

Datenstrukturen und Algorithmen

Vorlesung 18: All-Pairs Shortest Path

Joost-Pieter Katoen

Lehrstuhl für Informatik 2
Software Modeling and Verification Group

<http://www-i2.informatik.rwth-aachen.de/i2/dsal10/>

6. Juli 2010

Übersicht

- 1 Transitive Hülle
 - Algorithmus von Warshall
- 2 Der Algorithmus von Floyd

Übersicht

- 1 Transitive Hülle
 - Algorithmus von Warshall
- 2 Der Algorithmus von Floyd

Binäre Relationen

Binäre Relation

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

Binäre Relationen

Binäre Relation

Eine **binäre Relation** über einer Menge S ist eine Teilmenge von $R \subseteq S \times S = S^2$ (daher binär). Für jedes Paar $(u, v) \in S^2$ gibt R an, ob es enthalten ist (z. B. weil es eine bestimmte Eigenschaft erfüllt).

Binäre Relationen

Binäre Relation

Eine **binäre Relation** über einer Menge S ist eine Teilmenge von $R \subseteq S \times S = S^2$ (daher binär). Für jedes Paar $(u, v) \in S^2$ gibt R an, ob es enthalten ist (z. B. weil es eine bestimmte Eigenschaft erfüllt).

- Schreibweisen: uRv , $uv \in R$, $R(u, v)$, $R[u, v] = \text{true}$, ...

Binäre Relationen

Binäre Relation

Eine **binäre Relation** über einer Menge S ist eine Teilmenge von $R \subseteq S \times S = S^2$ (daher binär). Für jedes Paar $(u, v) \in S^2$ gibt R an, ob es enthalten ist (z. B. weil es eine bestimmte Eigenschaft erfüllt).

- Schreibweisen: uRv , $uv \in R$, $R(u, v)$, $R[u, v] = \text{true}$, ...

Reflexivität, Transitivität

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

Sie heißt **transitiv**, wenn mit $uv \in R$ und $vw \in R$ auch $uw \in R$ ist.

Binäre Relationen

Binäre Relation

Eine **binäre Relation** über einer Menge S ist eine Teilmenge von $R \subseteq S \times S = S^2$ (daher binär). Für jedes Paar $(u, v) \in S^2$ gibt R an, ob es enthalten ist (z. B. weil es eine bestimmte Eigenschaft erfüllt).

- Schreibweisen: uRv , $uv \in R$, $R(u, v)$, $R[u, v] = \text{true}$, ...

Reflexivität, Transitivität

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

Sie heißt **transitiv**, wenn mit $uv \in R$ und $vw \in R$ auch $uw \in R$ ist.

Transitive Hülle

Die (Reflexiv-) **Transitive Hülle** (transitiver Abschluss) R^* der Relation R ist die kleinste Erweiterung (Obermenge) $R \subseteq R^* \subseteq S^2$, so dass R^* reflexiv und transitiv ist.

Transitive Hülle bei Graphen

Betrachte die folgenden Fragen für **alle** Paare von Knoten in einem Graph:

Transitive Hülle bei Graphen

Betrachte die folgenden Fragen für **alle** Paare von Knoten in einem Graph:

- ▶ Gibt es einen Pfad von Knoten u nach v ?

Transitive Hülle bei Graphen

Betrachte die folgenden Fragen für **alle** Paare von Knoten in einem Graph:

- ▶ Gibt es einen Pfad von Knoten u nach v ?
- ▶ Was ist der kürzeste Pfad von u nach v ?

Transitive Hülle bei Graphen

Betrachte die folgenden Fragen für **alle** Paare von Knoten in einem Graph:

- ▶ Gibt es einen Pfad von Knoten u nach v ?
- ▶ Was ist der kürzeste Pfad von u nach v ?

Transitive Hülle eines Graphen

- ▶ Betrachte als Menge S die Menge der Knoten eines Graphen G , sowie
- ▶ als geordnete Paare in R die Kanten in G .

Transitive Hülle bei Graphen

Betrachte die folgenden Fragen für **alle** Paare von Knoten in einem Graph:

- ▶ Gibt es einen Pfad von Knoten u nach v ?
- ▶ Was ist der kürzeste Pfad von u nach v ?

Transitive Hülle eines Graphen

- ▶ Betrachte als Menge S die Menge der Knoten eines Graphen G , sowie
- ▶ als geordnete Paare in R die Kanten in G .

Für die transitive Hülle gilt dann: $uv \in R^*$ gdw. es gibt einen Pfad von u nach v .

Transitive Hülle bei Graphen

Betrachte die folgenden Fragen für **alle** Paare von Knoten in einem Graph:

- ▶ Gibt es einen Pfad von Knoten u nach v ?
- ▶ Was ist der kürzeste Pfad von u nach v ?

Transitive Hülle eines Graphen

- ▶ Betrachte als Menge S die Menge der Knoten eines Graphen G , sowie
- ▶ als geordnete Paare in R die Kanten in G .

Für die transitive Hülle gilt dann: $uv \in R^*$ gdw. es gibt einen Pfad von u nach v .

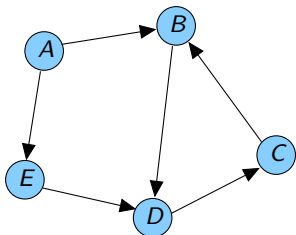
Wie berechnet man nun die **transitive Hülle einer binären Relation**?

Transitive Hülle – Beispiel

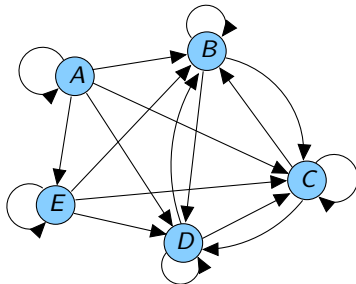
$$R = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}$$

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^*

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (I)

Idee: Teste von jedem Knoten i aus mit DFS die Erreichbarkeit.

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (I)

Idee: Teste von jedem Knoten i aus mit DFS die Erreichbarkeit.

- ▶ Setze $R[i, j] = \text{true}$, wenn bei der Tiefensuche von Knoten s_i aus der Knoten s_j gefunden wird.

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (I)

Idee: Teste von jedem Knoten i aus mit DFS die Erreichbarkeit.

- ▶ Setze $R[i, j] = \text{true}$, wenn bei der Tiefensuche von Knoten s_i aus der Knoten s_j gefunden wird.
(Dadurch füllen wir R^* sozusagen zeilenweise).

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (I)

Idee: Teste von jedem Knoten i aus mit DFS die Erreichbarkeit.

- ▶ Setze $R[i, j] = \text{true}$, wenn bei der Tiefensuche von Knoten s_i aus der Knoten s_j gefunden wird.
(Dadurch füllen wir R^* sozusagen zeilenweise).

⇒ Bei Adjazenzlistendarstellung erhält man eine Zeitkomplexität von $\Theta(n \cdot (n + m)) \approx \Theta(n \cdot m)$ im Worst-Case.

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (I)

Idee: Teste von jedem Knoten i aus mit DFS die Erreichbarkeit.

- ▶ Setze $R[i, j] = \text{true}$, wenn bei der Tiefensuche von Knoten s_i aus der Knoten s_j gefunden wird.
(Dadurch füllen wir R^* sozusagen zeilenweise).

