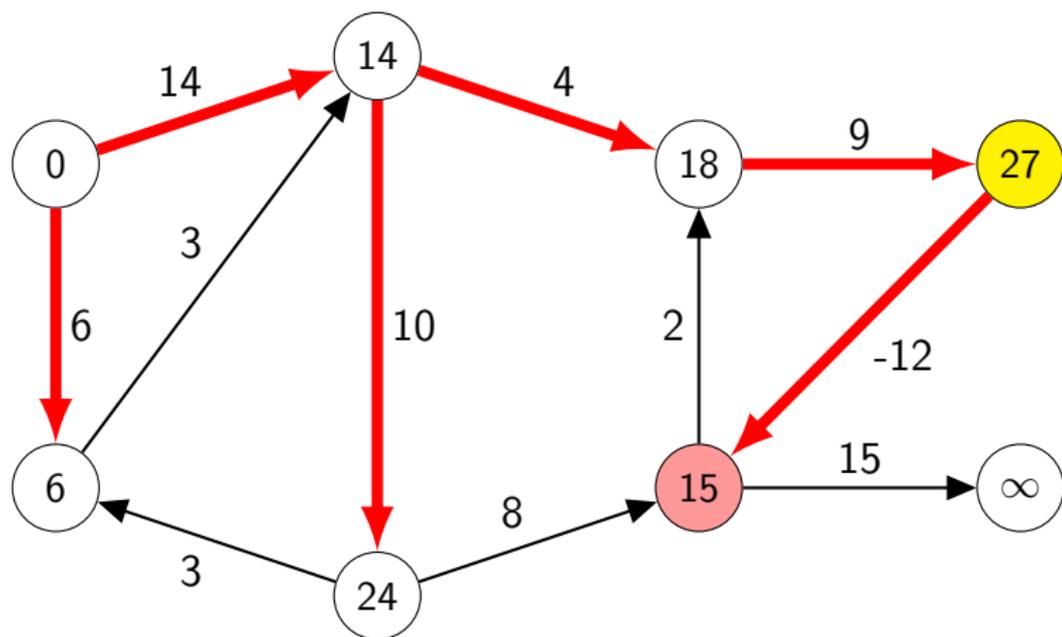
Bellman-Ford – Beispiel



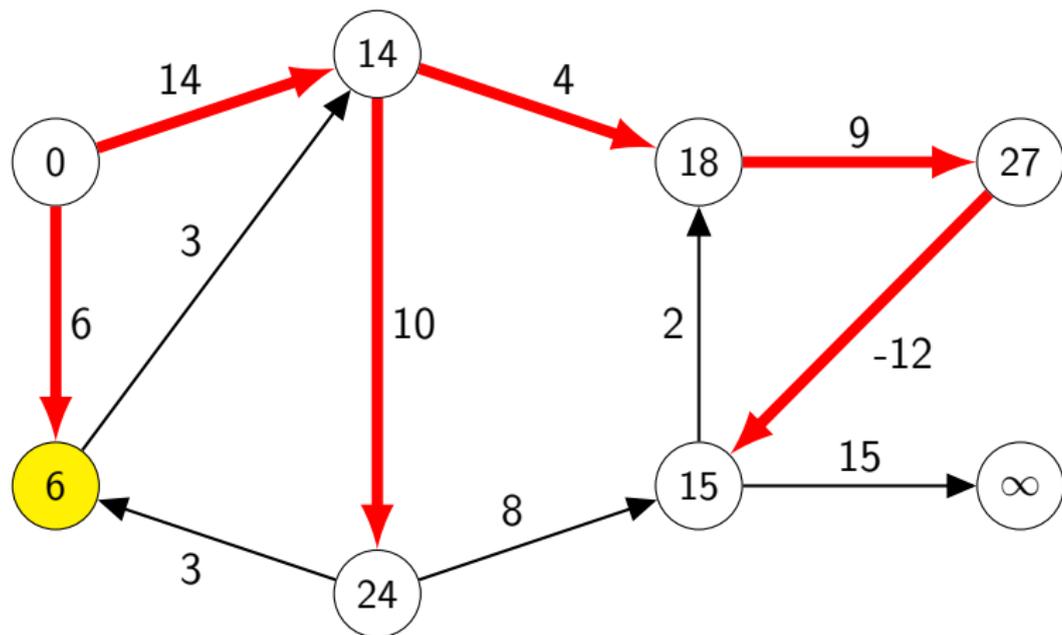
Bellman-Ford – Beispiel



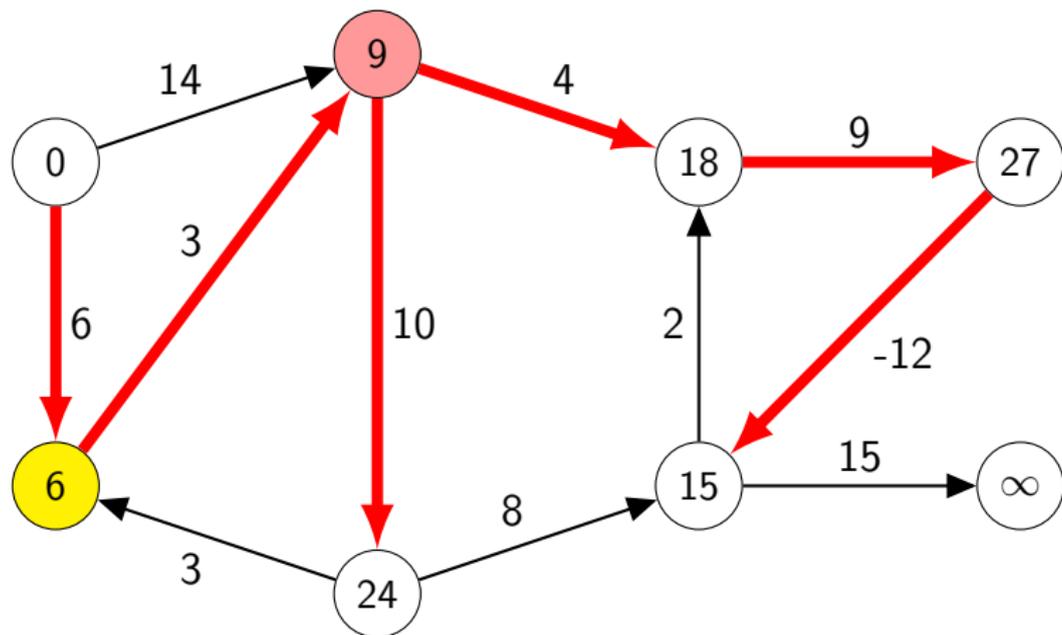
Bellman-Ford – Beispiel



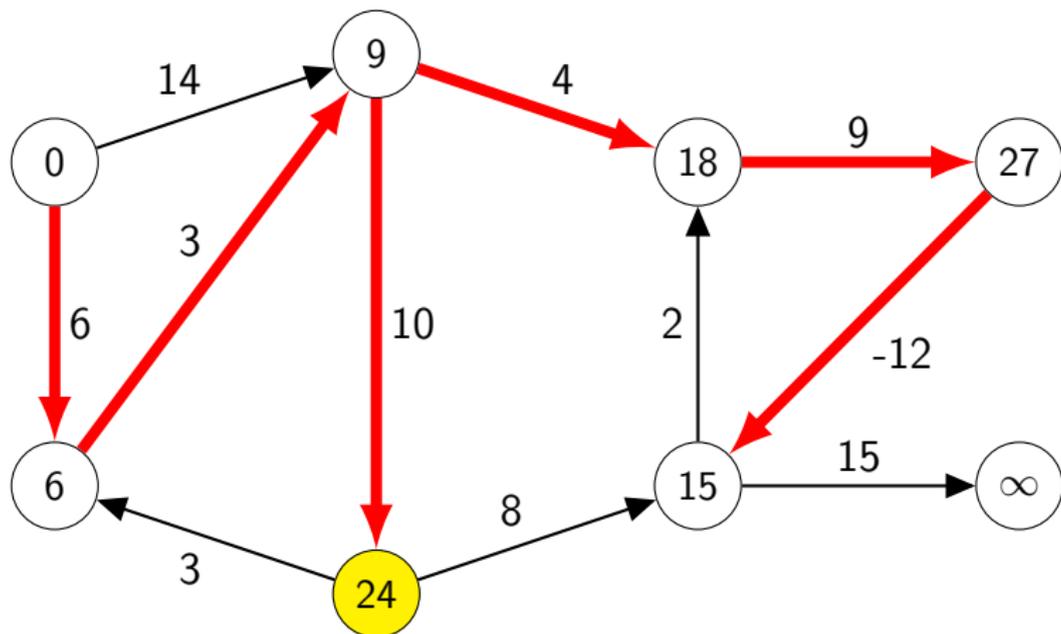
Bellman-Ford – Beispiel



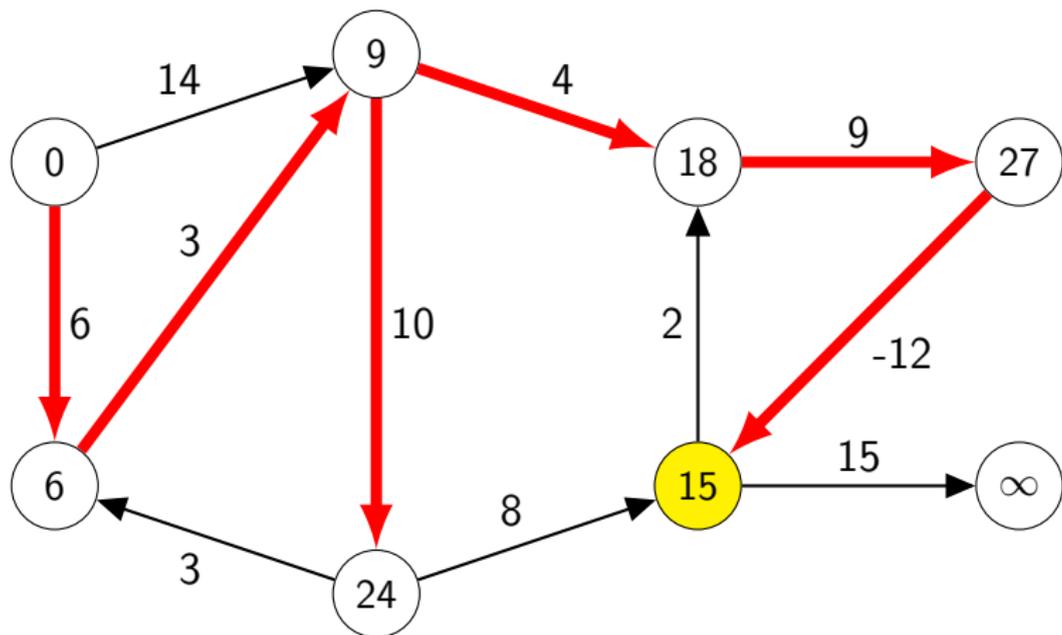
Bellman-Ford – Beispiel



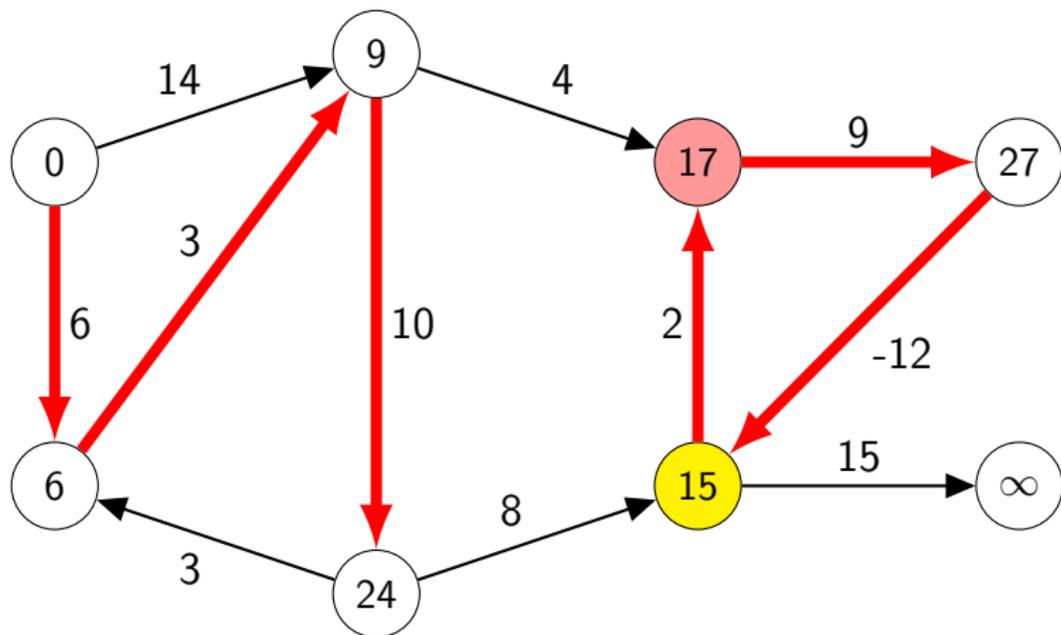
Bellman-Ford – Beispiel



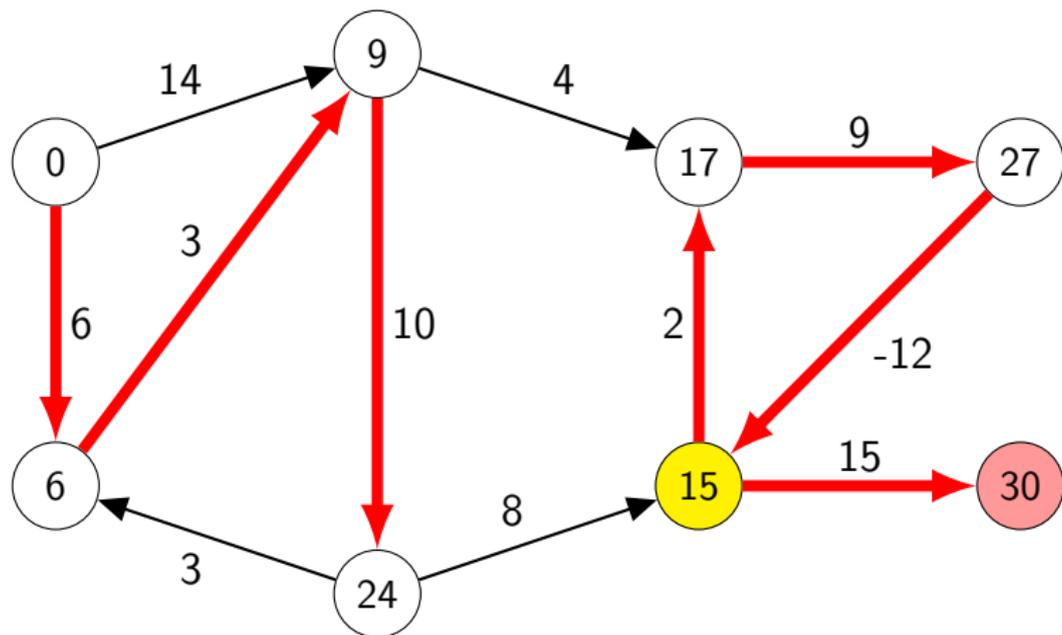
Bellman-Ford – Beispiel



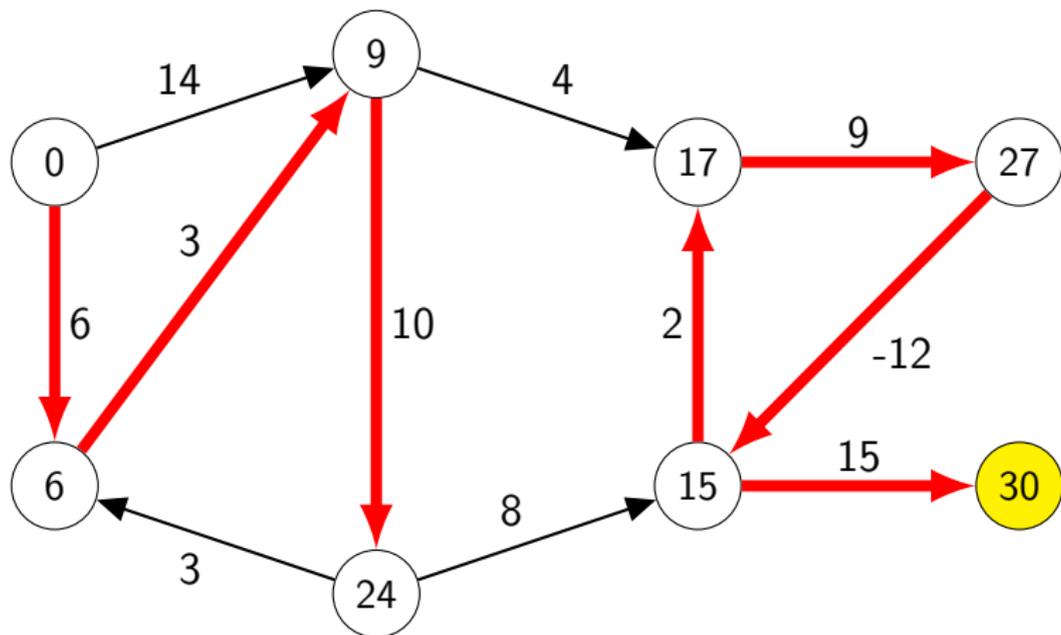
Bellman-Ford – Beispiel



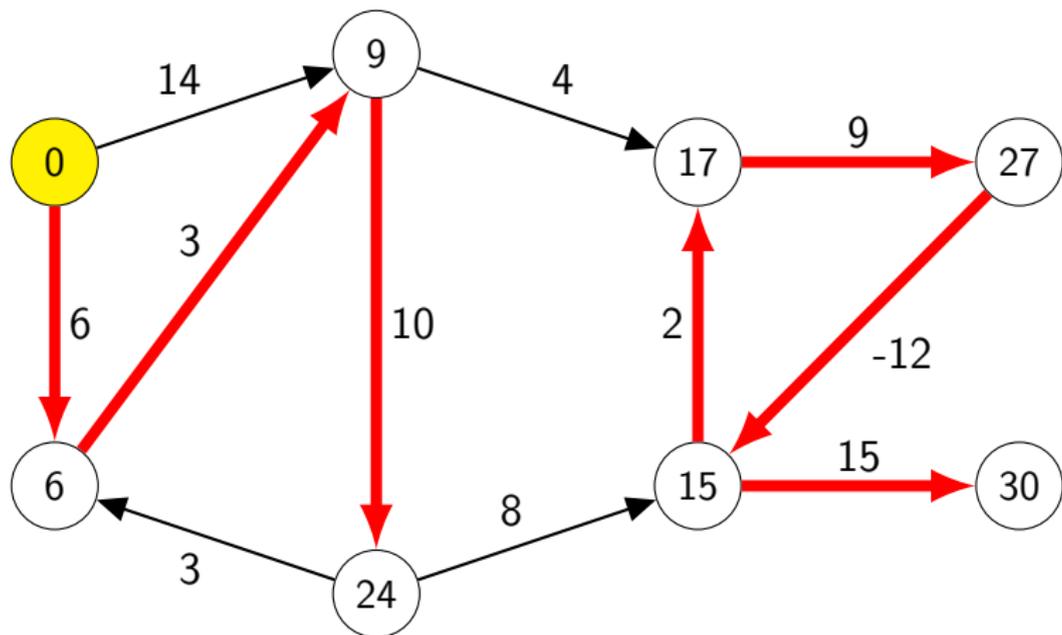
Bellman-Ford – Beispiel



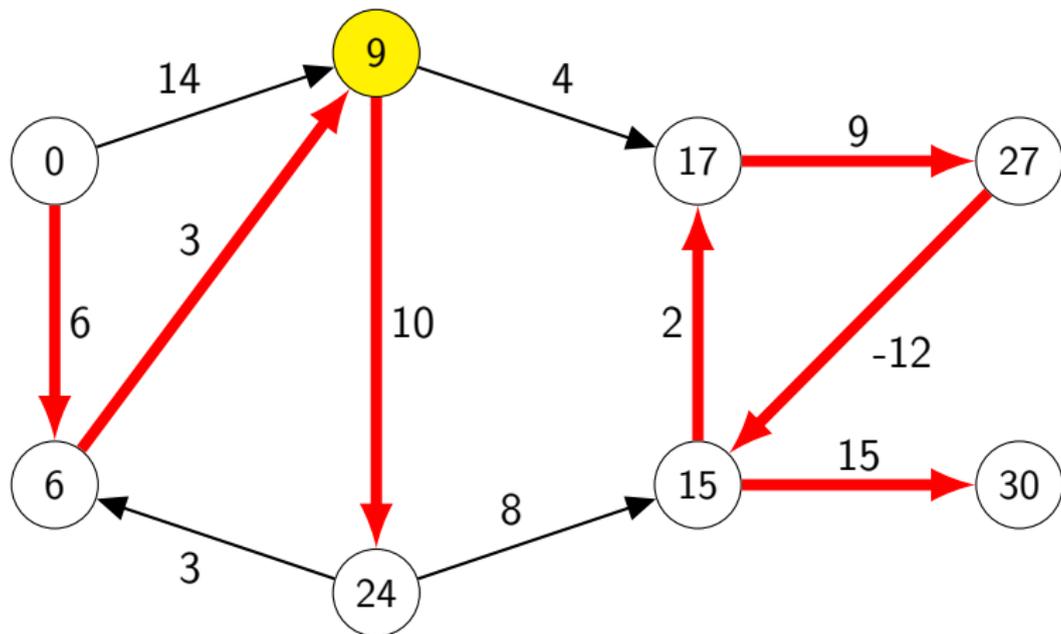
Bellman-Ford – Beispiel



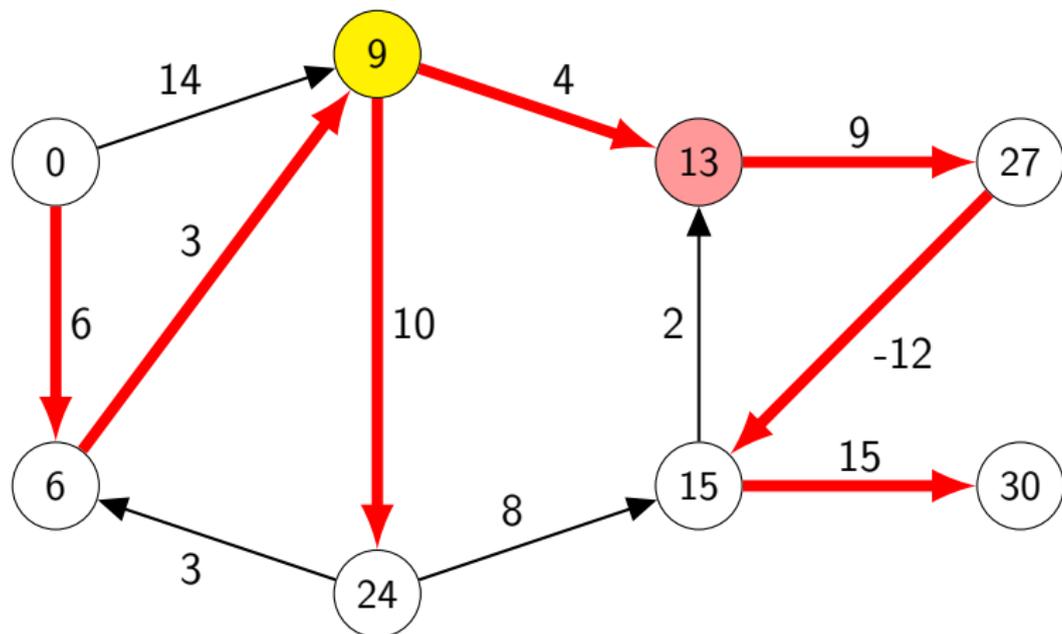
Bellman-Ford – Beispiel



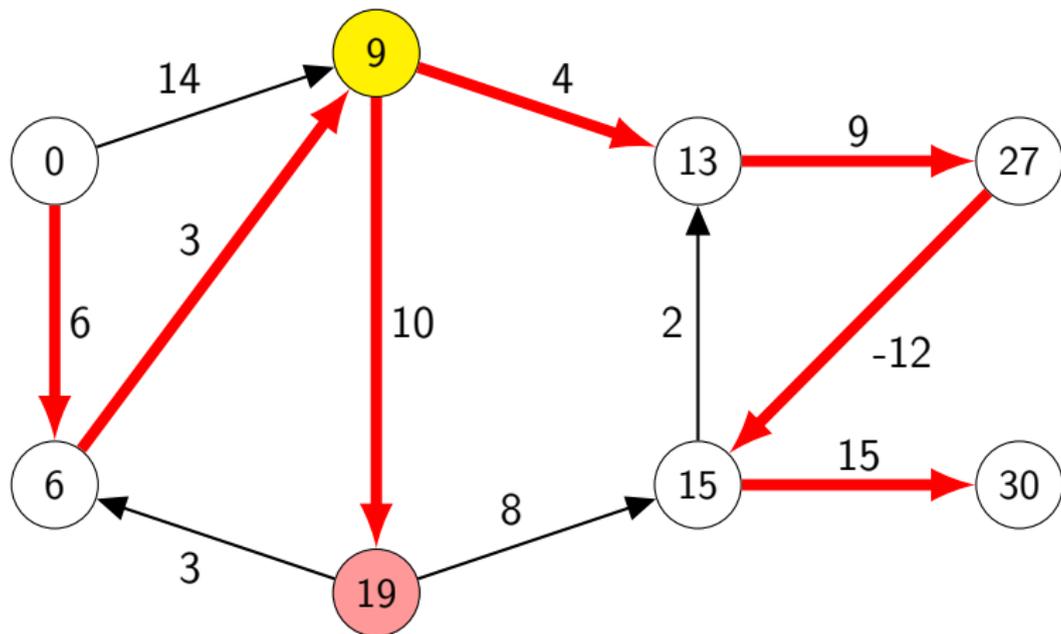
Bellman-Ford – Beispiel



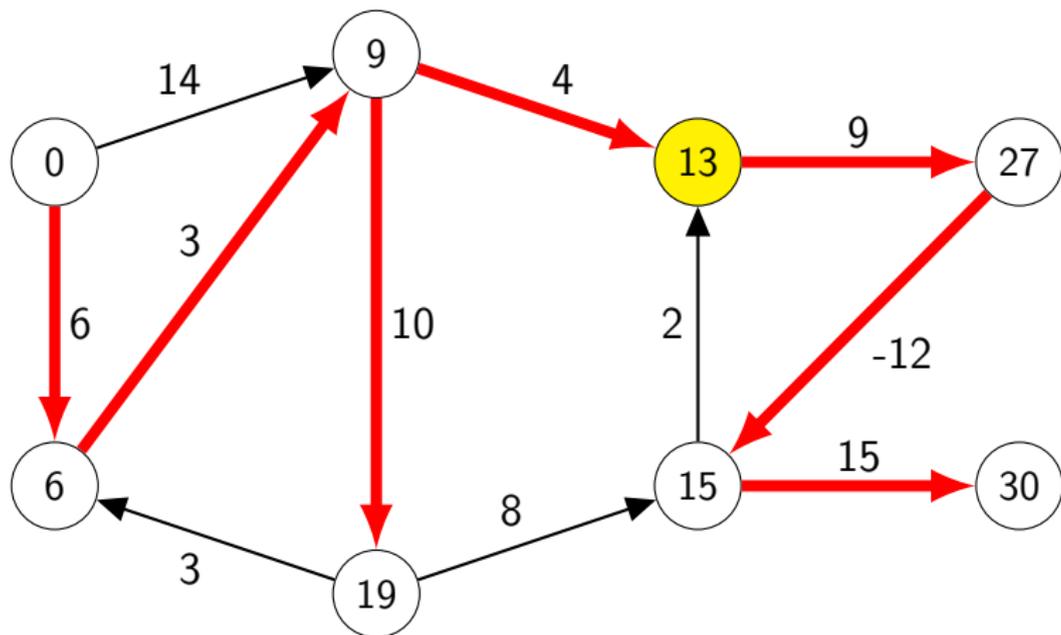
Bellman-Ford – Beispiel



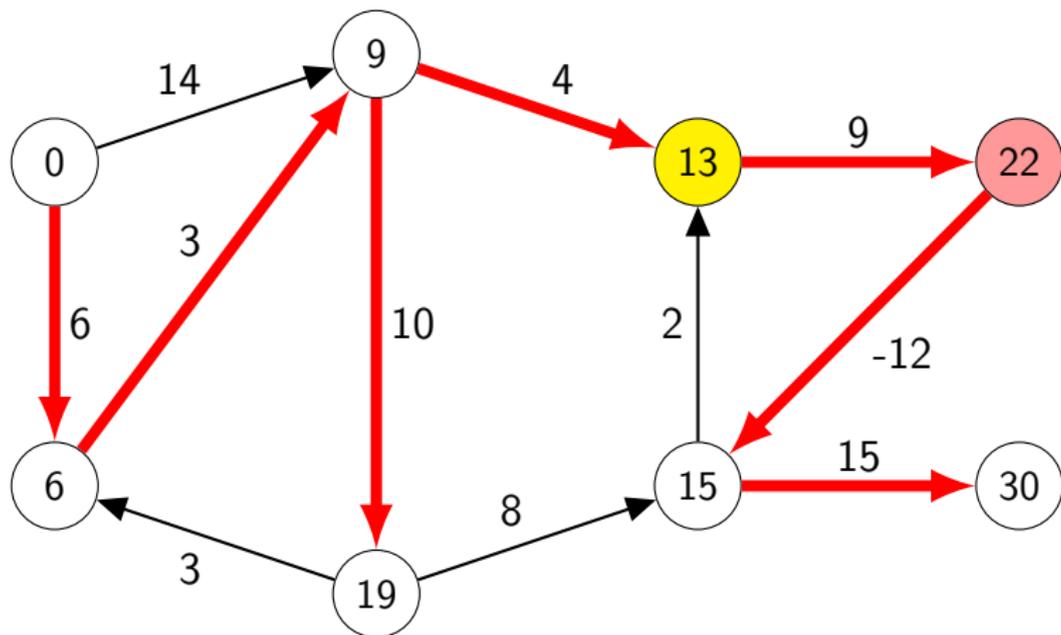
Bellman-Ford – Beispiel



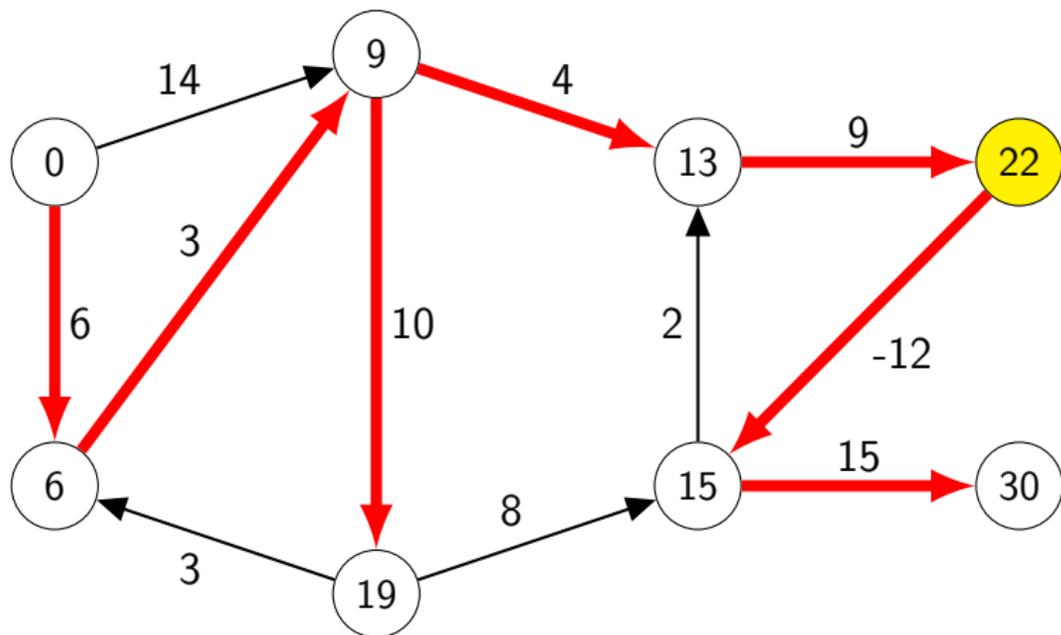
Bellman-Ford – Beispiel



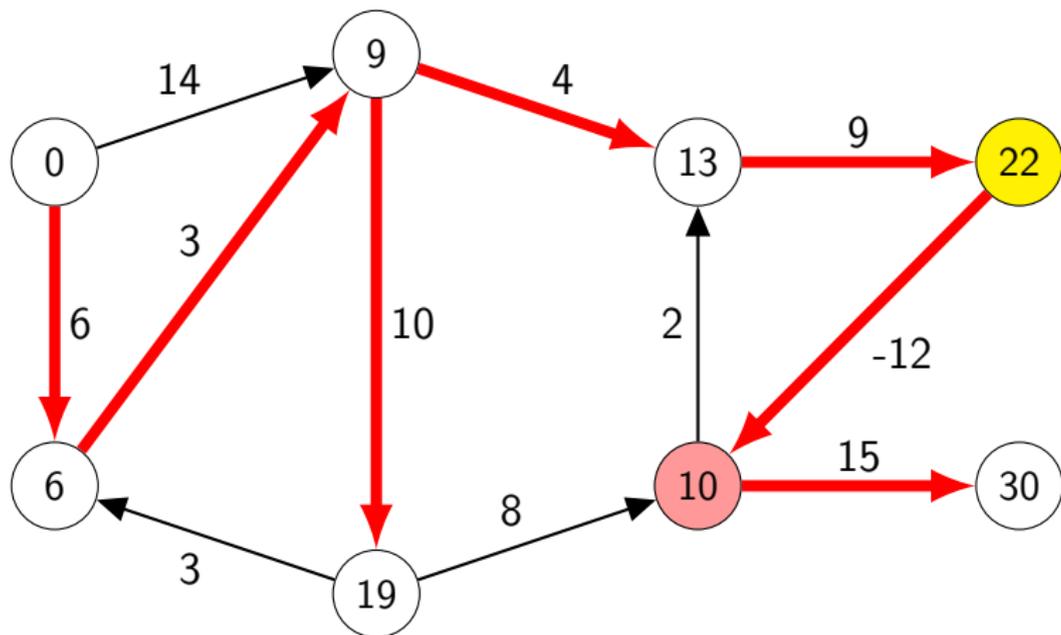
Bellman-Ford – Beispiel



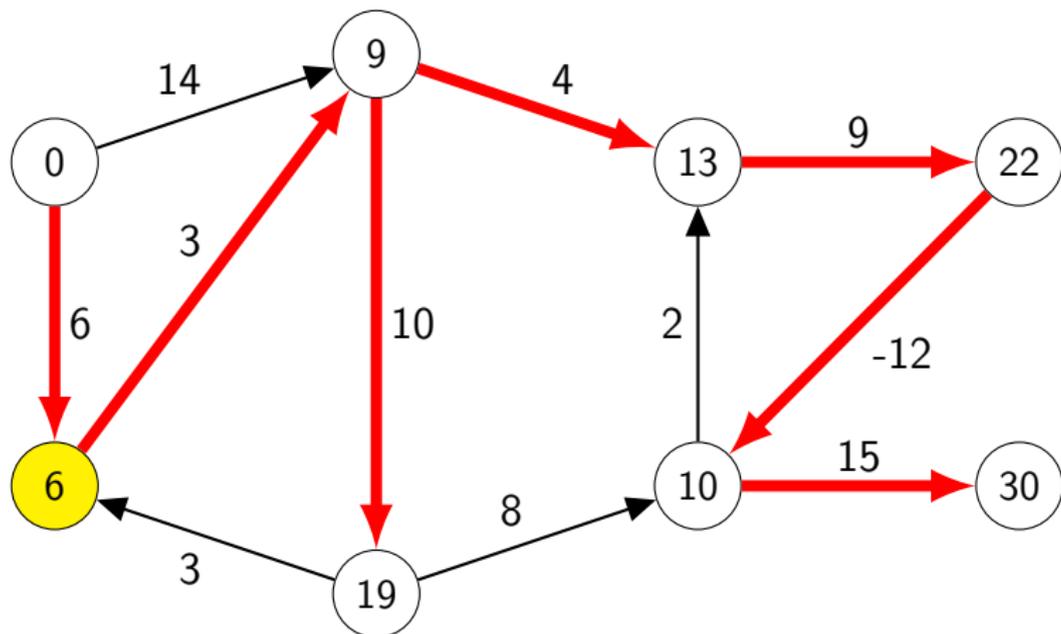
Bellman-Ford – Beispiel



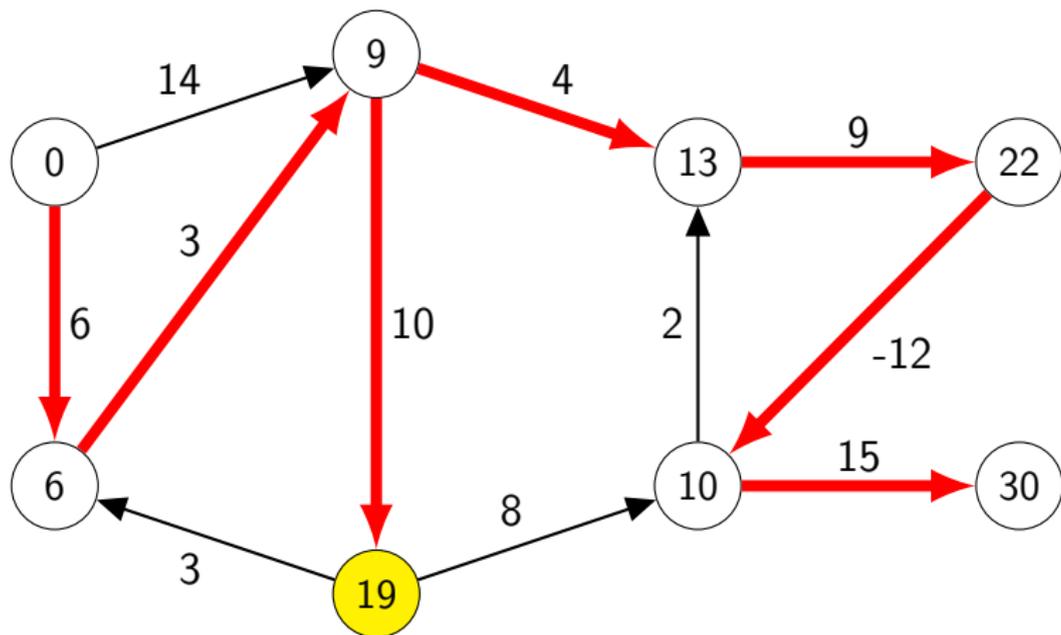
Bellman-Ford – Beispiel



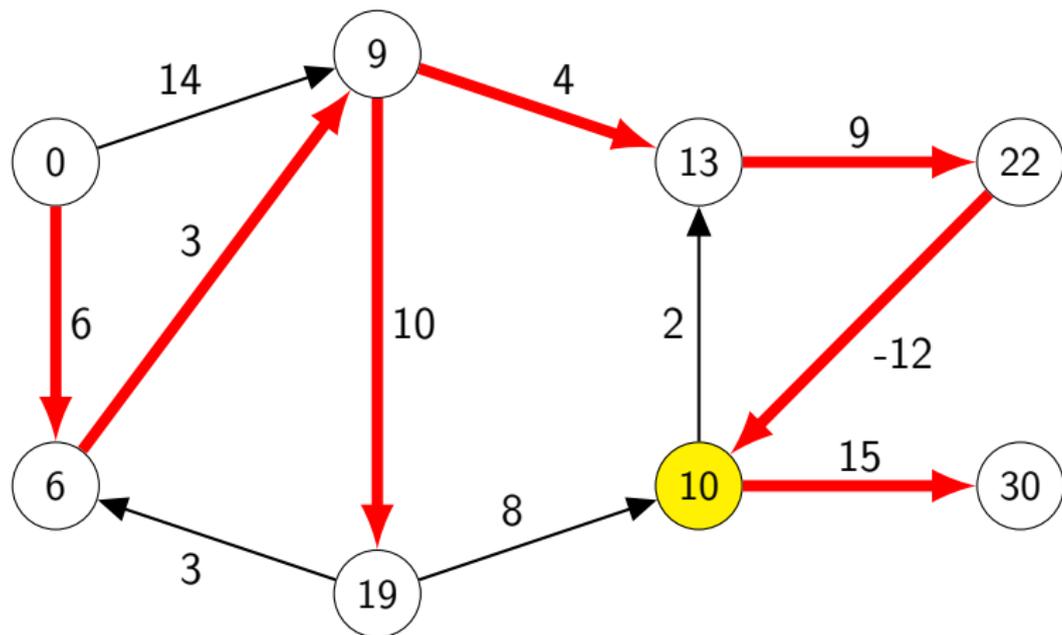
Bellman-Ford – Beispiel



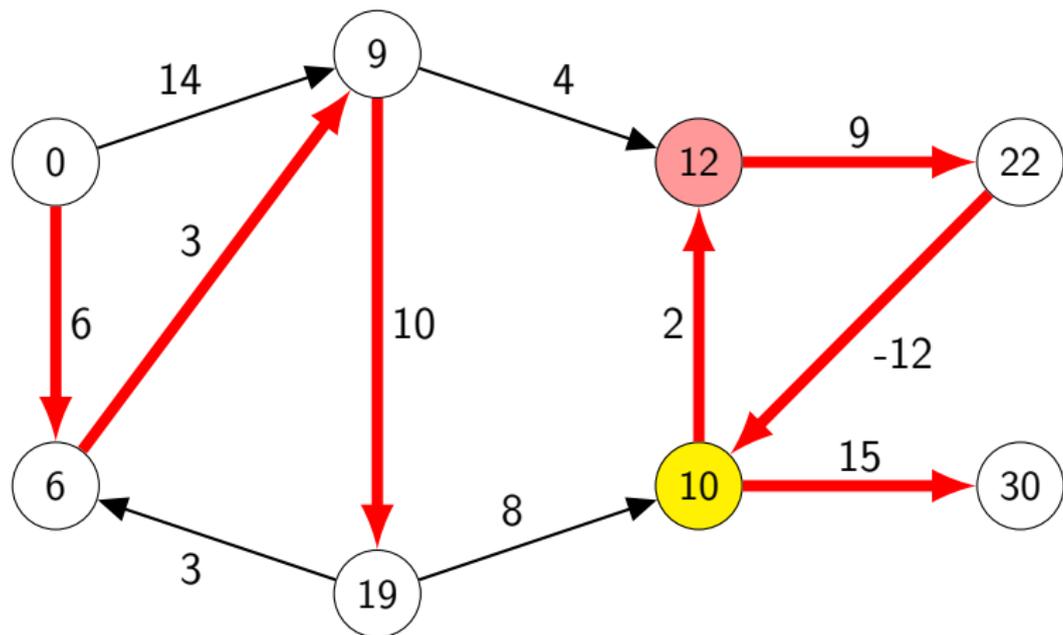
Bellman-Ford – Beispiel



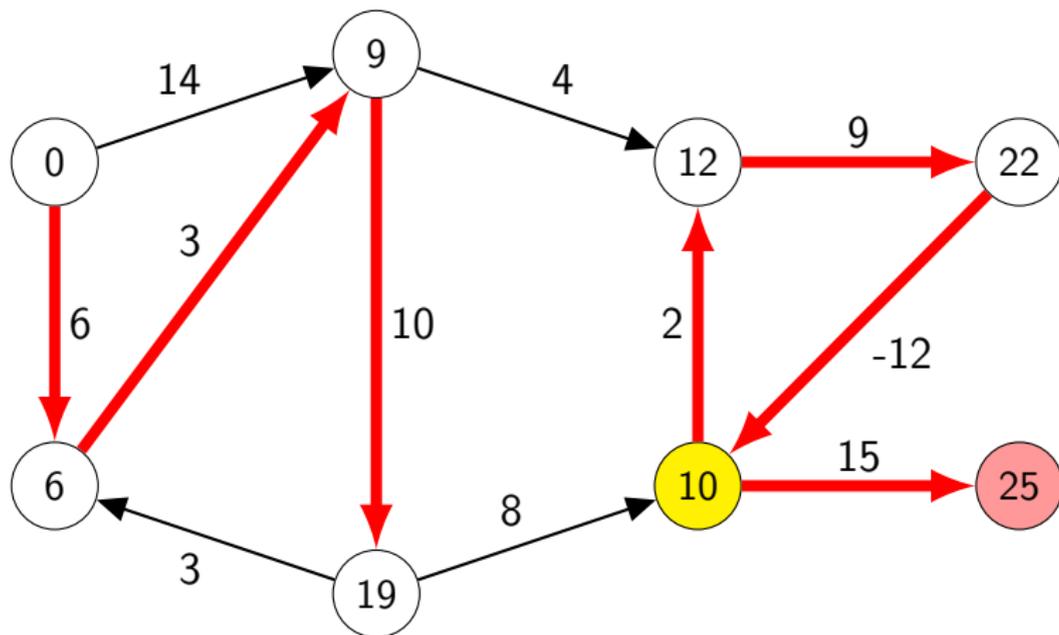
Bellman-Ford – Beispiel



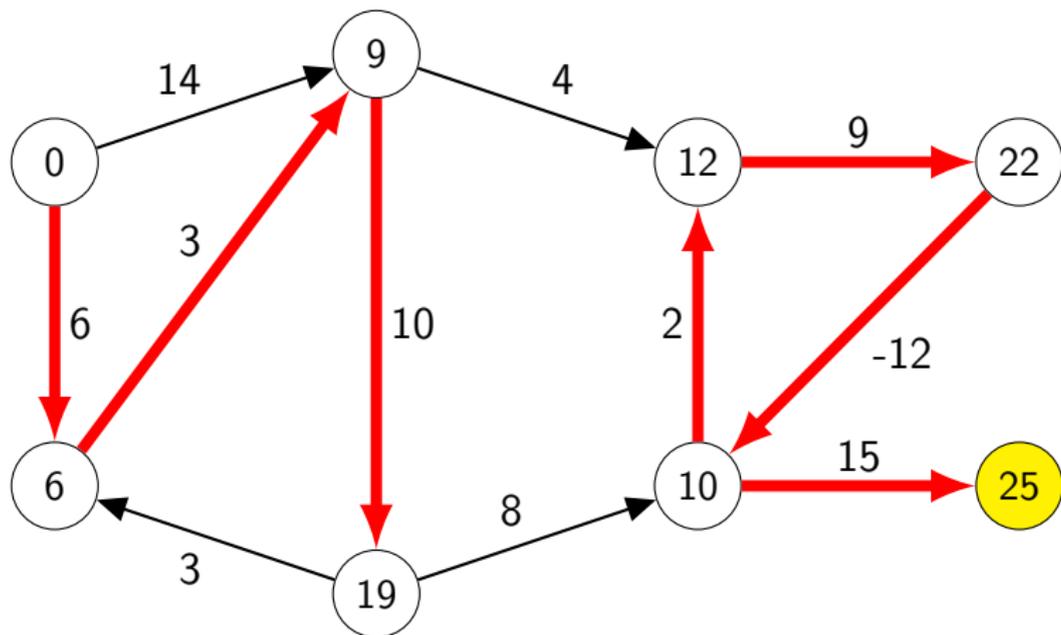
Bellman-Ford – Beispiel



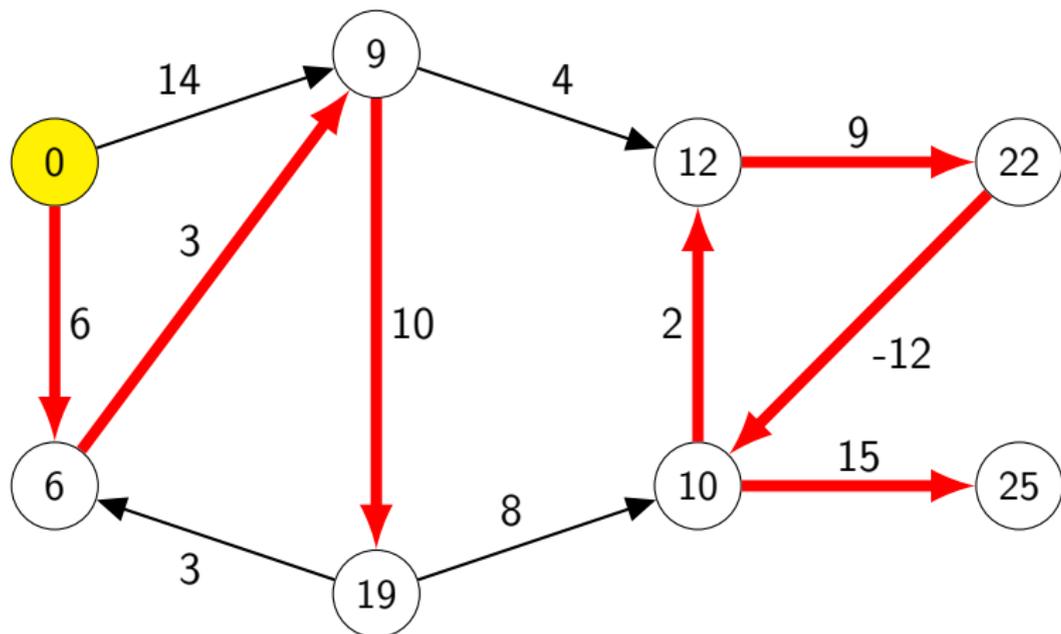
