

Algorithmische Graphentheorie

Sommersemester 2018

6. Vorlesung

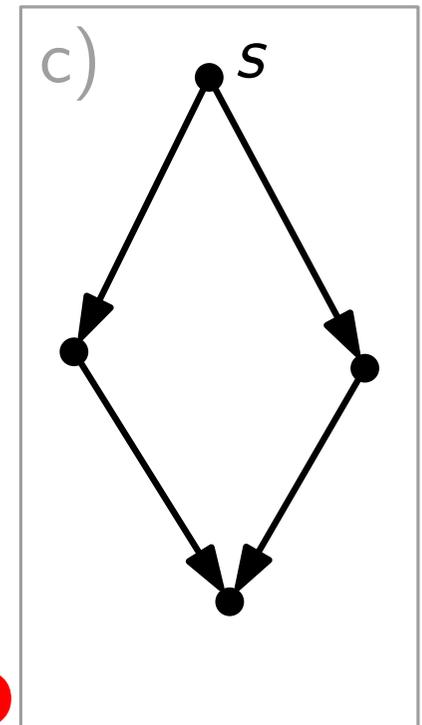
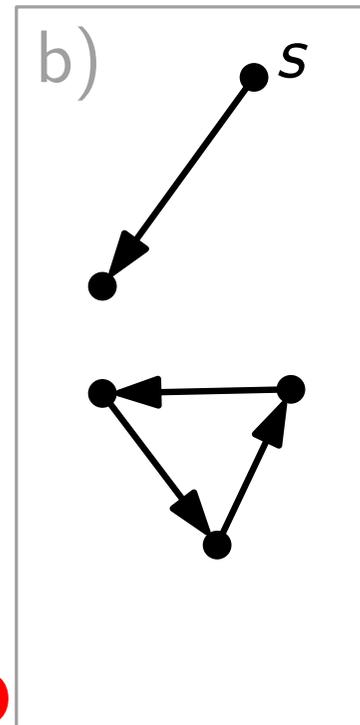
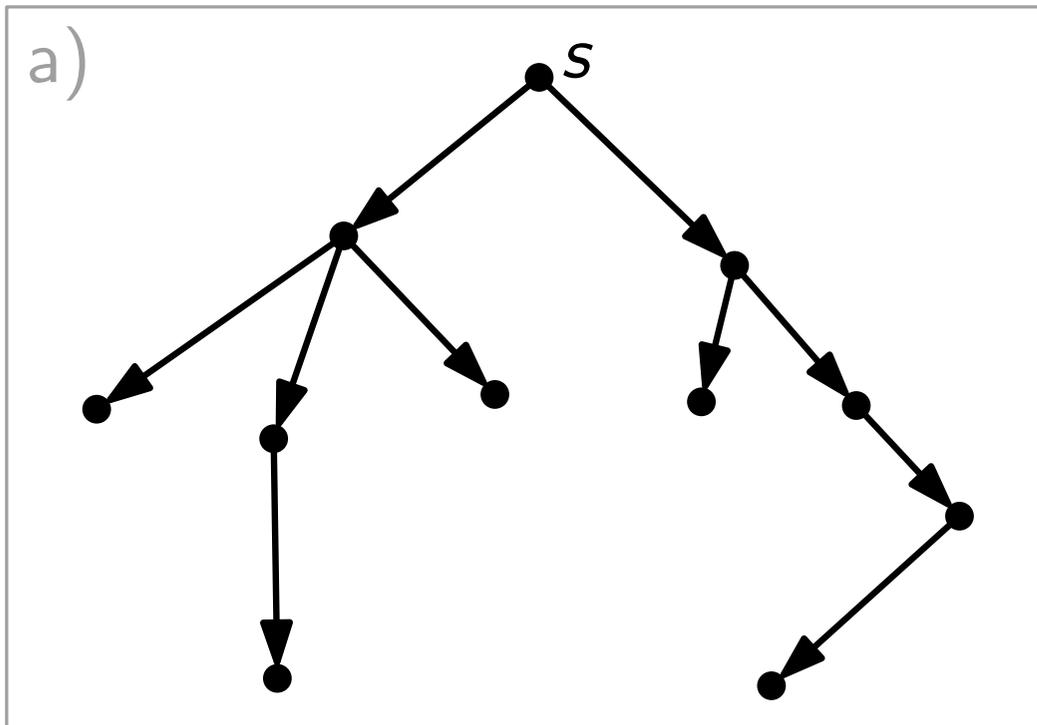
Wurzelspannbäume

Wurzelbäume

Def. Ein gerichteter Graph $T = (V, E)$ mit Knoten $s \in V$ heißt **s -Wurzelbaum**, wenn

- T azyklisch,
- $\text{indeg}(s) = 0$ und
- $\text{indeg}(v) = 1$ für jeden Knoten $v \in V \setminus \{s\}$.

