

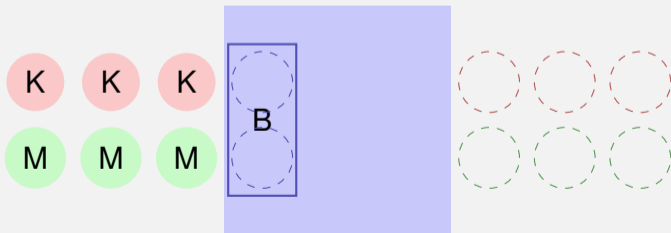
24. Kürzeste Wege

Motivation, Dijkstras Algorithmus auf Distanzgraphen, Algorithmus von Bellman-Ford, Algorithmus von Floyd-Warshall

[Ottman/Widmayer, Kap. 9.5 Cormen et al, Kap. 24.1-24.3, 25.2-25.3]

Flussüberquerung (Missionare und Kannibalen)

Problem: Drei Kannibalen und drei Missionare stehen an einem Ufer eines Flusses. Ein dort bereitstehendes Boot fasst maximal zwei Personen. Zu keiner Zeit dürfen an einem Ort (Ufer oder Boot) mehr Kannibalen als Missionare sein. Wie kommen die Missionare und Kannibalen möglichst schnell über den Fluss? ⁴⁷



⁴⁷Es gibt leichte Variationen dieses Problems, es ist auch äquivalent zum Problem der eifersüchtigen Ehemänner

Formulierung als Graph

Zähle alle erlaubten Konfigurationen als Knoten auf und verbinde diese mit einer Kante, wenn Überfahrt möglich ist. Das Problem ist dann ein Problem des kürzesten Pfades

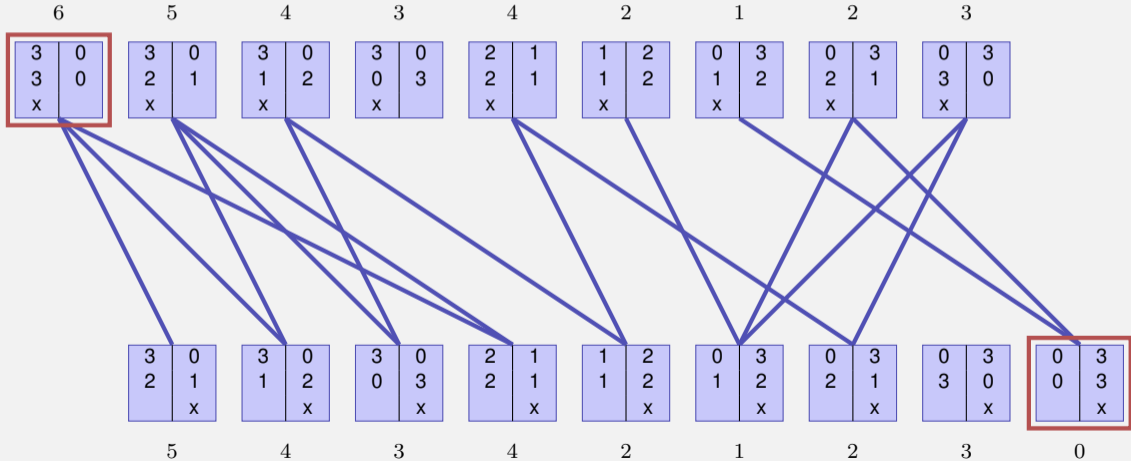
Beispiel

	links	rechts		links	rechts	
Missionare	3	0	Überfahrt möglich	Missionare	2	1
Kannibalen	3	0		Kannibalen	2	1
Boot	x			Boot		x

6 Personen am linken Ufer

4 Personen am linken Ufer

Das ganze Problem als Graph

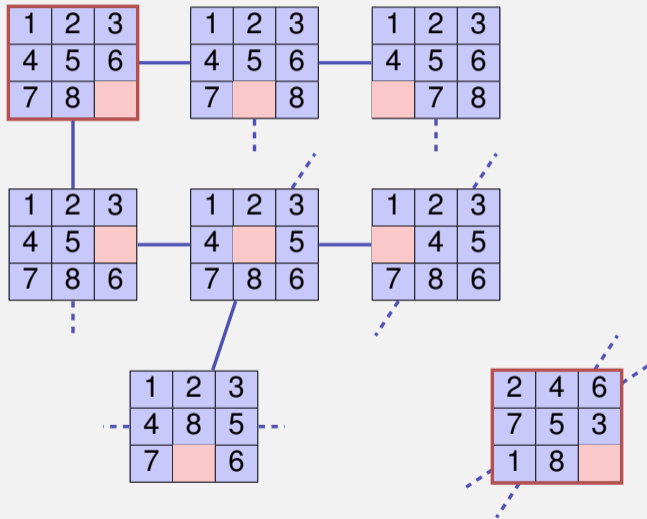


Anderes Beispiel: Schiebepuzzle

Wollen die schnellste Lösung finden für

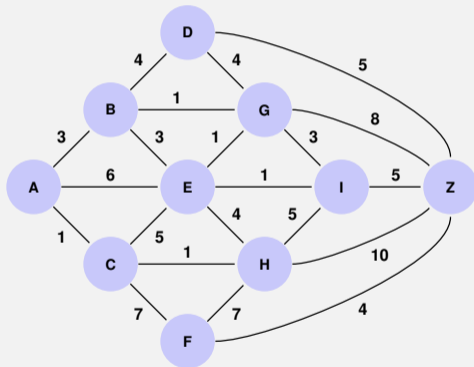


Problem als Graph



Routenfinder

Gegeben Städte A - Z und Distanzen zwischen den Städten.