Bellman-Ford – Beispiel



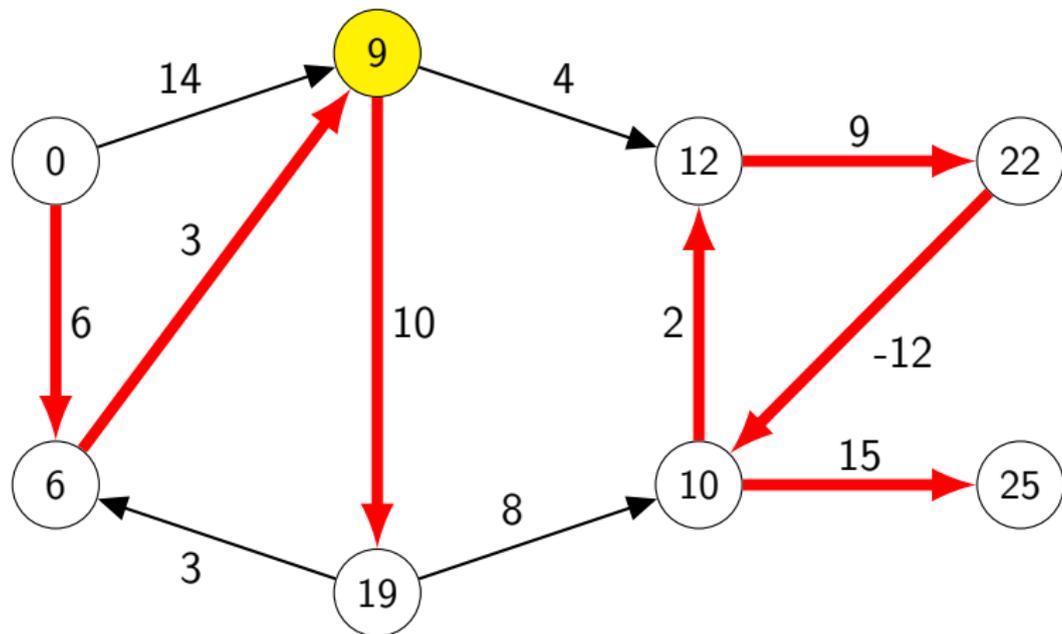
Bellman-Ford – Beispiel



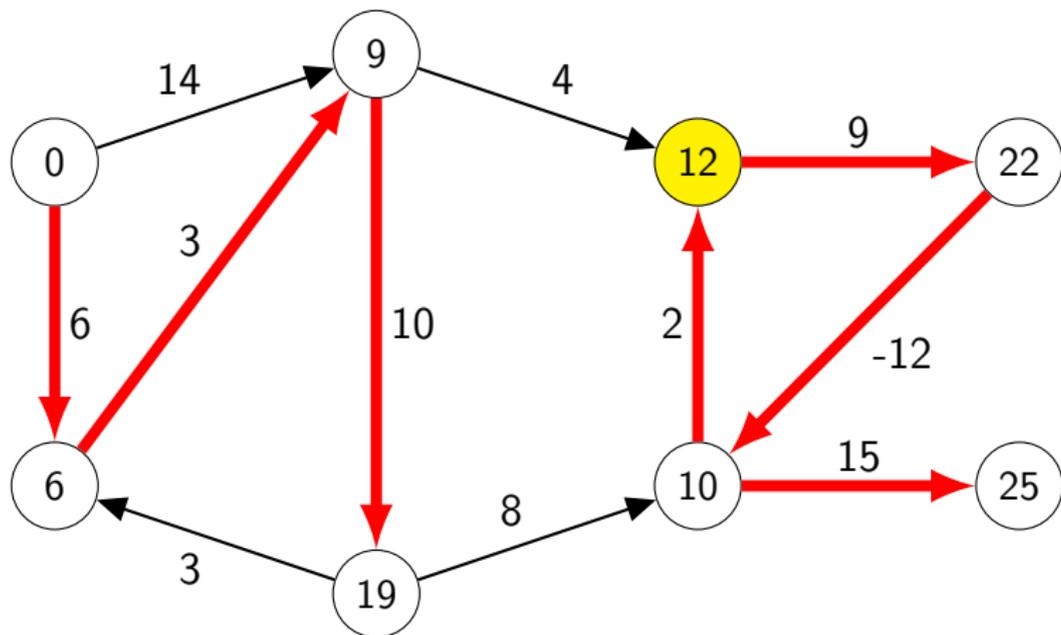
Bellman-Ford – Beispiel



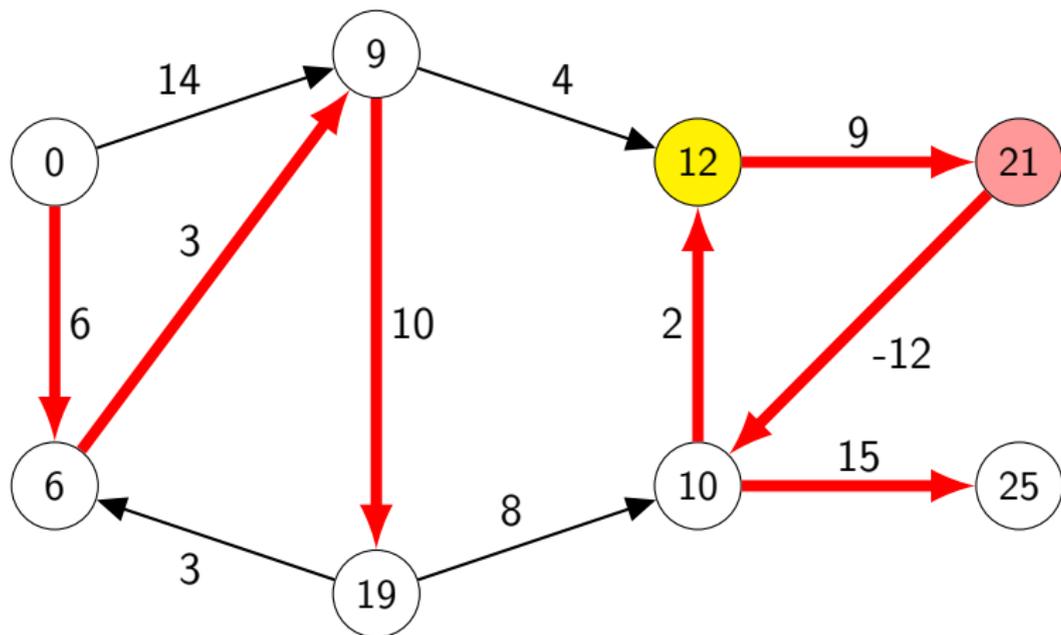
Bellman-Ford – Beispiel



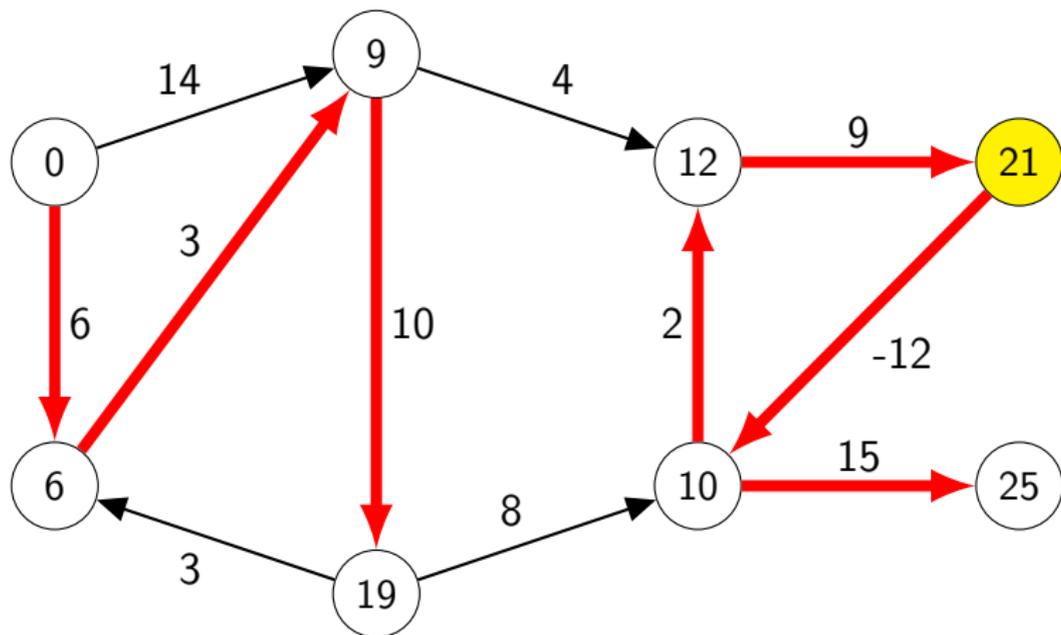
Bellman-Ford – Beispiel



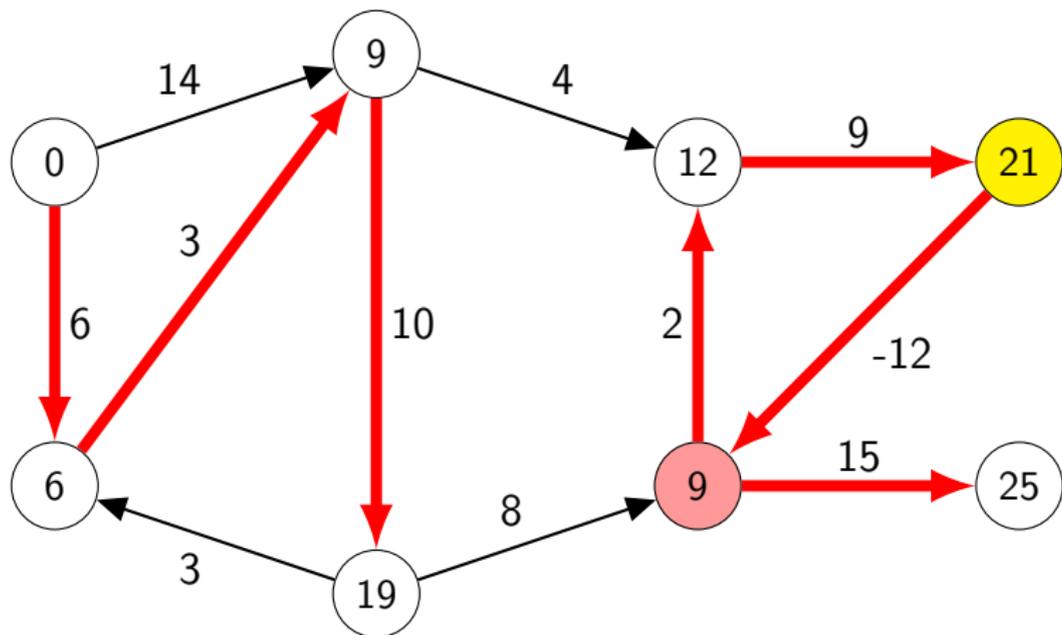
Bellman-Ford – Beispiel



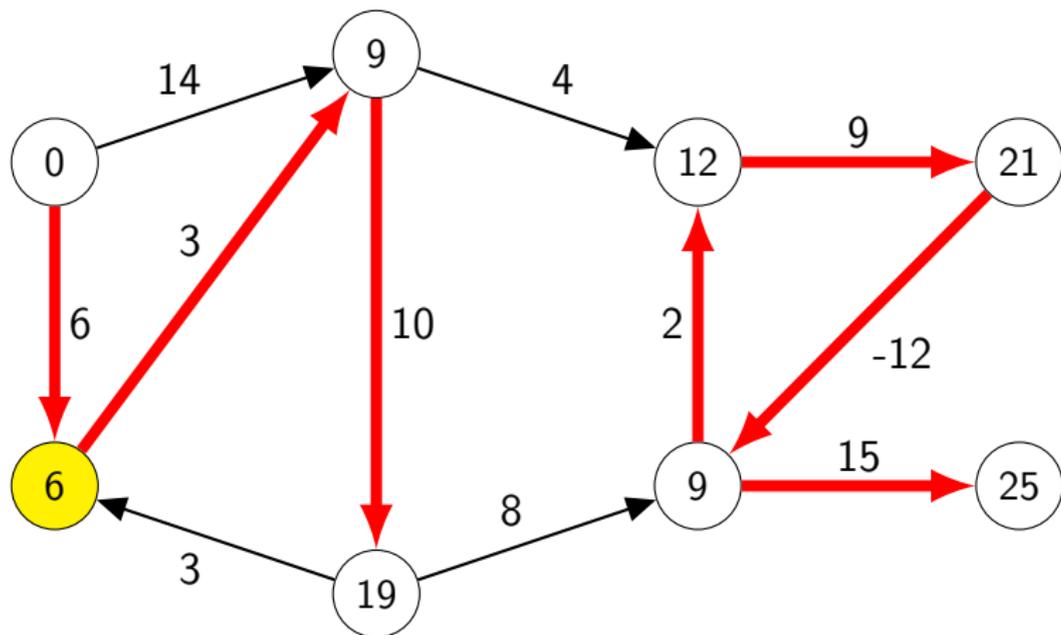
Bellman-Ford – Beispiel



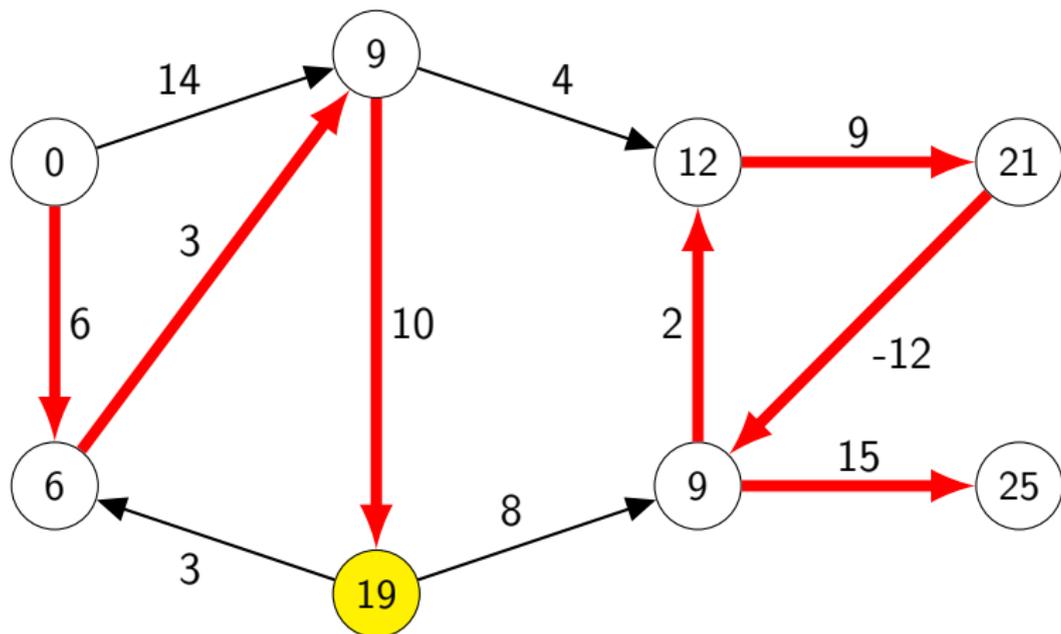
Bellman-Ford – Beispiel



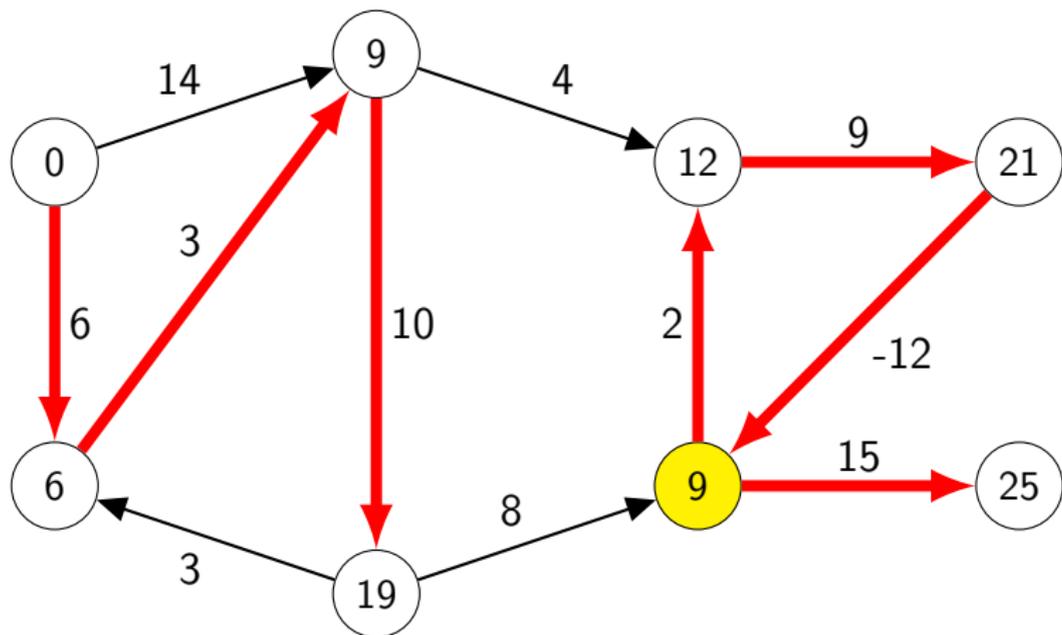
Bellman-Ford – Beispiel



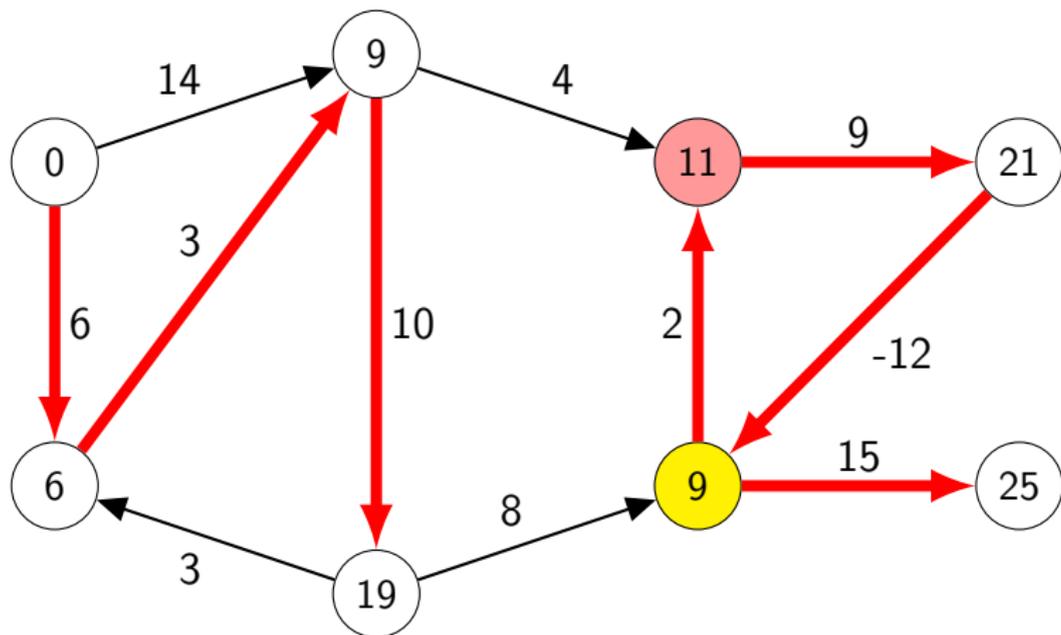
Bellman-Ford – Beispiel



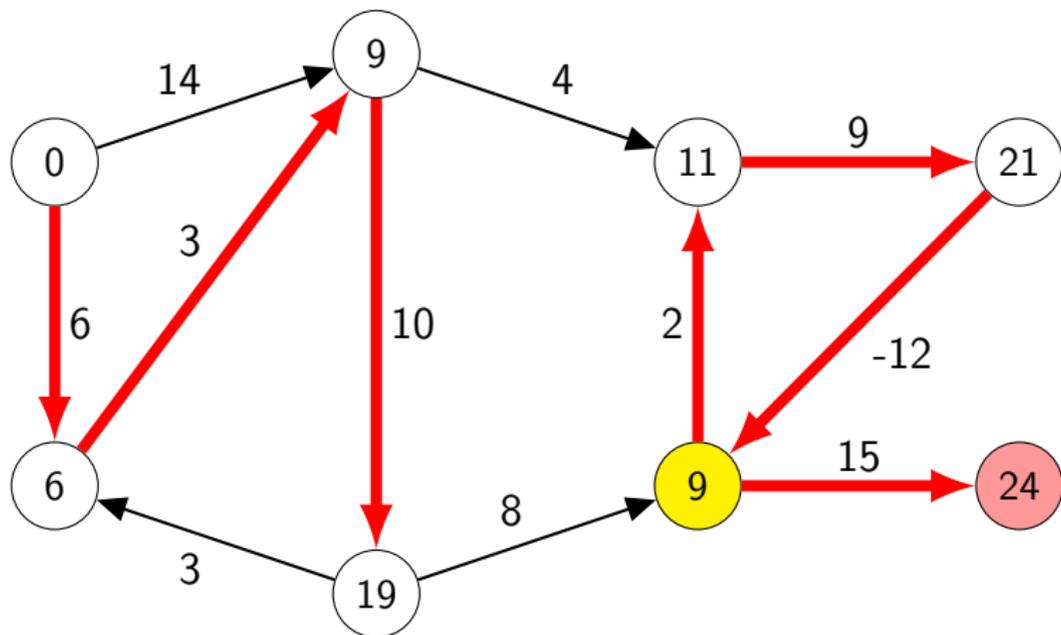
Bellman-Ford – Beispiel



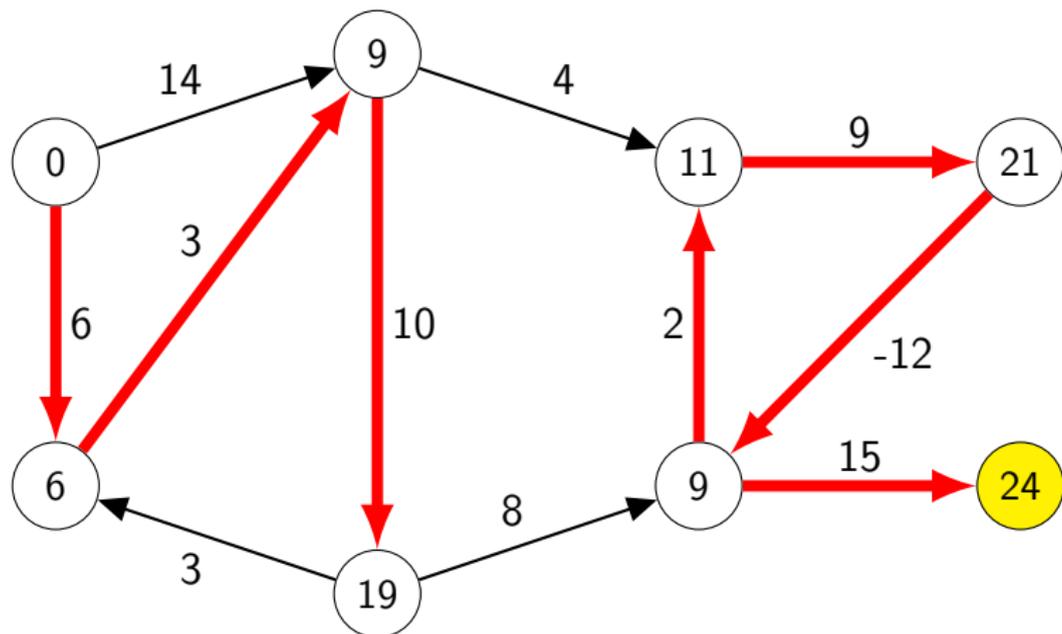
Bellman-Ford – Beispiel



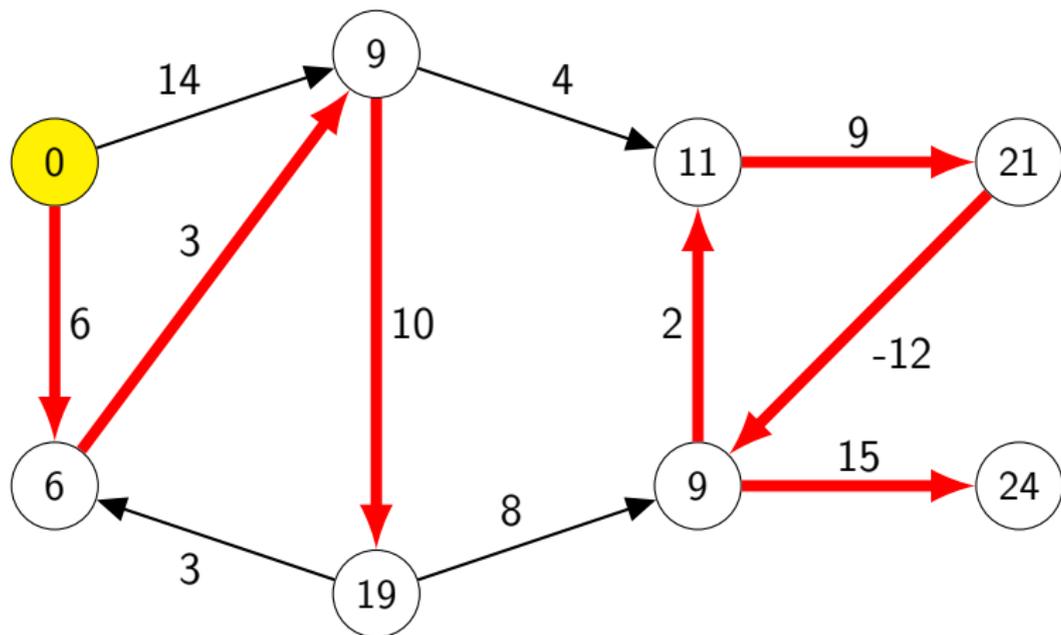
Bellman-Ford – Beispiel



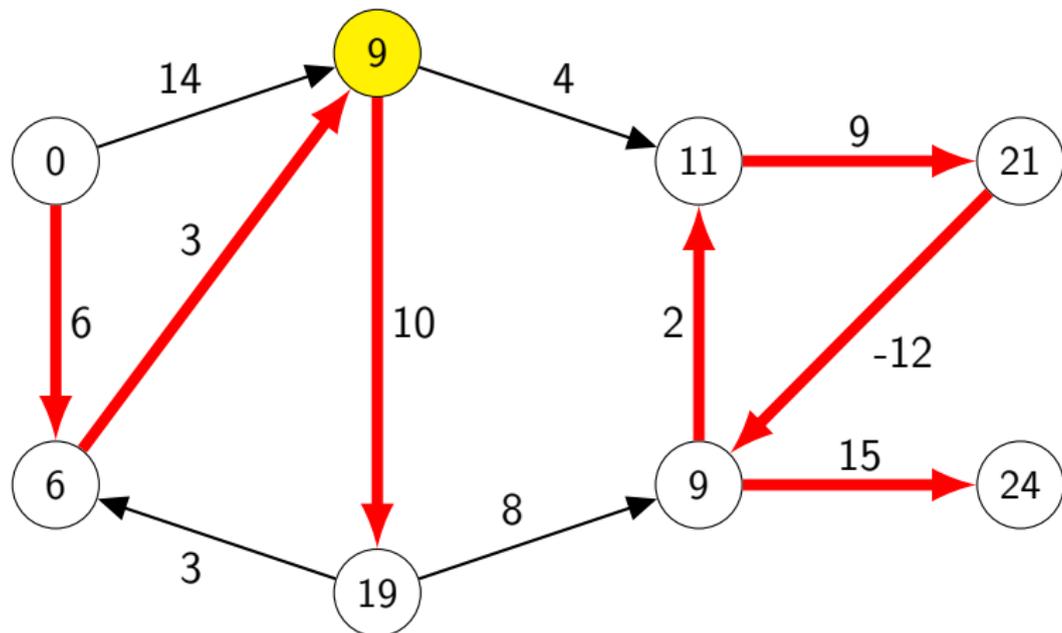
Bellman-Ford – Beispiel



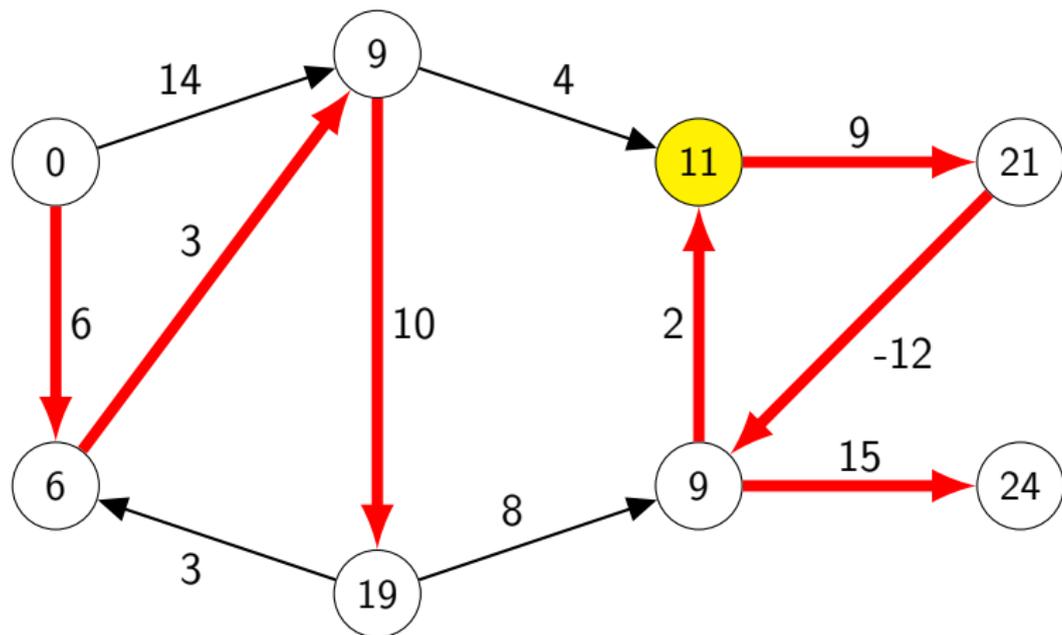
Bellman-Ford – Beispiel



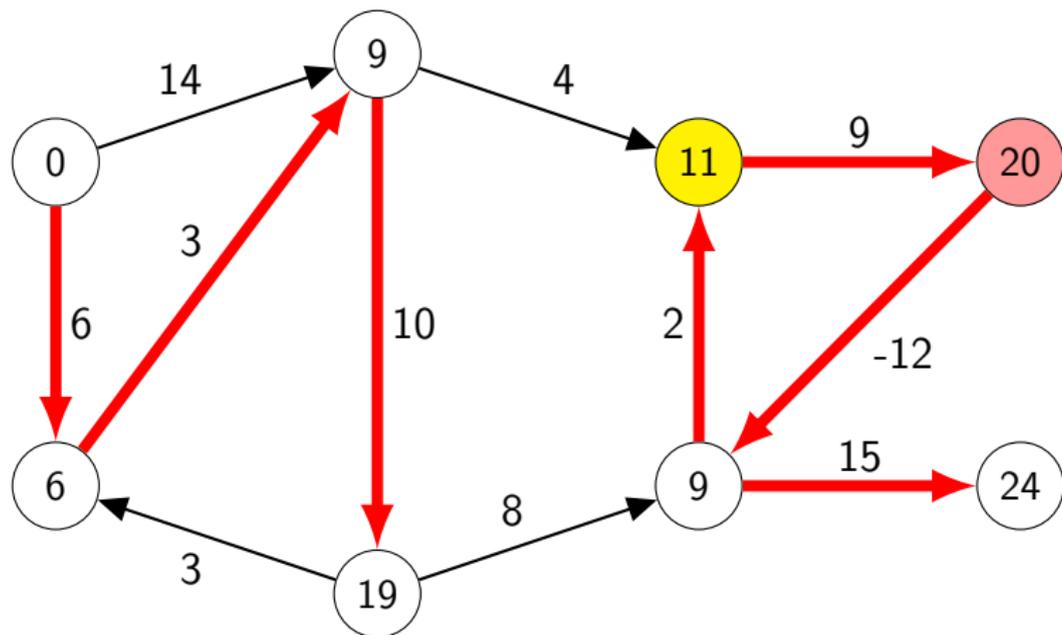
Bellman-Ford – Beispiel



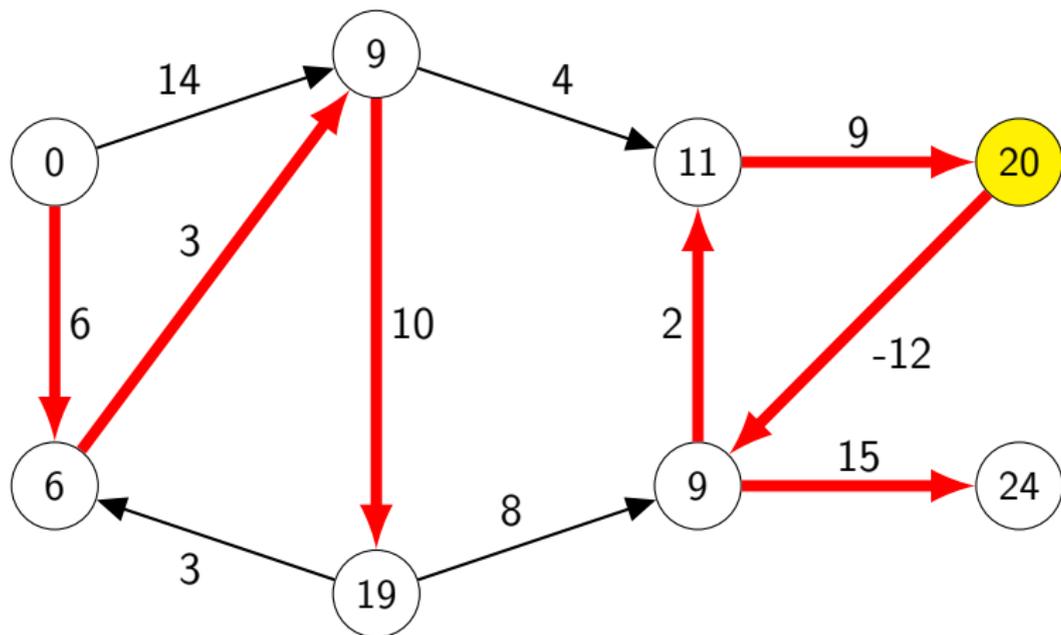
Bellman-Ford – Beispiel



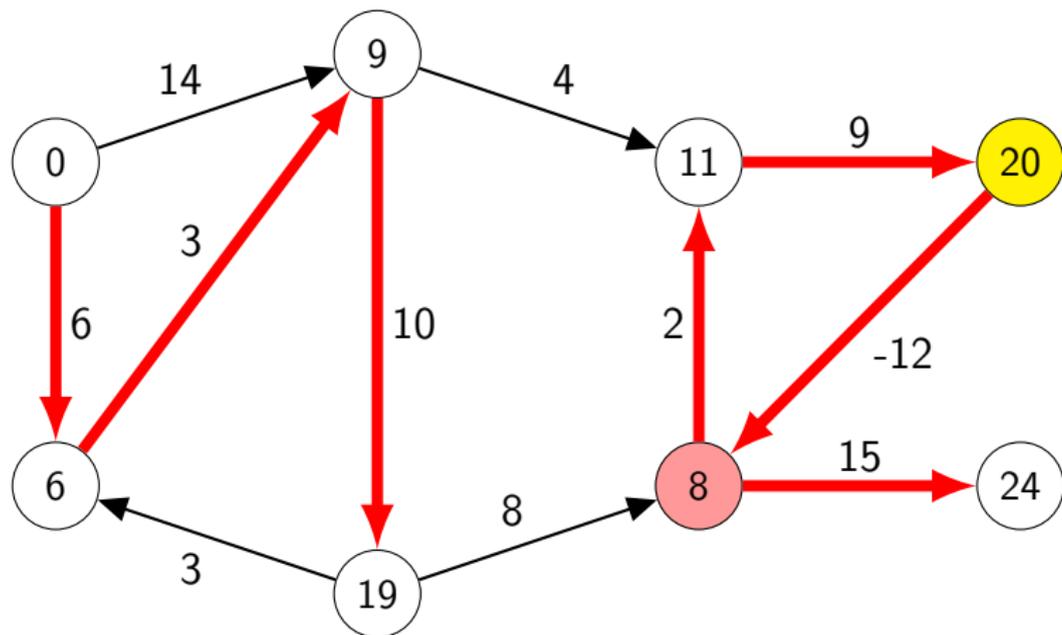
Bellman-Ford – Beispiel



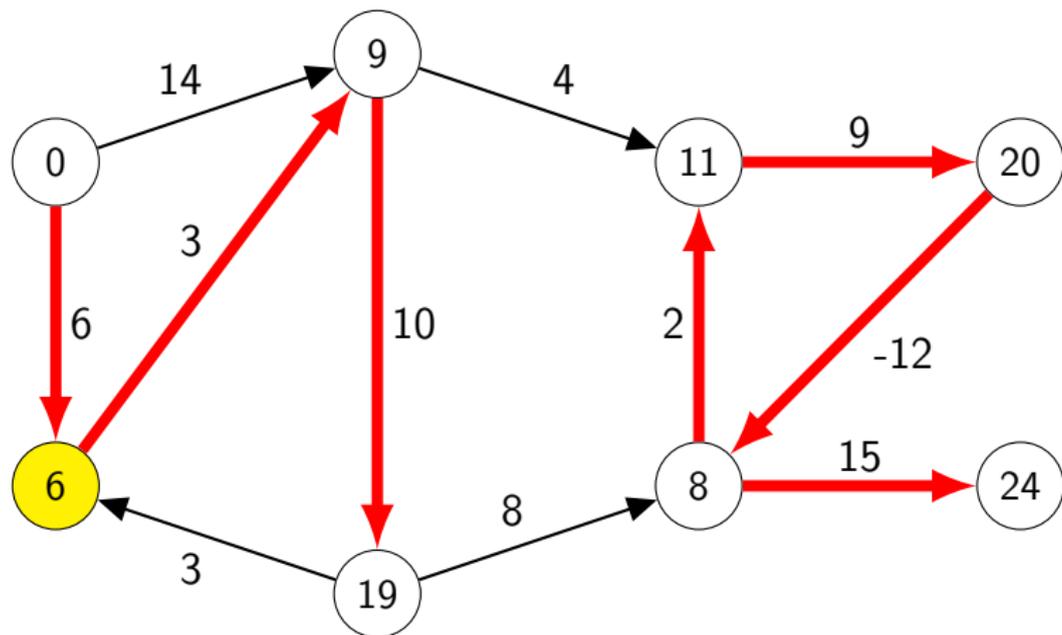
Bellman-Ford – Beispiel



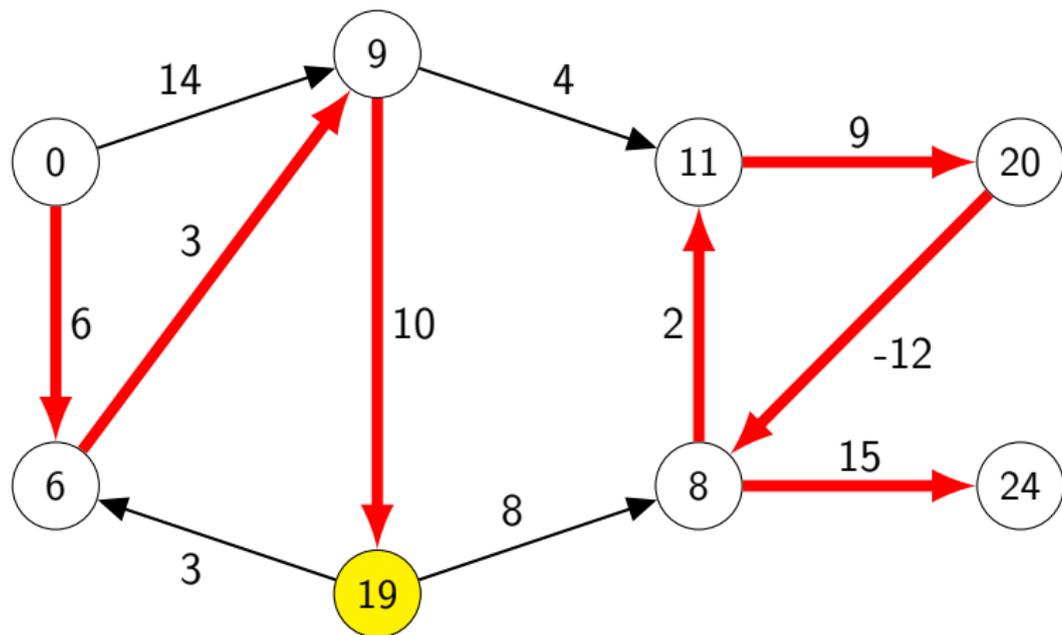
Bellman-Ford – Beispiel



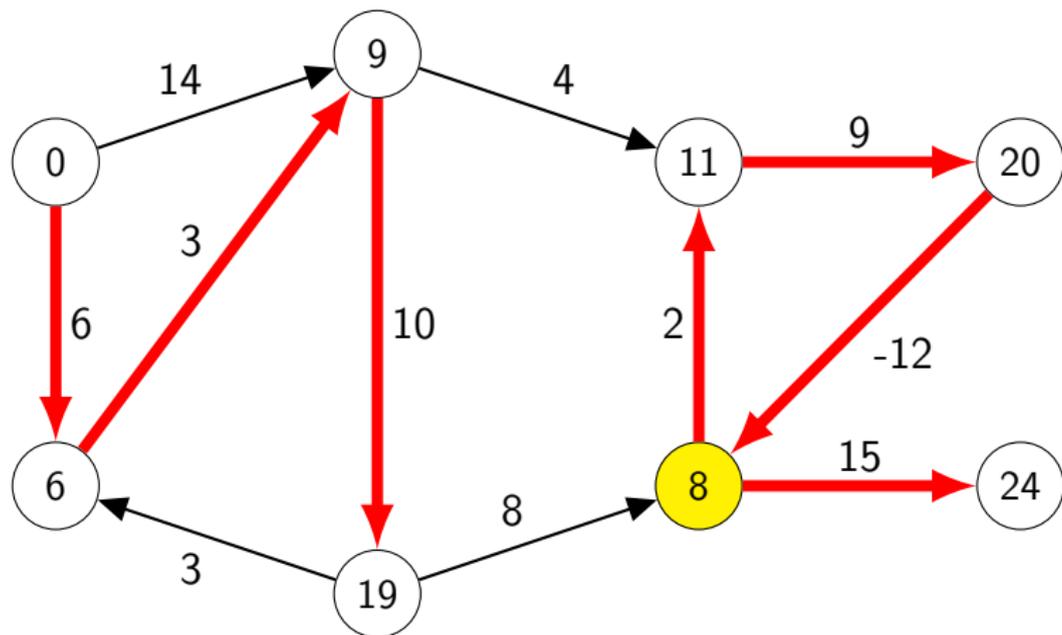
Bellman-Ford – Beispiel



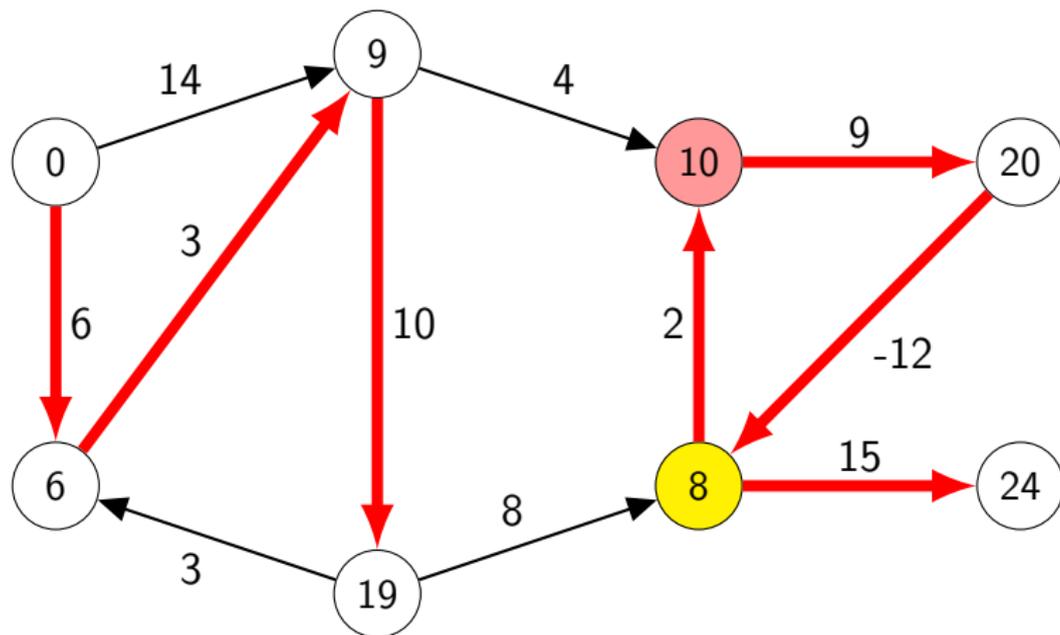
Bellman-Ford – Beispiel



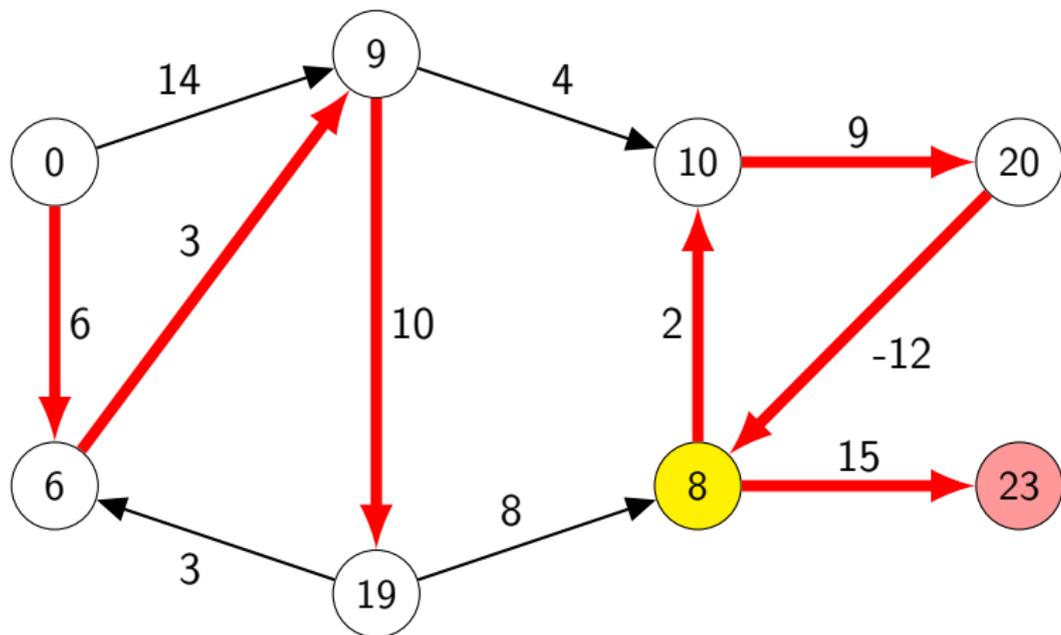
Bellman-Ford – Beispiel