T enthält keinen
(gerichteten) Kreis.

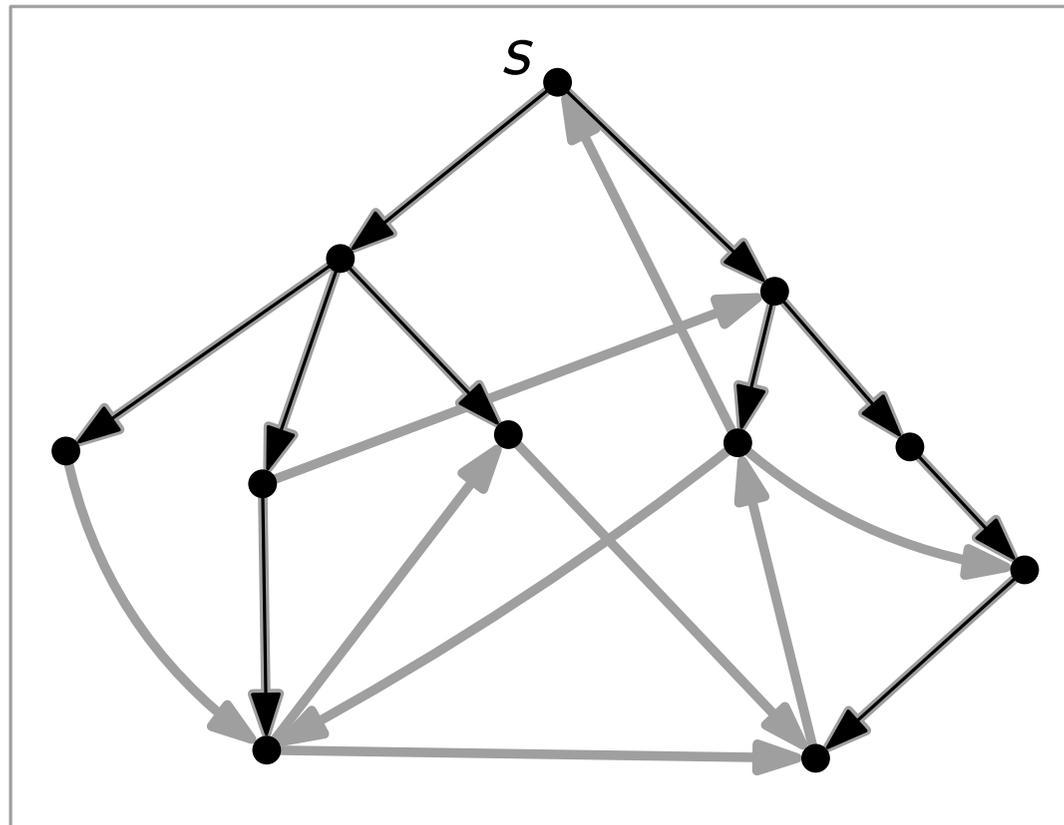


?

?

Wurzelspannbäume

Def. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter (Multi-) Graph mit Knoten $s \in V$. Ein Teilgraph T von G mit Knotenmenge V heißt **s -Wurzelspannbaum** von G , wenn T ein s -Wurzelbaum ist.



Existenz von Wurzelspannbäumen

Beob. Sei G ein gerichteter (Multi-) Graph mit Knoten s .
 G besitzt einen s -Wurzelspannbaum
 \Leftrightarrow jeder Knoten $v \in V$ ist von s in G erreichbar.

Es existiert ein
 s - v -Pfad in G .

Beweis.

Siehe Übungsblatt.