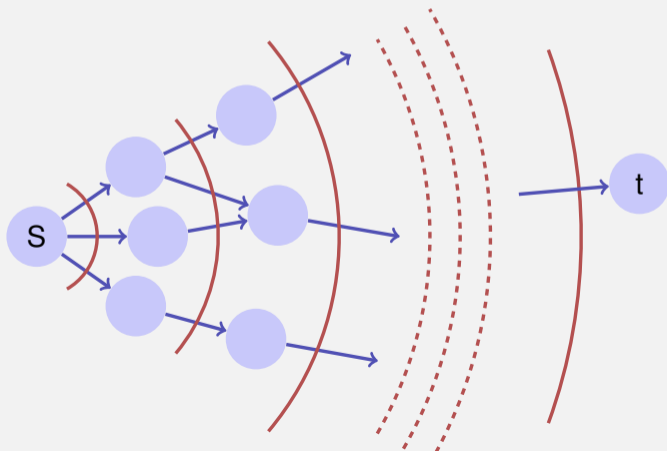


Was ist der kürzeste Weg von A nach Z?

Einfachster Fall

Konstantes Kantengewicht 1 (oBdA)

Lösung: Breitensuche



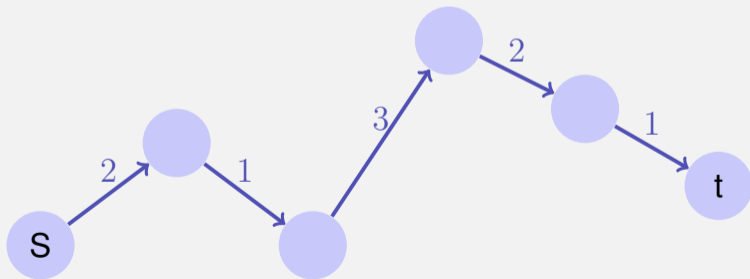
Gewichtete Graphen

Gegeben: $G = (V, E, c)$, $c : E \rightarrow \mathbb{R}$, $s, t \in V$.

Gesucht: Länge (Gewicht) eines kürzesten Weges von s nach t .

Weg: $p = \langle s = v_0, v_1, \dots, v_k = t \rangle$, $(v_i, v_{i+1}) \in E$ ($0 \leq i < k$)

Gewicht: $c(p) := \sum_{i=0}^{k-1} c((v_i, v_{i+1}))$.



Weg mit Gewicht 9

Kürzeste Wege

Notation: Wir schreiben

$$u \overset{p}{\rightsquigarrow} v \quad \text{oder} \quad p : u \rightsquigarrow v$$

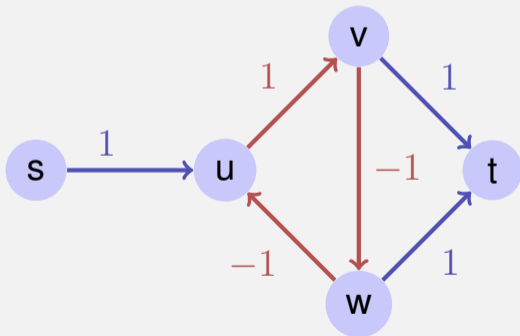
und meinen einen Weg p von u nach v

Notation: $\delta(u, v)$ = Gewicht eines kürzesten Weges von u nach v :

$$\delta(u, v) = \begin{cases} \infty & \text{kein Weg von } u \text{ nach } v \\ \min\{c(p) : u \overset{p}{\rightsquigarrow} v\} & \text{sonst} \end{cases}$$

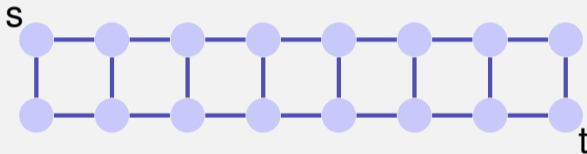
Beobachtungen (1)

Es gibt Situationen, in denen kein kürzester Weg existiert: negative Zyklen könnten auftreten.



Beobachtungen (2)

Es kann exponentiell viele Wege geben.



(mindestens $2^{|V|/2}$ Wege von s nach t)

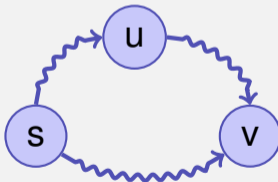
⇒ Alle Wege probieren ist zu ineffizient.

Beobachtungen (3)

Dreiecksungleichung

Für alle $s, u, v \in V$:

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

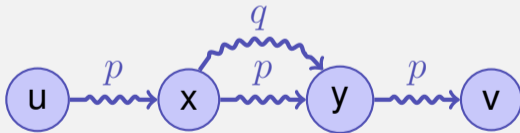


Ein kürzester Weg von s nach v (ohne weitere Einschränkungen) kann nicht länger sein als ein kürzester Weg von s nach v , der u enthalten muss.