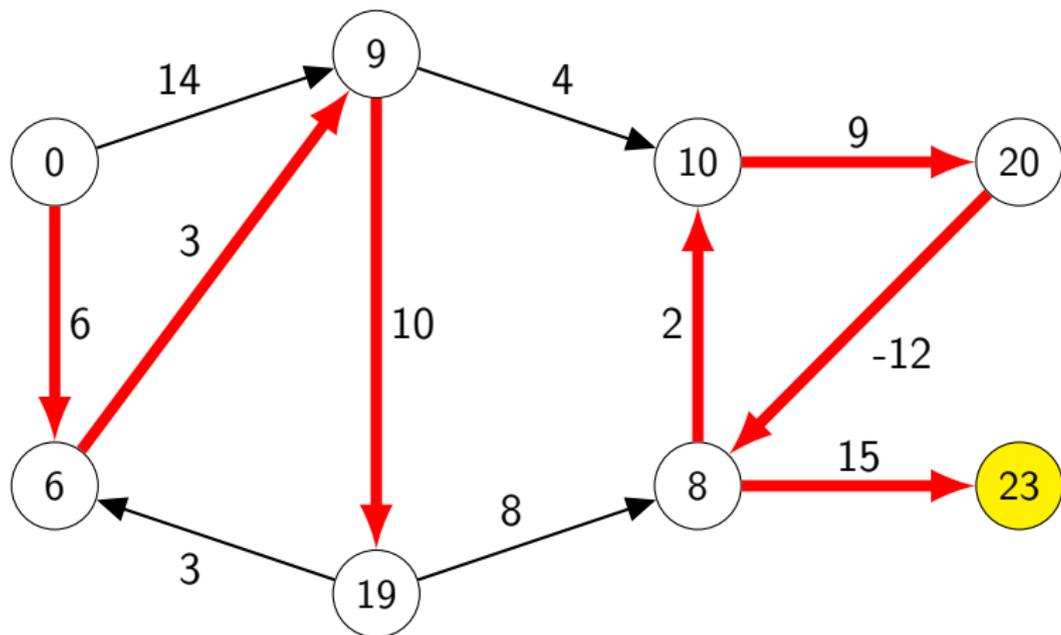
Bellman-Ford – Beispiel



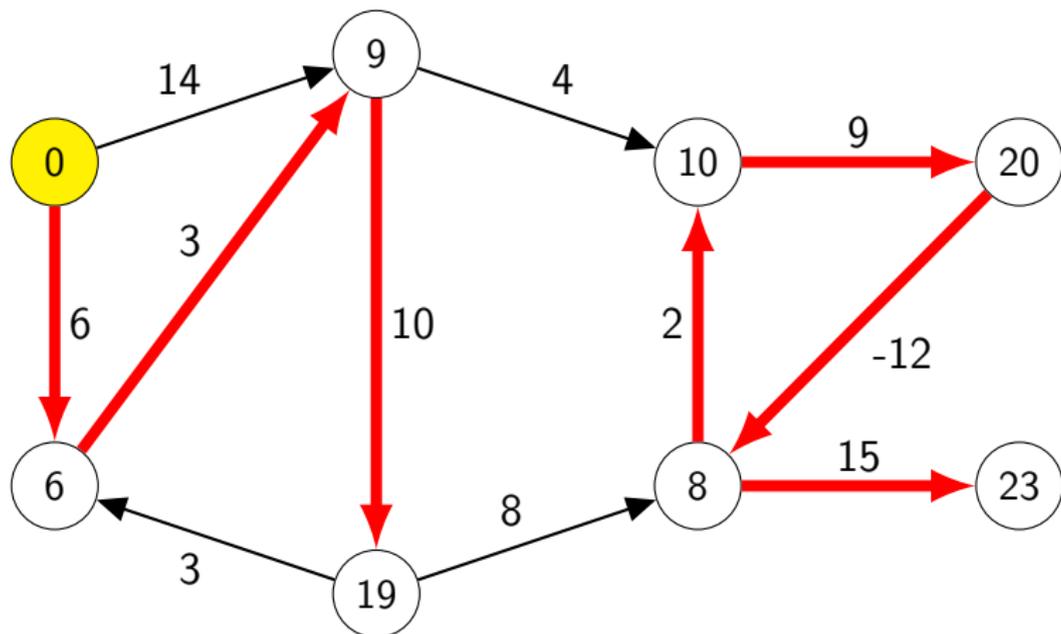
Bellman-Ford – Beispiel



Bellman-Ford – Beispiel



Bellman-Ford – Beispiel



Übersicht

- 1 Kürzeste Pfade
- 2 Single-Source Shortest Path
 - Bellman-Ford
 - Dijkstra
- 3 All-Pairs Shortest Paths
 - Transitive Hülle
 - Algorithmus von Warshall
 - Der Algorithmus von Floyd

Dijkstras Algorithmus

Annahme

Kantengewichte sind **nicht-negativ**, d. h. $W(v, w) \geq 0$ für all $(v, w) \in E$.

- ▶ Also: Kürzeste Pfade enthalten **keine Zyklen**.



Edsger Wybe Dijkstra (1930-2002), Turing Award 1972

Dijkstras Algorithmus: Übersicht

Wie beim Algorithmus von Prim ordnen wir die Knoten in drei Kategorien:

Baumknoten: Knoten, die Teil vom bis jetzt konstruierten Baum sind.

Randknoten: Nicht im Baum, jedoch adjazent zu Knoten im Baum.

Ungesehene Knoten: Alle anderen Knoten.

Dijkstras Algorithmus: Übersicht

Wie beim Algorithmus von Prim ordnen wir die Knoten in drei Kategorien:

Baumknoten: Knoten, die Teil vom bis jetzt konstruierten Baum sind.

Randknoten: Nicht im Baum, jedoch adjazent zu Knoten im Baum.

Ungesehene Knoten: Alle anderen Knoten.

Grundkonzept:

- ▶ **Kein Knoten außerhalb des Baumes hat einen kürzeren Pfad als die Knoten im Baum.**

Dijkstras Algorithmus: Übersicht

Wie beim Algorithmus von Prim ordnen wir die Knoten in drei Kategorien:

Baumknoten: Knoten, die Teil vom bis jetzt konstruierten Baum sind.

Randknoten: Nicht im Baum, jedoch adjazent zu Knoten im Baum.

