



Algorithmtheorie

12 – Spannende Bäume minimalen Gewichts

Prof. Dr. S. Albers

1. Minimale spannende Bäume

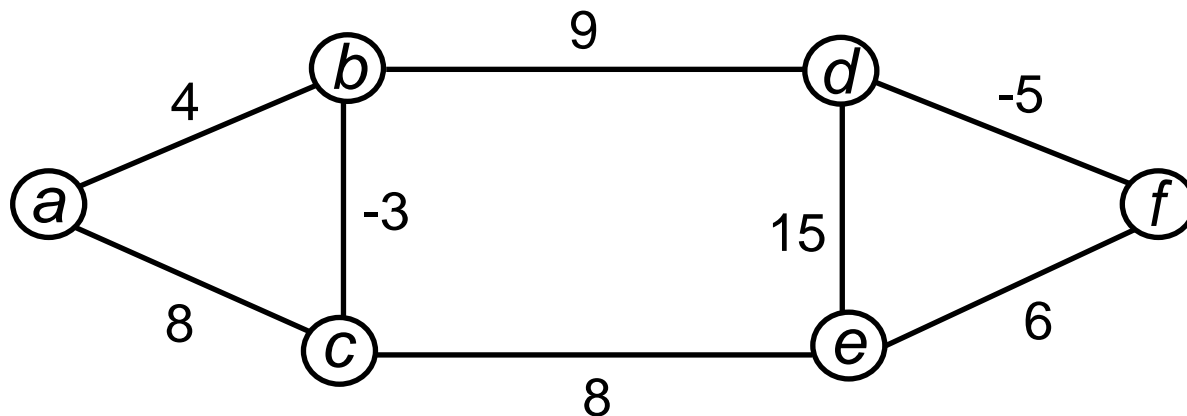
Ungerichteter Graph $G = (V, E)$

Kostenfunktion $c: E \rightarrow \mathbb{R}$

Sei $T \subseteq E$ ein Baum (zusammenhängender azyklischer Teilgraph)

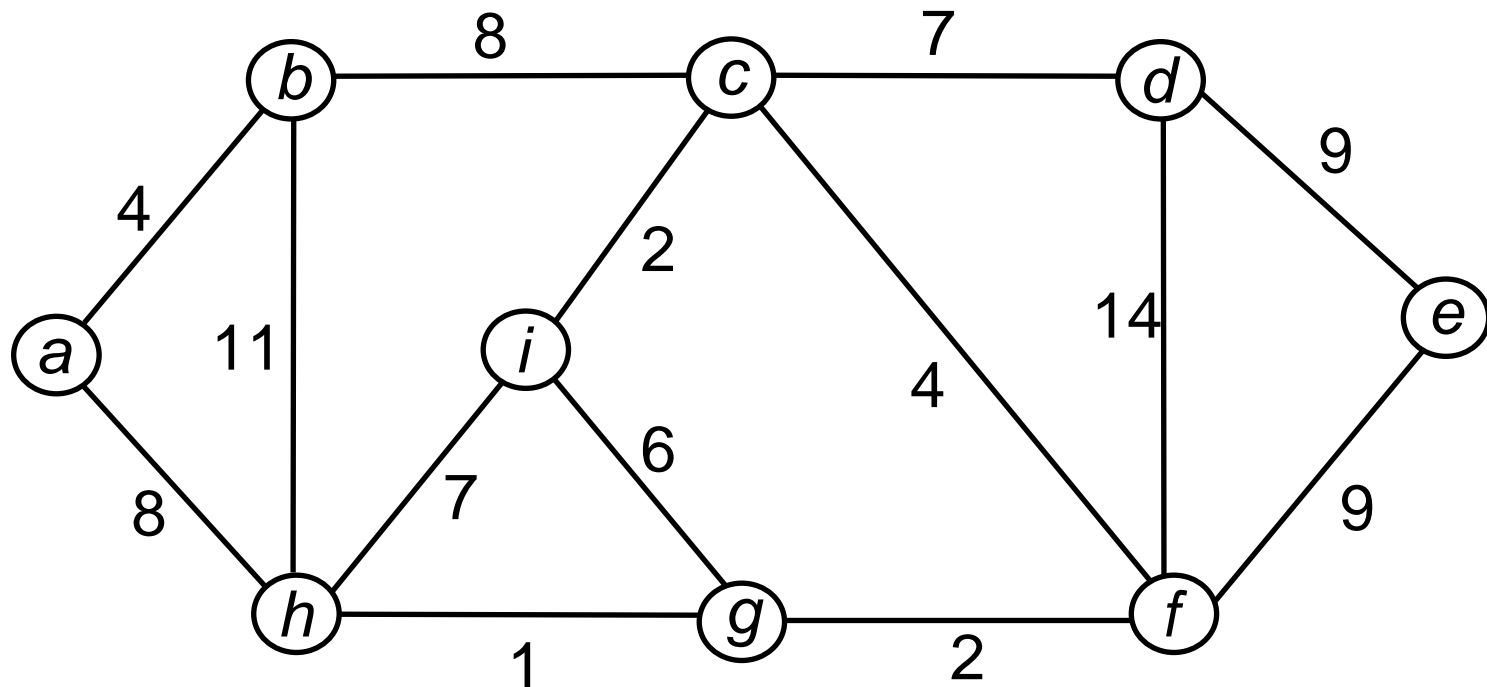
Kosten von T :