⇒ Bei Adjazenzlistendarstellung erhält man eine Zeitkomplexität von $\Theta(n \cdot (n + m)) \approx \Theta(n \cdot m)$ im Worst-Case.

- ▶ Man kann direkt $R[k, j] = \text{true}$ für alle s_k auf dem Pfad von s_i nach s_j (die auf dem Stack liegen) setzen.

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (I)

Idee: Teste von jedem Knoten i aus mit DFS die Erreichbarkeit.

- ▶ Setze $R[i, j] = \text{true}$, wenn bei der Tiefensuche von Knoten s_i aus der Knoten s_j gefunden wird.
(Dadurch füllen wir R^* sozusagen zeilenweise).

⇒ Bei Adjazenzlistendarstellung erhält man eine Zeitkomplexität von $\Theta(n \cdot (n + m)) \approx \Theta(n \cdot m)$ im Worst-Case.

- ▶ Man kann direkt $R[k, j] = \text{true}$ für alle s_k auf dem Pfad von s_i nach s_j (die auf dem Stack liegen) setzen.
Das verbessert die Worst-Case-Laufzeit jedoch nicht.

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (I)

Idee: Teste von jedem Knoten i aus mit DFS die Erreichbarkeit.

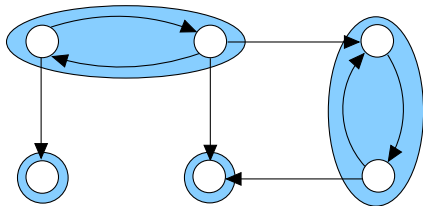
- ▶ Setze $R[i, j] = \text{true}$, wenn bei der Tiefensuche von Knoten s_i aus der Knoten s_j gefunden wird.
(Dadurch füllen wir R^* sozusagen zeilenweise).

⇒ Bei Adjazenzlistendarstellung erhält man eine Zeitkomplexität von $\Theta(n \cdot (n + m)) \approx \Theta(n \cdot m)$ im Worst-Case.

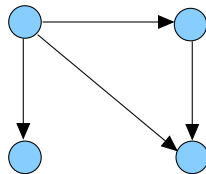
- ▶ Man kann direkt $R[k, j] = \text{true}$ für alle s_k auf dem Pfad von s_i nach s_j (die auf dem Stack liegen) setzen.
Das verbessert die Worst-Case-Laufzeit jedoch nicht.

Weitere Verbesserung: Verwende den **Kondensationsgraph** von G :

Erinnerung: Kondensationsgraph – Beispiel



starke Zusammenhangskomponenten



Ein nicht-zusammenhängender Digraph und seine Kondensation.

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (II)

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (II)

1. Bestimme die starken Komponenten von G .

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (II)

1. Bestimme die starken Komponenten von G .

$\Theta(n + m)$

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (II)

1. Bestimme die starken Komponenten von G . $\Theta(n + m)$
2. Finde die Erreichbarkeitsrelation des Kondensationsgraphen $G_{\downarrow}$.

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (II)

1. Bestimme die starken Komponenten von G . $\Theta(n + m)$
2. Finde die Erreichbarkeitsrelation des Kondensationsgraphen $G_{\downarrow}$. $\Theta(\hat{n} \cdot \hat{m})$

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (II)

1. Bestimme die starken Komponenten von G . $\Theta(n + m)$
2. Finde die Erreichbarkeitsrelation des Kondensationsgraphen $G_{\downarrow}$. $\Theta(\hat{n} \cdot \hat{m})$
3. Erweitere die Erreichbarkeitsrelation für $G_{\downarrow}$ auf ganz G , indem alle Knoten in $G_{\downarrow}$ durch die jeweiligen aus G , die auf diesen Knoten in $G_{\downarrow}$ kollabiert wurden.

Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (II)

1. Bestimme die starken Komponenten von G . $\Theta(n + m)$
2. Finde die Erreichbarkeitsrelation des Kondensationsgraphen $G_{\downarrow}$. $\Theta(\hat{n} \cdot \hat{m})$
3. Erweitere die Erreichbarkeitsrelation für $G_{\downarrow}$ auf ganz G , indem alle Knoten in $G_{\downarrow}$ durch die jeweiligen aus G , die auf diesen Knoten in $G_{\downarrow}$ kollabiert wurden. $O(n^2)$

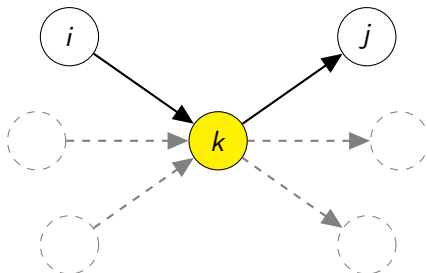
Finden der transitiven Hülle mittels Tiefensuche (II)

1. Bestimme die starken Komponenten von G . $\Theta(n + m)$
 2. Finde die Erreichbarkeitsrelation des Kondensationsgraphen $G_{\downarrow}$. $\Theta(\hat{n} \cdot \hat{m})$
 3. Erweitere die Erreichbarkeitsrelation für $G_{\downarrow}$ auf ganz G , indem alle Knoten in $G_{\downarrow}$ durch die jeweiligen aus G , die auf diesen Knoten in $G_{\downarrow}$ kollabiert wurden. $O(n^2)$
- Es gibt – insbesondere für [Adjazenzmatrizen](#) – eine andere Möglichkeit: Den [Algorithmus von Warshall](#).

Algorithmus von Warshall – Idee (I)

Wir betrachten zunächst den einfachsten Fall:

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

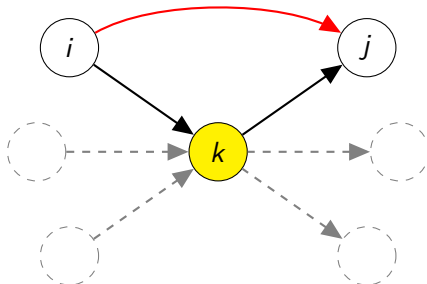


-
- 1 Wähle einen Knoten $k \in V$;
 - 2 **foreach** (eingehende Kante $(i, k) \in E$)
 - 3 **foreach** (ausgehende Kante $(k, j) \in E$)
 - 4 Füge (i, j) zu E hinzu.
-

Algorithmus von Warshall – Idee (I)

Wir betrachten zunächst den einfachsten Fall:

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

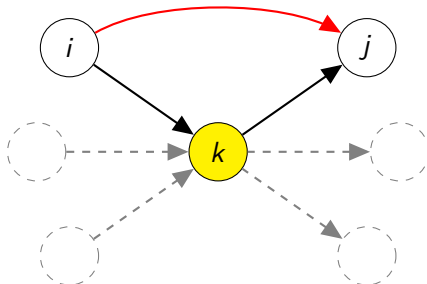


-
- 1 Wähle einen Knoten $k \in V$;
 - 2 **foreach** (eingehende Kante $(i,k) \in E$)
 - 3 **foreach** (ausgehende Kante $(k,j) \in E$)
 - 4 Füge (i,j) zu E hinzu.
-

Algorithmus von Warshall – Idee (I)

Wir betrachten zunächst den einfachsten Fall:

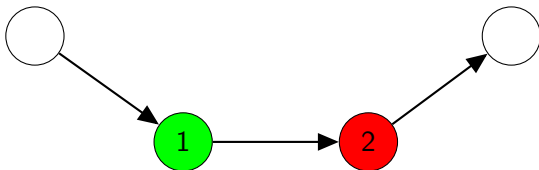
- Aus $R[i,k]$ und $R[k,j]$ folgt die Erreichbarkeit $R[i,j] = \text{true}$.



```
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.
```

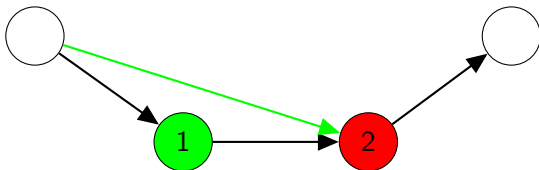
Algorithmus von Warshall – Idee (II)

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:



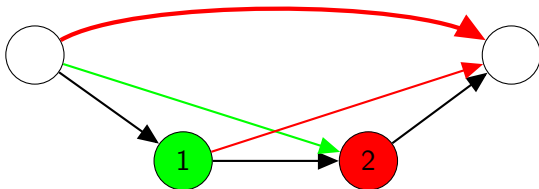
Algorithmus von Warshall – Idee (II)

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:



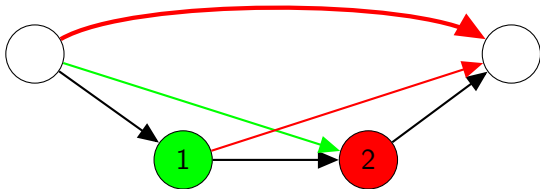
Algorithmus von Warshall – Idee (II)

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:

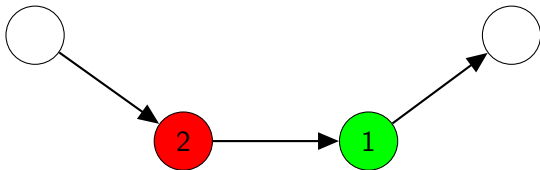


Algorithmus von Warshall – Idee (II)

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:

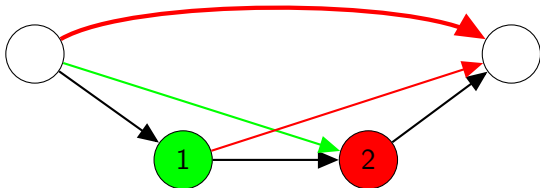


- Die Reihenfolge spielt dabei keine Rolle:

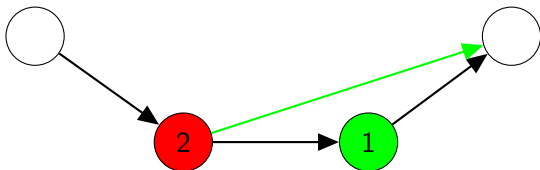


Algorithmus von Warshall – Idee (II)

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:

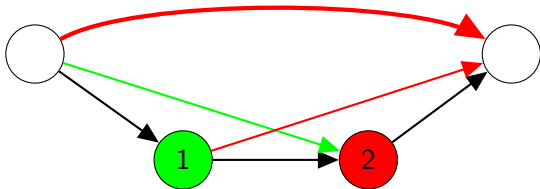


- Die Reihenfolge spielt dabei keine Rolle:

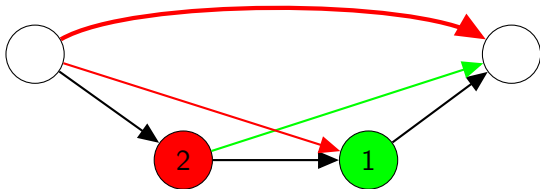


Algorithmus von Warshall – Idee (II)

Das reicht bereits aus, um längere Pfade zu berücksichtigen:

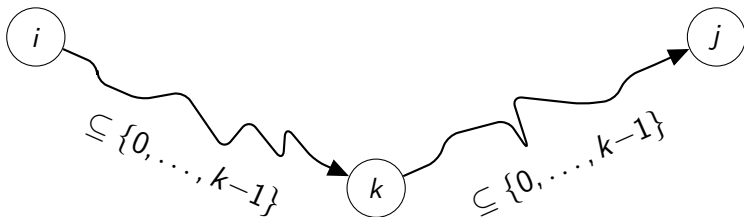


- Die Reihenfolge spielt dabei keine Rolle:



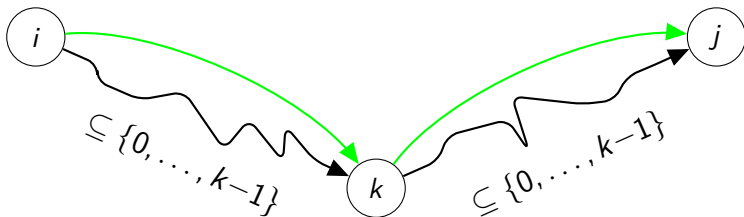
Algorithmus von Warshall – Idee (III)

Allgemeiner Fall:



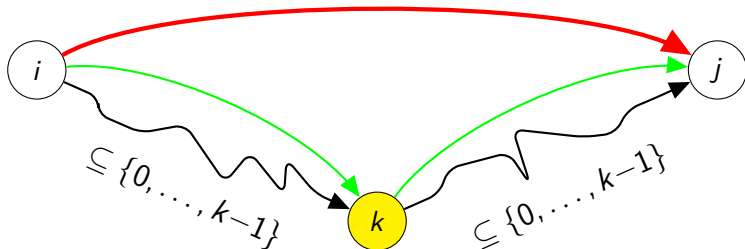
Algorithmus von Warshall – Idee (III)

Allgemeiner Fall:



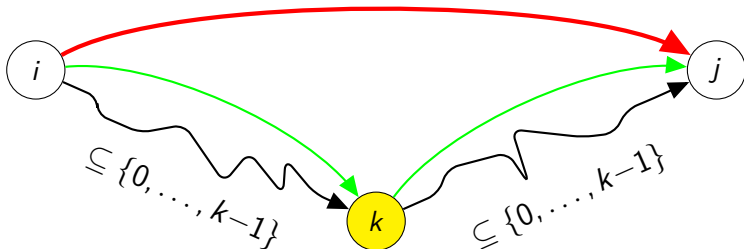
Algorithmus von Warshall – Idee (III)

Allgemeiner Fall:



Algorithmus von Warshall – Idee (III)

Allgemeiner Fall:



- Das lässt sich als Rekursionsgleichung schreiben, wobei $t_{ij}^{(k)} = \text{true}$ besagt, dass nach Berücksichtigung der Zwischenknoten $\{0, \dots, k\}$ 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 (IV)

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

Algorithmus von Warshall – Idee (IV)

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

- 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 – Implementierung

```
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 – Implementierung