Ungesehene Knoten: Alle anderen Knoten.

Grundkonzept:

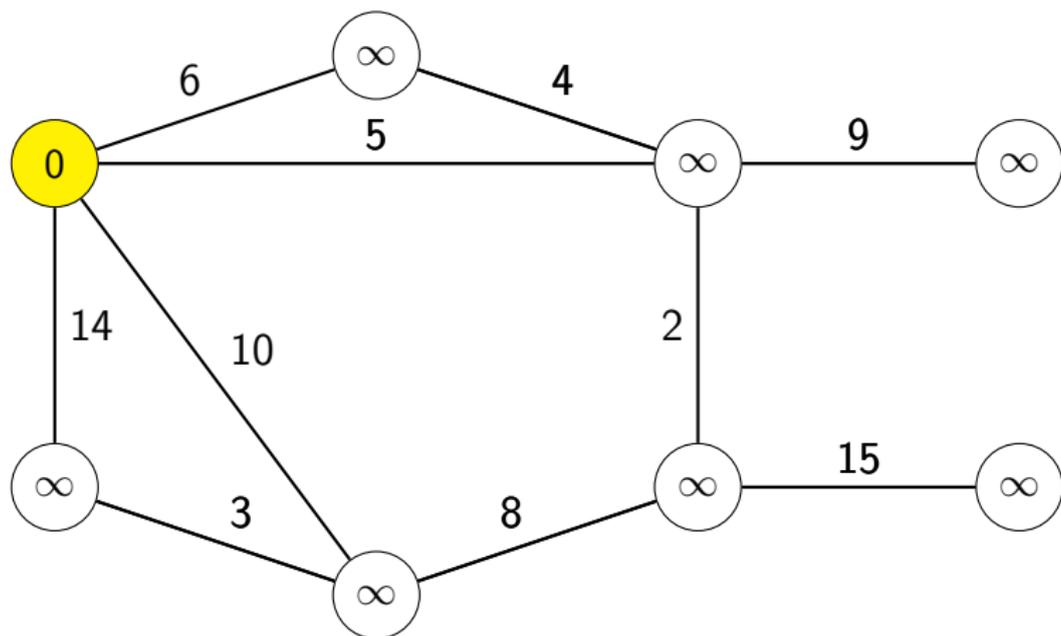
- ▶ **Kein Knoten außerhalb des Baumes hat einen kürzeren Pfad als die Knoten im Baum.**
- ▶ Jedem Knoten v ist ein Wert $\text{dist}[v]$ zugeordnet. Dieser Wert ist:
 - ▶ für **Baumknoten** $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$;
 - ▶ für **Randknoten** das Minimum der Gewichte aller Pfade vom Startknoten zu v , wobei die letzte Kante im Schnitt liegt;
 - ▶ für **ungesehenen Knoten** $+\text{inf}$.

Dijkstras Kürzeste-Wege-Algorithmus – Grundgerüst

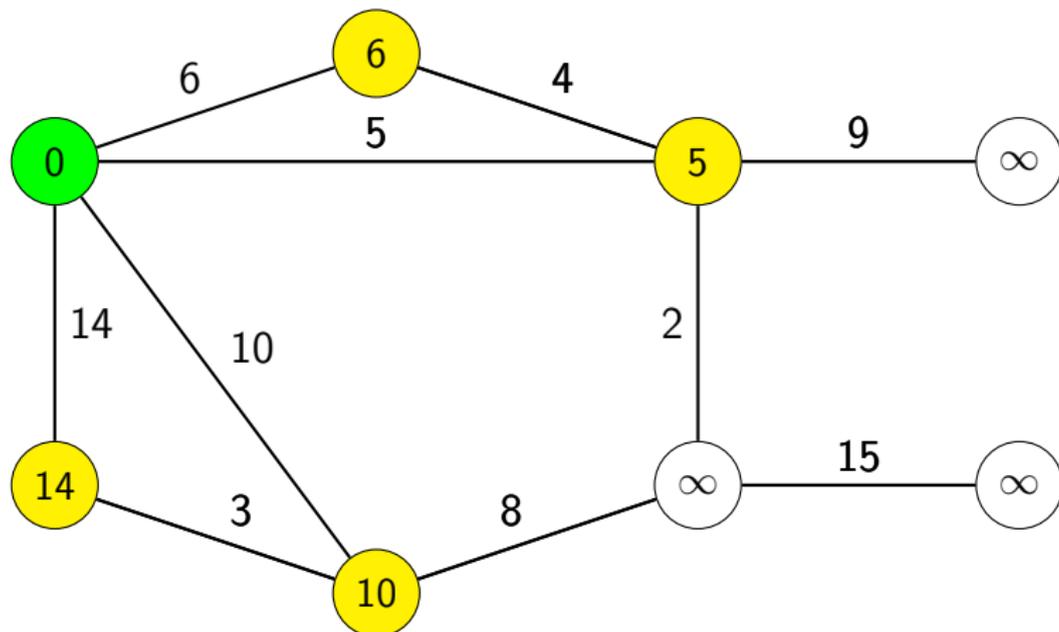
```
1 // ungerichteter Graph G mit n Knoten
2 void dijkstraSP(Graph G, int n) {
3     initialisiere alle Knoten als ungesehen (WHITE);
4     markiere s als Baum (BLACK) und setze  $d(s, s) = 0$ ;
5     reklassifiziere alle zu s adjazenten Knoten als Rand (GRAY);
6     while (es gibt Randknoten) {
7         wähle von allen Kanten zwischen einem Baumknoten t und
8             einem Randknoten v mit minimalem  $d(s, t) + W(t, v)$ ;
9         reklassifiziere v als Baum (BLACK);
10        füge Kante (t, v) zum Baum hinzu;
11        setze  $d(s, v) = d(s, t) + W(t, v)$ ;
12        reklassifiziere alle zu v adjazenten ungesehenen Knoten
13            mit Rand (GRAY);
14    }
15 }
```

Unterschiede zu Prim's Algorithmus sind in rot gekennzeichnet.

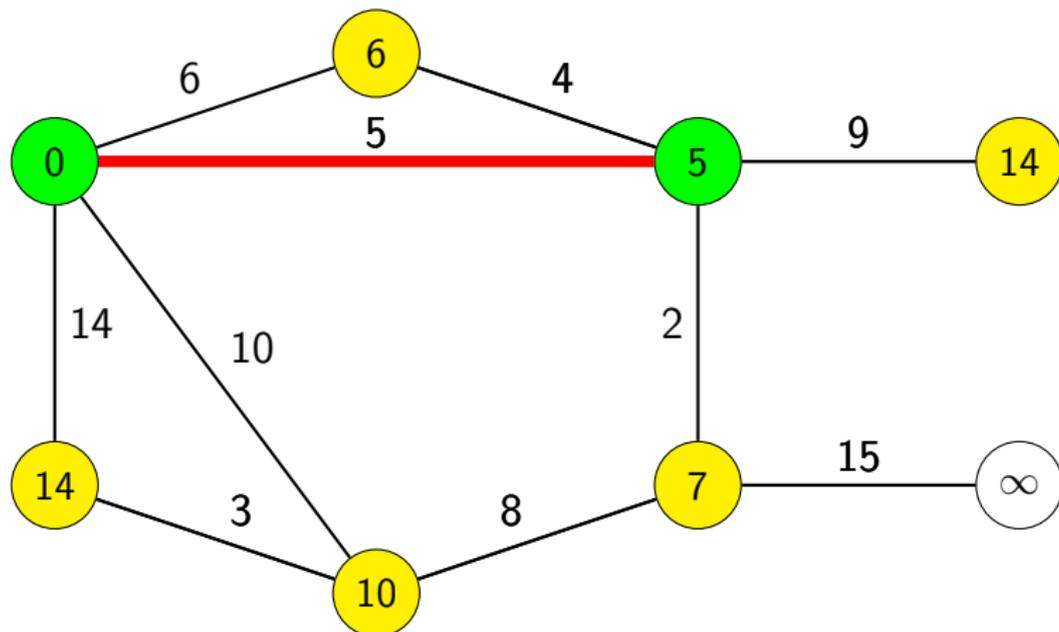
Dijkstras Kürzeste-Wege-Algorithmus – Beispiel



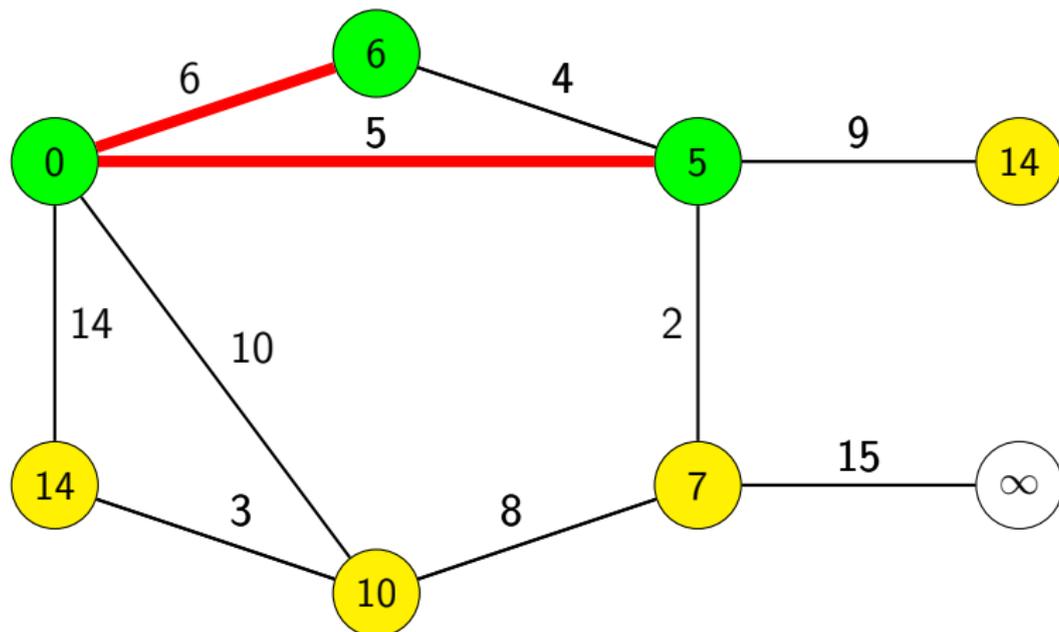
Dijkstras Kürzeste-Wege-Algorithmus – Beispiel