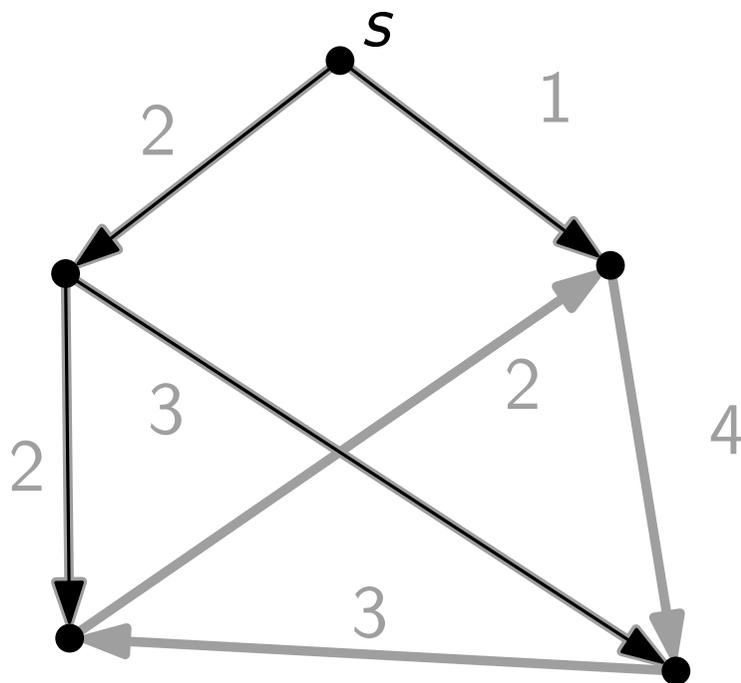
Bemerkung.

DFS(s) liefert s -Wurzelspannbaum (sofern einer existiert).

Minimale Wurzelspannbäume

Def. Gegeben: gerichteter (Multi-) Graph $G = (V, E)$ mit $s \in V$ und Kantenkosten $c: E \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$.

Gesucht: s -Wurzelspannbaum $T = (V, E_T)$ von G (sofern existent) mit minimalen Kosten $c(E_T) = \sum_{e \in E_T} c(e)$.



Motivation:

Broadcast (Versenden von Information von s an alle Knoten) in einem Kommunikationsnetzwerk.

Übungsaufgabe:

Kruskal und Jarník-Prim schlagen i.A. fehl!

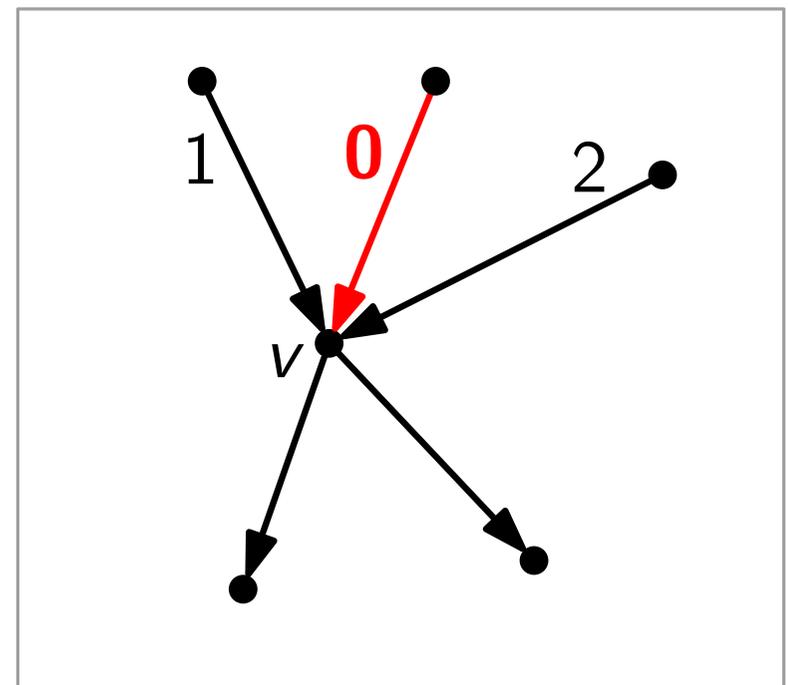
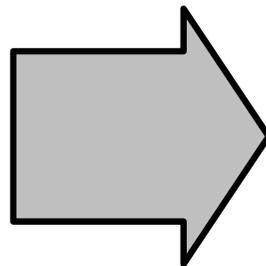
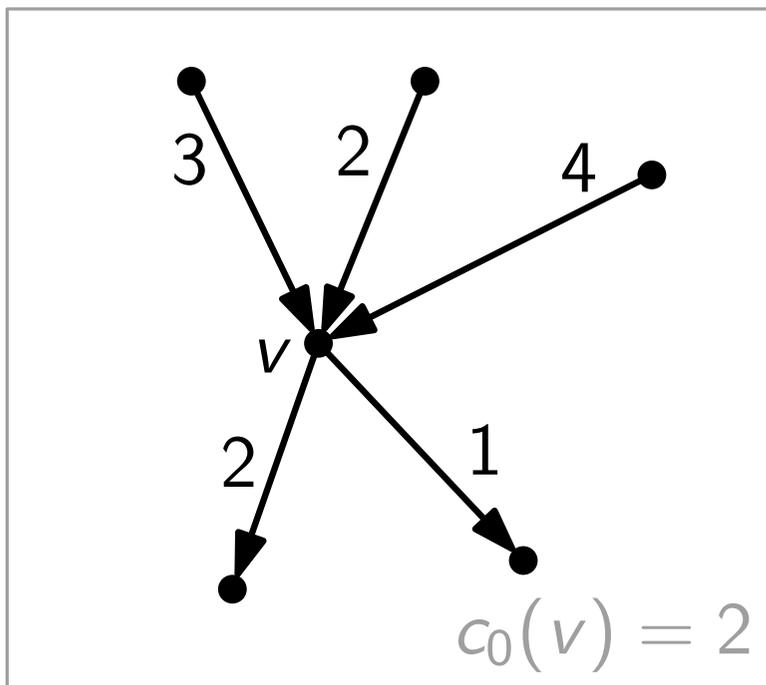
Kostenmodifikation