$$c(T) = \sum_{(u,v) \in T} c(u,v)$$



Minimale spannende Bäume

Ein **minimaler spannender Baum** ist ein Baum $T \subseteq E$, der alle Knoten in V verbindet und **minimale Kosten** hat.



Invariante: Verwalte Menge $A \subseteq E$, die Teilmenge eines minimalen spannenden Baums ist.

Definition: Eine Kante $(u, v) \in E \setminus A$ ist sicher für A , wenn $A \cup \{(u, v)\}$ Teilmenge eines minimalen spannenden Baums ist.

Greedy-Ansatz

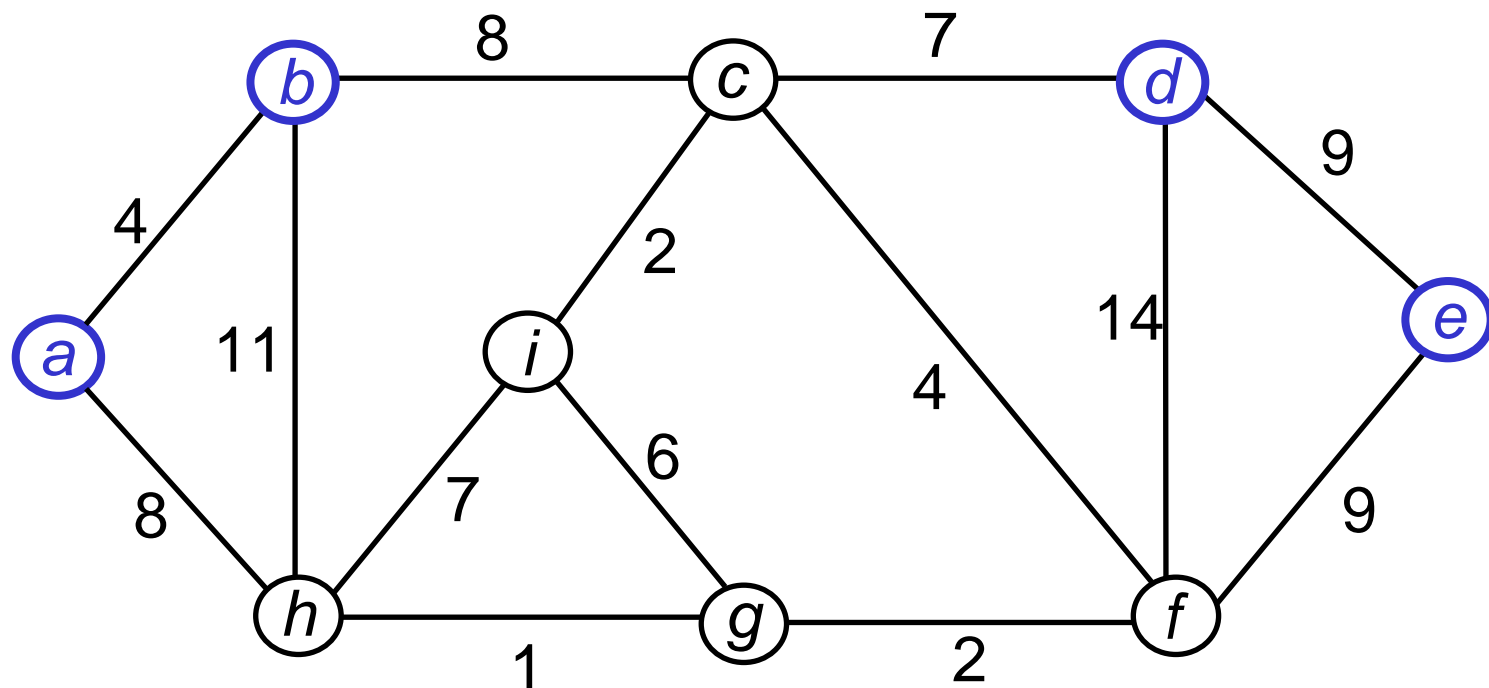
Algorithmus Generischer-MST(G, c);

