



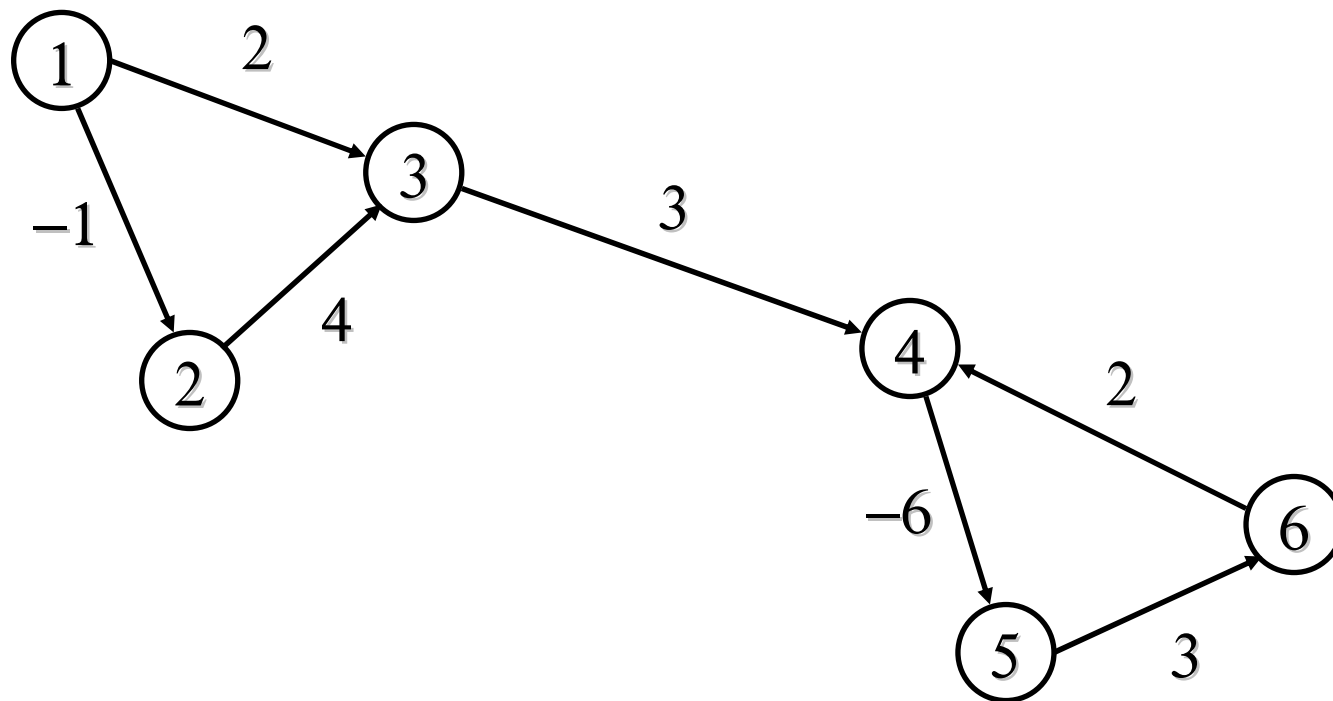
Kürzeste (billigste) Wege



1. Kürzeste (billigste) Wege

Gerichteter Graph $G = (V, E)$

Kostenfunktion $c: E \rightarrow R$



Entfernung zwischen zwei Knoten

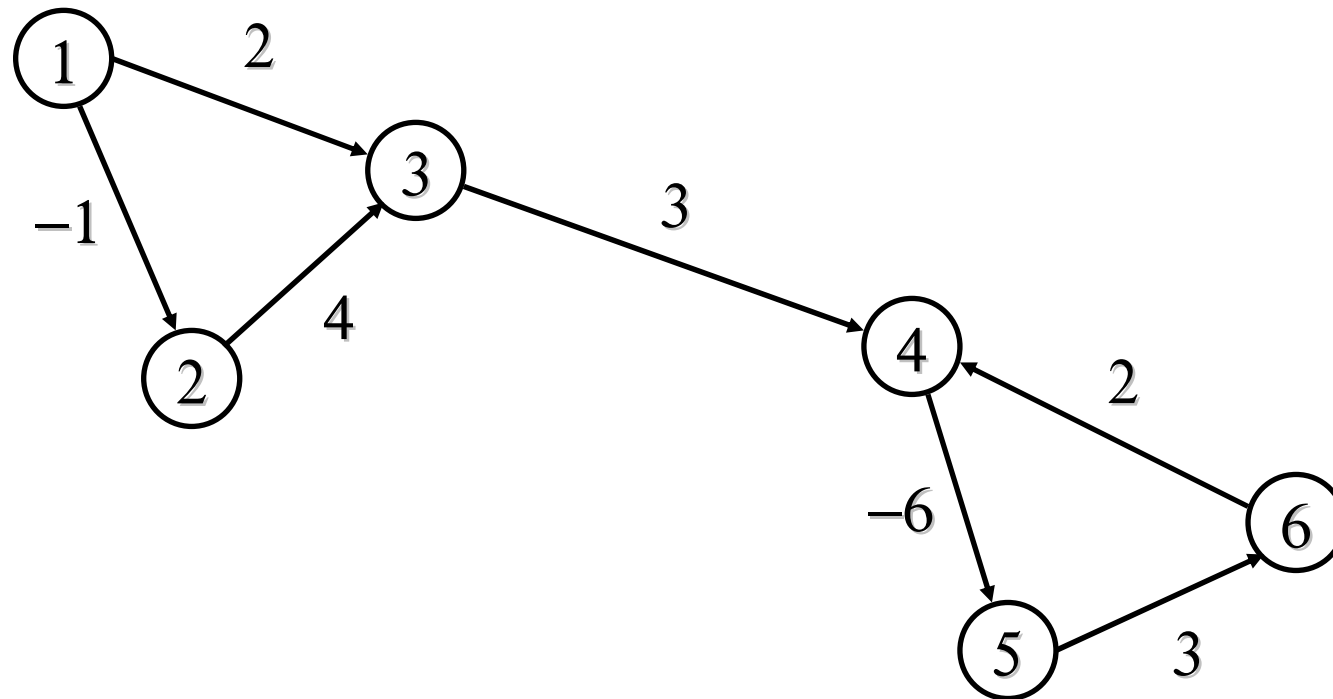
Kosten eines Wegs $P = v_0, v_1, \dots, v_l$ von v nach w

$$c(P) = \sum_{i=0}^{l-1} c(v_i, v_{i+1})$$

Entfernung von v nach w (nicht immer definiert)