Für jedes $v \neq s$ setze $c_0(v) := \min\{c(u, v) \mid (u, v) \in E\}$.

O.B.d.A. $\text{indeg}(v) \geq 1$ für jedes $v \neq s$.

Für jede Kante (u, v) setze $c'(u, v) := c(u, v) - c_0(v)$.

\Rightarrow Jeder Knoten $v \neq s$ hat eingehende 0-Kante.



Validität der Kostenmodifikation

Lem. 1 Ein s -Wurzelspannbaum von G ist genau dann optimal bezüglich c , wenn er optimal bezüglich c' ist.

Beweis.

Für *jeden* s -Wurzelspannbaum $T = (V, E_T)$ gilt

$$c'(E_T) = \sum_{(u,v) \in E_T} (c(u,v) - c_0(v))$$

$\text{indeg}_T(v) = 1$ für alle $v \neq s$
und $\text{indeg}_T(s) = 0$

$$= \sum_{(u,v) \in E_T} c(u,v) - \sum_{v \in V-s} c_0(v)$$

$$= c(E_T) - \sum_{v \in V-s} c_0(v)$$

unabhängig von $T!$



Ein Versuch

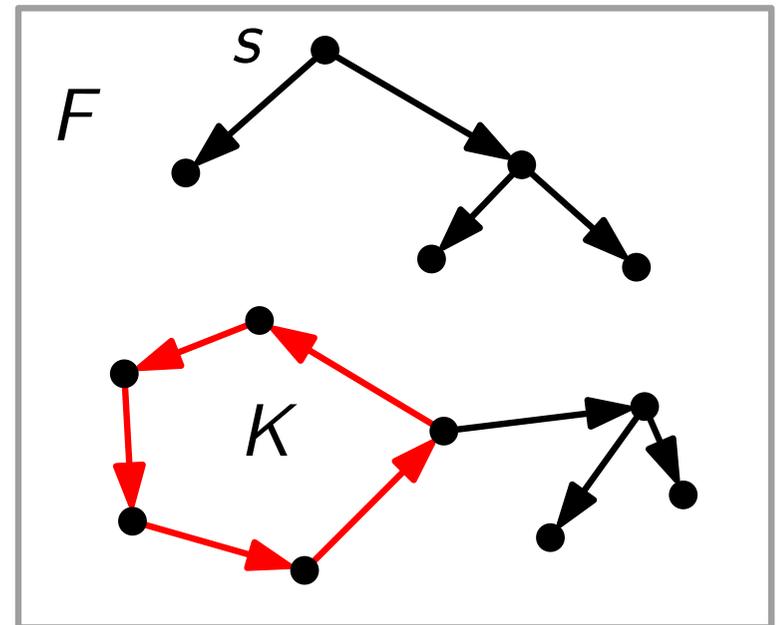
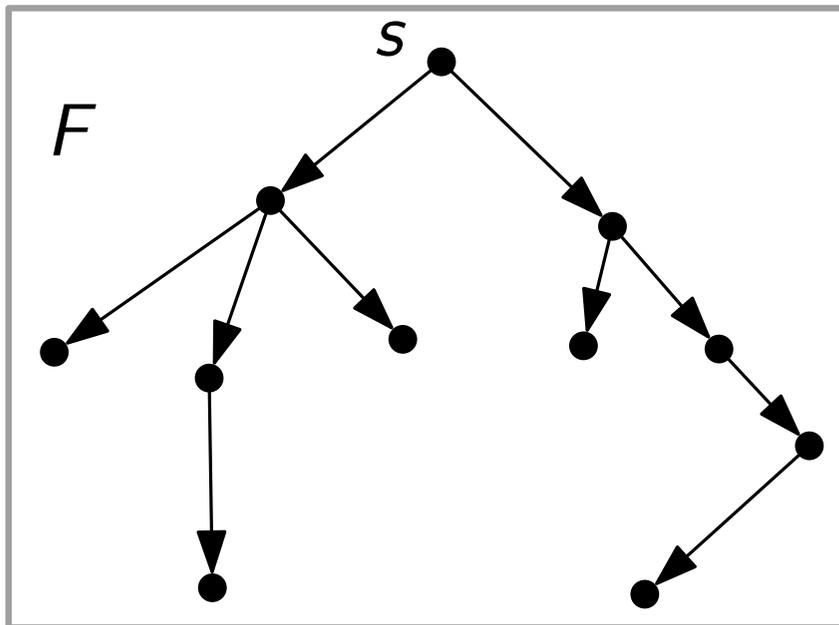
Wähle für jedes $v \neq s$ eine eingehende 0-Kante

\rightsquigarrow Teilgraph $F = (V, E_F)$ von G

Falls F azyklisch $\Rightarrow F$ ist s -Wurzelspannbaum von G !

Beachte: F ist *optimal* bzgl. c' (und somit auch bzgl. c),
da $c'(F) = 0$.

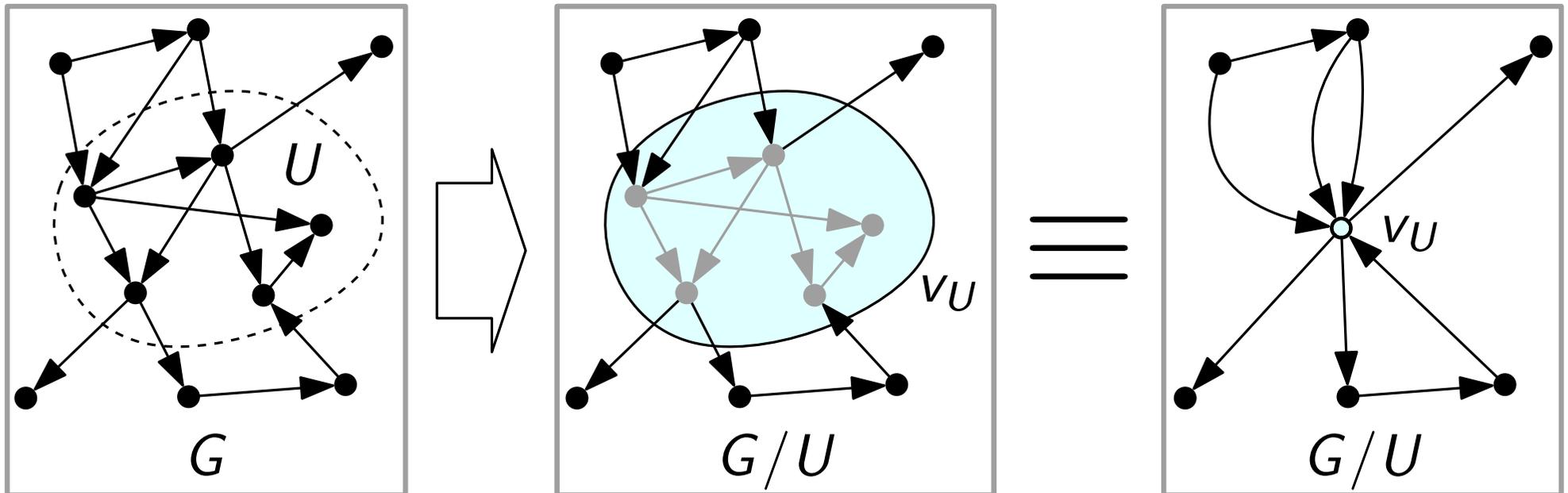
Problem: Was tun, wenn F Kreis K enthält?