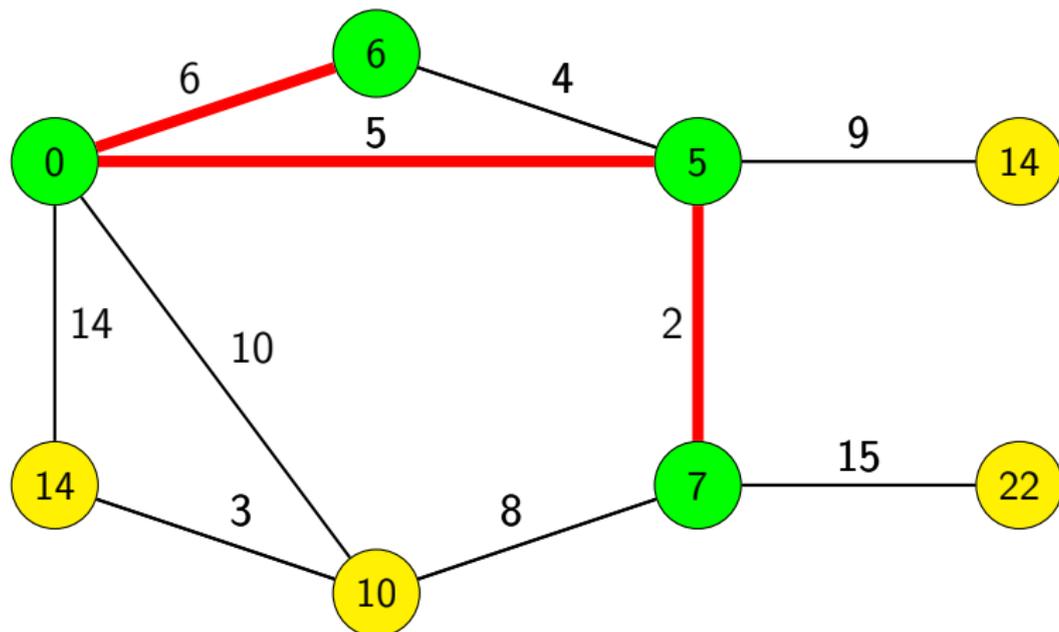
Dijkstras Kürzeste-Wege-Algorithmus – Beispiel



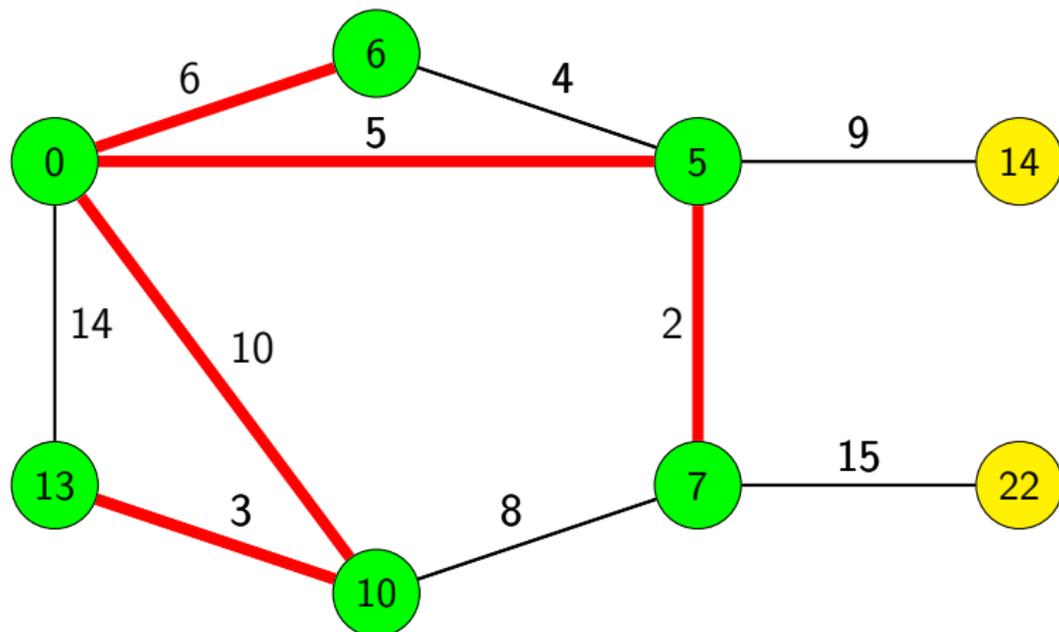
Dijkstras Kürzeste-Wege-Algorithmus – Beispiel



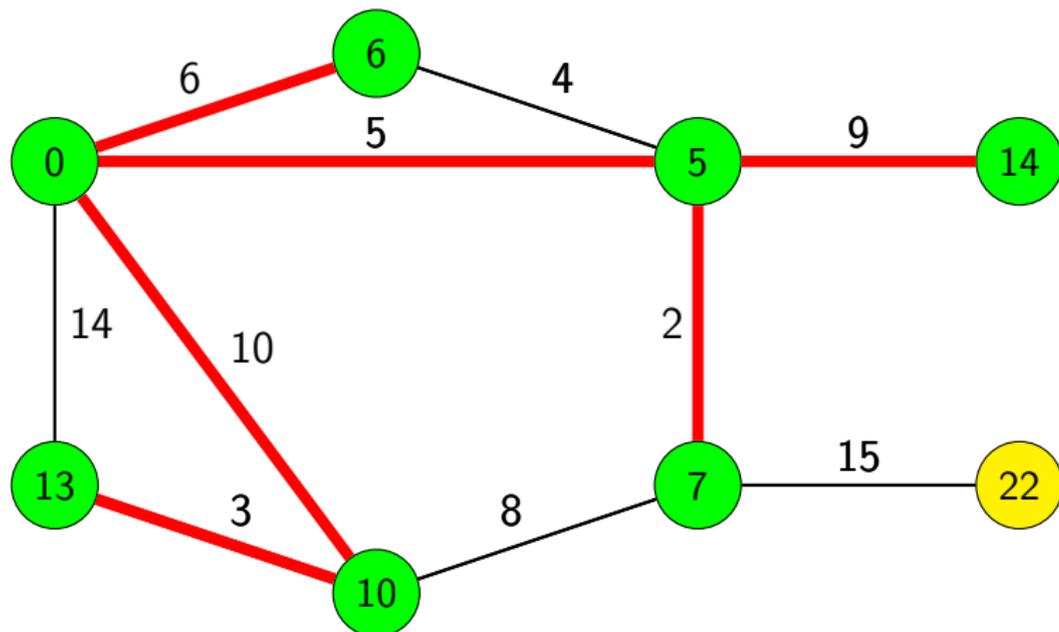
Dijkstras Kürzeste-Wege-Algorithmus – Beispiel



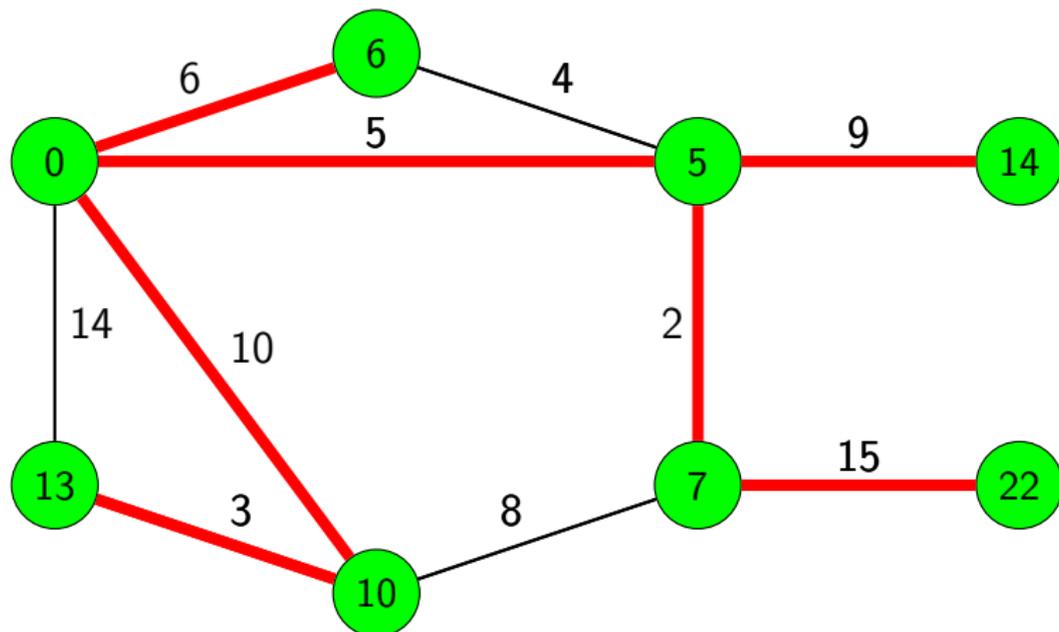
Dijkstras Kürzeste-Wege-Algorithmus – Beispiel



Dijkstras Kürzeste-Wege-Algorithmus – Beispiel



Dijkstras Kürzeste-Wege-Algorithmus – Beispiel



Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

Theorem

Sei B der schon konstruierte (schwarze) Teilbaum. Es gilt:

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

Theorem

Sei B der schon konstruierte (schwarze) Teilbaum. Es gilt:

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

Theorem

Sei B der schon konstruierte (schwarze) Teilbaum. Es gilt:

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$
für alle Nicht-Baumknoten $v \in V \setminus B$;

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

Theorem

Sei B der schon konstruierte (schwarze) Teilbaum. Es gilt:

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$
für alle Nicht-Baumknoten $v \in V \setminus B$;
4. $\delta(s, v) \leq \delta(s, u)$ für alle Baumknoten $v \in B$ und $u \in V \setminus B$.

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$ für $v \in V \setminus B$;
4. $\delta(s, v) \leq \delta(s, u)$ für alle Baumknoten $v \in B$ und $u \in V \setminus B$.

Beweis.

1., 3. und 4. sind (ziemlich) trivial. Betrachte 2.

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$ für $v \in V \setminus B$;
4. $\delta(s, v) \leq \delta(s, u)$ für alle Baumknoten $v \in B$ und $u \in V \setminus B$.

Beweis.

1., 3. und 4. sind (ziemlich) trivial. Betrachte 2. Per Induktion über die Anzahl der Baumknoten. Beweisskizze:

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$ für $v \in V \setminus B$;
4. $\delta(s, v) \leq \delta(s, u)$ für alle Baumknoten $v \in B$ und $u \in V \setminus B$.

Beweis.

1., 3. und 4. sind (ziemlich) trivial. Betrachte 2. Per Induktion über die Anzahl der Baumknoten. Beweisskizze:

- ▶ Basis: B ist leer und $B = \{s\}$ (nach der ersten Iteration): trivial.

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$ für $v \in V \setminus B$;
4. $\delta(s, v) \leq \delta(s, u)$ für alle Baumknoten $v \in B$ und $u \in V \setminus B$.

Beweis.

1., 3. und 4. sind (ziemlich) trivial. Betrachte 2. Per Induktion über die Anzahl der Baumknoten. Beweisskizze:

- ▶ Basis: B ist leer und $B = \{s\}$ (nach der ersten Iteration): trivial.
- ▶ Ind. Schritt: nehme an, das Theorem gilt für $|B| = k > 0$.

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$ für $v \in V \setminus B$;
4. $\delta(s, v) \leq \delta(s, u)$ für alle Baumknoten $v \in B$ und $u \in V \setminus B$.

Beweis.

1., 3. und 4. sind (ziemlich) trivial. Betrachte 2. Per Induktion über die Anzahl der Baumknoten. Beweisskizze:

- ▶ Basis: B ist leer und $B = \{s\}$ (nach der ersten Iteration): trivial.
- ▶ Ind. Schritt: nehme an, das Theorem gilt für $|B| = k > 0$. Sei v der Knoten der als nächste zum Baum B hinzugefügt wird.

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$ für $v \in V \setminus B$;
4. $\delta(s, v) \leq \delta(s, u)$ für alle Baumknoten $v \in B$ und $u \in V \setminus B$.

Beweis.

1., 3. und 4. sind (ziemlich) trivial. Betrachte 2. Per Induktion über die Anzahl der Baumknoten. Beweisskizze:

- ▶ Basis: B ist leer und $B = \{s\}$ (nach der ersten Iteration): trivial.
- ▶ Ind. Schritt: nehme an, das Theorem gilt für $|B| = k > 0$. Sei v der Knoten der als nächste zum Baum B hinzugefügt wird. Der Fall $\text{dist}[v] = +\infty$ ist trivial.

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$ für $v \in V \setminus B$;
4. $\delta(s, v) \leq \delta(s, u)$ für alle Baumknoten $v \in B$ und $u \in V \setminus B$.

Beweis.

1., 3. und 4. sind (ziemlich) trivial. Betrachte 2. Per Induktion über die Anzahl der Baumknoten. Beweisskizze:

- ▶ Basis: B ist leer und $B = \{s\}$ (nach der ersten Iteration): trivial.
- ▶ Ind. Schritt: nehme an, das Theorem gilt für $|B| = k > 0$. Sei v der Knoten der als nächste zum Baum B hinzugefügt wird. Der Fall $\text{dist}[v] = +\text{inf}$ ist trivial. Betrachte $\text{dist}[v] \neq +\text{inf}$.

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$ für $v \in V \setminus B$;
4. $\delta(s, v) \leq \delta(s, u)$ für alle Baumknoten $v \in B$ und $u \in V \setminus B$.

Beweis.

1., 3. und 4. sind (ziemlich) trivial. Betrachte 2. Per Induktion über die Anzahl der Baumknoten. Beweisskizze:

- ▶ Basis: B ist leer und $B = \{s\}$ (nach der ersten Iteration): trivial.
- ▶ Ind. Schritt: nehme an, das Theorem gilt für $|B| = k > 0$. Sei v der Knoten der als nächste zum Baum B hinzugefügt wird. Der Fall $\text{dist}[v] = +\infty$ ist trivial. Betrachte $\text{dist}[v] \neq +\infty$. Dann gibt es eine Kante vom Baumknoten $x = \text{prev}[v] \in B$ zu $v \notin B$.

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$ für $v \in V \setminus B$;
4. $\delta(s, v) \leq \delta(s, u)$ für alle Baumknoten $v \in B$ und $u \in V \setminus B$.

Beweis.

1., 3. und 4. sind (ziemlich) trivial. Betrachte 2. Per Induktion über die Anzahl der Baumknoten. Beweisskizze:

- ▶ Basis: B ist leer und $B = \{s\}$ (nach der ersten Iteration): trivial.
- ▶ Ind. Schritt: nehme an, das Theorem gilt für $|B| = k > 0$. Sei v der Knoten der als nächste zum Baum B hinzugefügt wird. Der Fall $\text{dist}[v] = +\text{inf}$ ist trivial. Betrachte $\text{dist}[v] \neq +\text{inf}$. Dann gibt es eine Kante vom Baumknoten $x = \text{prev}[v] \in B$ zu $v \notin B$. Aus 3. folgt, dass $\text{dist}[v]$ das Gewicht des kürzesten Pfades von s nach v über Baumknoten ist.

Dijkstras Algorithmus: Korrektheit

1. $\text{dist}[v] \geq \delta(s, v)$ für alle Knoten $v \in V$;
2. $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$ für alle Baumknoten $v \in B$;
3. $\text{dist}[v] = \min(\{\infty\} \cup \{\delta(s, x) + W(x, v) \mid x \in B \text{ und } (x, v) \in E\})$ für $v \in V \setminus B$;
4. $\delta(s, v) \leq \delta(s, u)$ für alle Baumknoten $v \in B$ und $u \in V \setminus B$.

Beweis.

1., 3. und 4. sind (ziemlich) trivial. Betrachte 2. Per Induktion über die Anzahl der Baumknoten. Beweisskizze:

- ▶ Basis: B ist leer und $B = \{s\}$ (nach der ersten Iteration): trivial.
- ▶ Ind. Schritt: nehme an, das Theorem gilt für $|B| = k > 0$. Sei v der Knoten der als nächste zum Baum B hinzugefügt wird. Der Fall $\text{dist}[v] = +\text{inf}$ ist trivial. Betrachte $\text{dist}[v] \neq +\text{inf}$. Dann gibt es eine Kante vom Baumknoten $x = \text{prev}[v] \in B$ zu $v \notin B$. Aus 3. folgt, dass $\text{dist}[v]$ das Gewicht des kürzesten Pfades von s nach v über Baumknoten ist. Aus 4. und der Wahl von v folgt, dass es keinen kürzeren Pfad gibt, d.h., $\text{dist}[v] = \delta(s, v)$.



Korrektheit

Theorem (Korrektheit)

Dijkstras Algorithmus berechnet den kürzesten Abstand von Knoten s zu jedem von s erreichbaren Knoten in G .

Dijkstras Algorithmus – Implementierung

```
1 //Input: gewichteter Graph mit n Knoten, Startknoten
2 void dijkstra(int adj[n], int n, int start, int &dist[n],
3               int &prev[n]) {
4     for (int i = 0; i < n; i++) {
5         dist[i] = inf; prev[i] = -1;
6     }
7     dist[start] = 0; //start ist einziger Randknoten mit Kosten 0
8     Q = 0, ..., n-1; //Q enthält alle ungesehenen Knoten und
9                     //alle Randknoten
10    while (Q not empty) {
11        //verschiebe den billigsten Randknoten v in den Baum:
12        //extractMin(Q) bestimmt ein Element e aus Q mit minimalem dist[e],
13        //entfernt e aus Q und gibt e zurück
14        v = extractMin(Q);
15        for each (edge in adj[v]) //aktualisiere Kosten für Randknoten
16            if (edge.target in Q and
17                dist[v]+edge.weight < dist[edge.target]) {
18                dist[edge.target] = dist[v] + edge.weight;
19                prev[edge.target] = v;
20            }
21    }
```

Eigenschaften von Dijkstras Algorithmus

- ▶ Kürzeste Wege werden mit zunehmendem Abstand zur Quelle s gefunden.

Eigenschaften von Dijkstras Algorithmus

- ▶ Kürzeste Wege werden mit zunehmendem Abstand zur Quelle s gefunden.
- ▶ Implementierung: Ähnlich dem Algorithmus von Prim.

Eigenschaften von Dijkstras Algorithmus

- ▶ Kürzeste Wege werden mit zunehmendem Abstand zur Quelle s gefunden.
- ▶ Implementierung: Ähnlich dem Algorithmus von Prim.
- ▶ Zeitkomplexität im Worst-Case: $\Theta(|V|^2)$.

Eigenschaften von Dijkstras Algorithmus

- ▶ Kürzeste Wege werden mit zunehmendem Abstand zur Quelle s gefunden.
- ▶ Implementierung: Ähnlich dem Algorithmus von Prim.
- ▶ Zeitkomplexität im Worst-Case: $\Theta(|V|^2)$.
- ▶ Mit geschickten Prioritätswarteschlangen: $\Theta(|E| + |V| \cdot \log |V|)$

Eigenschaften von Dijkstras Algorithmus

- ▶ Kürzeste Wege werden mit zunehmendem Abstand zur Quelle s gefunden.
- ▶ Implementierung: Ähnlich dem Algorithmus von Prim.
- ▶ Zeitkomplexität im Worst-Case: $\Theta(|V|^2)$.
- ▶ Mit geschickten Prioritätswarteschlangen: $\Theta(|E| + |V| \cdot \log |V|)$
- ▶ Untere Schranke der Komplexität: $\Omega(|E|)$.
 - ▶ da im schlimmsten Fall alle Kanten überprüft werden müssen.

Eigenschaften von Dijkstras Algorithmus

- ▶ Kürzeste Wege werden mit zunehmendem Abstand zur Quelle s gefunden.
- ▶ Implementierung: Ähnlich dem Algorithmus von Prim.
- ▶ Zeitkomplexität im Worst-Case: $\Theta(|V|^2)$.
- ▶ Mit geschickten Prioritätswarteschlangen: $\Theta(|E| + |V| \cdot \log |V|)$
- ▶ Untere Schranke der Komplexität: $\Omega(|E|)$.
 - ▶ da im schlimmsten Fall alle Kanten überprüft werden müssen.
- ▶ Platzkomplexität: $O(|V|)$.
- ▶ Erlaubt keine negative Kosten. Warum?

Übersicht

- 1 Kürzeste Pfade
- 2 Single-Source Shortest Path
 - Bellman-Ford
 - Dijkstra
- 3 All-Pairs Shortest Paths
 - Transitive Hülle
 - Algorithmus von Warshall
 - Der Algorithmus von Floyd

All-Pairs Shortest Paths

Wir betrachten gewichtete gerichtete Graphen $G = (V, E, W)$.

- ▶ Negative Gewichte sind zugelassen, aber keine Zyklen mit negativem Gewicht.
- ▶ Nicht vorhandene Kanten haben Gewicht $W(\cdot, \cdot) = +\infty$.

All-Pairs Shortest Paths

Wir betrachten gewichtete gerichtete Graphen $G = (V, E, W)$.

- ▶ Negative Gewichte sind zugelassen, aber keine Zyklen mit negativem Gewicht.
- ▶ Nicht vorhandene Kanten haben Gewicht $W(\cdot, \cdot) = +\infty$.

Problem (All-Pairs Shortest Path)

Berechne für jedes Paar i, j das Gewicht $D[i, j]$ des kürzesten Pfades.

All-Pairs Shortest Paths

Wir betrachten gewichtete gerichtete Graphen $G = (V, E, W)$.

- ▶ Negative Gewichte sind zugelassen, aber keine Zyklen mit negativem Gewicht.
- ▶ Nicht vorhandene Kanten haben Gewicht $W(\cdot, \cdot) = +\infty$.

Problem (All-Pairs Shortest Path)

Berechne für jedes Paar i, j das Gewicht $D[i, j]$ des kürzesten Pfades.

Naive Lösung:

wende ein SSSP-Algorithmus (z.B. Bellman-Ford) $|V|$ mal an.

All-Pairs Shortest Paths

Wir betrachten gewichtete gerichtete Graphen $G = (V, E, W)$.

- ▶ Negative Gewichte sind zugelassen, aber keine Zyklen mit negativem Gewicht.
- ▶ Nicht vorhandene Kanten haben Gewicht $W(\cdot, \cdot) = +\infty$.

Problem (All-Pairs Shortest Path)

Berechne für jedes Paar i, j das Gewicht $D[i, j]$ des kürzesten Pfades.

Naive Lösung:

wende ein SSSP-Algorithmus (z.B. Bellman-Ford) $|V|$ mal an.

Dies führt zu einer Worst-Case Zeitkomplexität $\mathcal{O}(|V|^4)$.

Effizientere Version: [Floyd's Algorithmus](#).

Binäre Relationen

Binäre Relation

Eine (binäre) Relation über einer Menge S ist eine Teilmenge von $R \subseteq S \times S = S^2$.

Binäre Relationen

Binäre Relation

Eine (binäre) Relation über einer Menge S ist eine Teilmenge von $R \subseteq S \times S = S^2$.

Reflexivität, Transitivität

Eine Relation R ist **reflexiv**, wenn $(u, u) \in R$ für alle $u \in S$.

Sie heißt **transitiv**, wenn aus $(u, v) \in R$ und $(v, w) \in R$ folgt $(u, w) \in R$.

Binäre Relationen

Binäre Relation

Eine (binäre) Relation über einer Menge S ist eine Teilmenge von $R \subseteq S \times S = S^2$.

Reflexivität, Transitivität

Eine Relation R ist **reflexiv**, wenn $(u, u) \in R$ für alle $u \in S$.

Sie heißt **transitiv**, wenn aus $(u, v) \in R$ und $(v, w) \in R$ folgt $(u, w) \in R$.

Transitive Hülle

Die **transitive Hülle** R^* einer Relation R ist die kleinste Erweiterung (Obermenge) $R \subseteq R^* \subseteq S^2$, so dass R^* reflexiv und transitiv ist.

Binäre Relationen

Binäre Relation

Eine (binäre) Relation über einer Menge S ist eine Teilmenge von $R \subseteq S \times S = S^2$.

Reflexivität, Transitivität

Eine Relation R ist **reflexiv**, wenn $(u, u) \in R$ für alle $u \in S$.

Sie heißt **transitiv**, wenn aus $(u, v) \in R$ und $(v, w) \in R$ folgt $(u, w) \in R$.

Transitive Hülle

Die **transitive Hülle** R^* einer Relation R ist die kleinste Erweiterung (Obermenge) $R \subseteq R^* \subseteq S^2$, so dass R^* reflexiv und transitiv ist.

Transitive Hülle eines Graphen

Für Graphen mit $S = V$ und $R = E$ gilt:

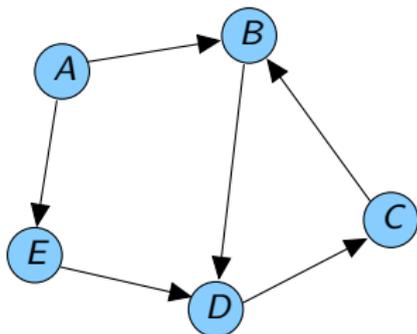
$(u, v) \in R^*$ gdw. es gibt einen Pfad von u nach v .