1. $A \leftarrow \emptyset$;
2. **while** A ist kein spannender Baum **do**
3. Finde sichere Kante (u, v) für A ;
4. $A \leftarrow A \cup \{(u, v)\}$;
5. **endwhile**;

2. Schnitte

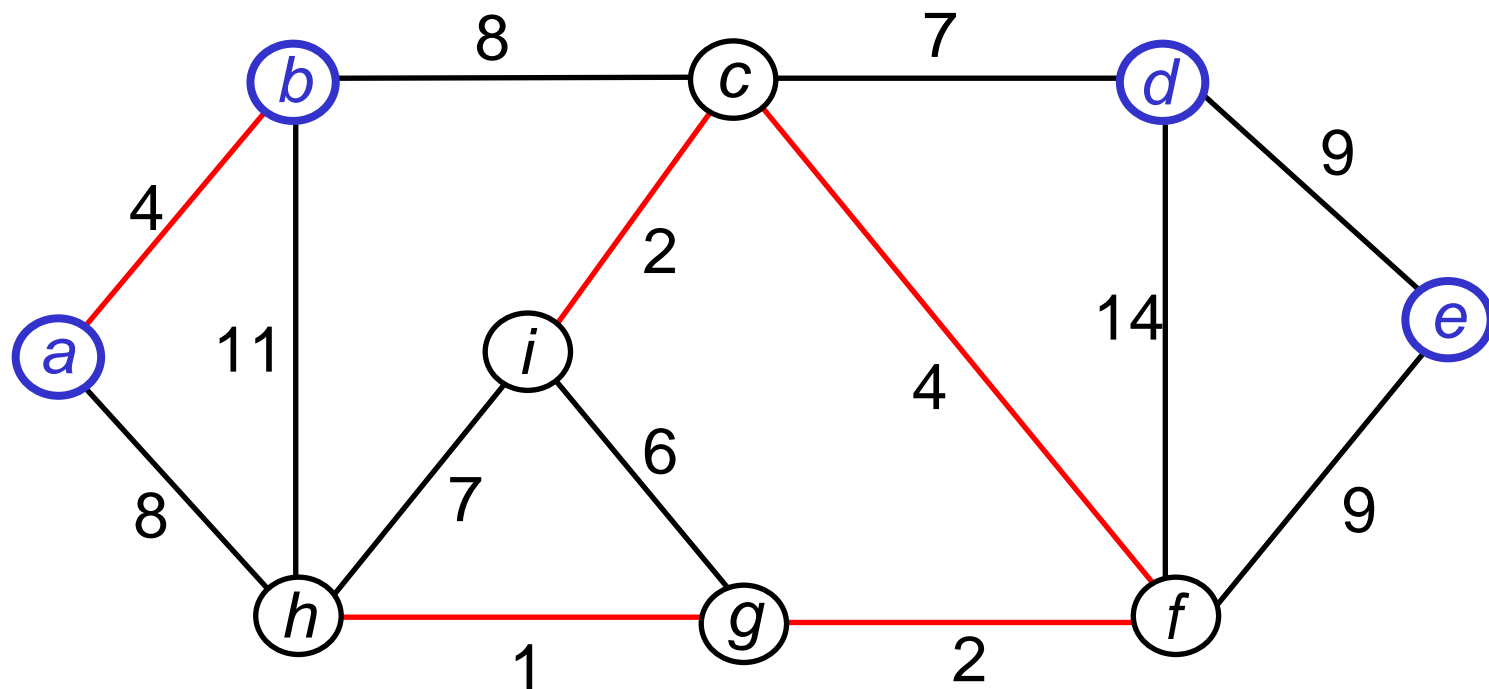
Ein **Schnitt** $(S, V \setminus S)$ ist eine Partition von V .