Kontraktion

Betrachte gerichteten (Multi-) Graphen $G = (V, E)$ mit Kantenkosten $c: E \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$. Sei $U \subseteq V$.

Kontraktion von U : Ersetze $G[U]$ durch neuen Knoten v_U .
Kantenkosten werden auf G/U vererbt.



Expansion

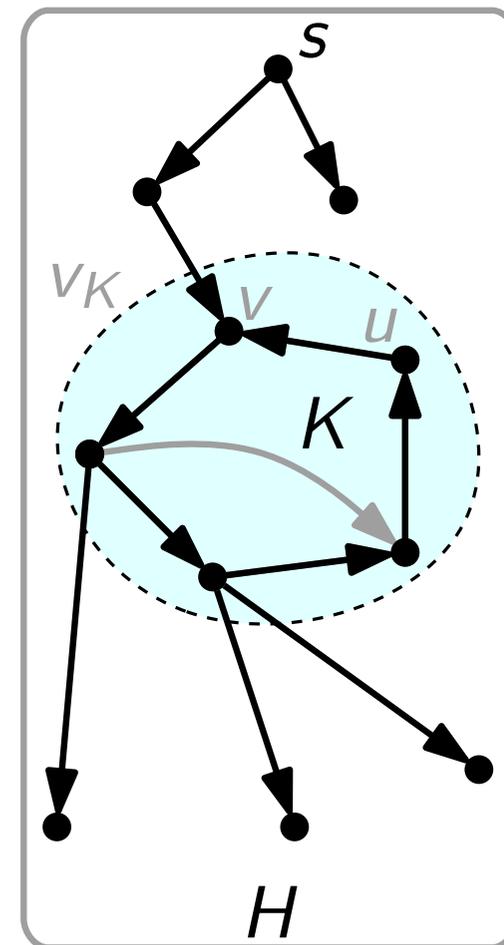
Lem. 2 Sei K Kreis in F und \tilde{T} s -Wurzelspannbaum von G/K .
Dann gibt es einen s -Wurzelspannbaum T von G mit
$$c'(T) \leq c'(\tilde{T}).$$

Beweis.

Jede Kante in \tilde{T} korrespondiert zu Kante in G .

\rightsquigarrow Teilgraph H von G mit Knotenmenge V .

Füge Kreis K zu H hinzu.



Expansion

Lem. 2 Sei K Kreis in F und \tilde{T} s -Wurzelspannbaum von G/K .
 Dann gibt es einen s -Wurzelspannbaum T von G mit

$$c'(T) \leq c'(\tilde{T}).$$

Beweis.

Jede Kante in \tilde{T} korrespondiert zu Kante in G .