Transitive Hülle: Beispiel

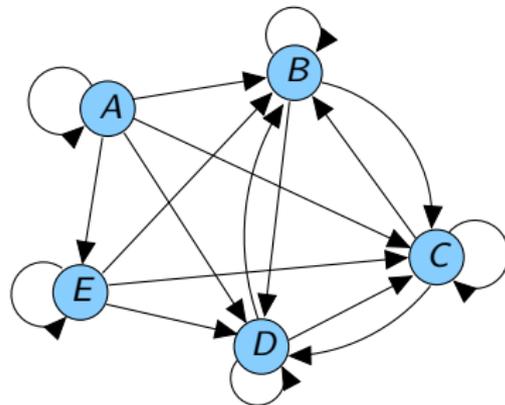
$$R = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}$$

und die transitive Hülle $R^* =$

$$\begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}$$



Binäre Relation R



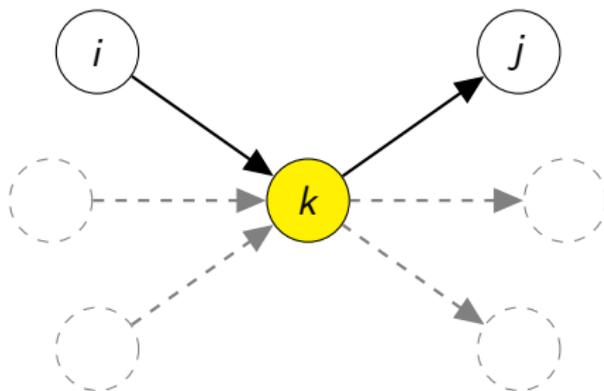
Transitive Hülle R^*

Übersicht

- 1 Kürzeste Pfade
- 2 Single-Source Shortest Path
 - Bellman-Ford
 - Dijkstra
- 3 All-Pairs Shortest Paths
 - Transitive Hülle
 - Algorithmus von Warshall
 - Der Algorithmus von Floyd

Algorithmus von Warshall: Idee

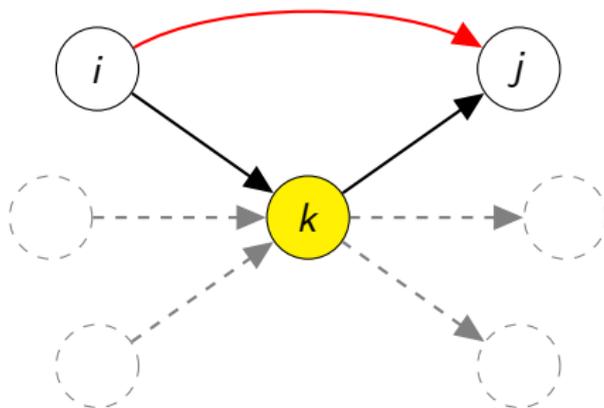
- ▶ Aus $R[i,k]$ und $R[k,j]$ folgt die Erreichbarkeit $R[i,j] = \text{true}$.



```
1 foreach ( $k \in V$ )
2   foreach (eingehende Kante  $(i,k) \in E$ )
3     foreach (ausgehende Kante  $(k,j) \in E$ )
4       Füge  $(i,j)$  zu  $E$  hinzu.
```

Algorithmus von Warshall: Idee

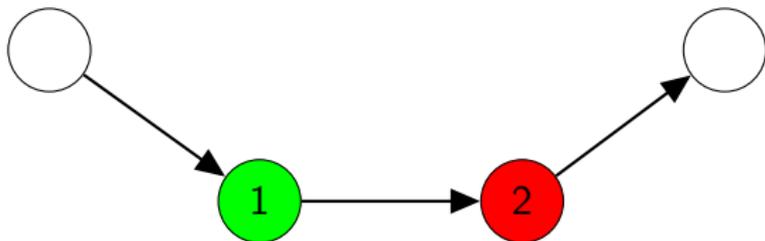
- ▶ Aus $R[i,k]$ und $R[k,j]$ folgt die Erreichbarkeit $R[i,j] = \text{true}$.



```
1 foreach ( $k \in V$ )
2   foreach (eingehende Kante  $(i,k) \in E$ )
3     foreach (ausgehende Kante  $(k,j) \in E$ )
4       Füge  $(i,j)$  zu  $E$  hinzu.
```

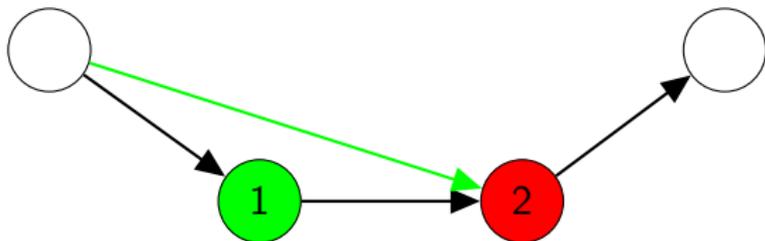
Algorithmus von Warshall: Idee

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:



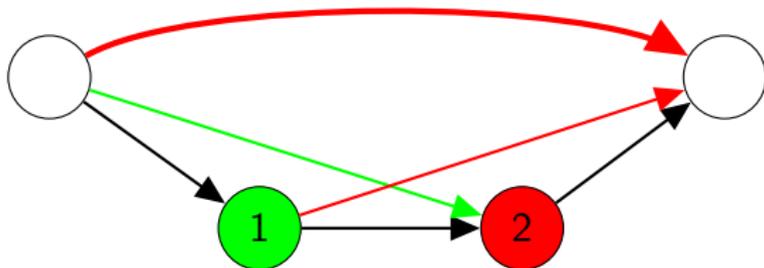
Algorithmus von Warshall: Idee

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:



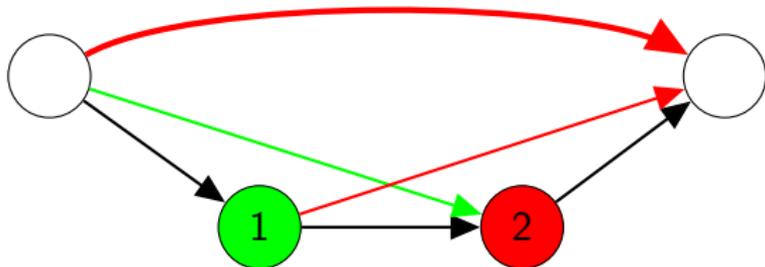
Algorithmus von Warshall: Idee

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:

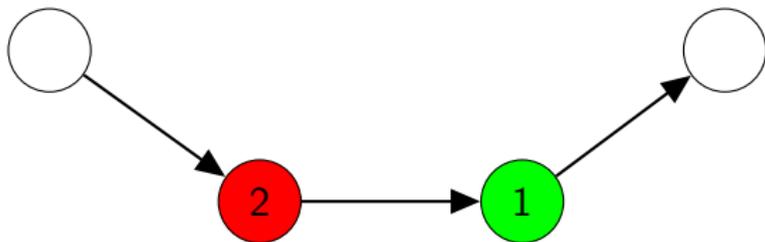


Algorithmus von Warshall: Idee

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:

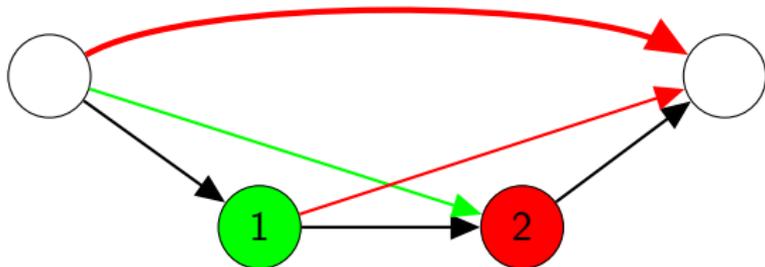


- ▶ Die Reihenfolge spielt dabei keine Rolle:

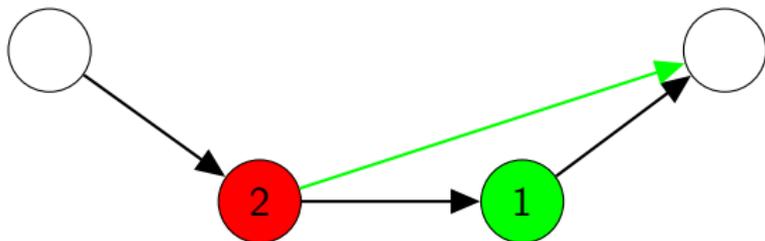


Algorithmus von Warshall: Idee

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:

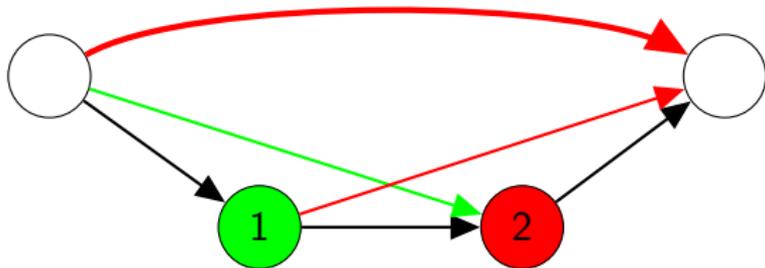


- ▶ Die Reihenfolge spielt dabei keine Rolle:

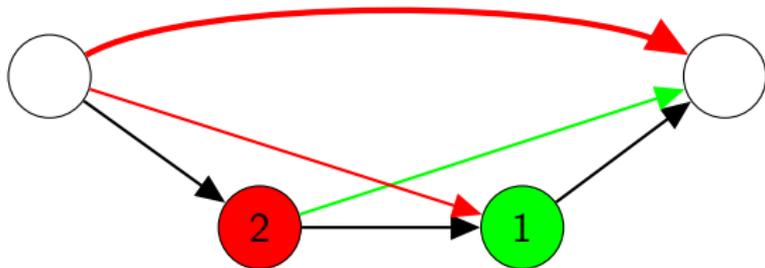


Algorithmus von Warshall: Idee

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:

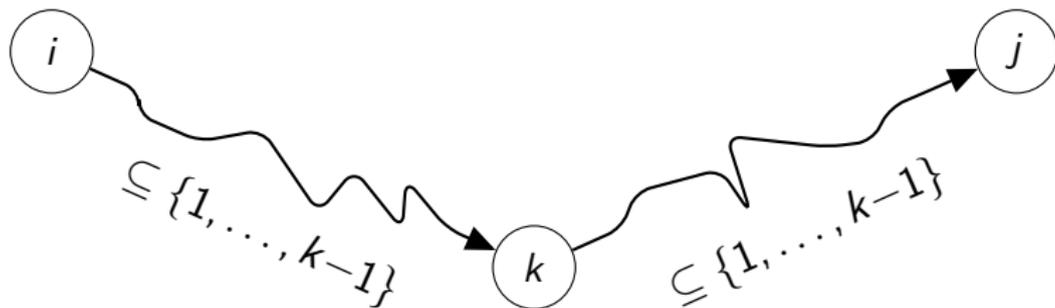


- Die Reihenfolge spielt dabei keine Rolle:



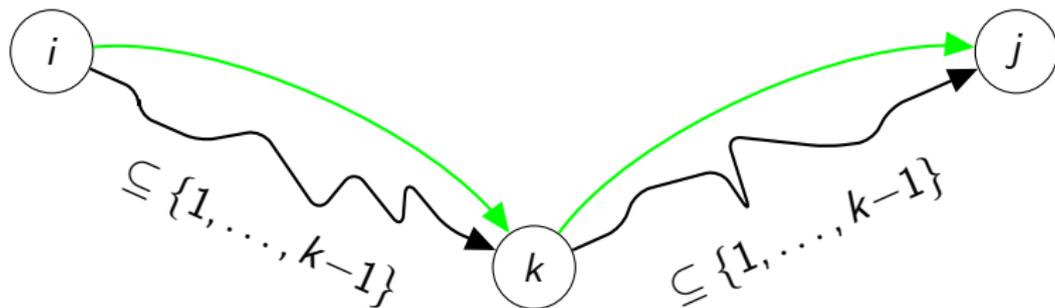
Algorithmus von Warshall: Idee

Allgemeiner Fall:



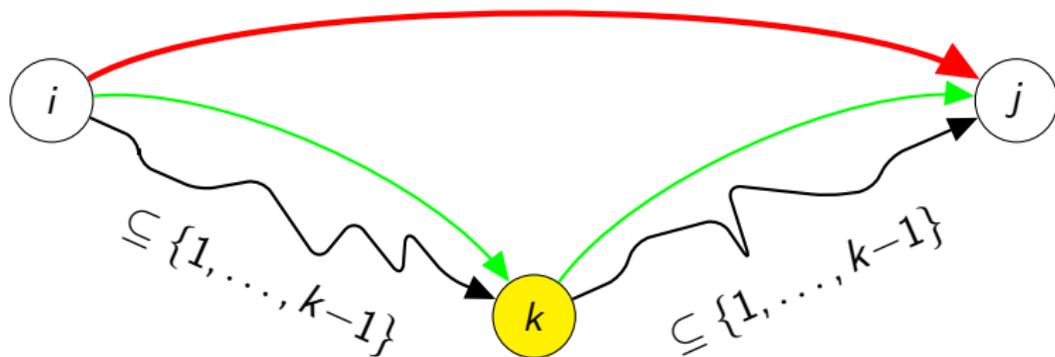
Algorithmus von Warshall: Idee

Allgemeiner Fall:



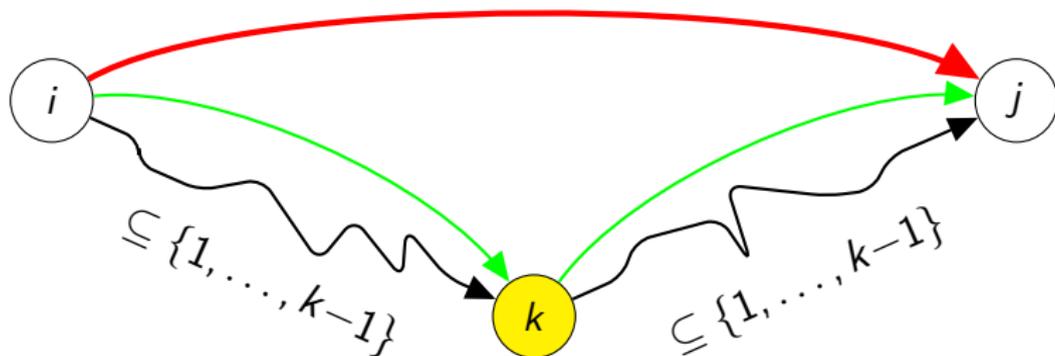
Algorithmus von Warshall: Idee

Allgemeiner Fall:



Algorithmus von Warshall: Idee

Allgemeiner Fall:



- Das lässt sich als Rekursionsgleichung schreiben, wobei $t_{ij}^{(k)} = \text{true}$ besagt, dass nach Berücksichtigung der Zwischenknoten $\{1, \dots, k\}$ der Knoten j von i aus erreichbar ist:

$$t_{ij}^{(k)} = t_{ij}^{(k-1)} \vee \left(t_{ik}^{(k-1)} \wedge t_{kj}^{(k-1)} \right)$$

Algorithmus von Warshall: Idee

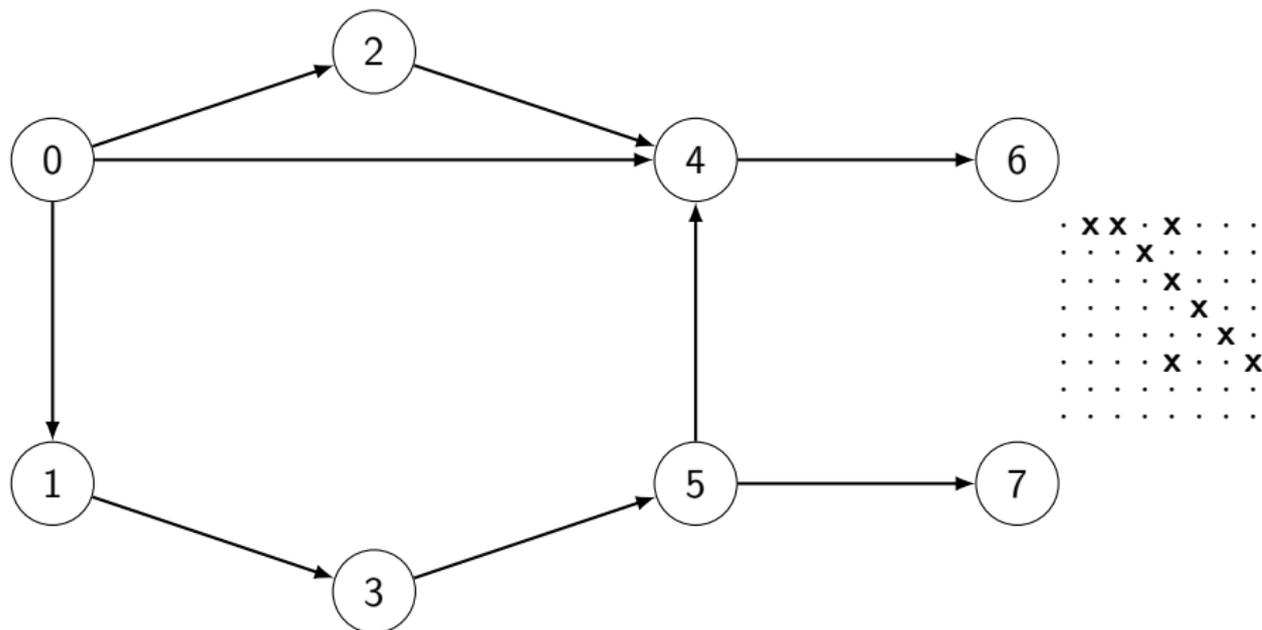
$$t_{ij}^{(k)} = \begin{cases} \text{false} & \text{für } k = 0, \text{ falls } (i, j) \notin E \\ \text{true} & \text{für } k = 0, \text{ falls } (i, j) \in E \\ t_{ij}^{(k-1)} \vee (t_{ik}^{(k-1)} \wedge t_{kj}^{(k-1)}) & \text{für } k > 0 \end{cases}$$

Algorithmus von Warshall: Idee

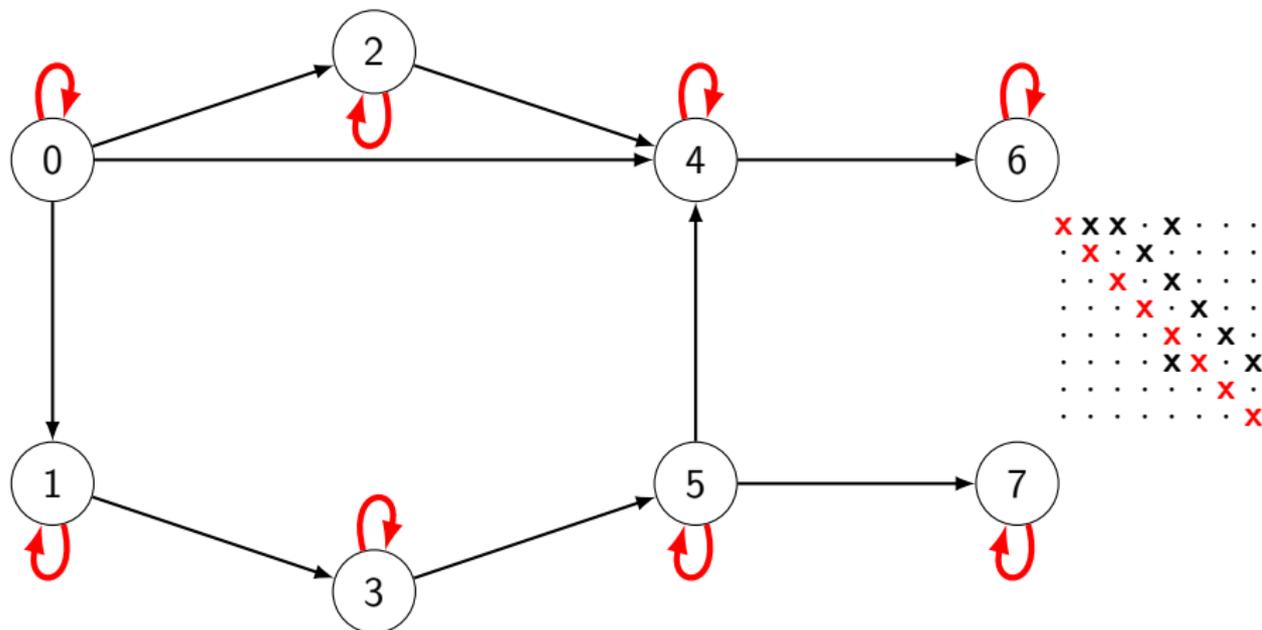
$$t_{ij}^{(k)} = \begin{cases} \text{false} & \text{für } k = 0, \text{ falls } (i, j) \notin E \\ \text{true} & \text{für } k = 0, \text{ falls } (i, j) \in E \\ t_{ij}^{(k-1)} \vee (t_{ik}^{(k-1)} \wedge t_{kj}^{(k-1)}) & \text{für } k > 0 \end{cases}$$

- ▶ Da zur Berechnung von $t_{ij}^{(k)}$ nur $t_{ij}^{(k-1)}$ – und keine ältere Werte $t_{ij}^{(n)}$ mit $n < k-1$ – gebraucht wird, kann die Berechnung **direkt** im Ausgabearray (in-place) erfolgen: $R[i, j] = t_{ij}^{(\cdot)}$.