$$\text{dist}(v, w) = \inf \{ c(P) \mid P \text{ ist Weg von } v \text{ nach } w \}$$

Beispiel



$$\text{dist}(1,2) =$$

$$\text{dist}(1,3) =$$

$$\text{dist}(3,1) =$$

$$\text{dist}(3,4) =$$

2. Kürzeste Wege von einem Knoten s

(Single Source Shortest Paths)

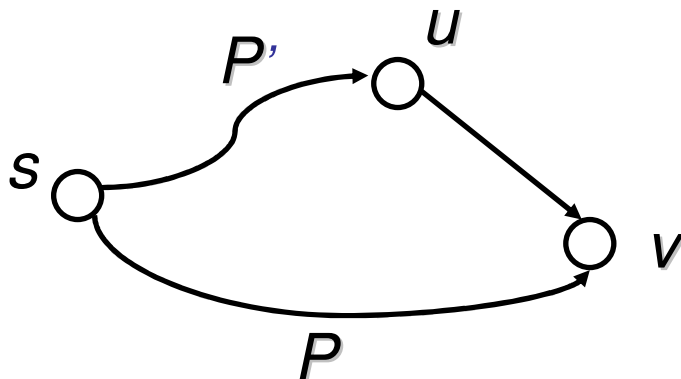
Eingabe: Netzwerk $G = (V, E, c)$ $c : E \rightarrow R$ Knoten s