```
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[][], int n, bool &R[][]) {
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 }
```

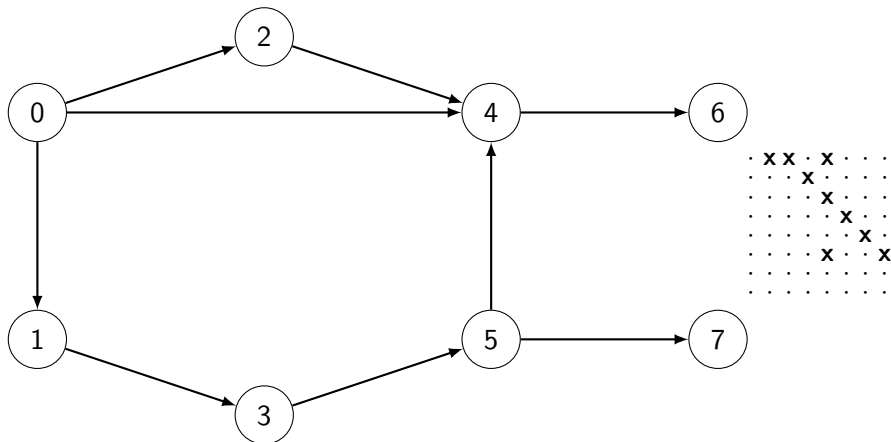
Algorithmus von Warshall – Implementierung

```
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.
```

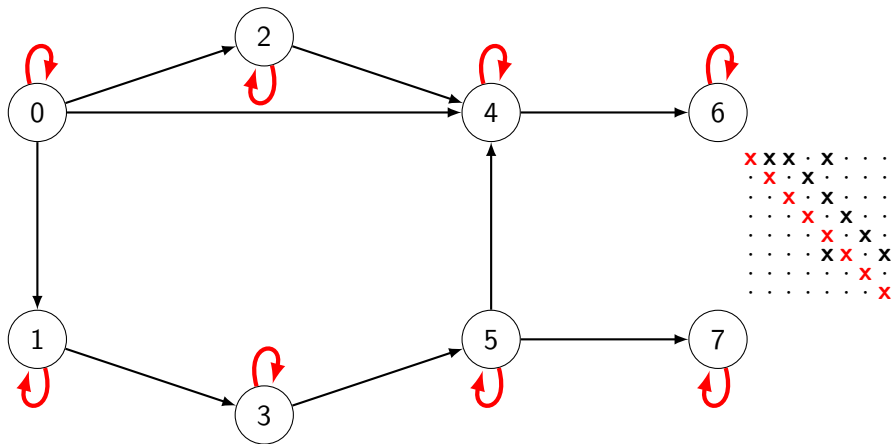
```
1 void transClos(bool A[][], int n, bool &R[][]) {
2   for (int i = 0; i < n; i++)
3     for (int j = 0; j < n; j++)
4       R[i,j] = A[i,j]; // Kopiere A nach R
5
6   for (int i = 0; i < n; i++)
7     R[i,i] = true; // reflexive Hülle / reflexiver Abschluss
8
9   for (int k = 0; k < n; k++)
10    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: $\Theta(n^3)$, Platzkomplexität: $\Theta(n^2)$.

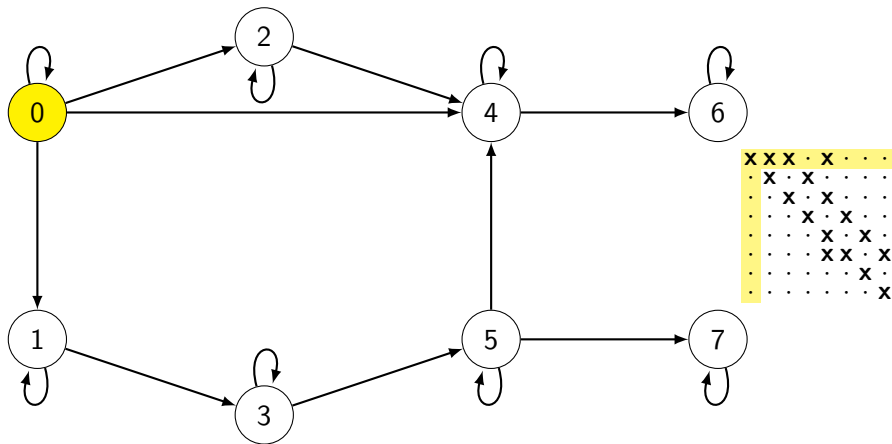
Algorithmus von Warshall – Beispiel (I)



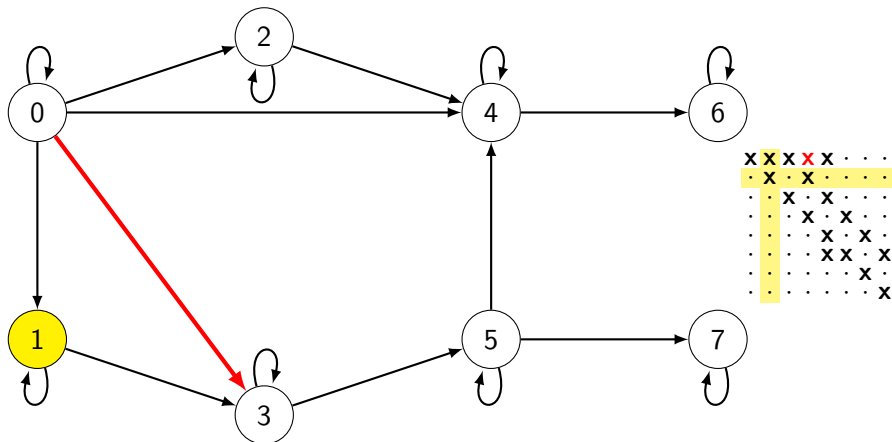
Algorithmus von Warshall – Beispiel (I)



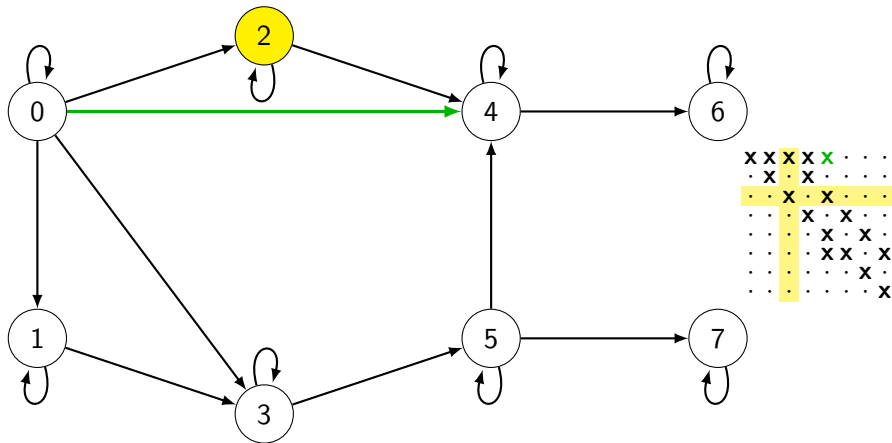
Algorithmus von Warshall – Beispiel (I)



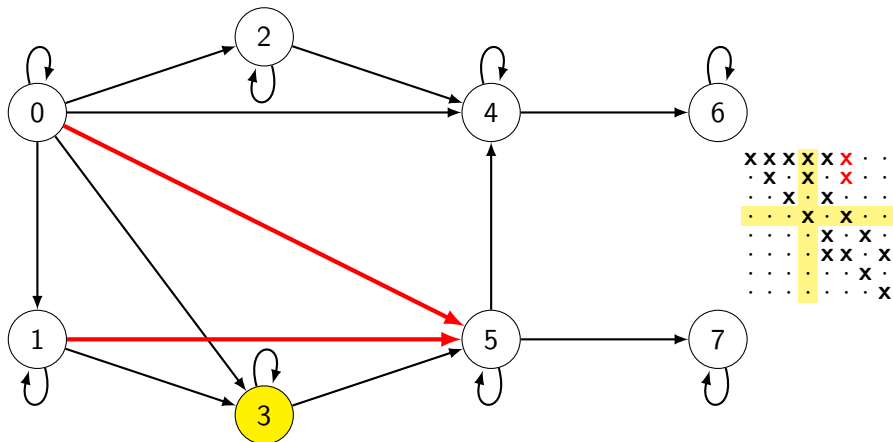
Algorithmus von Warshall – Beispiel (I)