Eine Kante (u, v) **schneidet** $(S, V \setminus S)$, wenn ein Endpunkt in S und der andere in $V \setminus S$ liegt.

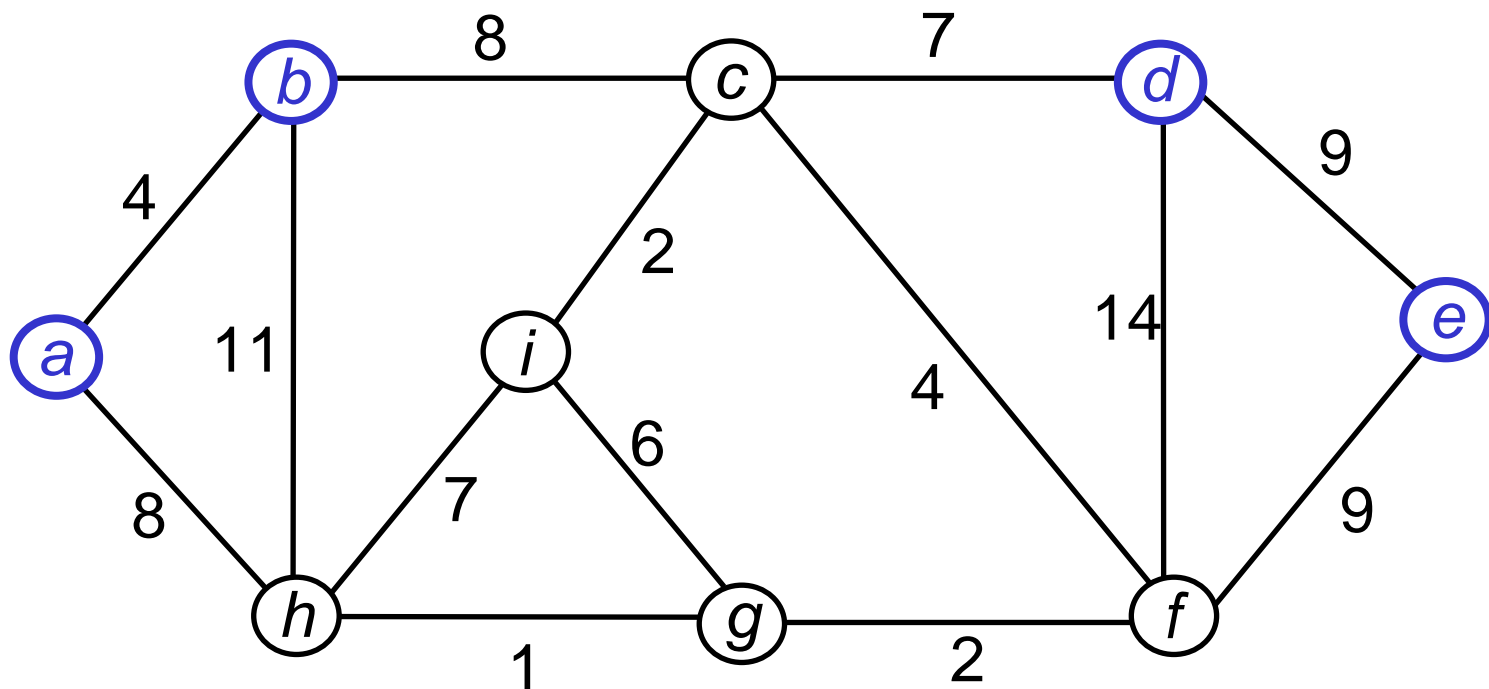


Schnitte

Ein **Schnitt** **respektiert** A , wenn keine Kante aus A den Schnitt schneidet.



Eine **Kante** heißt **minimal bzgl. eines Schnitts**, wenn sie den Schnitt schneidet und unter allen solchen Kanten minimale Kosten hat.



3. Sichere Kanten

