

Proseminar
Effiziente Algorithmen
Kapitel 8: Graphalgorithmen

Prof. Dr. Christian Scheideler
WS 2018

Übersicht

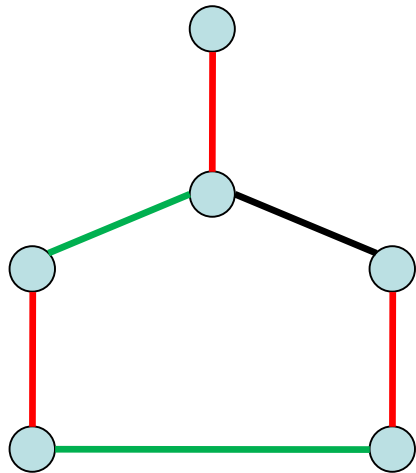
- Kürzeste Wege
 - Minimale Spannbäume
 - Matching
 - Flussprobleme
- } DuA

Übersicht

- Kürzeste Wege
- Minimale Spannbäume
- **Matching**
- Flussprobleme

Grundlagen

Definition 8.1: Sei $G=(V,E)$ ein ungerichteter Graph. Ein **Matching** M in G ist eine Teilmenge von E , so dass keine zwei Kanten aus M einen Endpunkt gemeinsam haben.



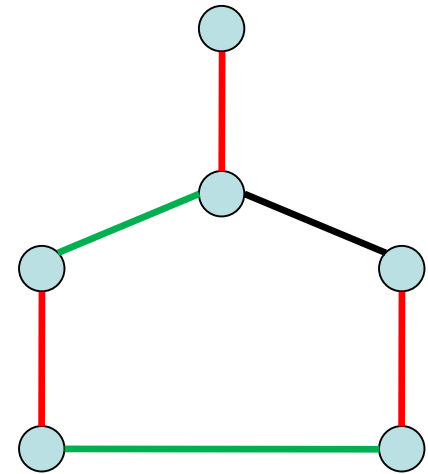
Matching:

- Variante 1
- Variante 2

Grundlagen

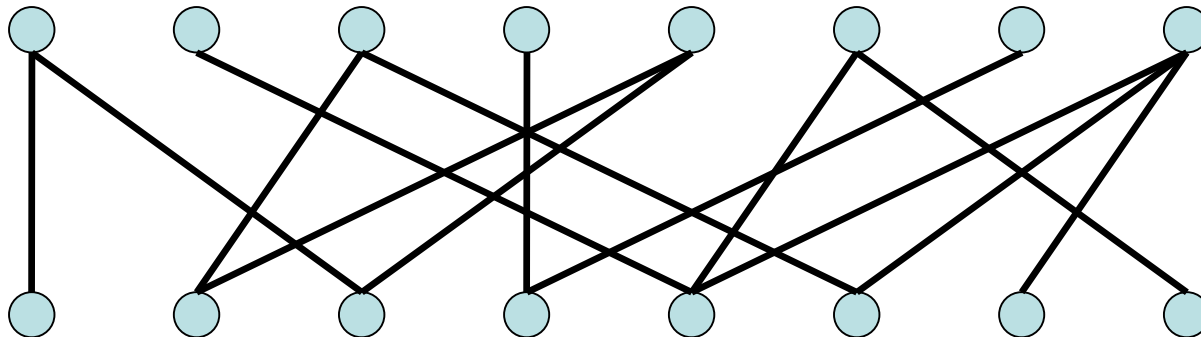
Definition 8.2:

- Ein Matching M in $G=(V,E)$ heißt **perfekt**, falls $|M|=|V|/2$.
- Ein Matching M heißt **Matching maximaler Kardinalität** (engl. **maximum matching**) in G , falls es in G kein Matching M' mit $|M'|>|M|$ gibt (rot im Beispiel)
- Ein Matching M heißt **maximal** in G , falls es bezüglich „ \subseteq “ maximal ist (engl. **maximal matching**, grün im Beispiel)



Grundlagen

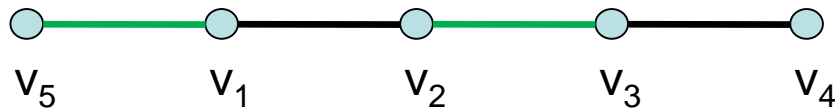
Definition 8.3: Sei $G=(V,E)$ ein ungerichteter Graph. Wenn V in zwei nichtleere Teilmengen V_1 und V_2 partitioniert werden kann (d.h. $V_1 \cup V_2 = V$ und $V_1 \cap V_2 = \emptyset$), so dass $E \subseteq V_1 \times V_2$ ist, dann heißt G **bipartit** (ausgedrückt durch $G=(V_1, V_2, E)$).