Ausgabe: $dist(s, v)$ für alle $v \in V$

Beobachtung: $dist$ -Funktion erfüllt eine **Dreiecksungleichung**

Sei $(u, v) \in E$ eine beliebige Kante

$$dist(s, v) \leq dist(s, u) + c(u, v)$$



P = kürzester Weg von s nach v

P' = kürzester Weg von s nach u

Greedy-Ansatz für einen Algorithmus

1. Überschätze die *dist*-Funktion

$$\text{dist}(s, v) = \begin{cases} 0 & \text{falls } v = s \\ \infty & \text{falls } v \neq s \end{cases}$$

2. Solange eine Kante $e = (u, v)$ existiert mit
 $\text{dist}(s, v) > \text{dist}(s, u) + c(u, v)$
setze $\text{dist}(s, v) \leftarrow \text{dist}(s, u) + c(u, v)$

1. $\text{DIST}[s] \leftarrow 0;$
2. **for all** $v \in V \setminus \{s\}$ **do** $\text{DIST}[v] \leftarrow \infty$ **endfor**;
3. **while** $\exists e = (u, v) \in E$ mit $\text{DIST}[v] > \text{DIST}[u] + c(u, v)$ **do**
4. Wähle eine solche Kante $e = (u, v);$
5. $\text{DIST}[v] \leftarrow \text{DIST}[u] + c(u, v);$
6. **endwhile**;

Fragen:

1. Wie testet man in Zeile 3, ob eine Dreiecksungleichung verletzt ist?
2. Welche Kante wählt man in Zeile 4?

Speichere eine **Menge U** aller Knoten, aus denen Kanten ausgehen könnten, die eine **Dreiecksungleichung verletzen**.

- Initialisierung $U = \{s\}$
 - Ein Knoten v wird in U aufgenommen, wenn $\text{DIST}[v]$ vermindert wird.
-
1. Test, ob Dreiecksungleichung verletzt: $U \neq \emptyset$?
 2. Wähle einen **Knoten aus U** aus und stelle für die **ausgehenden Kanten** die Dreiecksungleichung her.

Verfeinerter Algorithmus

1. $\text{DIST}[s] \leftarrow 0$;
2. **for all** $v \in V \setminus \{s\}$ **do** $\text{DIST}[v] \leftarrow \infty$ **endfor**;
3. $U \leftarrow \{s\}$;
4. **while** $U \neq \emptyset$ **do**
5. Wähle und streiche einen Knoten $u \in U$;
6. **for all** $e = (u, v) \in E$ **do**
7. **if** $\text{DIST}[v] > \text{DIST}[u] + c(u, v)$ **then**
8. $\text{DIST}[v] \leftarrow \text{DIST}[u] + c(u, v)$;
9. $U \leftarrow U \cup \{v\}$;
10. **endif**;
11. **endfor**;
12. **endwhile**;

Invariante für die DIST-Werte

Lemma 1: Für alle Knoten $v \in V$ gilt stets $\text{DIST}[v] \geq \text{dist}(s, v)$.

Beweis: (durch Widerspruch)

Sei v der erste Knoten, für den sich bei d. Relaxierung einer Kante (u, v) $\text{DIST}[v] < \text{dist}(s, v)$ ergibt.

Dann gilt:

$$\text{DIST}[u] + c(u, v) = \text{DIST}[v] < \text{dist}(s, v) \leq \text{dist}(s, u) + c(u, v)$$

Wichtige Eigenschaften

Lemma 2:

- a) Falls $v \notin U$, dann gilt für alle $(v, w) \in E$: $\text{DIST}[w] \leq \text{DIST}[v] + c(v, w)$

- b) Sei $s=v_0, v_1, \dots, v_l=v$ ein kürzester Weg von s nach v .
Falls $\text{DIST}[v] > \text{dist}(s, v)$, dann gibt es ein $v_i, 0 \leq i \leq l-1$, mit $v_i \in U$ und $\text{DIST}[v_i] = \text{dist}(s, v_i)$.