Beobachtungen (4)

Optimale Substruktur

Teilpfade von kürzesten Pfaden sind kürzeste Pfade: Sei $p = \langle v_0, \dots, v_k \rangle$ ein kürzester Pfad von v_0 nach v_k . Dann ist jeder der Teilpfade $p_{ij} = \langle v_i, \dots, v_j \rangle$ ($0 \leq i < j \leq k$) ein kürzester Pfad von v_i nach v_j .



Wäre das nicht so, könnte man einen der Teilpfade kürzen, Widerspruch zur Voraussetzung.

Beobachtungen (5)

Kürzeste Wege enthalten keine Zyklen

- 1 Kürzester Weg enthält negativen Zyklus: es existiert kein kürzester Weg. Widerspruch.
- 2 Weg enthält positiven Zyklus: Weglassen des positiven Zyklus kann den Weg verkürzen: Widerspruch
- 3 Weg enthält Zyklus vom Gewicht 0: Weglassen des Zyklus verändert das Pfadgewicht nicht. Weglassen (Konvention).

Zutaten für einen Algorithmus

Gesucht: Kürzeste Wege von einem Startknoten s aus.

- Gewicht des kürzesten bisher gefundenen Pfades

$$d_s : V \rightarrow \mathbb{R}$$

Zu Beginn: $d_s[v] = \infty$ für alle Knoten $v \in V$.

Ziel: $d_s[v] = \delta(s, v)$ für alle $v \in V$.

- Vorgänger eines Knotens

$$\pi_s : V \rightarrow V$$

Zu Beginn $\pi_s[v]$ undefiniert für jeden Knoten $v \in V$

Allgemeiner Algorithmus

- 1 Initialisiere d_s und π_s : $d_s[v] = \infty$, $\pi_s[v] = \text{null}$ für alle $v \in V$
- 2 Setze $d_s[s] \leftarrow 0$
- 3 Wähle eine Kante $(u, v) \in E$
Relaxiere (u, v) :
if $d_s[v] > d_s[u] + c(u, v)$ then
 $d_s[v] \leftarrow d_s[u] + c(u, v)$
 $\pi_s[v] \leftarrow u$
- 4 Wiederhole 3 bis nichts mehr relaxiert werden kann.
(bis $d_s[v] \leq d_s[u] + c(u, v) \quad \forall (u, v) \in E$)

Relaxieren ist sicher

Zu jeder Zeit gilt in obigem Algorithmus

$$d_s[v] \geq \delta(s, v) \quad \forall v \in V$$

Relaxieren ist sicher

Zu jeder Zeit gilt in obigem Algorithmus

$$d_s[v] \geq \delta(s, v) \quad \forall v \in V$$

Im Relaxierschritt:

$$\delta(s, v) \leq \delta(s, u) + \delta(u, v) \quad \text{[Dreiecksungleichung].}$$

$$\delta(s, u) \leq d_s[u] \quad \text{[Induktionsvoraussetzung].}$$

$$\delta(u, v) \leq c(u, v) \quad \text{[Minimalität von } \delta \text{]}$$

$$\Rightarrow d_s[u] + c(u, v) \geq \delta(s, v)$$

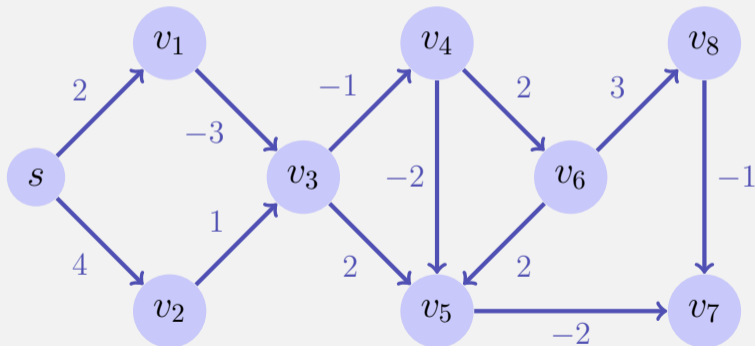
$$\Rightarrow \min\{d_s[v], d_s[u] + c(u, v)\} \geq \delta(s, v)$$

Zentrale Frage

Wie / in welcher Reihenfolge wählt man die Kanten in obigem Algorithmus?

Spezialfall: Gerichteter Azyklischer Graph (DAG)

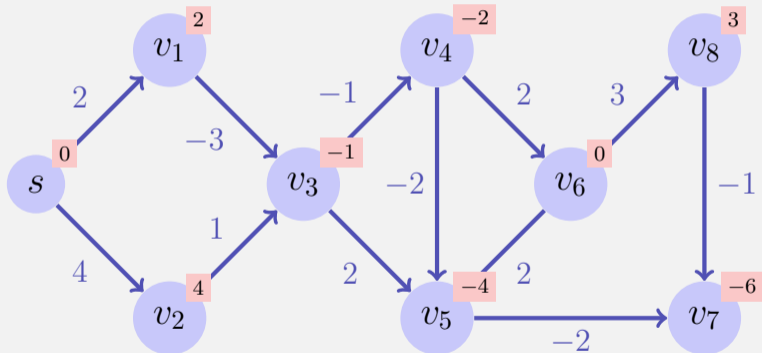
DAG \Rightarrow Topologische Sortierung liefert optimale Besuchsreihenfolge



Top. Sortieren: \Rightarrow Reihenfolge $s, v_1, v_2, v_3, v_4, v_6, v_5, v_8, v_7$.