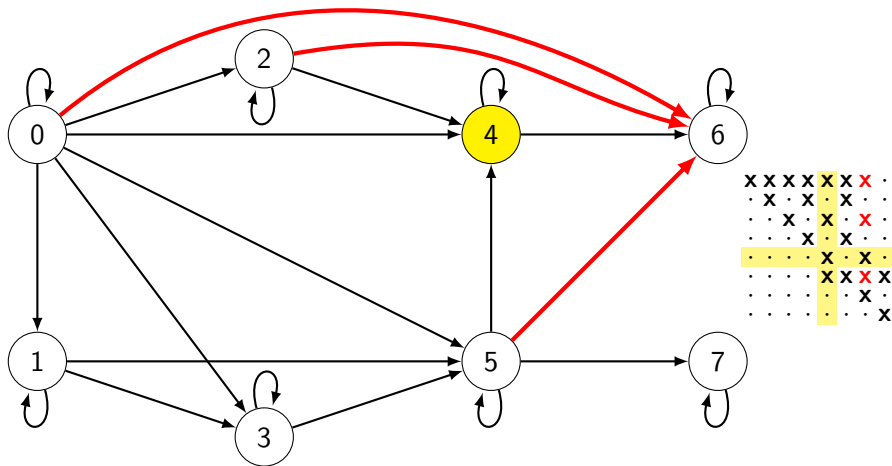
Algorithmus von Warshall – Beispiel (I)



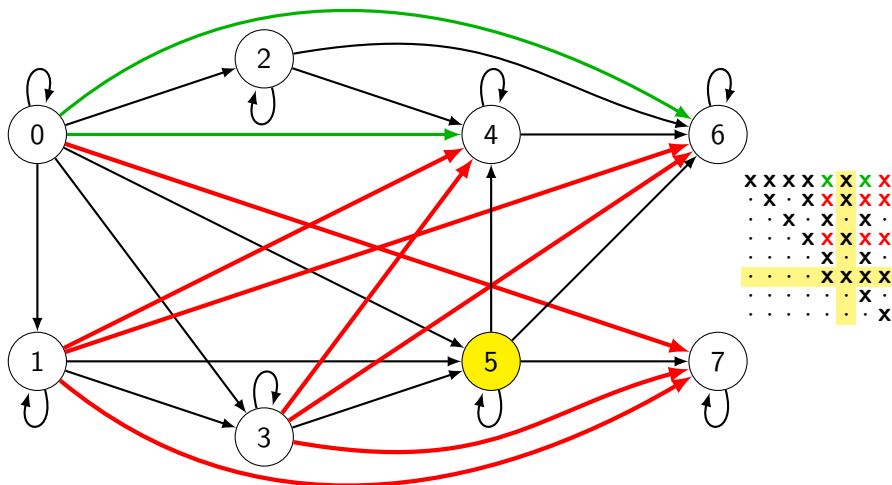
Algorithmus von Warshall – Beispiel (I)



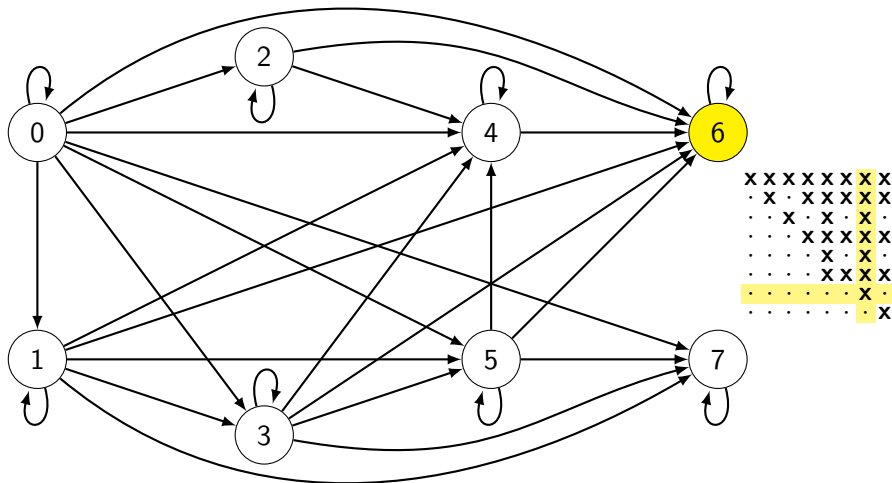
Algorithmus von Warshall – Beispiel (I)



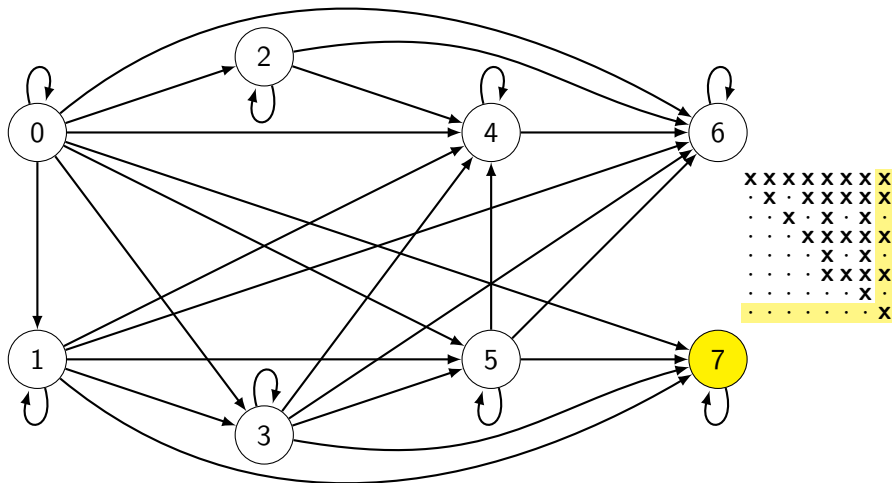
Algorithmus von Warshall – Beispiel (I)



Algorithmus von Warshall – Beispiel (I)

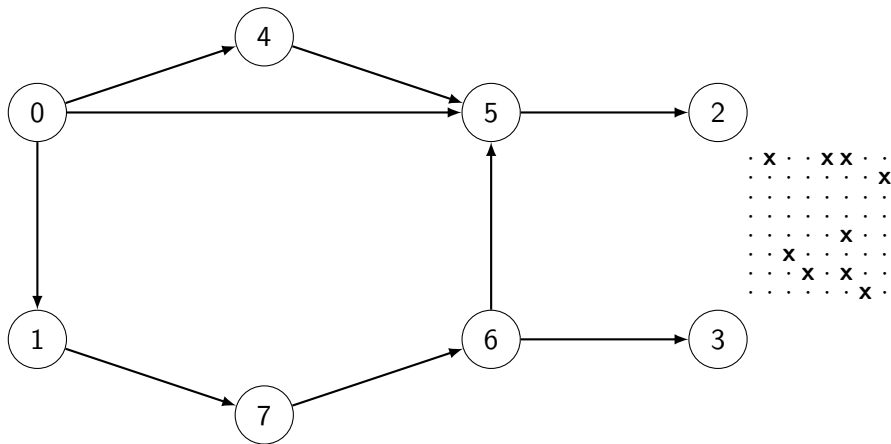


Algorithmus von Warshall – Beispiel (I)