- c) Falls G keine negativen Zyklen hat und $\text{DIST}[v] > \text{dist}(s, v)$ für ein $v \in V$, dann gibt es ein $u \in U$ und $\text{DIST}[u] = \text{dist}(s, u)$.

- d) Wählt man in Zeile 5 immer ein $u \in U$ mit $\text{DIST}[u] = \text{dist}(s, u)$, dann wird die while-Schleife für jeden Knoten nur einmal ausgeführt.

Wie findet man in Zeile 5 immer einen Knoten $u \in U$ mit $\text{DIST}[u] = \text{dist}(s, u)$?

Im Allgemeinen ist dies nicht bekannt, jedoch für wichtige Spezialfälle.

- Nicht-negative Netzwerke (keine negativen Kantengewichte)
Algorithmus von Dijkstra
- Netzwerke ohne negative Zyklen
Bellman-Ford-Algorithmus
- Azyklische Netzwerke

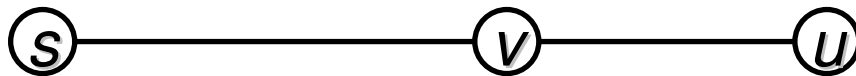
3. Nicht-negative Netzwerke

5'. Wähle und streiche einen Knoten $u \in U$ mit $\text{DIST}[u]$ minimal.

Lemma 3: Mit 5' gilt $\text{DIST}[u] = \text{dist}(s, u)$.

Beweis: Wegen Lemma 2b) gibt es auf dem kürzesten Weg von s nach u einen Knoten $v \in U$ mit $\text{DIST}[v] = \text{dist}(s, v)$.

$$\text{DIST}[u] \leq \text{DIST}[v] = \text{dist}(s, v) \leq \text{dist}(s, u)$$



U als Prioritätswarteschlange

Elemente der Form (key, inf) sind $(DIST[v], v)$.

$Empty(Q)$: Ist Q leer?

$Insert(Q, key, inf)$: Fügt (key, inf) in Q ein.

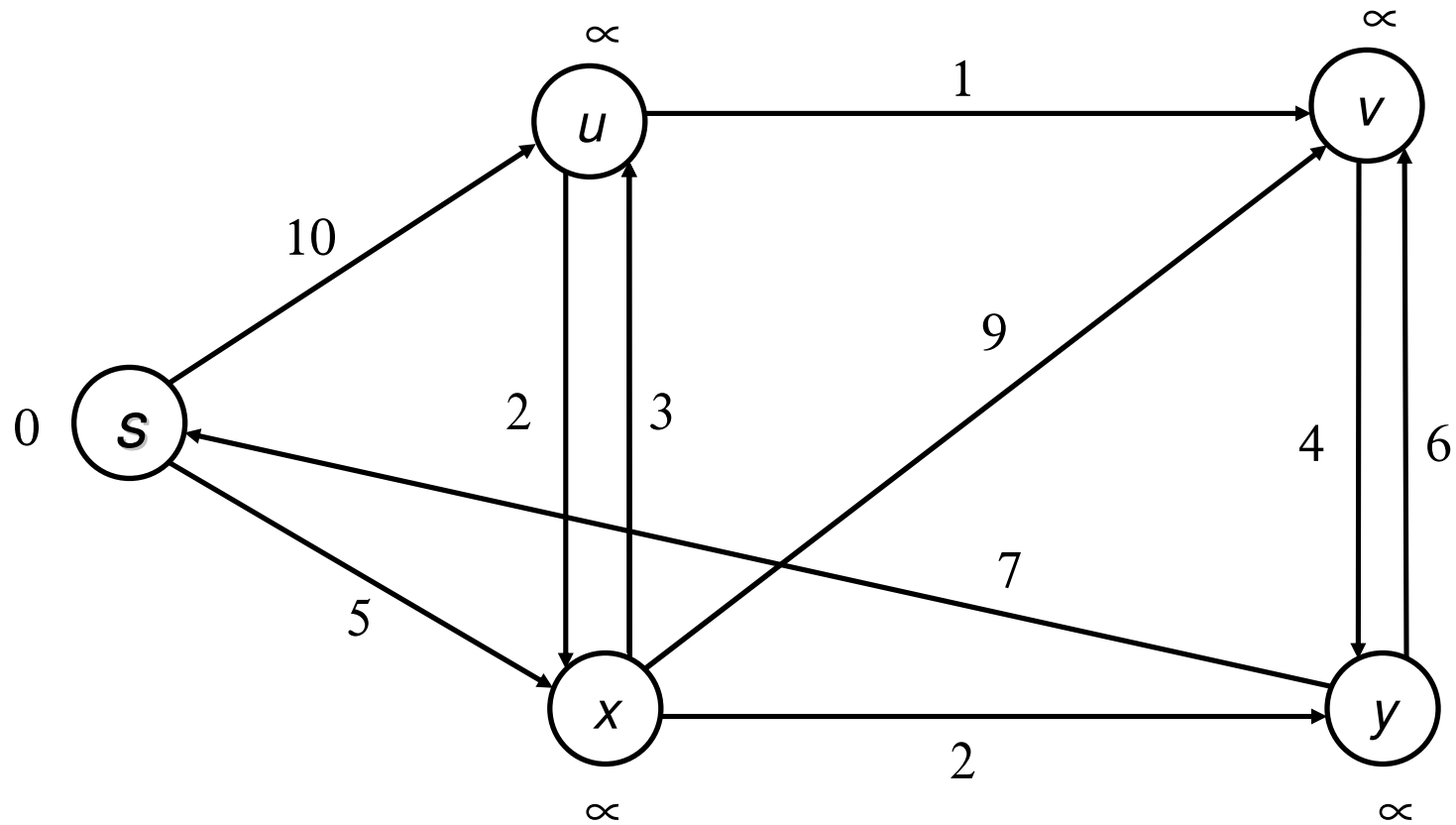
$DeleteMin(Q)$: Entfernt das Element mit kleinstem Schlüssel und liefert es zurück.