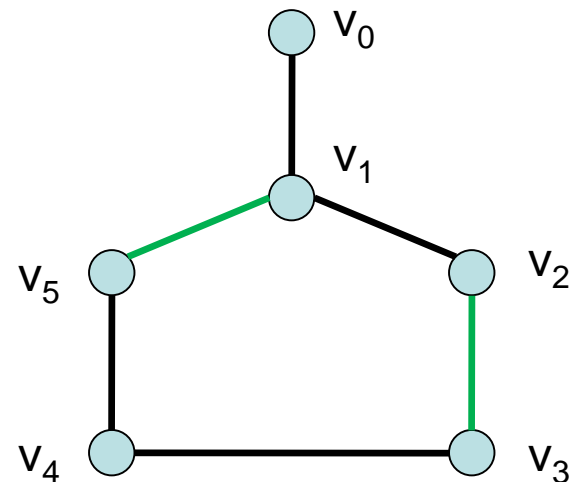
Grundlagen

Definition 8.4: Ein einfacher Pfad (Kreis) v_0, v_1, \dots, v_k heißt **alternierend** bzgl. eines Matchings M , falls die Kanten $\{v_i, v_{i+1}\}$ abwechselnd in M und nicht in M liegen.

gerade Länge:



ungerade Länge:



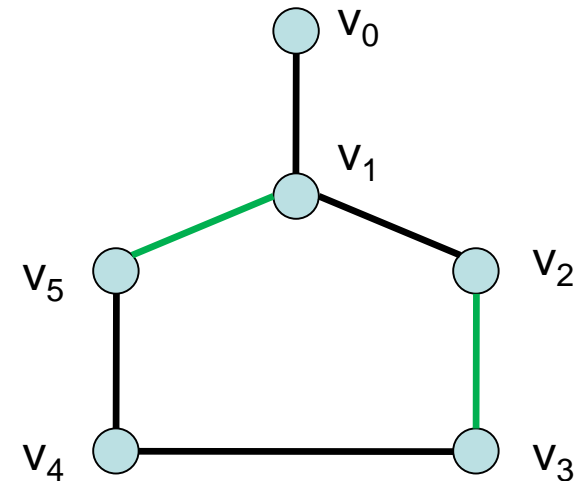
Grundlagen

Definition 8.5: Ein alternierender Pfad bzgl. eines Matchings M heißt **augmentierend**, falls er an beiden Enden ungematchte Knoten hat und kein Kreis ist.

nicht augmentierend (v_1 gematcht):



augmentierend:



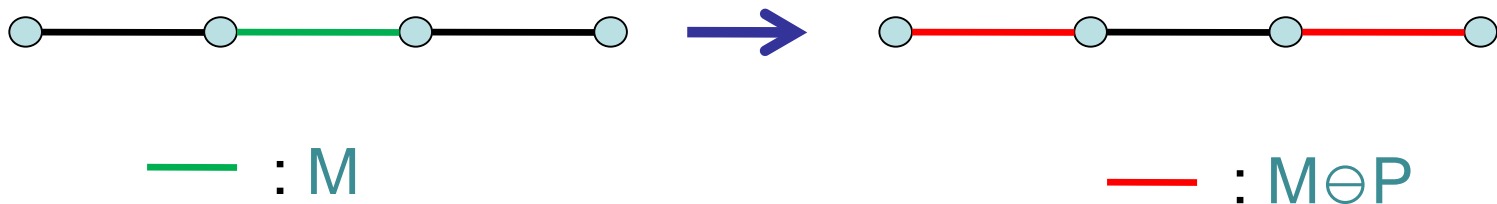
Grundlagen

Definition 8.6: Seien S und T zwei Mengen, dann bezeichne $S \ominus T$ die symmetrische Differenz von S und T , d.h. $S \ominus T = (S \setminus T) \cup (T \setminus S)$.

Lemma 8.7: Sei M ein Matching und P ein augmentierender Pfad bzgl. M . Dann ist auch $M \ominus P$ ein Matching, und es gilt $|M \ominus P| = |M| + 1$.

Beweis:

Veränderung bzgl. Pfad P :



Grundlagen

Satz 8.7: (Satz von Berge)

Ein Matching in einem Graphen hat maximale Kardinalität genau dann, wenn es keinen augmentierenden Pfad dafür gibt.

Beweis:

„ \Rightarrow “:

- Angenommen, es gibt einen augmentierenden Pfad P zu einem Matching M .
- Dann folgt aus Lemma 5.8, dass $|M \oplus P| = |M| + 1$, also M kein Matching maximaler Kardinalität sein kann.