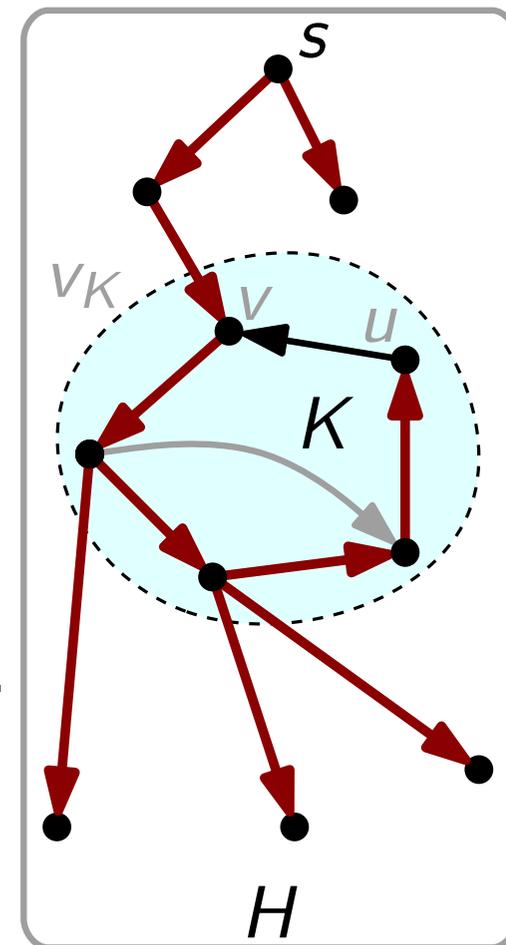
\rightsquigarrow Teilgraph H von G mit Knotenmenge V .

Füge Kreis K zu H hinzu. $\Rightarrow c'(H) = c'(\tilde{T})$.

Jeder Knoten in V ist in H von s erreichbar.

Ermittle s -Wurzelspannbaum T ($= H - uv$) von H .

T ist s -Wurzelspannbaum von G .



Algorithmus

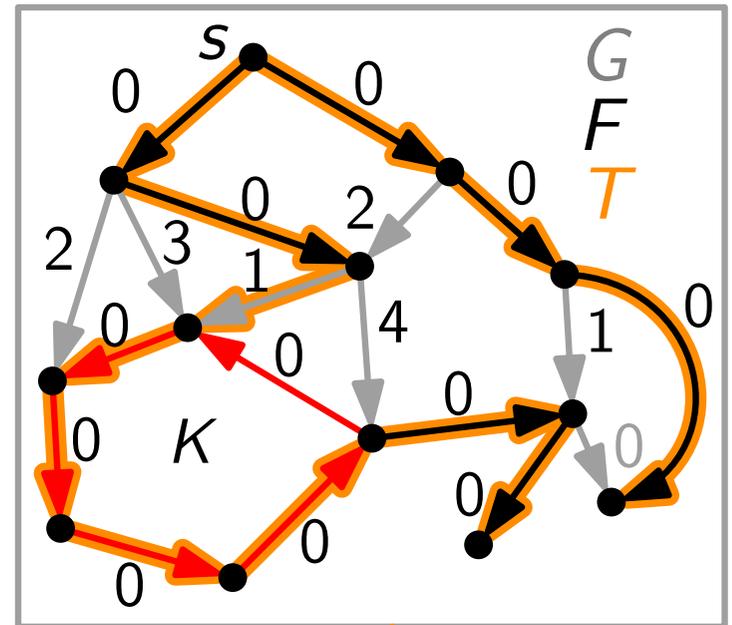
[Edmonds 1967]

- Berechne modifizierte Kantenkosten c' .
- Bestimme Teilgraph F .
- Falls F azyklisch, gib F zurück.
- Ansonsten ermittle Kreis K in F .
- Kontrahiere G zu G/K .
- Wende Algorithmus rekursiv auf $(G/K, c')$ an
 \rightsquigarrow s -Wurzelspannbaum \tilde{T} für G/K .
- Expandiere \tilde{T} zu s -Wurzelspannbaum T von G
- Gib T zurück.

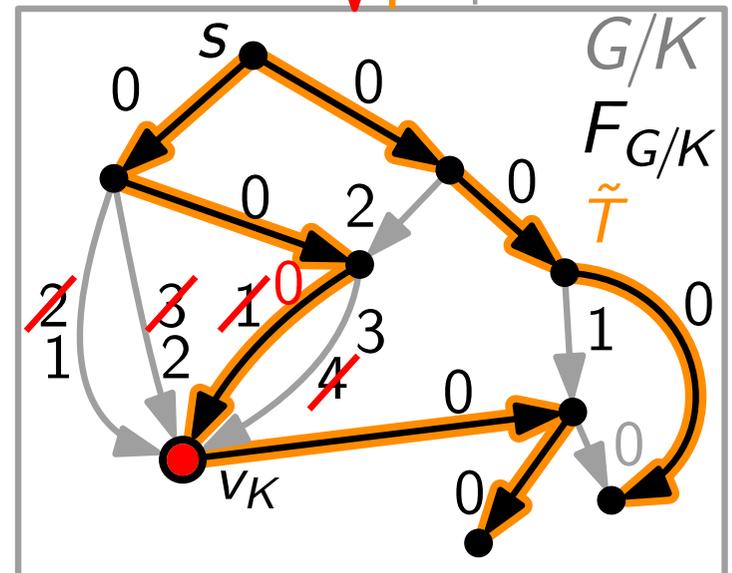
- Optimalität?
- Laufzeit?