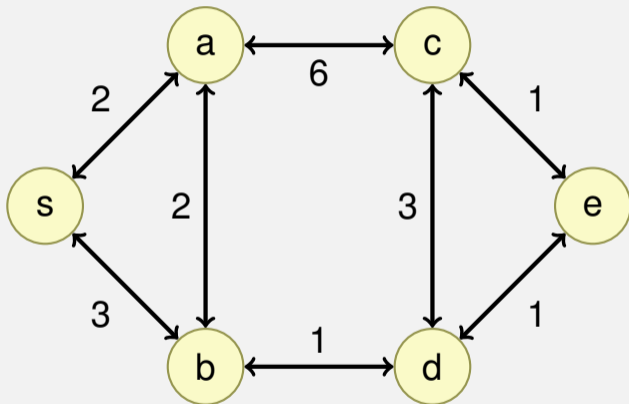
Spezialfall: Gerichteter Azyklischer Graph (DAG)

DAG \Rightarrow Topologische Sortierung liefert optimale Besuchsreihenfolge



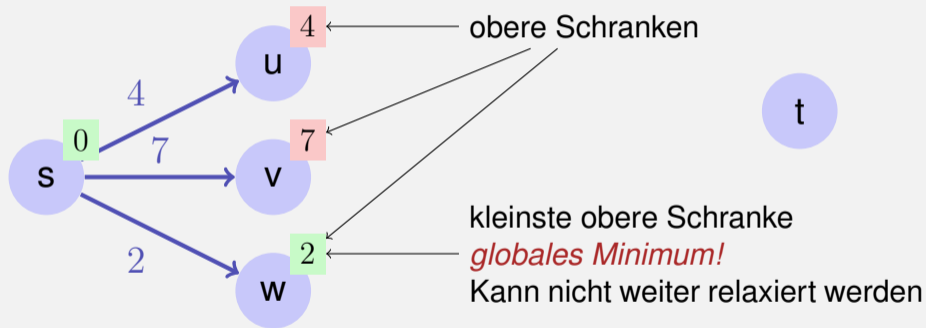
Top. Sortieren: \Rightarrow Reihenfolge $s, v_1, v_2, v_3, v_4, v_6, v_5, v_8, v_7$.

Annahme (vorübergehend)



Alle Gewichte von G sind *positiv*.

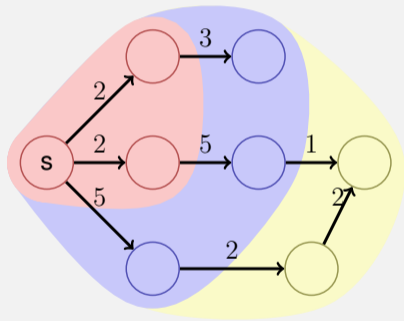
Beobachtung (Dijkstra)



Grundidee

Menge V aller Knoten wird unterteilt in

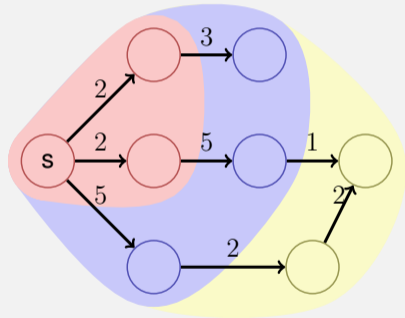
- die Menge M von Knoten, für die schon ein kürzester Weg von s bekannt ist
- die Menge $R = \bigcup_{v \in M} N^+(v) \setminus M$ von Knoten, für die kein kürzester Weg bekannt ist, die jedoch von M direkt erreichbar sind.
- die Menge $U = V \setminus (M \cup R)$ von Knoten, die noch nicht berücksichtigt wurden.



Induktion

Induktion über $|M|$: Wähle Knoten aus R mit kleinster oberer Schranke. Nimm r zu M hinzu, und update R und U .

Korrektheit: Ist innerhalb einer “Wellenfront” einmal ein Knoten mit minimalem Pfadgewicht w gefunden, kann kein Pfad über später gefundene Knoten (mit Gewicht $\geq w$) zu einer Verbesserung führen.



Algorithmus Dijkstra(G, s)

Input: Positiv gewichteter Graph $G = (V, E, c)$, Startpunkt $s \in V$

Output: Minimale Gewichte d der kürzesten Pfade und Vorgängerknoten für jeden Knoten.