$DecreaseKey(Q, element, j)$: Vermindert den Schlüssel von $element$ auf j , sofern j kleiner als der alte Schlüssel ist.

Algorithmus von Dijkstra

1. $\text{DIST}[s] \leftarrow 0$; $\text{Insert}(U, 0, s)$;
2. **for all** $v \in V \setminus \{s\}$ **do** $\text{DIST}[v] \leftarrow \infty$; $\text{Insert}(U, \infty, v)$; **endfor**;
3. **while** $\neg \text{Empty}(U)$ **do**
4. $(d, u) \leftarrow \text{DeleteMin}(U)$;
5. **for all** $e = (u, v) \in E$ **do**
6. **if** $\text{DIST}[v] > \text{DIST}[u] + c(u, v)$ **then**
7. $\text{DIST}[v] \leftarrow \text{DIST}[u] + c(u, v)$;
8. $\text{DecreaseKey}(U, v, \text{DIST}[v])$;
9. **endif**;
10. **endfor**;
11. **endwhile**;

Beispiel



Laufzeit

$$O(n (T_{\text{Insert}} + T_{\text{Empty}} + T_{\text{DeleteMin}}) + m T_{\text{DecreaseKey}} + m + n)$$

Fibonacci-Heaps:

$$\begin{aligned} T_{\text{Insert}} &: O(1) \\ T_{\text{DeleteMin}} &: O(\log n) \text{ amortisiert} \\ T_{\text{DecreaseKey}} &: O(1) \text{ amortisiert} \end{aligned}$$

$$O(n \log n + m)$$

4. Netzwerke ohne negative Zyklen

Organisiere U als Schlange.

Lemma 4: Jeder Knoten v wird maximal n -mal an U angehängt.

Beweis: Wird v zum i -ten Mal an U angehängt, wenn $\text{DIST}[v] > \text{dist}(s, v)$ gilt, so existiert wegen Lemma 2c) ein $u_i \in U$ mit $\text{DIST}[u_i] = \text{dist}(s, u_i)$

Knoten u_i wird vor v aus U entfernt und nie wieder angehängt.