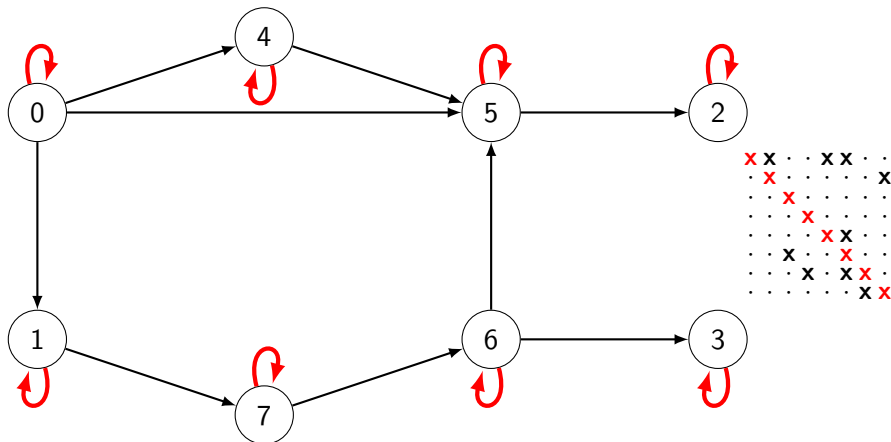
Algorithmus von Warshall – Beispiel (II)

Andere Reihenfolge der Knoten:



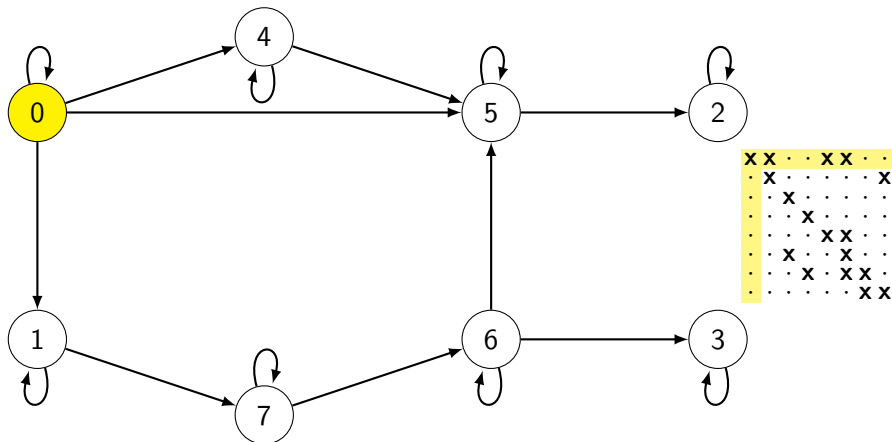
Algorithmus von Warshall – Beispiel (II)

Andere Reihenfolge der Knoten:



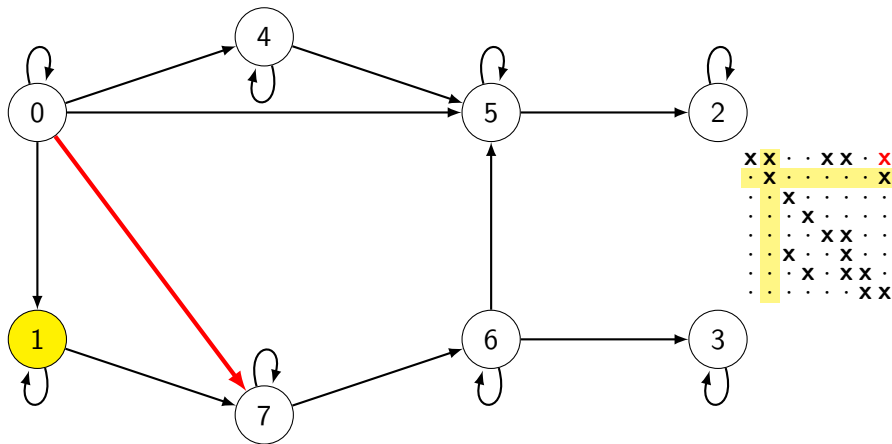
Algorithmus von Warshall – Beispiel (II)

Andere Reihenfolge der Knoten:



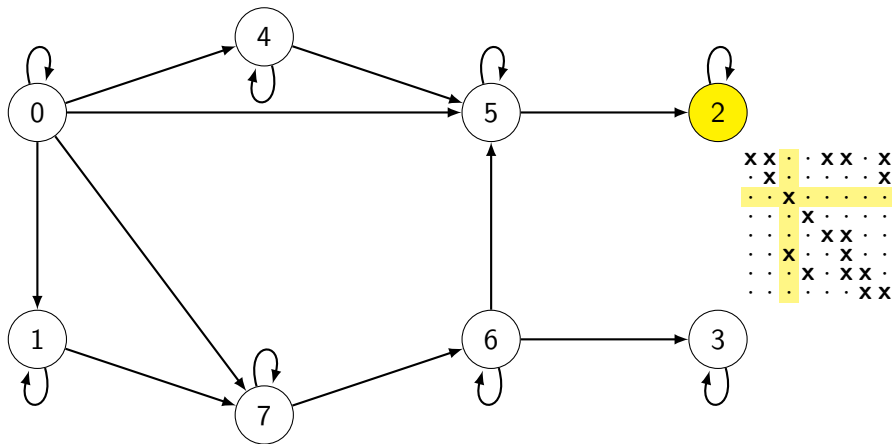
Algorithmus von Warshall – Beispiel (II)

Andere Reihenfolge der Knoten:



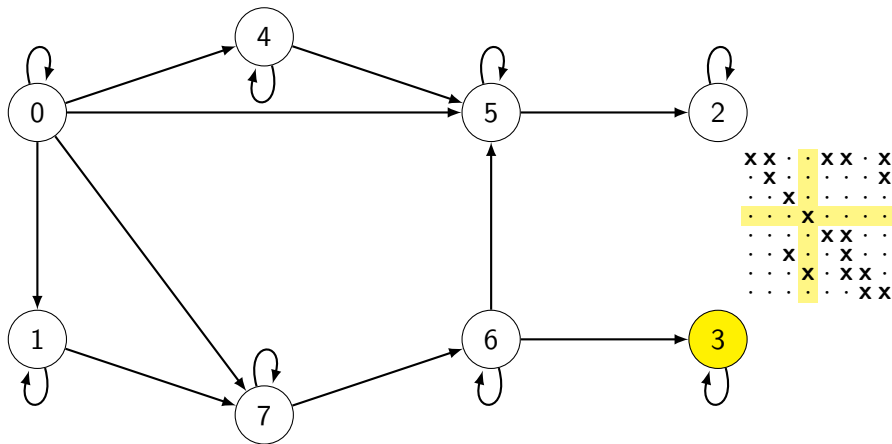
Algorithmus von Warshall – Beispiel (II)