foreach $u \in V$ **do**

$d_s[u] \leftarrow \infty$; $\pi_s[u] \leftarrow \text{null}$

$d_s[s] \leftarrow 0$; $R \leftarrow \{s\}$

while $R \neq \emptyset$ **do**

$u \leftarrow \text{ExtractMin}(R)$

foreach $v \in N^+(u)$ **do**

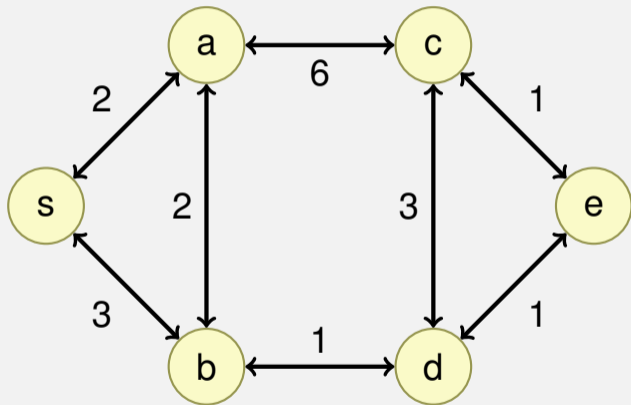
if $d_s[u] + c(u, v) < d_s[v]$ **then**

$d_s[v] \leftarrow d_s[u] + c(u, v)$

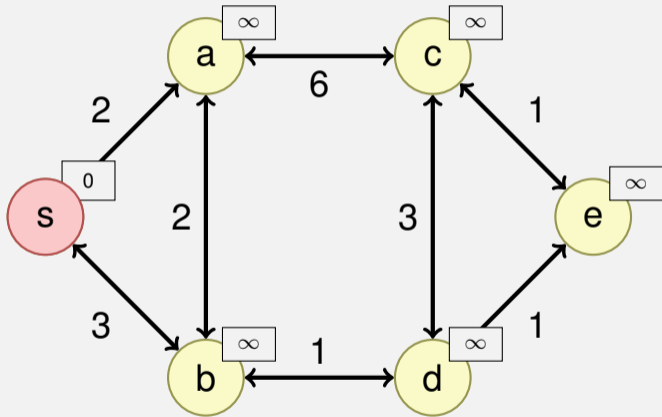
$\pi_s[v] \leftarrow u$

$R \leftarrow R \cup \{v\}$

Beispiel



Beispiel

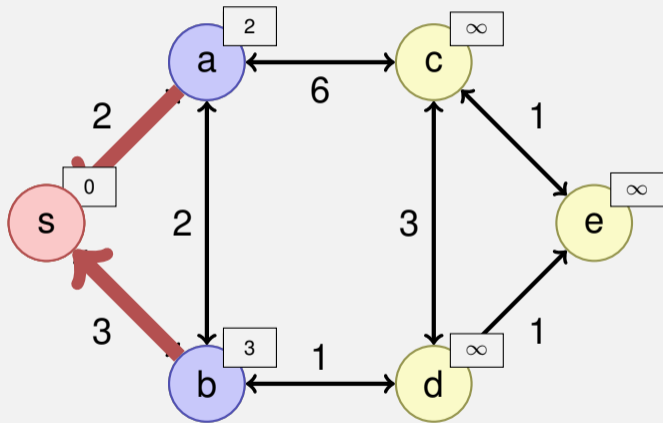


$$M = \{s\}$$

$$R = \{\}$$

$$U = \{a, b, c, d, e\}$$

Beispiel

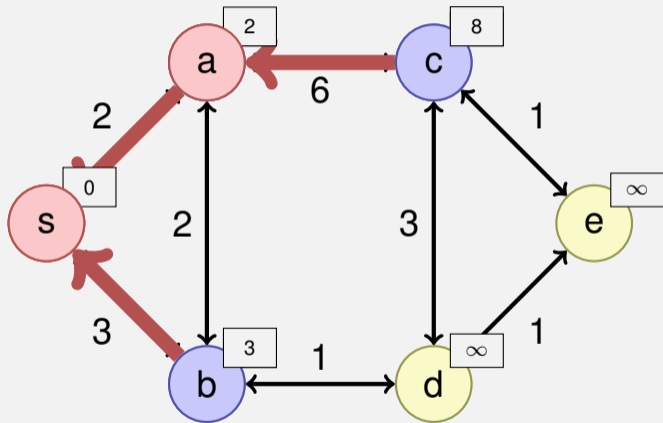


$$M = \{s\}$$

$$R = \{a, b\}$$

$$U = \{c, d, e\}$$

Beispiel

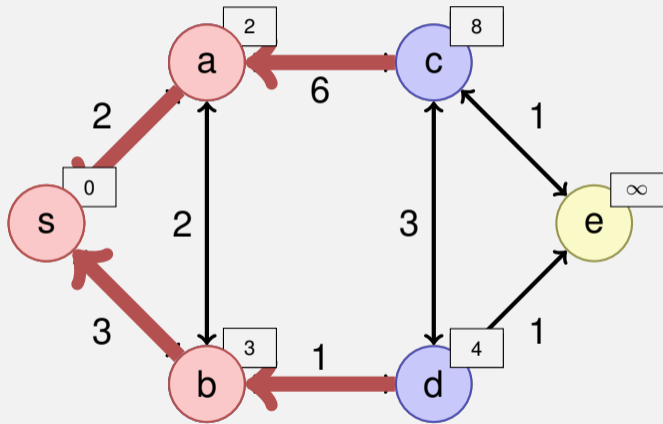


$$M = \{s, a\}$$

$$R = \{b, c\}$$

$$U = \{d, e\}$$

Beispiel

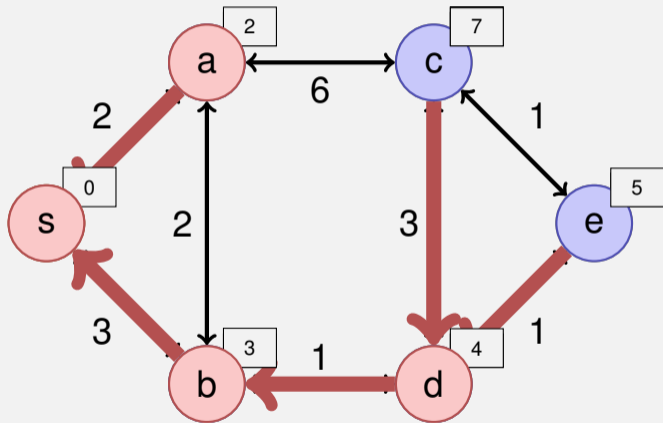


$$M = \{s, a, b\}$$

$$R = \{c, d\}$$

$$U = \{e\}$$

Beispiel

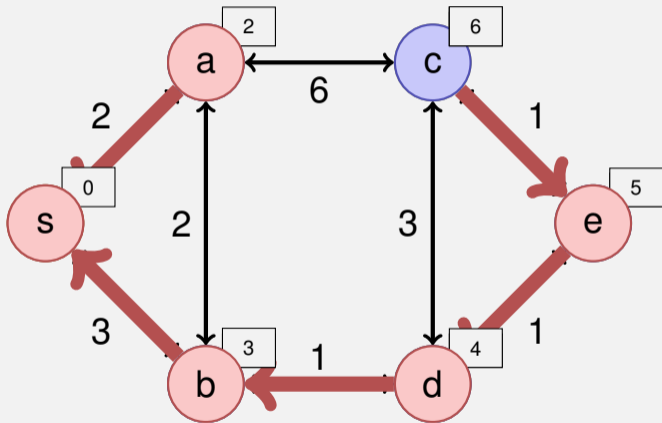


$$M = \{s, a, b, d\}$$

$$R = \{c, e\}$$

$$U = \{\}$$

Beispiel

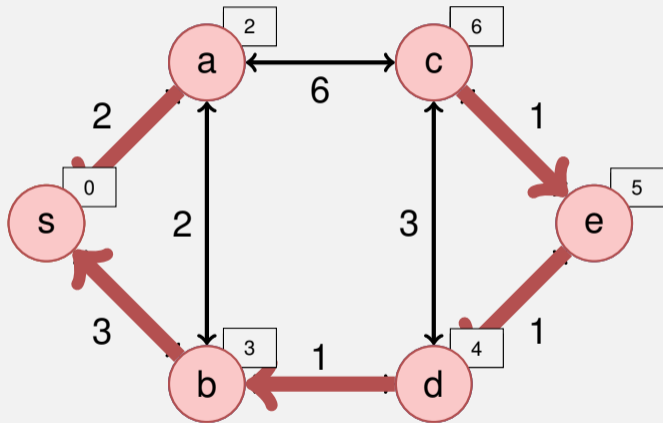


$$M = \{s, a, b, d, e\}$$

$$R = \{c\}$$

$$U = \{\}$$

Beispiel



$$M = \{s, a, b, d, e, c\}$$

$$R = \{\}$$

$$U = \{\}$$

Zur Implementation: Datenstruktur für R ?

Benötigte Operationen:

- Insert (Hinzunehmen zu R)
- ExtractMin (über R) und DecreaseKey (Update in R)

```
foreach  $v \in N^+(u)$  do
  if  $d_s[u] + c(u, v) < d_s[v]$  then
     $d_s[v] \leftarrow d_s[u] + c(u, v)$ 