Satz: Sei A Teilmenge eines min. spannenden Baums T und $(S, V \setminus S)$ ein Schnitt, der A respektiert. Ist (u, v) eine minimale Kante bzgl. $(S, V \setminus S)$, dann ist (u, v) sicher für A .

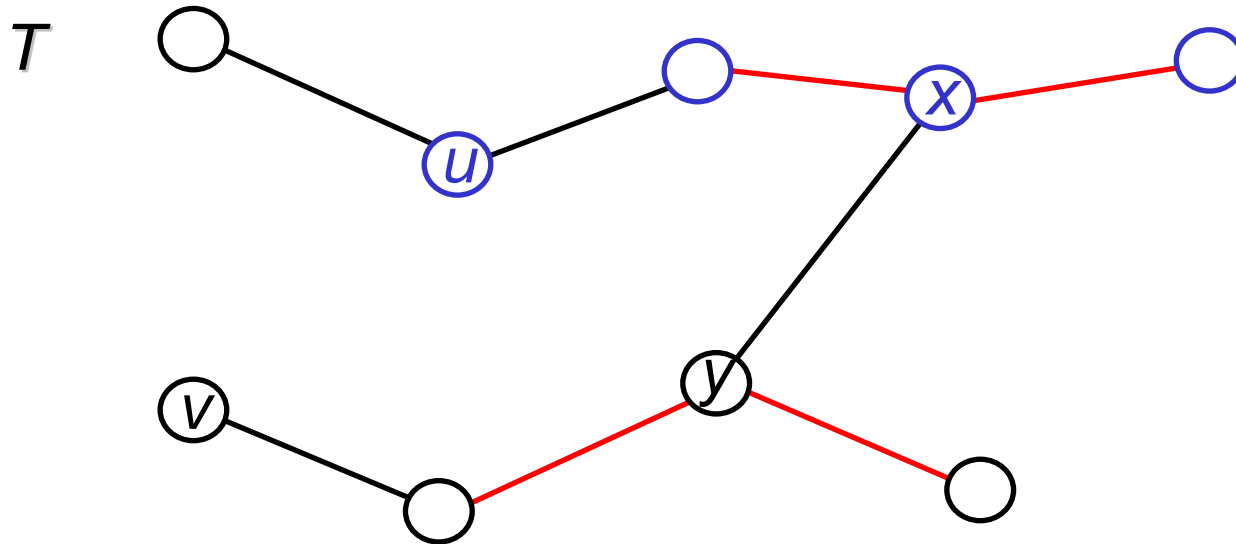
Beweis:

1. Fall: $(u, v) \in T$: ok

2. Fall: $(u, v) \notin T$

Wir konstruieren min. spannenden Baum T' mit $(u, v) \in T'$ und $A \subseteq T'$

Sichere Kanten



Durch Hinzufügen von (u,v) zu T erhalten wir einen Zyklus.
 Auf diesem gibt es (mindestens) eine Kante (x,y) , die ebenfalls den Schnitt schneidet.