Andere Reihenfolge der Knoten:



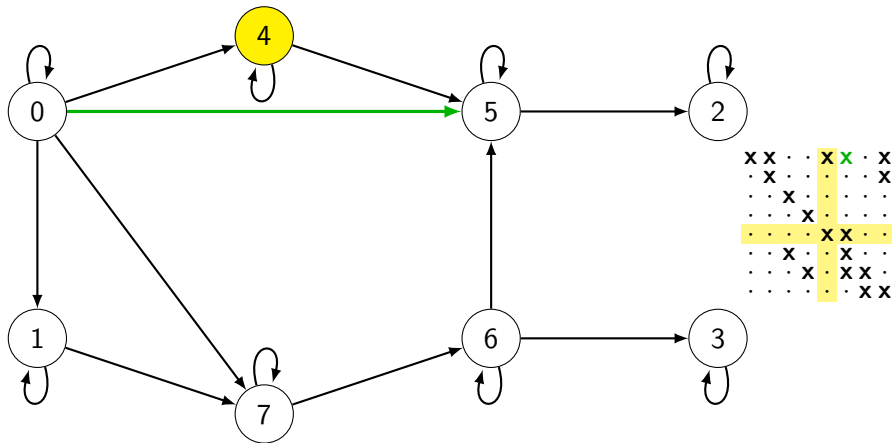
Algorithmus von Warshall – Beispiel (II)

Andere Reihenfolge der Knoten:



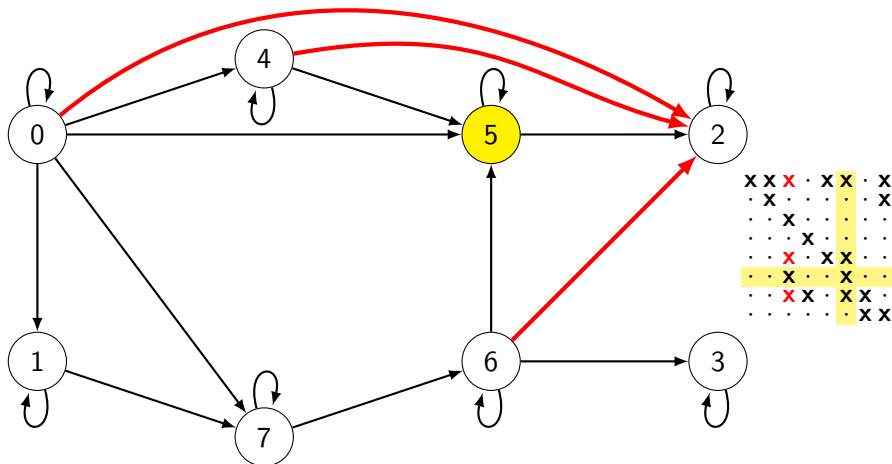
Algorithmus von Warshall – Beispiel (II)

Andere Reihenfolge der Knoten:



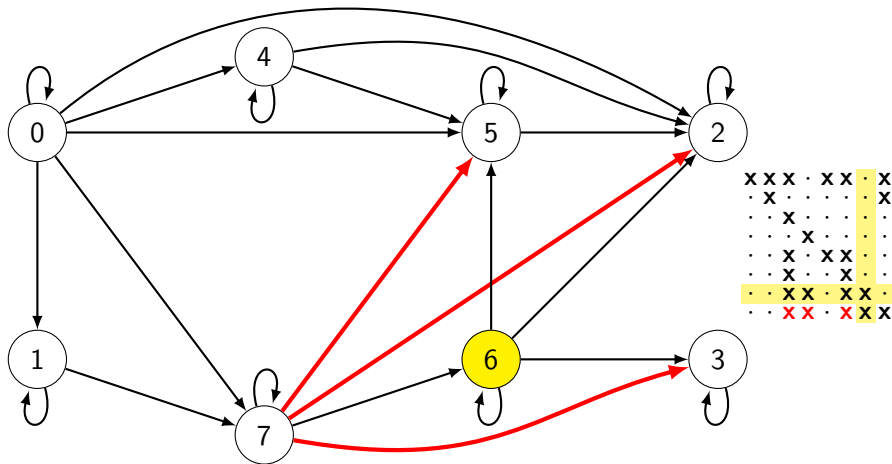
Algorithmus von Warshall – Beispiel (II)

Andere Reihenfolge der Knoten:



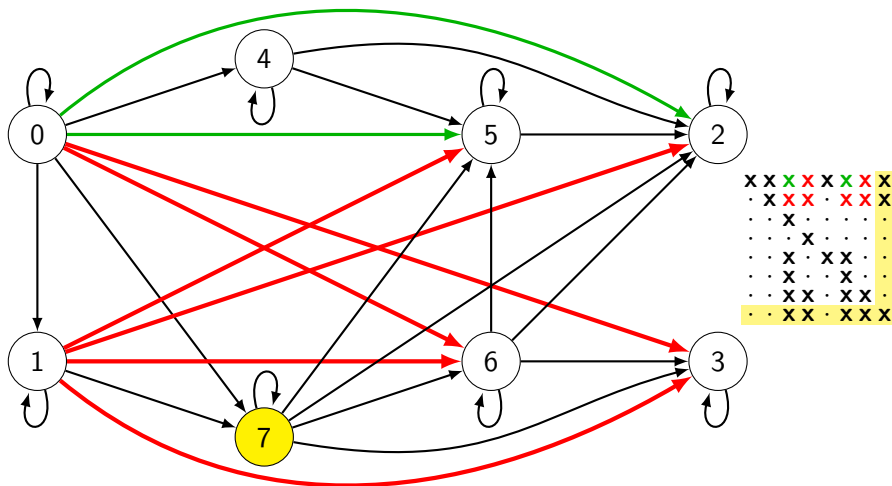
Algorithmus von Warshall – Beispiel (II)

Andere Reihenfolge der Knoten:



Algorithmus von Warshall – Beispiel (II)

Andere Reihenfolge der Knoten:



Übersicht

- 1 Transitive Hülle
 - Algorithmus von Warshall
- 2 Der Algorithmus von Floyd

All-Pairs Shortest Paths

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

All-Pairs Shortest Paths

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

- ▶ Die Funktion W ordnet Kanten ein Gewicht zu.

All-Pairs Shortest Paths

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

- ▶ Die Funktion W ordnet Kanten ein Gewicht zu.
- ▶ Negative Gewichte sind zugelassen, aber keine Zyklen mit negativem Gewicht.

All-Pairs Shortest Paths

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

- ▶ Die Funktion W ordnet Kanten ein Gewicht zu.
- ▶ 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 Digraphen $G = (V, E, W)$.

- ▶ Die Funktion W ordnet Kanten ein Gewicht zu.
- ▶ 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 die Länge $D[i, j]$ des kürzesten Pfades.

All-Pairs Shortest Paths

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

- ▶ Die Funktion W ordnet Kanten ein Gewicht zu.
- ▶ 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 die Länge $D[i, j]$ des kürzesten Pfades.

Naive Lösung: lasse ein SSSP-Algorithmus (z. B. Bellman-Ford) $|V|$ mal laufen.

All-Pairs Shortest Paths

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

- ▶ Die Funktion W ordnet Kanten ein Gewicht zu.
- ▶ 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 die Länge $D[i, j]$ des kürzesten Pfades.