     $\pi_s[v] \leftarrow u$ 
    if  $v \in R$  then
      DecreaseKey( $R, v$ )           // Update eines  $d(v)$  im Heap zu  $R$ 
    else
       $R \leftarrow R \cup \{v\}$     // Einfügen eines neuen  $d(v)$  im Heap zu  $R$ 
```

Zur Implementation: Datenstruktur für R ?

Benötigte Operationen:

- Insert (Hinzunehmen zu R)
- ExtractMin (über R) und DecreaseKey (Update in R)

```
foreach  $v \in N^+(u)$  do
  if  $d_s[u] + c(u, v) < d_s[v]$  then
     $d_s[v] \leftarrow d_s[u] + c(u, v)$ 
     $\pi_s[v] \leftarrow u$ 
    if  $v \in R$  then
      DecreaseKey( $R, v$ )           // Update eines  $d(v)$  im Heap zu  $R$ 
    else
       $R \leftarrow R \cup \{v\}$     // Einfügen eines neuen  $d(v)$  im Heap zu  $R$ 
```

MinHeap!

DecreaseKey

- DecreaseKey: Aufsteigen im MinHeap in $\mathcal{O}(\log |V|)$
- Position im Heap?

⁴⁸Für die lazy deletion benötigt man ein Paar von Kante (oder Zielknoten) und Distanz

DecreaseKey

- DecreaseKey: Aufsteigen im MinHeap in $\mathcal{O}(\log |V|)$
- Position im Heap?
 - Möglichkeit (a): Speichern am Knoten

⁴⁸Für die lazy deletion benötigt man ein Paar von Kante (oder Zielknoten) und Distanz

DecreaseKey

- DecreaseKey: Aufsteigen im MinHeap in $\mathcal{O}(\log |V|)$
- Position im Heap?
 - Möglichkeit (a): Speichern am Knoten
 - Möglichkeit (b): Hashtabelle über Knoten

⁴⁸Für die lazy deletion benötigt man ein Paar von Kante (oder Zielknoten) und Distanz