Jack R. Edmonds
*1934



kontrahiere K \downarrow \uparrow expandiere \tilde{T}



Laufzeit

Algorithmus terminiert spätestens, wenn $|V| \leq 2$.

In jeder Rekursionsstufe verringert sich Knotenanzahl um mindestens 1. $\Rightarrow O(V)$ rekursive Aufrufe.

Kostenmodifikation, Kreisbestimmung, Kontraktion und Expansion dauern jeweils $O(E)$ Zeit.

Satz. Angewandt auf einen gewichteten (Multi-) Graphen $G = (V, E)$, läuft Edmonds' Algorithmus in $O(VE)$ Zeit.

Optimalität

Lem. 3 Sei K Kreis in F und T s -Wurzelspannbaum von G .
Dann gibt es einen s -Wurzelspannbaum \tilde{T} von G/K
mit $c'(\tilde{T}) \leq c'(T)$.

Beweis. Setze $H := T/K$.

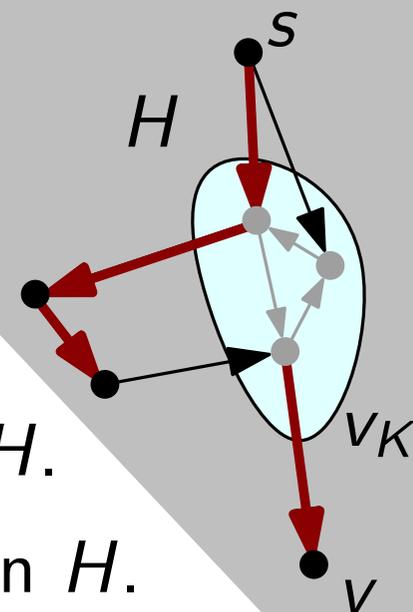
H ist Teilgraph von G/K mit $c'(H) \leq c'(T)$.

- Jeder s - v -Weg ($v \in V \setminus K$) in T wird zu (nicht notwendigerweise einfachem) s - v -Weg in H .
- Jeder s - u -Weg ($u \in K$) in T wird zu s - v_K -Weg in H .

\Rightarrow Jeder Knoten in G/K ist in H von s erreichbar.

Betrachte (beliebigen) s -Wurzelspannbaum \tilde{T} von H .

$\Rightarrow \tilde{T}$ ist auch s -Wurzelspannbaum von G/K
und es gilt $c'(\tilde{T}) \leq c'(H) \leq c'(T)$.



□

Optimalität

Satz. Edmonds' Algorithmus berechnet einen minimalen s -Wurzelspannbaum.

Beweis. Falls F azyklisch ist, so ist der Algorithmus korrekt. ✓

Ansonsten: Vollständige Induktion über Knotenzahl n .

Anfang ($n = 1$): $V = \{s\}$, G azyklisch. ✓

Schritt ($n > 1$):

Annahme: Algo. korrekt für alle Graphen mit $k < n$ Knoten.

Sei K Kreis in F und T^* min. s -Wurzelspannbaum von G .

Lem. 3 $\Rightarrow \exists$ s -WSB \tilde{T} von G/K mit $c'(\tilde{T}) \leq c'(T^*) =: \text{OPT}'$

IA \Rightarrow Algorithmus liefert optimalen s -WSB \hat{T} von G/K .

$$\Rightarrow c'(\hat{T}) \leq c'(\tilde{T}).$$

Lem. 2 liefert s -WSB T von G mit $c'(T) \leq c'(\hat{T}) \leq \text{OPT}'$.

$\Rightarrow T$ ist optimal bzgl. c' und somit bzgl. c . ✓ □