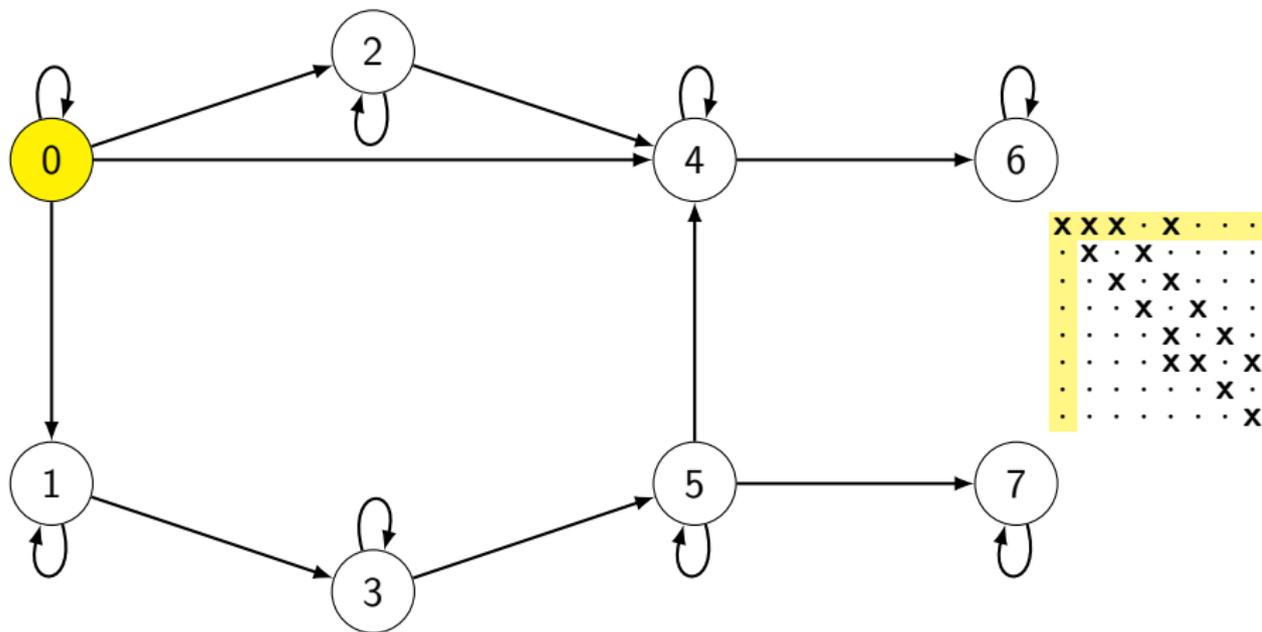
Algorithmus von Warshall: Beispiel



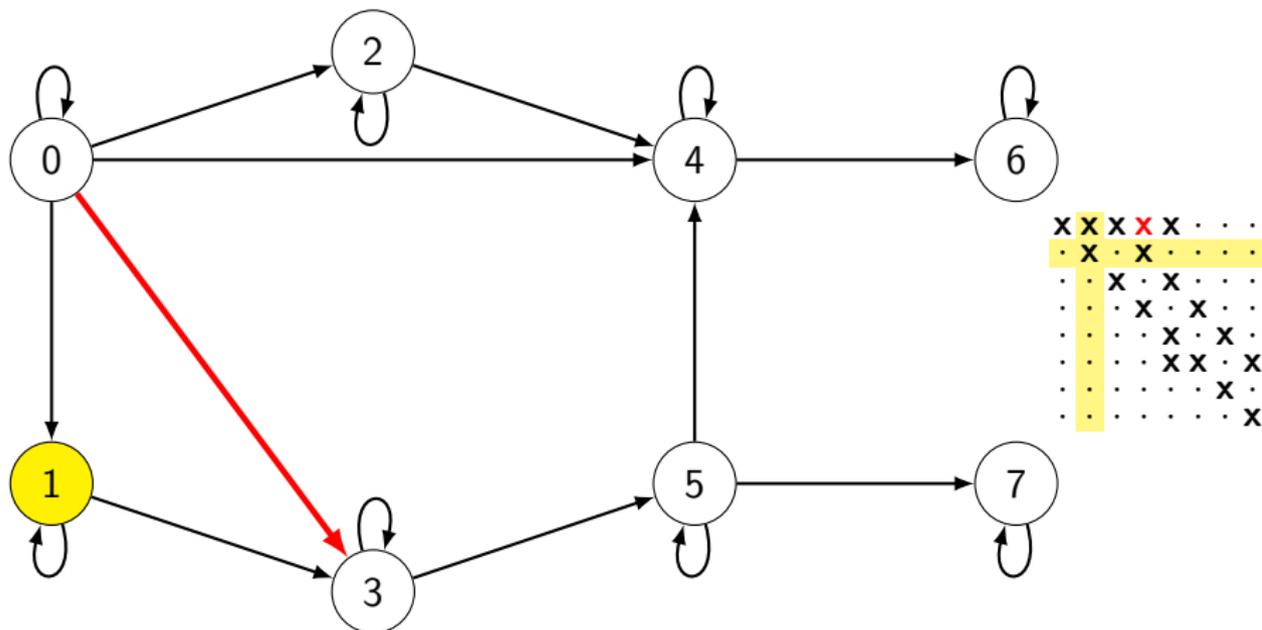
Algorithmus von Warshall: Beispiel



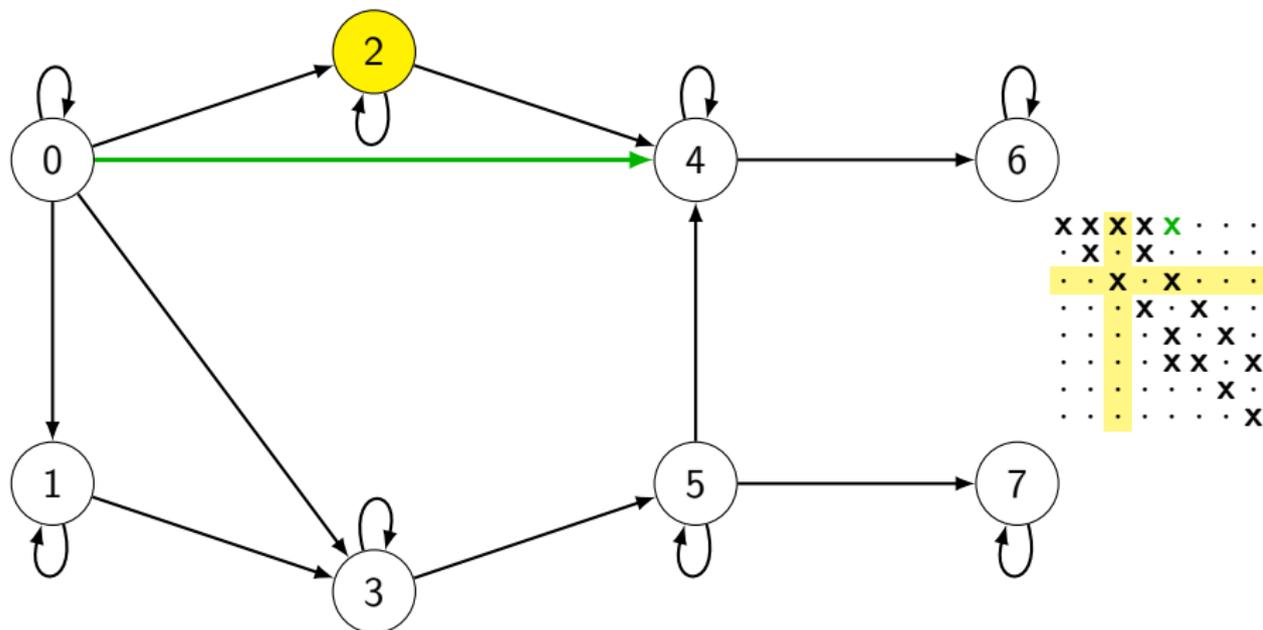
Algorithmus von Warshall: Beispiel



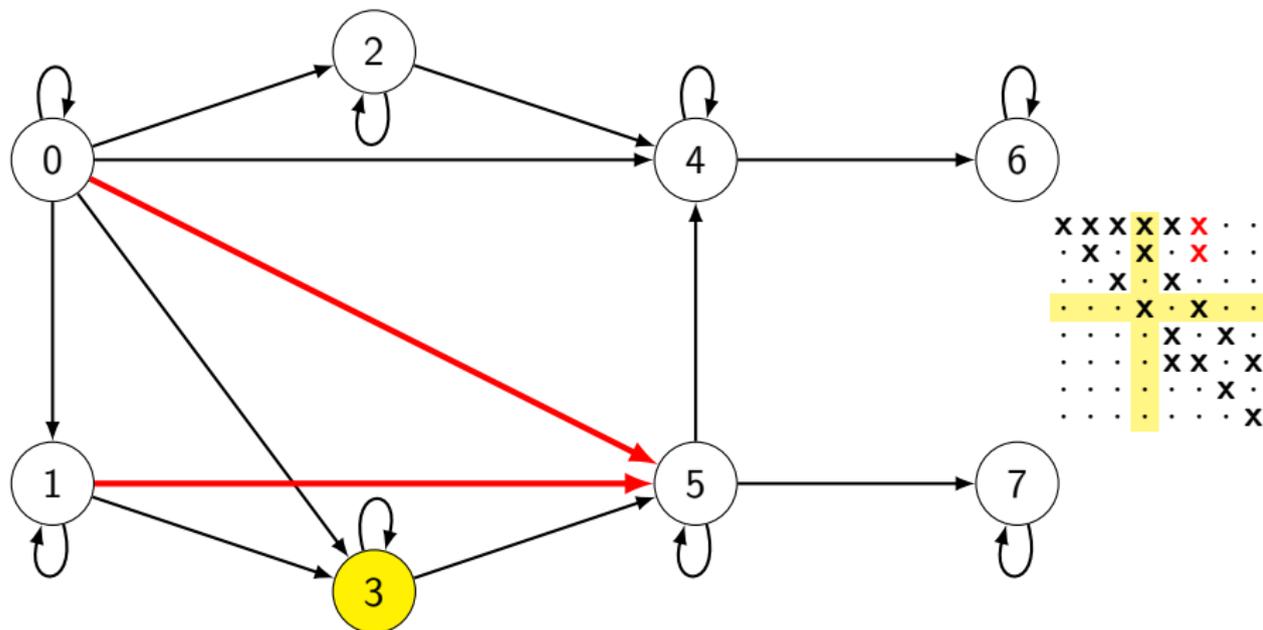
Algorithmus von Warshall: Beispiel



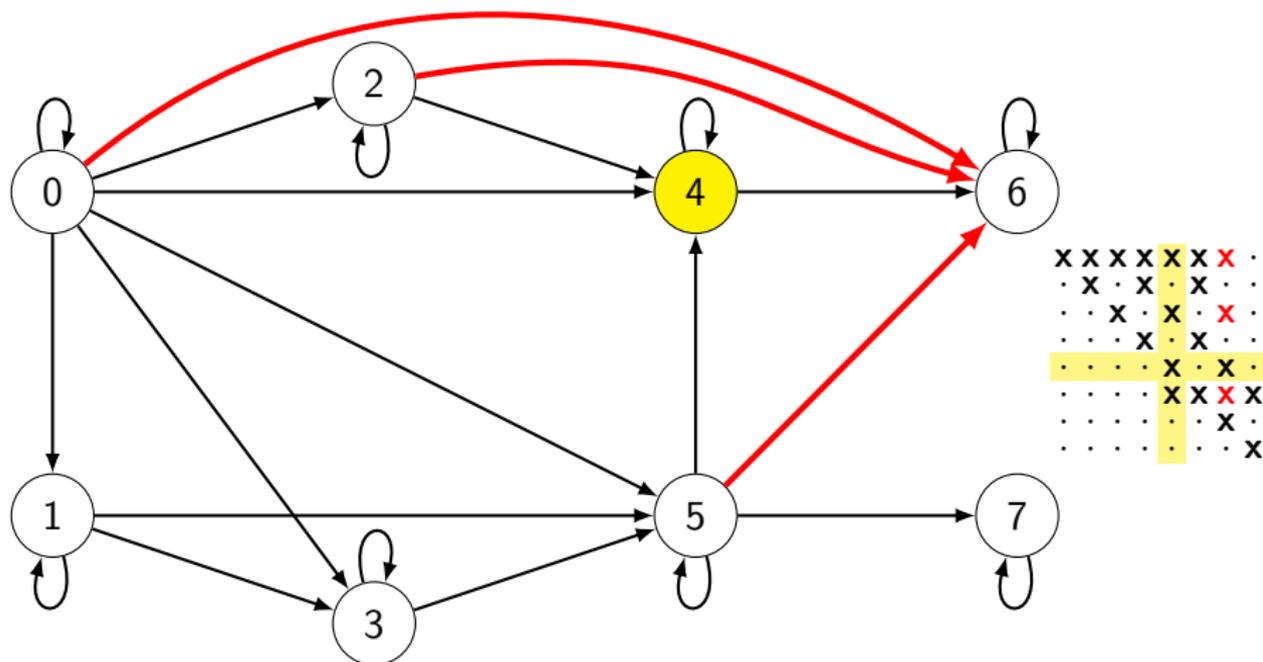
Algorithmus von Warshall: Beispiel



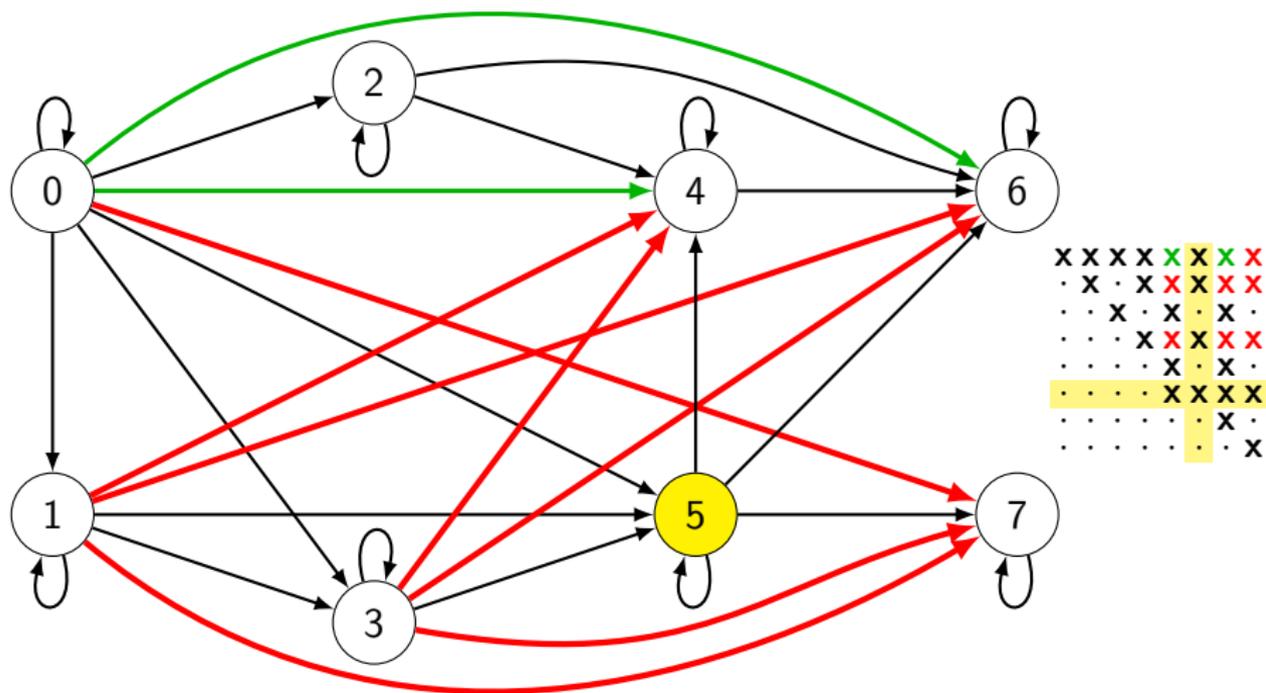
Algorithmus von Warshall: Beispiel



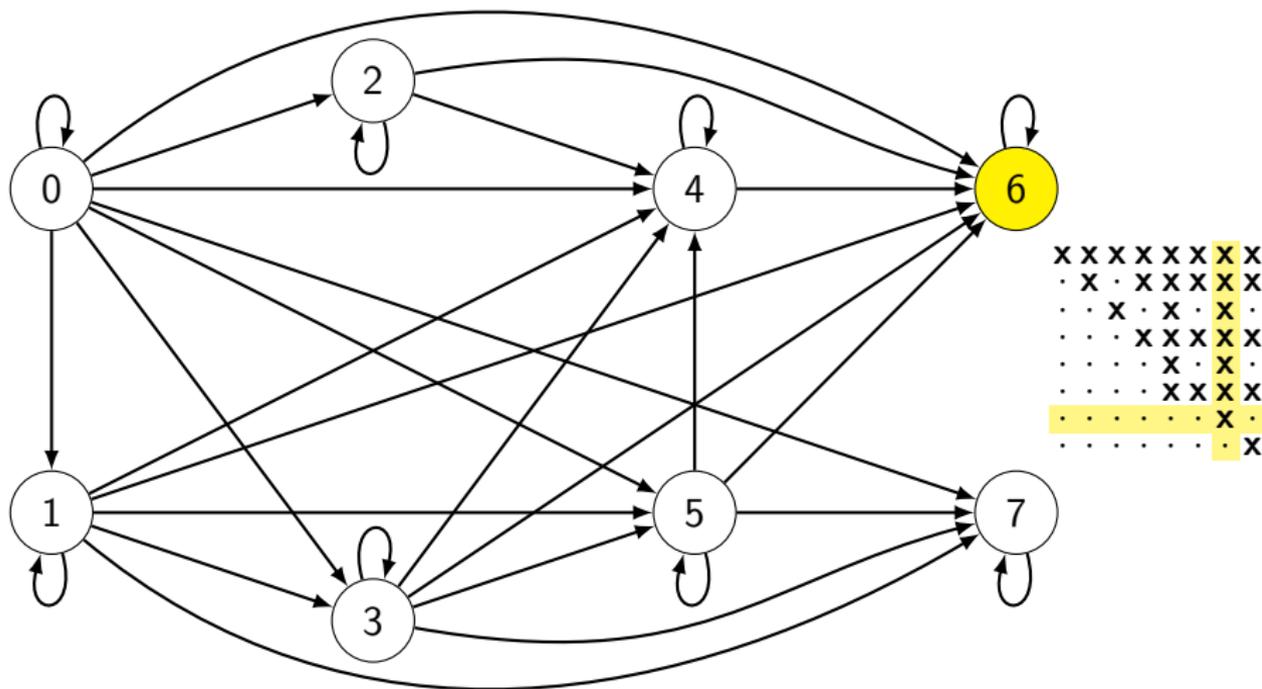
Algorithmus von Warshall: Beispiel



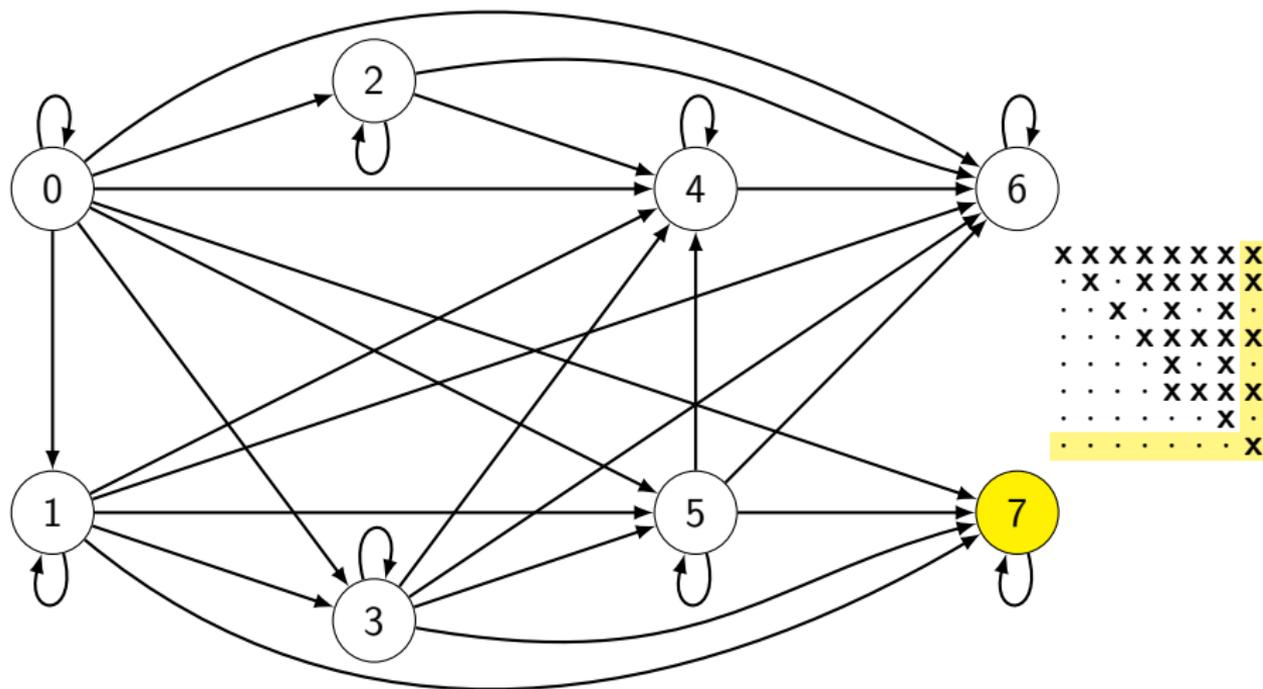
Algorithmus von Warshall: Beispiel



Algorithmus von Warshall: Beispiel

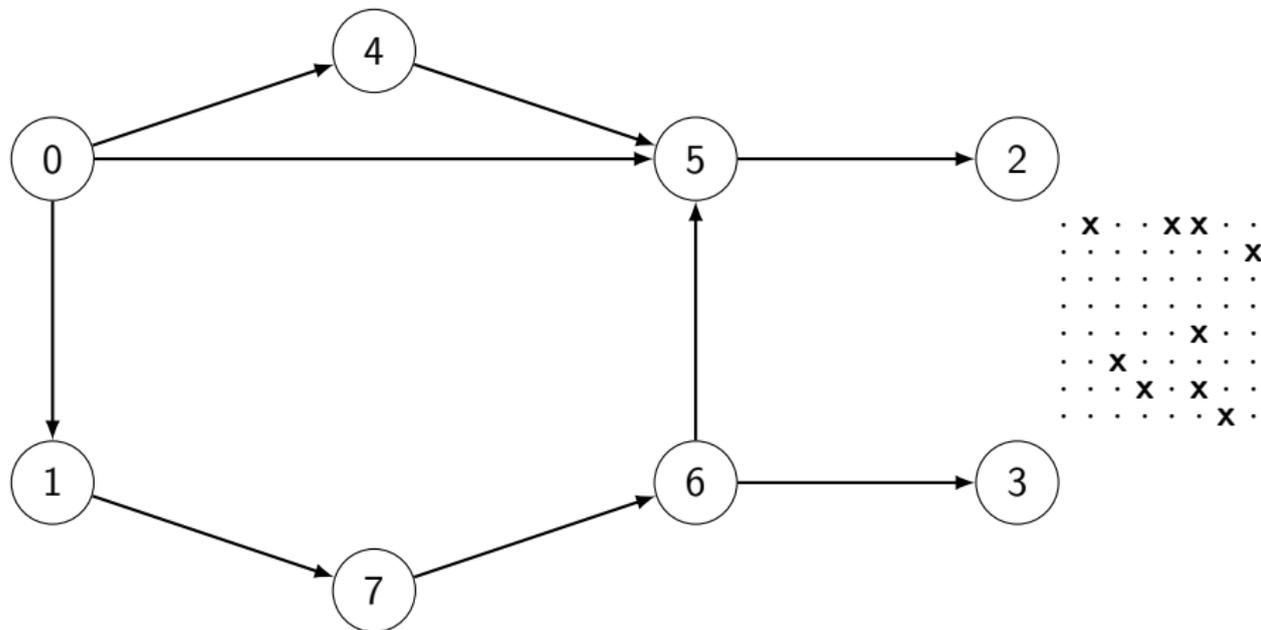


Algorithmus von Warshall: Beispiel



Algorithmus von Warshall: Beispiel

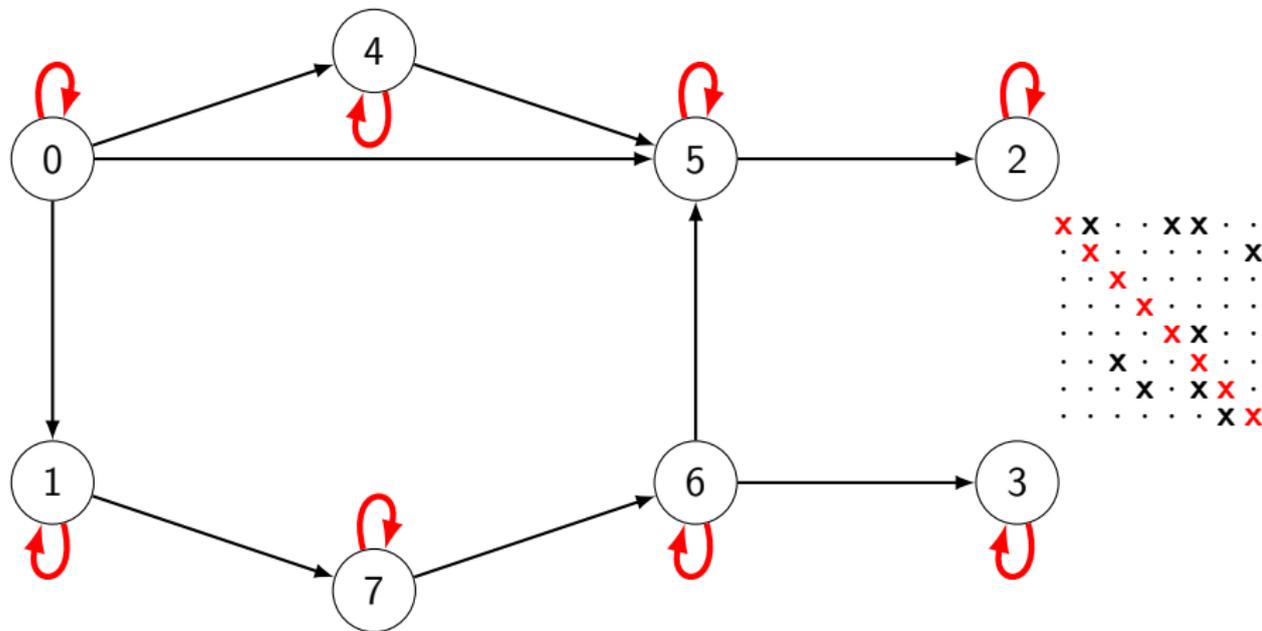
Andere Reihenfolge der Knoten:



Durch Permutierung der Knoten erhält man die gleiche Matrixdarstellung von R^* wie vorher.

Algorithmus von Warshall: Beispiel

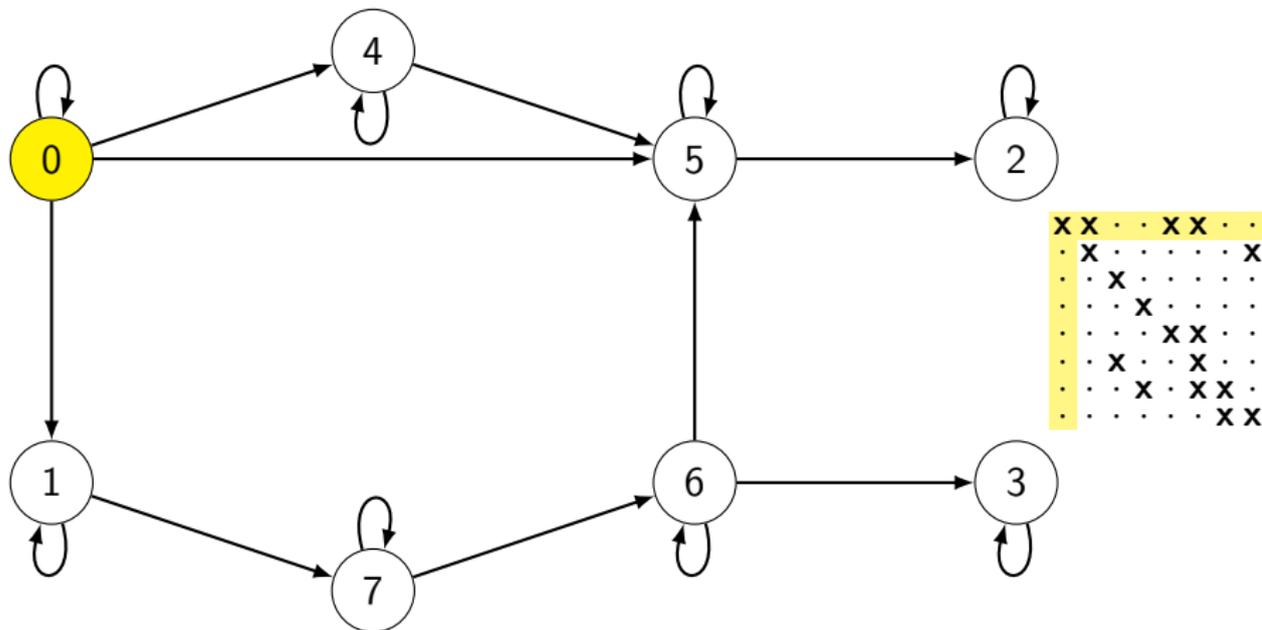
Andere Reihenfolge der Knoten:



Durch Permutierung der Knoten erhält man die gleiche Matrixdarstellung von R^* wie vorher.

Algorithmus von Warshall: Beispiel

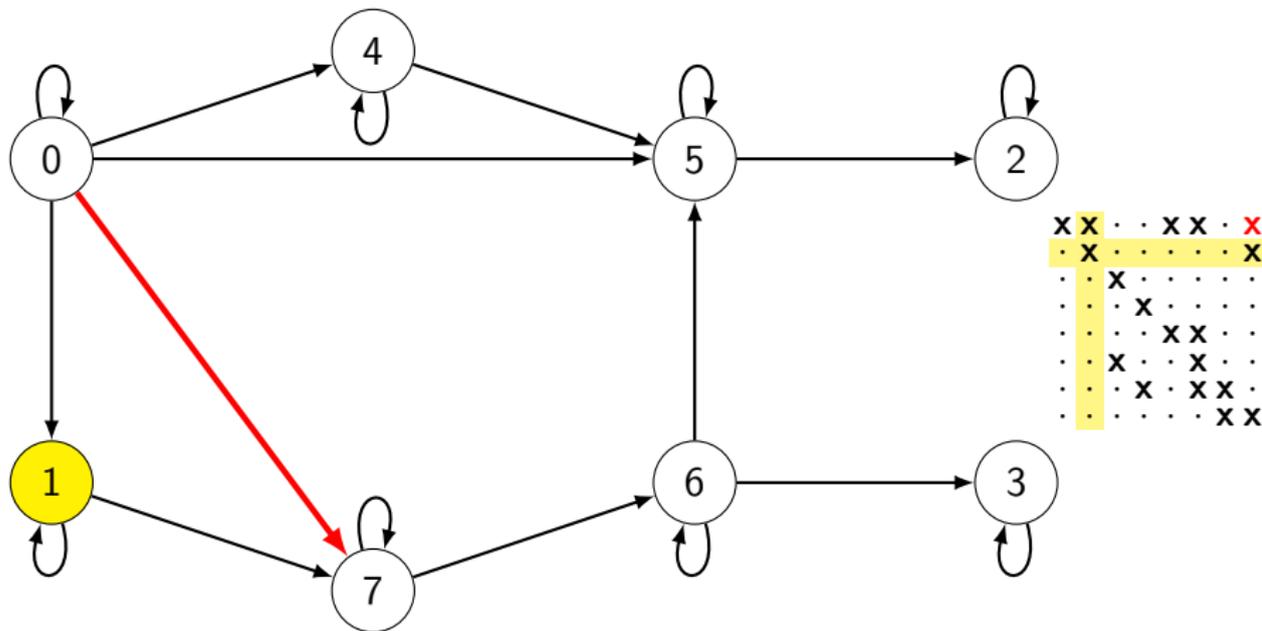
Andere Reihenfolge der Knoten:



Durch Permutierung der Knoten erhält man die gleiche Matrixdarstellung von R^* wie vorher.

Algorithmus von Warshall: Beispiel

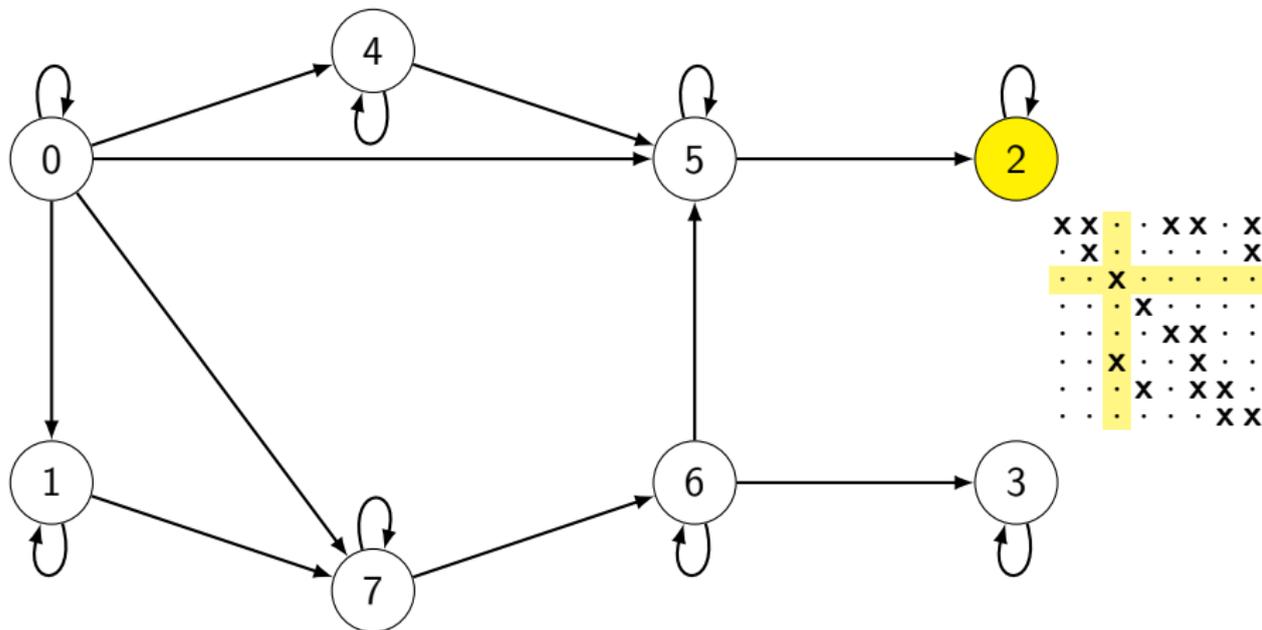
Andere Reihenfolge der Knoten:



Durch Permutierung der Knoten erhält man die gleiche Matrixdarstellung von R^* wie vorher.

Algorithmus von Warshall: Beispiel

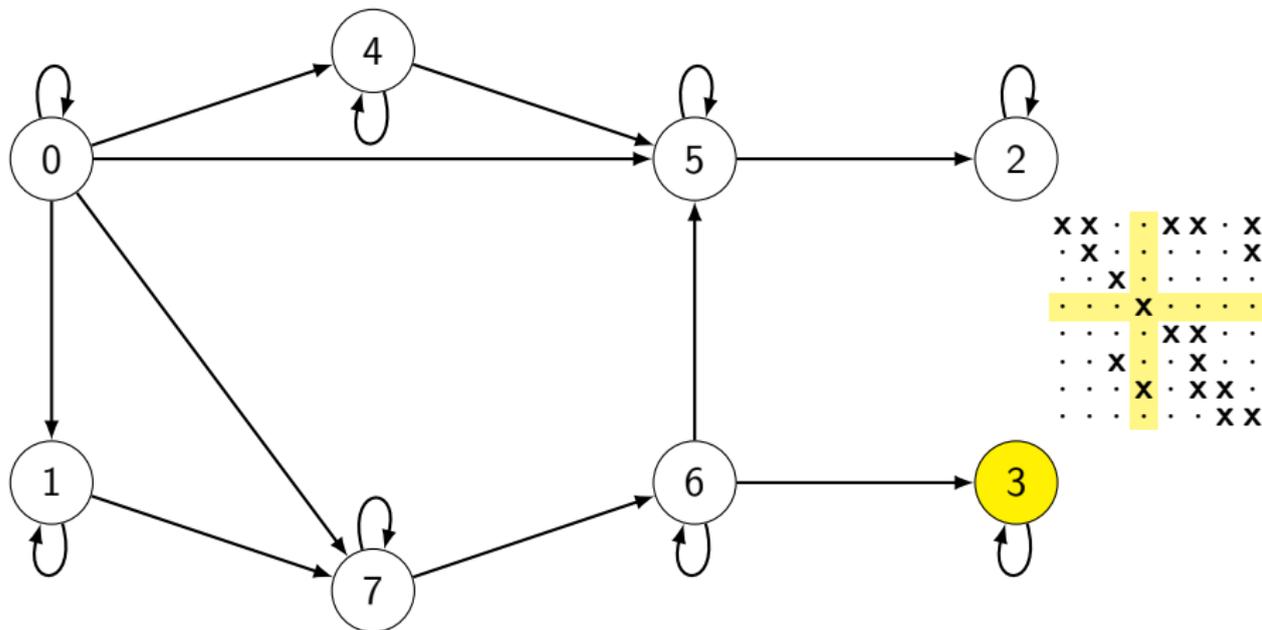
Andere Reihenfolge der Knoten:



Durch Permutierung der Knoten erhält man die gleiche Matrixdarstellung von R^* wie vorher.

Algorithmus von Warshall: Beispiel

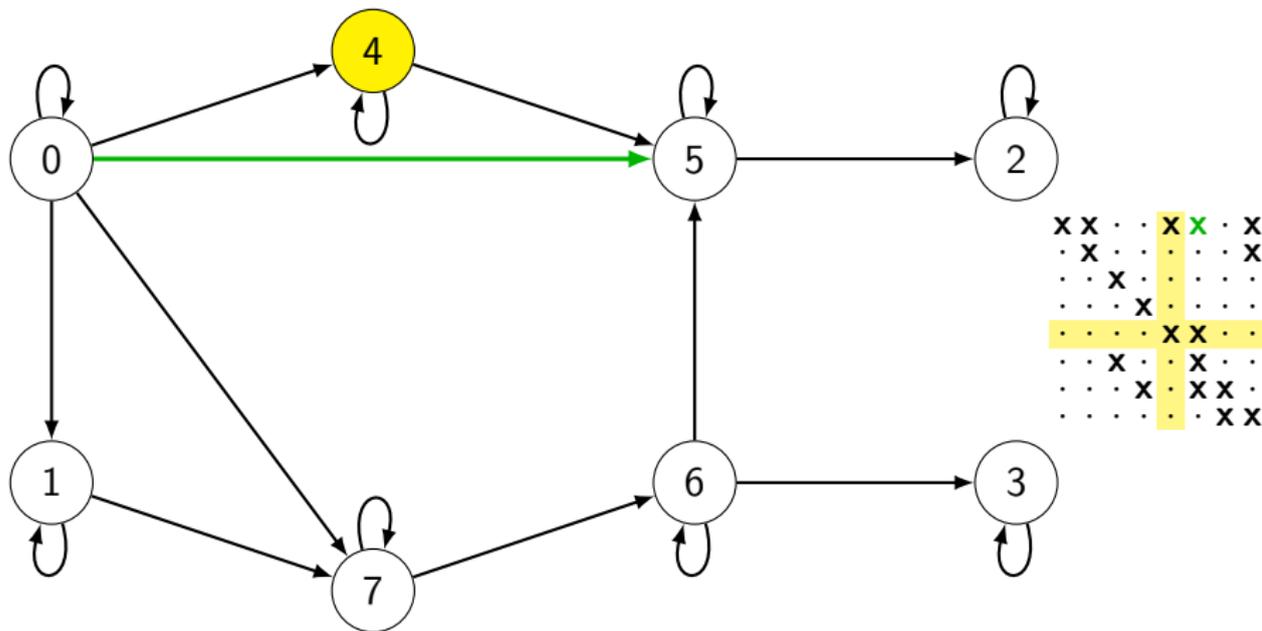
Andere Reihenfolge der Knoten:



Durch Permutierung der Knoten erhält man die gleiche Matrixdarstellung von R^* wie vorher.