DecreaseKey

- DecreaseKey: Aufsteigen im MinHeap in $\mathcal{O}(\log |V|)$
- Position im Heap?
 - Möglichkeit (a): Speichern am Knoten
 - Möglichkeit (b): Hashtabelle über Knoten
 - Möglichkeit (c): Knoten nach erfolgreichem Relaxieren erneut einfügen. Knoten beim Entnehmen als "deleted" kennzeichnen (Lazy Deletion).⁴⁸

⁴⁸Für die lazy deletion benötigt man ein Paar von Kante (oder Zielknoten) und Distanz

Laufzeit

- $|V| \times \text{ExtractMin}$: $\mathcal{O}(|V| \log |V|)$
- $|E| \times \text{Insert oder DecreaseKey}$: $\mathcal{O}(|E| \log |V|)$
- $1 \times \text{Init}$: $\mathcal{O}(|V|)$
- Insgesamt: $\mathcal{O}(|E| \log |V|)$.

Kann verbessert werden unter Verwendung einer für ExtractMin und DecreaseKey optimierten Datenstruktur (Fibonacci Heap), dann Laufzeit $\mathcal{O}(|E| + |V| \log |V|)$.

Allgemeine Bewertete Graphen

Verbesserungsschritt wie bisher, aber mit Rückgabewert:

Relax(u, v) ($u, v \in V, (u, v) \in E$)

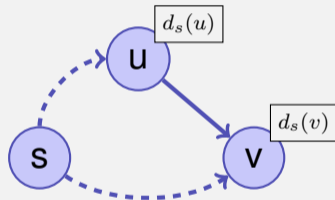
if $d_s[u] + c(u, v) < d_s[v]$ **then**

$d_s[v] \leftarrow d_s[u] + c(u, v)$

$\pi_s[v] \leftarrow u$

return true

return false



Problem: Zyklen mit negativen Gewichten können Weg verkürzen:
es muss keinen kürzesten Weg mehr geben

Dynamic Programming Ansatz (Bellman)

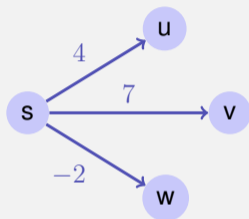
Induktion über Anzahl Kanten. $d_s[i, v]$: Kürzeste Weglänge von s nach v über maximal i Kanten.

$$d_s[i, v] = \min\{d_s[i - 1, v], \min_{(u,v) \in E} (d_s[i - 1, u] + c(u, v))\}$$

$$d_s[0, s] = 0, d_s[0, v] = \infty \quad \forall v \neq s.$$

Dynamic Programming Ansatz (Bellman)

	s	\dots	v	\dots	w
0	0	∞	∞	∞	∞
1	0	∞	7	∞	-2
\vdots	\vdots	\vdots	\vdots	\vdots	\vdots
$n - 1$	0	\dots	\dots	\dots	\dots



Algorithmus: Iteriere über letzte Zeile bis die Relaxationsschritte keine Änderung mehr ergeben, maximal aber $n - 1$ mal. Wenn dann noch Änderungen, dann gibt es keinen kürzesten Pfad.

Algorithmus Bellman-Ford(G, s)

Input: Graph $G = (V, E, c)$, Startpunkt $s \in V$

Output: Wenn Rückgabe true, Minimale Gewichte d der kürzesten Pfade zu jedem Knoten, sonst kein kürzester Pfad.

foreach $u \in V$ **do**

$d_s[u] \leftarrow \infty$; $\pi_s[u] \leftarrow \text{null}$

$d_s[s] \leftarrow 0$;

for $i \leftarrow 1$ **to** $|V|$ **do**

$f \leftarrow \text{false}$

foreach $(u, v) \in E$ **do**

$f \leftarrow f \vee \text{Relax}(u, v)$

if $f = \text{false}$ **then return** true

return false;

Alle kürzesten Pfade

Ziel: Berechne das Gewicht eines kürzesten Pfades für jedes Knotenpaar.

- $|V| \times$ Anwendung von Dijkstras ShortestPath: $\mathcal{O}(|V| \cdot |E| \cdot \log |V|)$
(Mit Fibonacci-Heap: $\mathcal{O}(|V|^2 \log |V| + |V| \cdot |E|)$)
- $|V| \times$ Anwendung von Bellman-Ford: $\mathcal{O}(|E| \cdot |V|^2)$
- Es geht besser!

Induktion über Knotennummer.⁴⁹

Betrachte die Gewichte aller kürzesten Wege S^k mit Zwischenknoten in $V^k := \{v_1, \dots, v_k\}$, wenn Gewichte zu allen kürzesten Wegen S^{k-1} mit Zwischenknoten in V^{k-1} gegeben sind.

- v_k kein Zwischenknoten eines kürzesten Pfades von $v_i \rightsquigarrow v_j$ in V^k : Gewicht eines kürzesten Pfades $v_i \rightsquigarrow v_j$ in S^{k-1} dann auch das Gewicht eines kürzesten Pfades in S^k .
- v_k Zwischenknoten eines kürzesten Pfades $v_i \rightsquigarrow v_j$ in V^k : Teilpfade $v_i \rightsquigarrow v_k$ und $v_k \rightsquigarrow v_j$ enthalten nur Zwischenknoten aus S^{k-1} .