Die Knoten u_1, u_2, u_3, \dots sind paarweise verschieden.

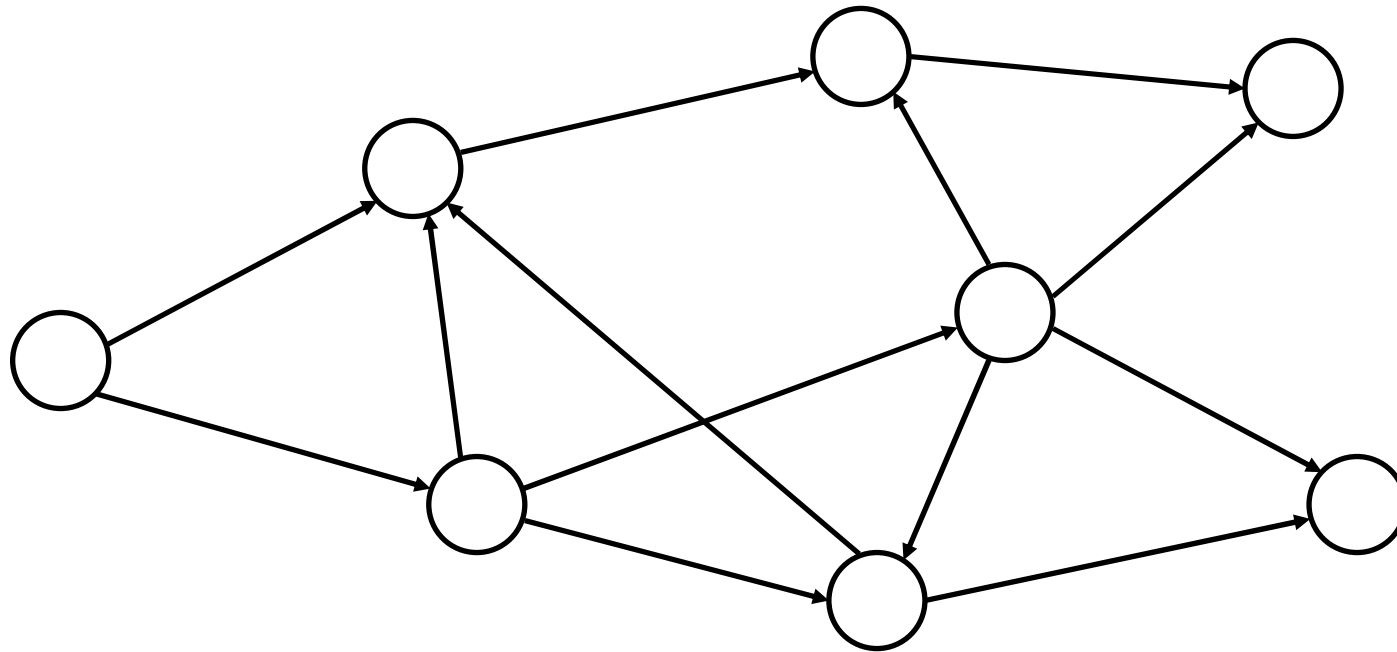
Bellman-Ford-Algorithmus

1. $\text{DIST}[s] \leftarrow 0$; $Z[s] \leftarrow 0$;
2. **for all** $v \in V \setminus \{s\}$ **do** $\text{DIST}[v] \leftarrow \infty$; $Z[v] \leftarrow 0$; **endfor**;
3. $U \leftarrow \{s\}$;
4. **while** $U \neq \emptyset$ **do**
5. Wähle und streiche Knoten u am Kopf von U ; $Z[u] \leftarrow Z[u]+1$;
6. **if** $Z[u] > n$ **then** return „negativer Zyklus“;
7. **for all** $e = (u,v) \in E$ **do**
8. **if** $\text{DIST}[v] > \text{DIST}[u] + c(u,v)$ **then**
9. $\text{DIST}[v] \leftarrow \text{DIST}[u] + c(u,v)$;
10. $U \leftarrow U \cup \{v\}$;
11. **endif**;
12. **endfor**;
13. **endwhile**;