Sichere Kanten

$$T' = T \setminus \{(x,y)\} \cup \{(u,v)\}$$

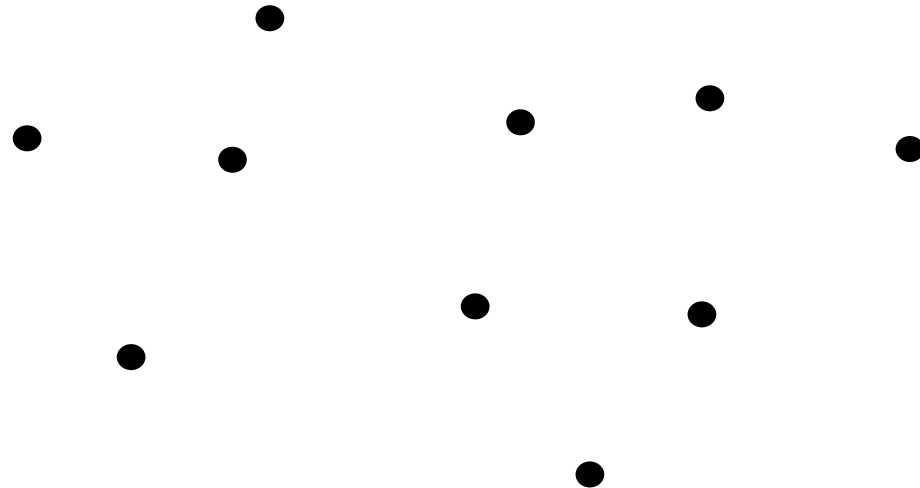
ist ein min. spannender Baum, denn

$$c(T') = c(T) - c(x,y) + c(u,v) \leq c(T)$$

4. Der Graph G_A

$$G_A = (V, A)$$

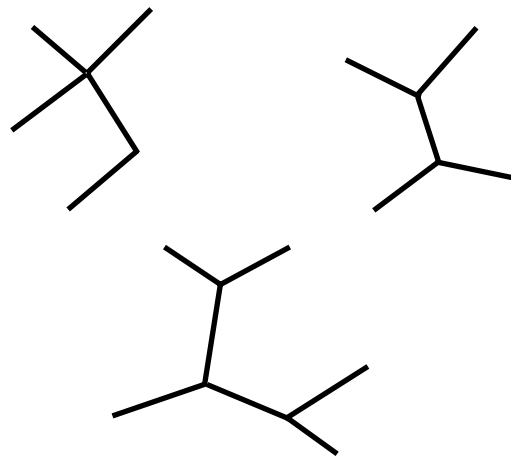
- ist ein **Wald**, d.h. eine Menge von Bäumen
- anfangs, wenn $A = \emptyset$, ist jeder Baum ein einzelner Knoten
- eine sichere Kante verbindet **verschiedene Bäume**