⁴⁹wie beim Algorithmus für die reflexive transitive Hülle von Warshall

DP Induktion

$d^k(u, v)$ = Minimales Gewicht eines Pfades $u \rightsquigarrow v$ mit
Zwischenknoten aus V^k

Induktion

$$d^k(u, v) = \min\{d^{k-1}(u, v), d^{k-1}(u, k) + d^{k-1}(k, v)\} (k \geq 1)$$

$$d^0(u, v) = c(u, v)$$

DP Algorithmus Floyd-Warshall(G)

Input: Azyklischer Graph $G = (V, E, c)$

Output: Minimale Gewichte aller Pfade d

$d^0 \leftarrow c$

for $k \leftarrow 1$ **to** $|V|$ **do**

for $i \leftarrow 1$ **to** $|V|$ **do**

for $j \leftarrow 1$ **to** $|V|$ **do**

$d^k(v_i, v_j) = \min\{d^{k-1}(v_i, v_j), d^{k-1}(v_i, v_k) + d^{k-1}(v_k, v_j)\}$

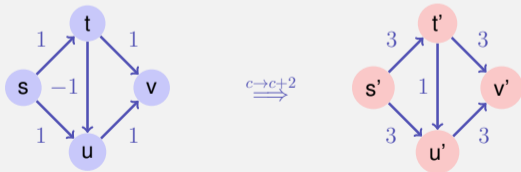
Laufzeit: $\Theta(|V|^3)$

Bemerkung: Der Algorithmus kann auf einer einzigen Matrix d (in place) ausgeführt werden.

Umgewichtung

Idee: Anwendung von Dijkstras Algorithmus auf Graphen mit negativen Gewichten durch Umgewichtung

Das folgende geht *nicht*. Die Graphen sind nicht äquivalent im Sinne der kürzesten Pfade.



Umgewichtung

Andere Idee: “Potentialfunktion” (Höhe) auf den Knoten

- $G = (V, E, c)$ ein gewichteter Graph.
- Funktion $h : V \rightarrow \mathbb{R}$
- Neue Gewichte

$$\tilde{c}(u, v) = c(u, v) + h(u) - h(v), \quad (u, v \in V)$$

Umgewichtung

Beobachtung: Ein Pfad p ist genau dann kürzester Pfad in $G = (V, E, c)$, wenn er in $\tilde{G} = (V, E, \tilde{c})$ kürzester Pfad ist.

$$\begin{aligned}\tilde{c}(p) &= \sum_{i=1}^k \tilde{c}(v_{i-1}, v_i) = \sum_{i=1}^k c(v_{i-1}, v_i) + h(v_{i-1}) - h(v_i) \\ &= h(v_0) - h(v_k) + \sum_{i=1}^k c(v_{i-1}, v_i) = c(p) + h(v_0) - h(v_k)\end{aligned}$$

Also $\tilde{c}(p)$ minimal unter allen $v_0 \rightsquigarrow v_k \iff c(p)$ minimal unter allen $v_0 \rightsquigarrow v_k$.

Zyklengewichte sind invariant: $\tilde{c}(v_0, \dots, v_k = v_0) = c(v_0, \dots, v_k = v_0)$

Johnsons Algorithmus

Hinzunahme eines neuen Knotens $s \notin V$:

$$G' = (V', E', c')$$

$$V' = V \cup \{s\}$$

$$E' = E \cup \{(s, v) : v \in V\}$$

$$c'(u, v) = c(u, v), \quad u \neq s$$

$$c'(s, v) = 0 (v \in V)$$

Johnsons Algorithmus

Falls keine negativen Zyklen: wähle für Höhenfunktion Gewicht der kürzesten Pfade von s ,

$$h(v) = d(s, v).$$

Für minimales Gewicht d eines Pfades gilt generell folgende Dreiecksungleichung:

$$d(s, v) \leq d(s, u) + c(u, v).$$

Einsetzen ergibt $h(v) \leq h(u) + c(u, v)$. Damit

$$\tilde{c}(u, v) = c(u, v) + h(u) - h(v) \geq 0.$$

Algorithmus Johnson(G)

Input: Gewichteter Graph $G = (V, E, c)$

Output: Minimale Gewichte aller Pfade D .

Neuer Knoten s . Berechne $G' = (V', E', c')$

if BellmanFord(G', s) = false **then** return “graph has negative cycles”

foreach $v \in V'$ **do**

$h(v) \leftarrow d(s, v)$ // d aus BellmanFord Algorithmus

foreach $(u, v) \in E'$ **do**

$\tilde{c}(u, v) \leftarrow c(u, v) + h(u) - h(v)$

foreach $u \in V$ **do**

$\tilde{d}(u, \cdot) \leftarrow \text{Dijkstra}(\tilde{G}', u)$

foreach $v \in V$ **do**

$D(u, v) \leftarrow \tilde{d}(u, v) + h(v) - h(u)$

Analyse

Laufzeiten

- Berechnung von G' : $\mathcal{O}(|V|)$
- Bellman Ford G' : $\mathcal{O}(|V| \cdot |E|)$
- $|V| \times$ Dijkstra $\mathcal{O}(|V| \cdot |E| \cdot \log |V|)$
(Mit Fibonacci-Heap: $\mathcal{O}(|V|^2 \log |V| + |V| \cdot |E|)$)

Insgesamt $\mathcal{O}(|V| \cdot |E| \cdot \log |V|)$
($\mathcal{O}(|V|^2 \log |V| + |V| \cdot |E|)$)