5. Azyklische Netzwerke

Topologisches Sortieren: $\text{num}: V \rightarrow \{1, \dots, n\}$

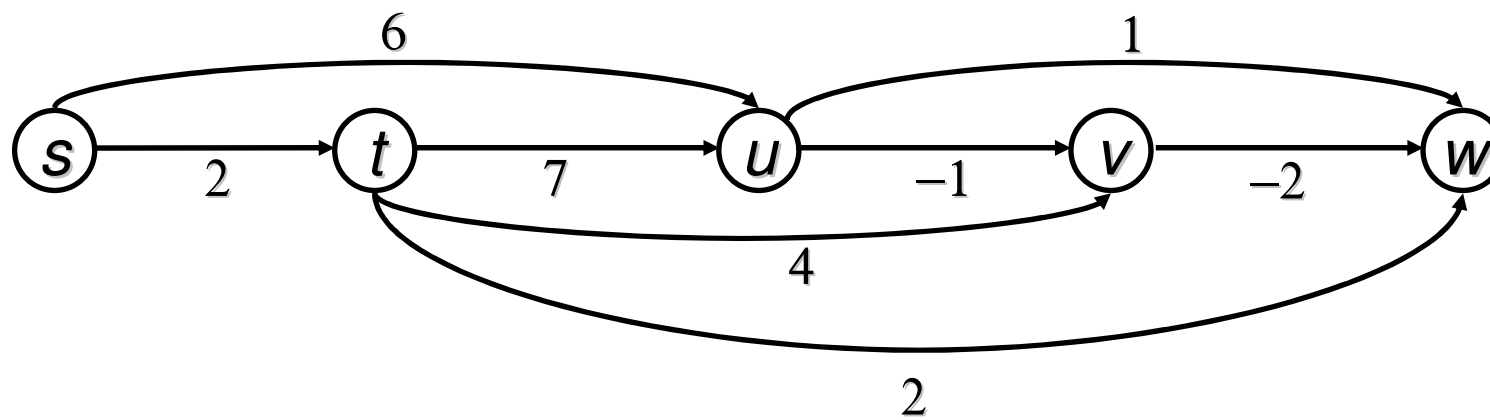
Für $(u, v) \in E$ gilt $\text{num}(u) < \text{num}(v)$



Algorithmus für azyklische Graphen

1. Sortiere $G = (V, E, c)$ topologisch;
2. $\text{DIST}[s] \leftarrow 0$;
3. **for all** $v \in V \setminus \{s\}$ **do** $\text{DIST}[v] \leftarrow \infty$; **endfor**;
4. $U \leftarrow \{v \mid v \in V \text{ mit } \text{num}(v) < n\}$;
5. **while** $U \neq \emptyset$ **do**
6. Wähle und streiche Knoten $u \in U$ mit kleinstem num-Wert ;
7. **for all** $e = (u, v) \in E$ **do**
8. **if** $\text{DIST}[v] > \text{DIST}[u] + c(u, v)$ **then**
9. $\text{DIST}[v] \leftarrow \text{DIST}[u] + c(u, v)$;
10. **endif**;
11. **endfor**;
12. **endwhile**;

Beispiel



Lemma 5: Wenn der i -te Knoten u_i aus U entfernt wird, gilt
 $\text{DIST}[u_i] = \text{dist}(s, u_i)$.

Beweis: Induktion nach i .

$i = 1$: ok

$i > 1$: Sei $s = v_1, v_2, \dots, v_l, v_{l+1} = u_i$ kürzester Weg von s nach u_i .

v_l wird vor u_i aus U entfernt. Nach I.V. gilt $\text{DIST}[v_l] = \text{dist}(s, v_l)$.

Wenn (v_l, u_i) relaxiert ist, gilt:

$$\text{DIST}[u_i] \leq \text{DIST}[v_l] + c(v_l, u_i) = \text{dist}(s, v_l) + c(v_l, u_i) = \text{dist}(s, u_i)$$