Der Graph G_A

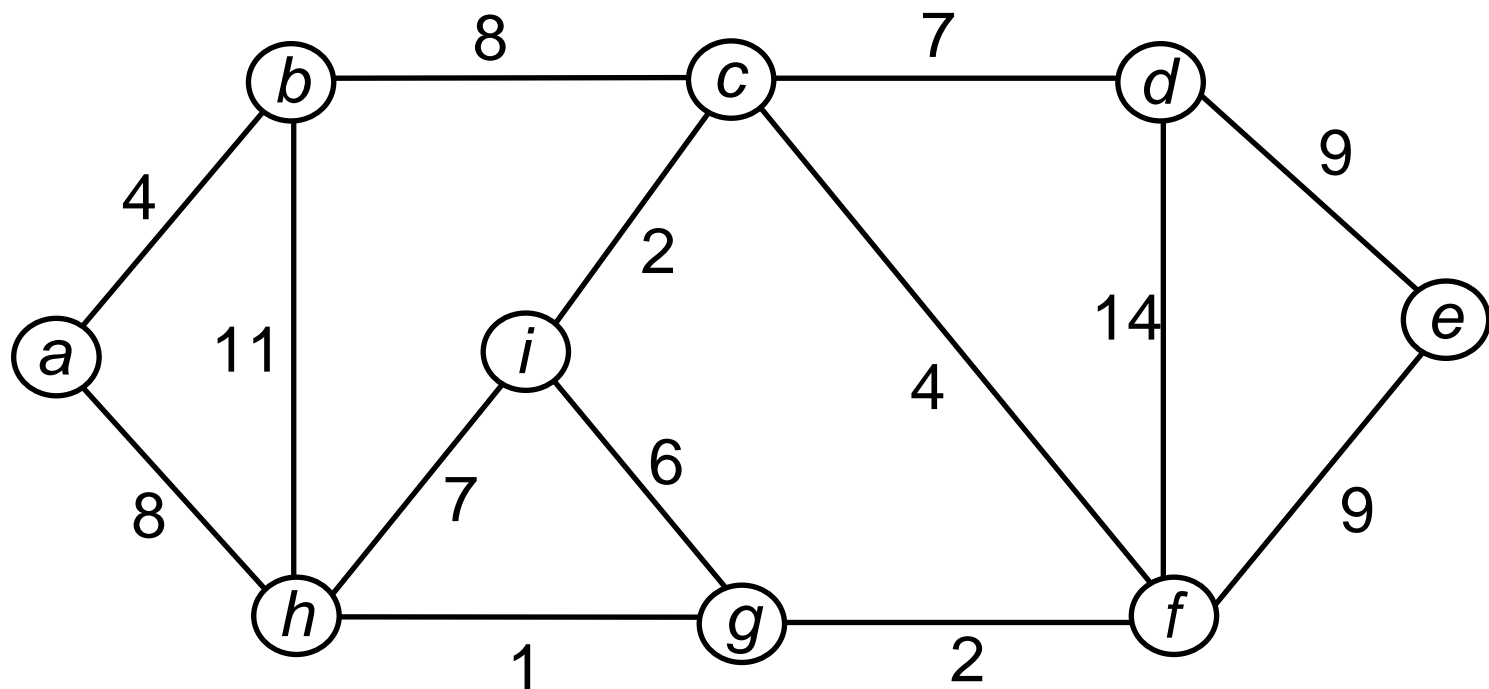
Korollar: Sei B ein Baum in $G_A = (V, A)$. Ist (u,v) eine Kante minimaler Kosten, die B und einen anderen Baum in G_A verbindet, dann ist (u,v) sicher für A .

Beweis: $(B, V \setminus B)$ respektiert A und (u,v) ist eine min. Kante für diesen Schnitt.



5. Algorithmus von Kruskal

Wähle stets eine Kante minimaler Kosten, die zwei Bäume B_1 und B_2 in G_A verbindet.