Naive Lösung: lasse ein SSSP-Algorithmus (z. B. Bellman-Ford) $|V|$ mal laufen.

All-Pairs Shortest Paths

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

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

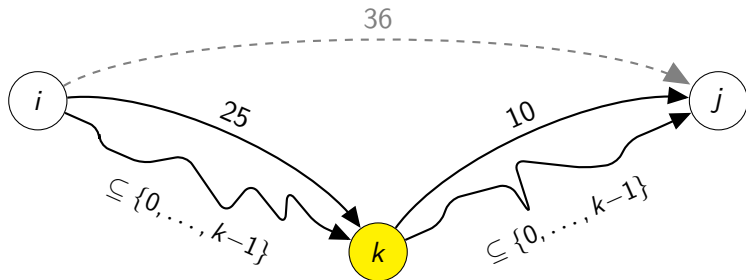
Problem (All-Pairs Shortest Path)

Berechne für jedes Paar i, j die Länge $D[i, j]$ des kürzesten Pfades.

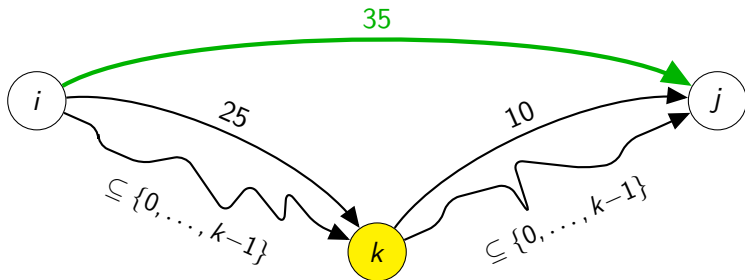
Naive Lösung: lasse ein SSSP-Algorithmus (z. B. Bellman-Ford) $|V|$ mal laufen. Dies führt zu einer Worst-Case Zeitkomplexität $O(|V|^4)$.

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

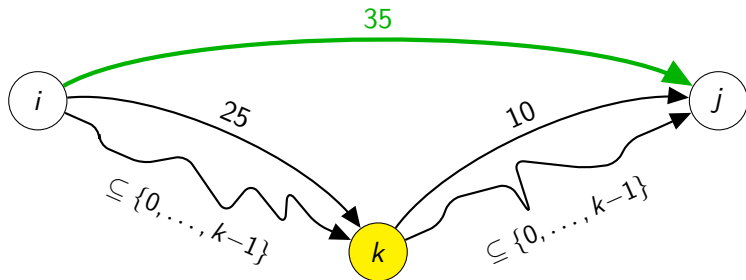
Der Algorithmus von Floyd – Idee



Der Algorithmus von Floyd – Idee

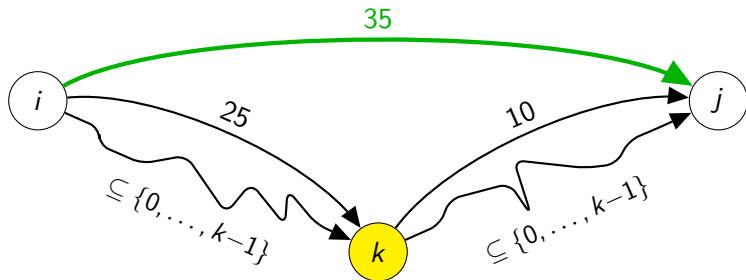


Der Algorithmus von Floyd – Idee



- Vorgehen wie bei Warshall, jedoch mit folgender Rekursionsgleichung:

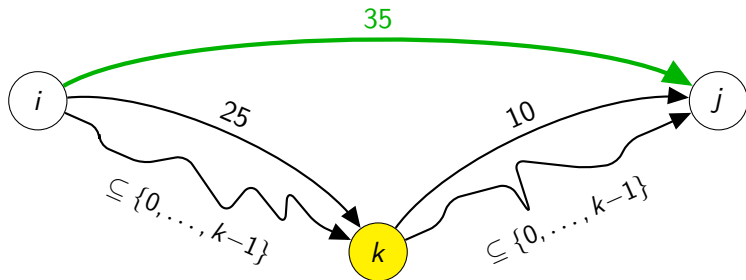
Der Algorithmus von Floyd – Idee



- 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

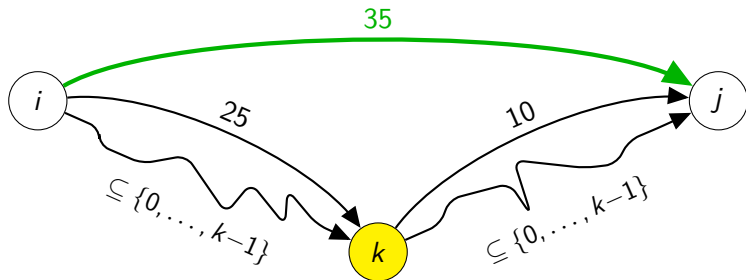


- Vorgehen wie bei Warshall, jedoch mit folgender Rekursionsgleichung:

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

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

Der Algorithmus von Floyd – Idee



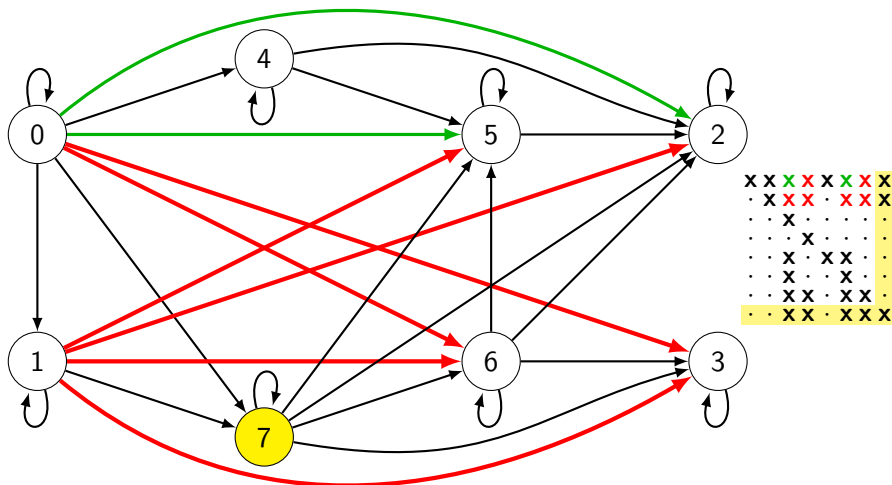
- Vorgehen wie bei Warshall, jedoch mit folgender Rekursionsgleichung:

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

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

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

Der Algorithmus von Floyd – Beispiel



Der Algorithmus von Floyd – Implementierung

```
1 void floydSP(double W[][], int n, double &D[][]) {
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++)
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[][], int n, double &D[][]) {
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++)
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: $\Theta(n^3)$, Platzkomplexität: $\Theta(n^2)$.

Der Algorithmus von Floyd – Implementierung

```
1 void floydSP(double W[][], int n, double &D[][]) {
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++)
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: $\Theta(n^3)$, Platzkomplexität: $\Theta(n^2)$.
- ▶ 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 Pfads 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 Pfads in π_{ij} (den Vorgänger von j).

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

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 Pfads in π_{ij} (den Vorgänger von j).

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

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 Pfads in π_{ij} (den Vorgänger von j).

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

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).

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