Algorithmus von Warshall: Beispiel

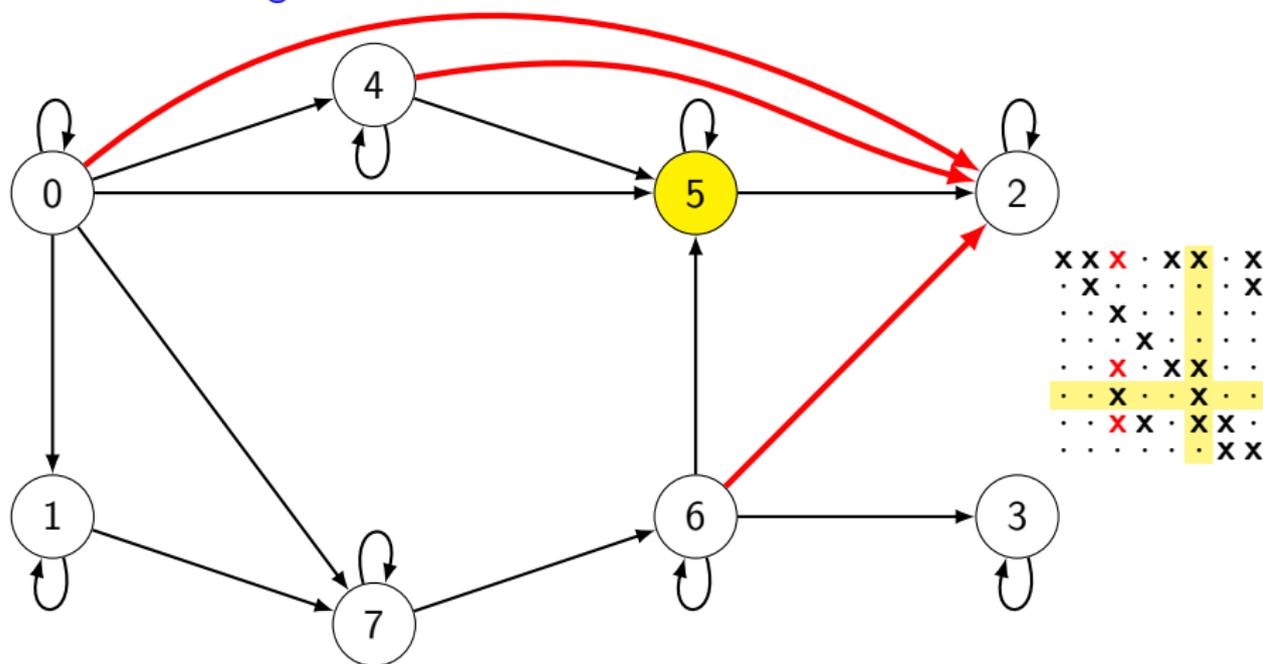
Andere Reihenfolge der Knoten:



Durch Permutierung der Knoten erhält man die gleiche Matrixdarstellung von R^* wie vorher.

Algorithmus von Warshall: Beispiel

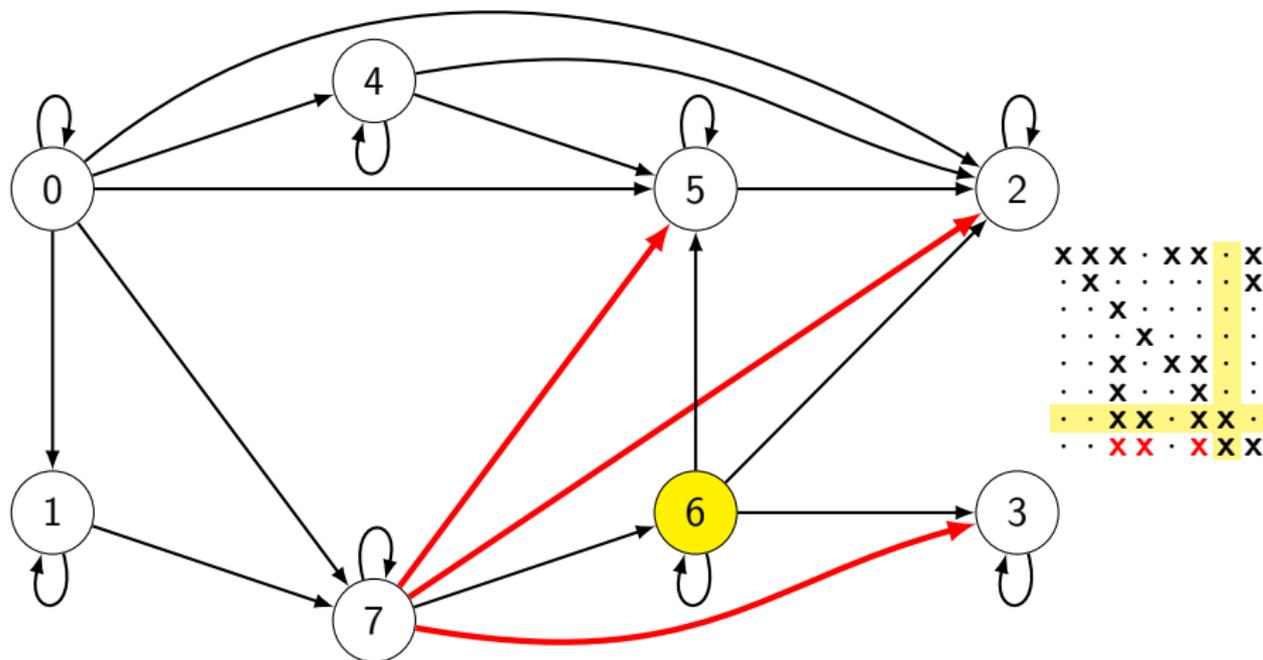
Andere Reihenfolge der Knoten:



Durch Permutierung der Knoten erhält man die gleiche Matrixdarstellung von R^* wie vorher.

Algorithmus von Warshall: Beispiel

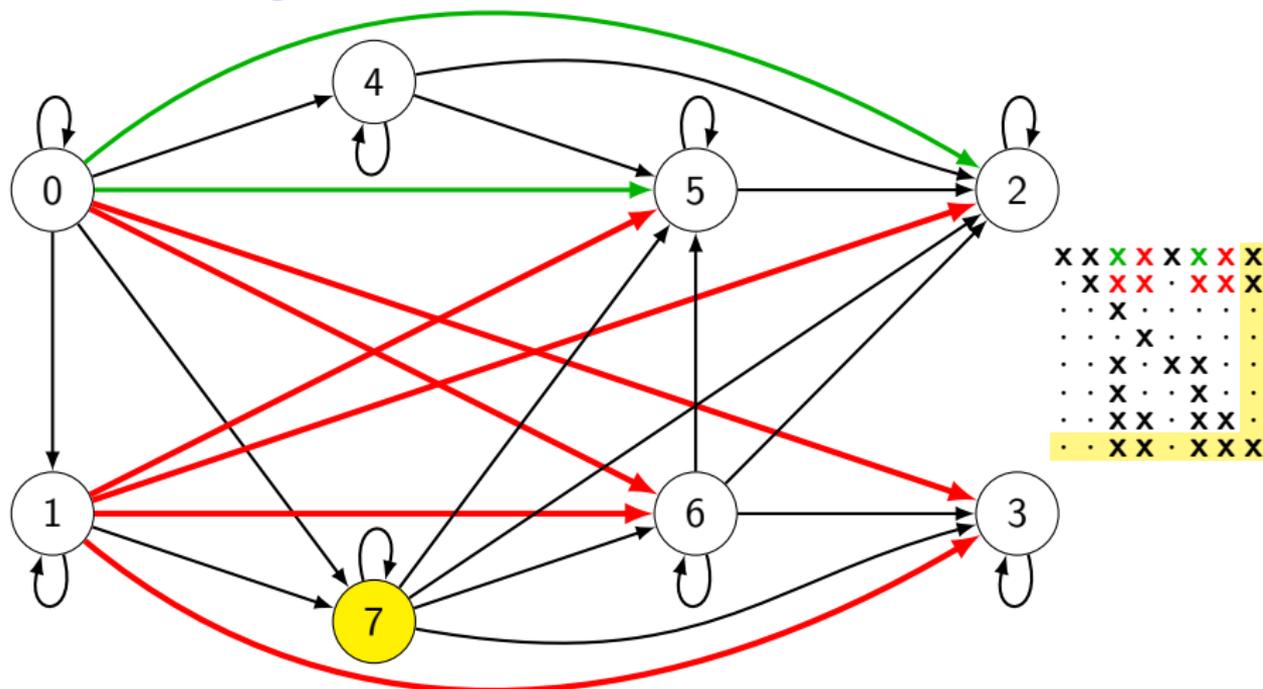
Andere Reihenfolge der Knoten:



Durch Permutierung der Knoten erhält man die gleiche Matrixdarstellung von R^* wie vorher.

Algorithmus von Warshall: Beispiel

Andere Reihenfolge der Knoten:



Durch Permutierung der Knoten erhält man die gleiche Matrixdarstellung von R^* wie vorher.

Algorithmus von Warshall

```
1 foreach ( $k \in V$ )
2   foreach (eingehende Kante  $(i, k) \in E$ )
3     foreach (ausgehende Kante  $(k, j) \in E$ )
4       Füge  $(i, j)$  zu  $E$  hinzu.
```

Algorithmus von Warshall

```
1 foreach ( $k \in V$ )
2   foreach (eingehende Kante  $(i, k) \in E$ )
3     foreach (ausgehende Kante  $(k, j) \in E$ )
4       Füge  $(i, j)$  zu  $E$  hinzu.
```

```
1 void transClos(bool A[n][n], int n, bool &R[n][n]) {
2   for (int i = 0; i < n; i++)
3     for (int j = 0; j < n; j++)
4       R[i,j] = A[i,j]; // Kopiere A nach R
5
6   for (int i = 0; i < n; i++)
7     R[i,i] = true; // reflexive Hülle / reflexiver Abschluss
8
9   for (int k = 0; k < n; k++)
10    for (int i = 0; i < n; i++)
11      for (int j = 0; j < n; j++)
12        R[i,j] = R[i,j] || (R[i,k] && R[k,j]);
13 }
```

Algorithmus von Warshall

```

1 foreach ( $k \in V$ )
2   foreach (eingehende Kante  $(i, k) \in E$ )
3     foreach (ausgehende Kante  $(k, j) \in E$ )
4       Füge  $(i, j)$  zu  $E$  hinzu.
```

```

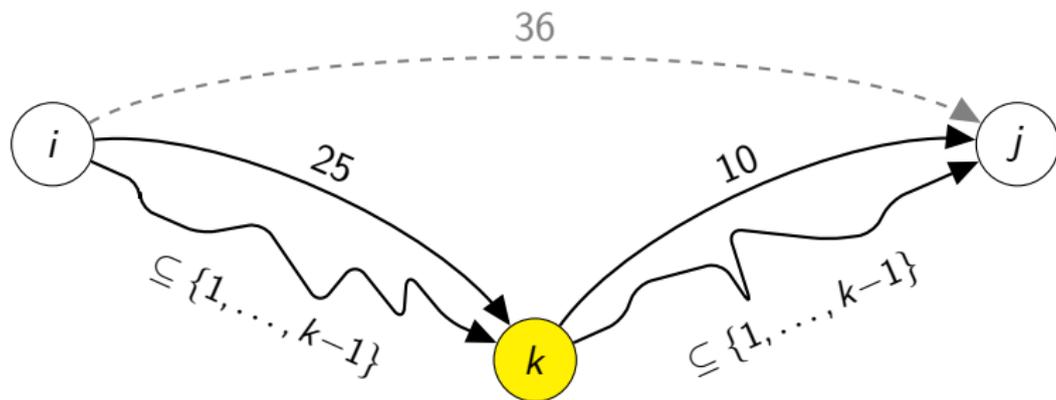
1 void transClos(bool A[n][n], int n, bool &R[n][n]) {
2   for (int i = 0; i < n; i++)
3     for (int j = 0; j < n; j++)
4       R[i,j] = A[i,j]; // Kopiere A nach R
5
6   for (int i = 0; i < n; i++)
7     R[i,i] = true; // reflexive Hülle / reflexiver Abschluss
8
9   for (int k = 0; k < n; k++)
10    for (int i = 0; i < n; i++)
11      for (int j = 0; j < n; j++)
12        R[i,j] = R[i,j] || (R[i,k] && R[k,j]);
13 }
```

► Zeitkomplexität: $\Theta(|V|^3)$, Platzkomplexität: $\Theta(|V|^2)$.

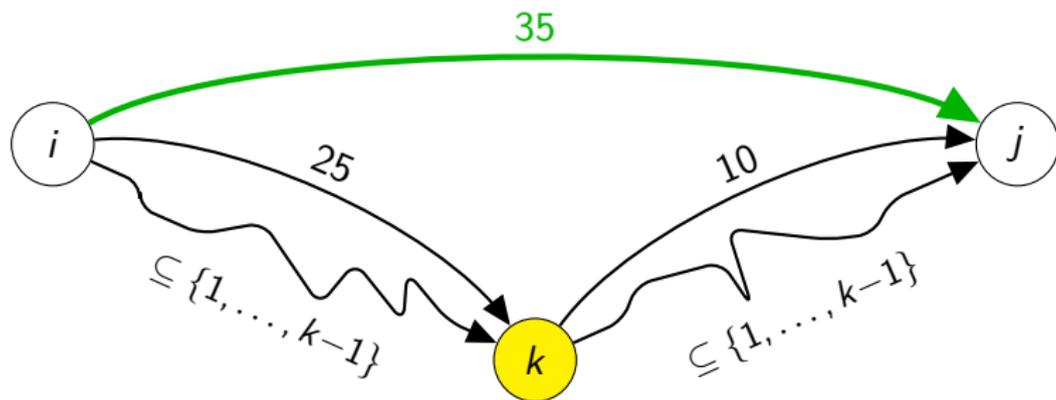
Übersicht

- 1 Kürzeste Pfade
- 2 Single-Source Shortest Path
 - Bellman-Ford
 - Dijkstra
- 3 All-Pairs Shortest Paths
 - Transitive Hülle
 - Algorithmus von Warshall
 - Der Algorithmus von Floyd

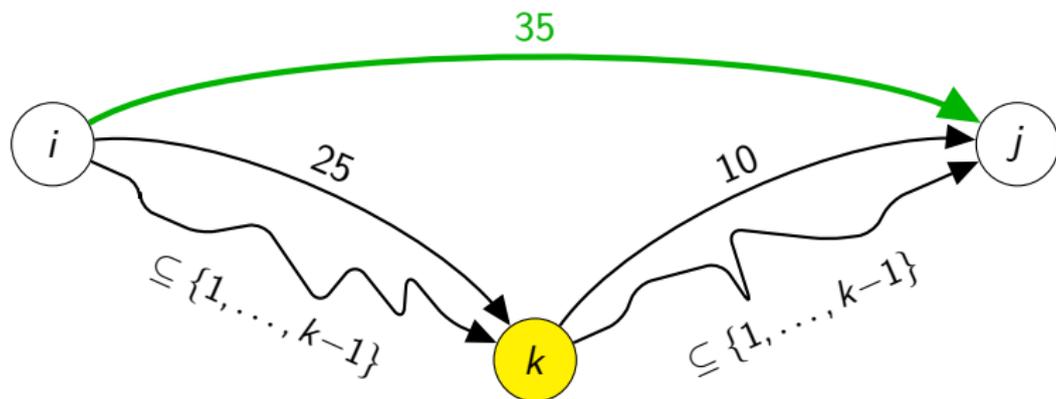
Der Algorithmus von Floyd: Idee



Der Algorithmus von Floyd: Idee

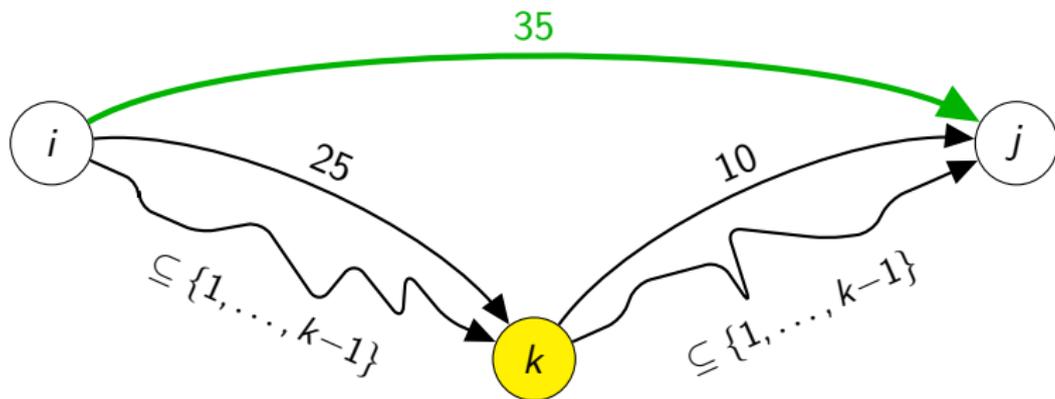


Der Algorithmus von Floyd: Idee



- ▶ Vorgehen wie bei Warshall, jedoch mit folgender Rekursionsgleichung:

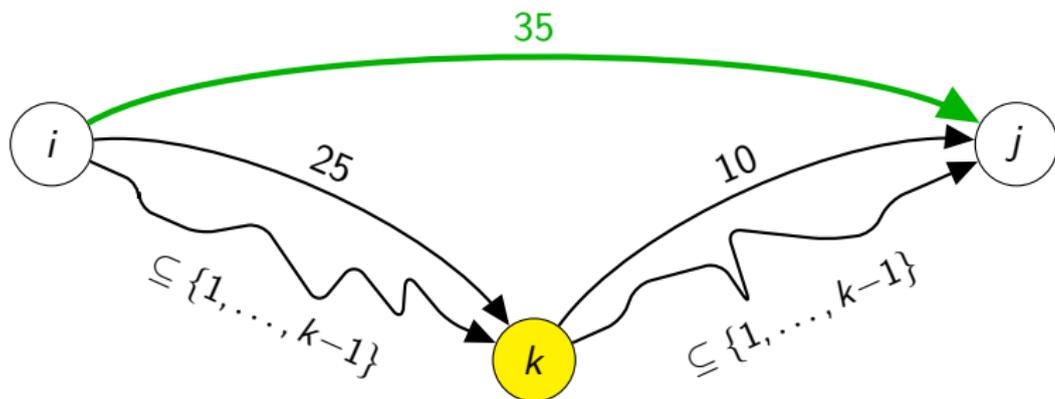
Der Algorithmus von Floyd: Idee



- ▶ Vorgehen wie bei Warshall, jedoch mit folgender Rekursionsgleichung:

$$d_{ij}^{(k)} = \begin{cases} W(i, j) & \text{für } k = 0 \\ \min \left(d_{ij}^{(k-1)}, d_{ik}^{(k-1)} + d_{kj}^{(k-1)} \right) & \text{für } k > 0 \end{cases}$$

Der Algorithmus von Floyd: Idee

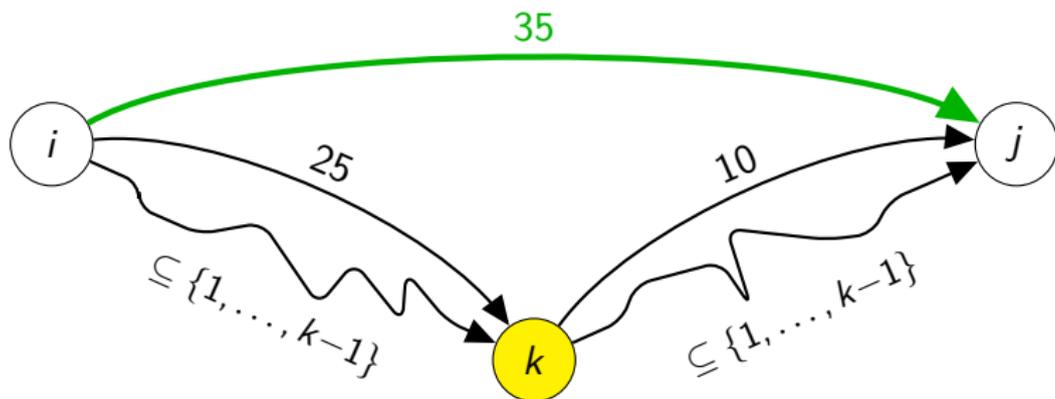


- ▶ Vorgehen wie bei Warshall, jedoch mit folgender Rekursionsgleichung:

$$d_{ij}^{(k)} = \begin{cases} W(i, j) & \text{für } k = 0 \\ \min \left(d_{ij}^{(k-1)}, d_{ik}^{(k-1)} + d_{kj}^{(k-1)} \right) & \text{für } k > 0 \end{cases}$$

(statt: $t_{ij}^{(k-1)} \vee \left(t_{ik}^{(k-1)} \wedge t_{kj}^{(k-1)} \right)$)

Der Algorithmus von Floyd: Idee



- ▶ Vorgehen wie bei Warshall, jedoch mit folgender Rekursionsgleichung:

$$d_{ij}^{(k)} = \begin{cases} W(i, j) & \text{für } k = 0 \\ \min \left(d_{ij}^{(k-1)}, d_{ik}^{(k-1)} + d_{kj}^{(k-1)} \right) & \text{für } k > 0 \end{cases}$$

(statt: $t_{ij}^{(k-1)} \vee (t_{ik}^{(k-1)} \wedge t_{kj}^{(k-1)})$)

- ▶ Auch hier arbeiten wir direkt im Ausgabearray: $D[i, j] = d_{ij}^{(\cdot)}$.

Der Algorithmus von Floyd: Beispiel

<https://www.cs.usfca.edu/~galles/visualization/Floyd.html>

Der Algorithmus von Floyd: Implementierung

```
1 void floydSP(double W[n][n], int n, double &D[n][n]) {
2   for (int i = 0; i < n; i++)
3     for (int j = 0; j < n; j++)
4       D[i,j] = W[i,j]; // Kopiere W nach D
5
6   for (int i = 0; i < n; i++) // reflexive Hülle
7     D[i,i] = 0;
8
9   for (int k = 0; k < n; k++)
10    for (int i = 0; i < n; i++)
11      for (int j = 0; j < n; j++)
12        D[i,j] = min(D[i,j], D[i,k] + D[k,j]);
13 }
```

Der Algorithmus von Floyd: Implementierung

```
1 void floydSP(double W[n][n], int n, double &D[n][n]) {
2   for (int i = 0; i < n; i++)
3     for (int j = 0; j < n; j++)
4       D[i,j] = W[i,j]; // Kopiere W nach D
5
6   for (int i = 0; i < n; i++) // reflexive Hülle
7     D[i,i] = 0;
8
9   for (int k = 0; k < n; k++)
10    for (int i = 0; i < n; i++)
11      for (int j = 0; j < n; j++)
12        D[i,j] = min(D[i,j], D[i,k] + D[k,j]);
13 }
```

- ▶ Zeitkomplexität: $\Theta(|V|^3)$, Platzkomplexität: $\Theta(|V|^2)$.

Der Algorithmus von Floyd: Implementierung

```
1 void floydSP(double W[n][n], int n, double &D[n][n]) {
2   for (int i = 0; i < n; i++)
3     for (int j = 0; j < n; j++)
4       D[i,j] = W[i,j]; // Kopiere W nach D
5
6   for (int i = 0; i < n; i++) // reflexive Hülle
7     D[i,i] = 0;
8
9   for (int k = 0; k < n; k++)
10    for (int i = 0; i < n; i++)
11      for (int j = 0; j < n; j++)
12        D[i,j] = min(D[i,j], D[i,k] + D[k,j]);
13 }
```

- ▶ Zeitkomplexität: $\Theta(|V|^3)$, Platzkomplexität: $\Theta(|V|^2)$.
- ▶ Hier nicht behandelt: Der Algorithmus kann auch mit negativen Zyklen umgehen.

Der Algorithmus von Floyd: Erweiterung

- ▶ Der Algorithmus lässt sich einfach auf die Rückgabe von Pfaden erweitern (z. B. Routingtabellen).

Der Algorithmus von Floyd: Erweiterung

- ▶ Der Algorithmus lässt sich einfach auf die Rückgabe von Pfaden erweitern (z. B. Routingtabellen).
- ▶ Dazu speichere zu jedem Paar i, j jeweils den letzten Zwischenknoten des kürzesten Pfades in π_{ij} (den Vorgänger von j).

Der Algorithmus von Floyd: Erweiterung

- ▶ Der Algorithmus lässt sich einfach auf die Rückgabe von Pfaden erweitern (z. B. Routingtabellen).
- ▶ Dazu speichere zu jedem Paar i, j jeweils den letzten Zwischenknoten des kürzesten Pfades in π_{ij} (den Vorgänger von j).

$$\pi_{ij}^{(k)} = \begin{cases} i & \text{für } k = 0, i \neq j, \text{ falls } W(i, j) \neq +\text{inf} \\ \end{cases}$$

Der Algorithmus von Floyd: Erweiterung

- ▶ Der Algorithmus lässt sich einfach auf die Rückgabe von Pfaden erweitern (z. B. Routingtabellen).
- ▶ Dazu speichere zu jedem Paar i, j jeweils den letzten Zwischenknoten des kürzesten Pfades in π_{ij} (den Vorgänger von j).

$$\pi_{ij}^{(k)} = \begin{cases} i & \text{für } k = 0, i \neq j, \text{ falls } W(i, j) \neq +\text{inf} \\ \text{null} & \text{für } k = 0, \text{ sonst} \end{cases}$$

Der Algorithmus von Floyd: Erweiterung

- ▶ Der Algorithmus lässt sich einfach auf die Rückgabe von Pfaden erweitern (z. B. Routingtabellen).
- ▶ Dazu speichere zu jedem Paar i, j jeweils den letzten Zwischenknoten des kürzesten Pfades in π_{ij} (den Vorgänger von j).

$$\pi_{ij}^{(k)} = \begin{cases} i & \text{für } k = 0, i \neq j, \text{ falls } W(i, j) \neq +\text{inf} \\ \text{null} & \text{für } k = 0, \text{ sonst} \\ \pi_{kj}^{(k-1)} & \text{für } k > 0, \text{ falls } d_{ij}^{(k-1)} > d_{ik}^{(k-1)} + d_{kj}^{(k-1)} \end{cases}$$

Der Algorithmus von Floyd: Erweiterung

- ▶ Der Algorithmus lässt sich einfach auf die Rückgabe von Pfaden erweitern (z. B. Routingtabellen).
- ▶ Dazu speichere zu jedem Paar i, j jeweils den letzten Zwischenknoten des kürzesten Pfades in π_{ij} (den Vorgänger von j).

$$\pi_{ij}^{(k)} = \begin{cases} i & \text{für } k = 0, i \neq j, \text{ falls } W(i, j) \neq +\text{inf} \\ \text{null} & \text{für } k = 0, \text{ sonst} \\ \pi_{kj}^{(k-1)} & \text{für } k > 0, \text{ falls } d_{ij}^{(k-1)} > d_{ik}^{(k-1)} + d_{kj}^{(k-1)} \\ \pi_{ij}^{(k-1)} & \text{sonst} \end{cases}$$

Nächste Vorlesung

Nächste Vorlesung

Freitag 29. Juni, 13:15 (Hörsaal H01). Bis dann!