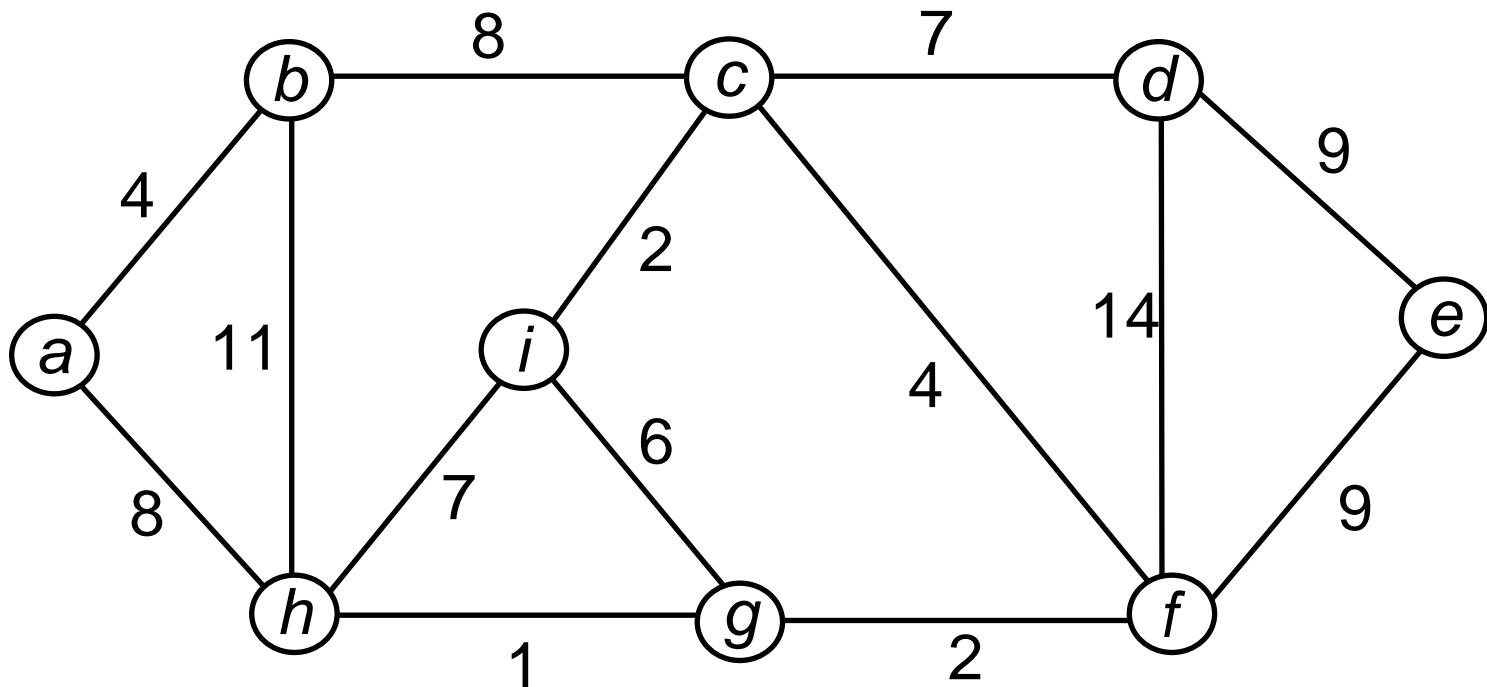
Algorithmus von Kruskal

1. $A \leftarrow \emptyset$;
2. **for all** $v \in V$ **do** $B_v \leftarrow \{v\}$; **endfor**;
3. Erzeuge eine Liste L der Kanten in E , welche gemäß nicht-fallenden Kantenkosten sortiert ist;
4. **for all** (u,v) in L **do**
5. $B_1 \leftarrow \text{FIND}(u)$; $B_2 \leftarrow \text{FIND}(v)$;
6. **if** $B_1 \neq B_2$ **then**
7. $A \leftarrow A \cup \{(u,v)\}$; $\text{UNION}(B_1, B_2, B_1)$;
8. **endif**;
9. **endfor**;

Laufzeit: $O(m \alpha(m,n) + m + n \log n)$

6. Algorithmus von Prim

A ist immer ein **einzigster Baum**. Starte mit einem beliebigen Wurzelknoten w . Füge in jedem Schritt eine **minimale Kante** hinzu, die einen **Knoten in A** mit einem **Knoten in $V \setminus A$** verbindet.



Implementierung

Q : Prioritätswarteschlange, die alle Knoten $v \in V \setminus A$ enthält.

Schlüssel von v : min. Kosten einer Kante, die v mit einem Knoten aus A verbindet.

Für einen Knoten v ist $p[v]$ der **Elter-Knoten** von v in dem Baum.

$$A = \{ (v, p[v]) : v \in V - \{w\} - Q \}$$

Algorithmus von Prim

1. **for all** $v \in V$ **do** Insert(Q , ∞ , v); **endfor**;
2. Wähle einen Knoten $w \in V$ als Wurzel;
3. DecreaseKey(Q , 0, w); $p[w] \leftarrow \text{nil}$;
4. **while** $\neg \text{Empty}(Q)$ **do**
5. $(d, u) \leftarrow \text{DeleteMin}(Q)$;
6. **for all** $(u, v) \in E$ **do**
7. **if** $v \in Q$ und $c(u, v) < \text{Schlüssel von } v$ **then**
8. DecreaseKey(Q , $c(u, v)$, v); $p[v] \leftarrow u$;
9. **endif**;
10. **endfor**;
11. **endwhile**;

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