Matching in beliebigen Graphen

Algorithmus für Matching maximaler Kardinalität:

$M := \emptyset$

while \exists augmentierender Pfad P bzgl. M do
 $M := M \oplus P$

gib M aus

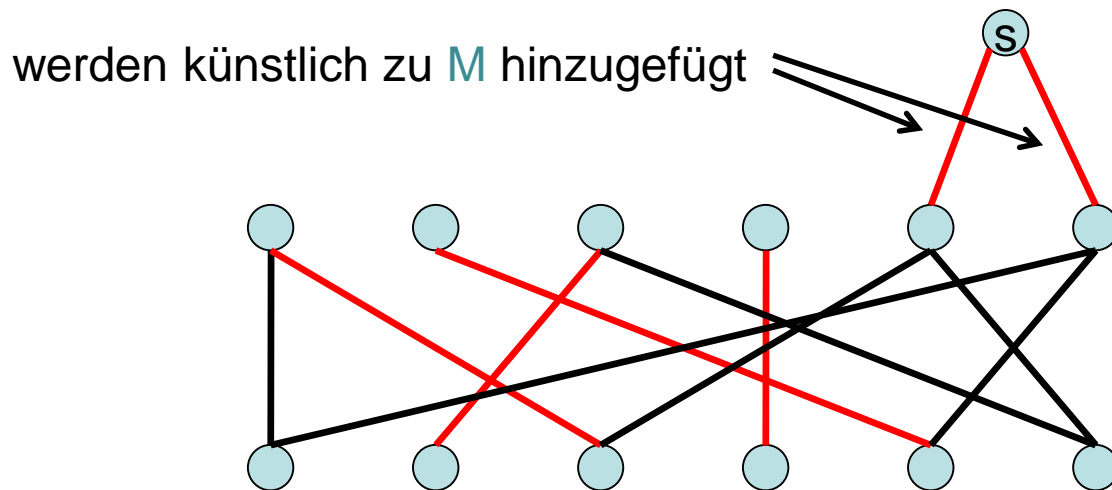
Laufzeit:

- Die While Schleife wird höchstens n -mal durchlaufen.
- Die Suche eines augmentierenden Pfades kann über alternierendes DFS in $O(n+m)$ Zeit gelöst werden.

Also Laufzeit $O(n \cdot (n+m))$ möglich.

Matching in bipartiten Graphen

Vereinfachung für alternierendes DFS in bipartiten Graphen: künstliche Quelle **s** zu allen ungematchten Knoten



Matching in bipartiten Graphen

- $E(u)$: Kantenmenge von Knoten u

```
Procedure AlternatingBipartiteDFS(s: Node, M: Matching)
  d =  $\langle \infty, \dots, \infty \rangle$ : Array [1..n] of IN
  parent =  $\langle \perp, \dots, \perp \rangle$ : Array [1..n] of Node
  d[Key(s)]:=0 // s hat Distanz 0 zu sich
  parent[Key(s)]:=s // s ist sein eigener Vater
  q:=<s>: List of Node // q: Stack zu besuchender Knoten
  while q  $\neq$  <> do // solange q nicht leer
    u:= q.pop() // entnehme Knoten aus Stack
    if (d[u] is even) then A:=M else A:=M\E
    if  $A \cap E(u) = \emptyset$  and (d[u] is even) then
      augmentierender Pfad (über parent[]), stop
    else
      foreach {u,v}  $\in$  A do
        if parent(Key(v))= $\perp$  then // v schon besucht?
          q.push(v) // nein, dann in q einfügen
          d[Key(v)]:=d[Key(u)]+1
          parent[Key(v)]:=u
```

Kürzeste augmentierende Pfade

Verfeinerter Matching Algorithmus:

$M := \emptyset$

while \exists augmentierender Pfad bzgl. M do

- bestimme den **kürzesten** augmentierenden Pfad P bzgl. M
- $M := M \oplus P$

gib M aus

- Sei P_1, P_2, \dots die Folge der vom Algorithmus verwendeten kürzesten augmentierenden Pfade.
- Es kann gezeigt werden: $|P_{i+1}| \geq |P_i|$ für alle i .

Kürzeste augmentierende Wege

- s : künstlicher Knoten, $E(u)$: Kantenmenge von Knoten u

```
Procedure AlternatingBipartiteBFS( $s$ : Node,  $M$ : Matching)
   $d = \langle \infty, \dots, \infty \rangle$ : Array  $[1..n]$  of IN
   $parent = \langle \perp, \dots, \perp \rangle$ : Array  $[1..n]$  of Node
   $d[\text{Key}(s)] := 0$  //  $s$  hat Distanz 0 zu sich
   $parent[\text{Key}(s)] := s$  //  $s$  ist sein eigener Vater
   $q := \langle s \rangle$ : List of Node //  $q$ : Queue zu besuchender Knoten
  while  $q \neq \langle \rangle$  do // solange  $q$  nicht leer
     $u := q.dequeue()$  // entnehme Knoten aus Queue
    if ( $d[u]$  is even) then  $A := M$  else  $A := M \setminus E$ 
    if  $A \cap E(u) = \emptyset$  and ( $d[u]$  is even) then
      augmentierender Pfad (über  $parent[]$ ), stop
    else
      foreach  $\{u, v\} \in A$  do
        if  $parent(\text{Key}(v)) = \perp$  then //  $v$  schon besucht?
           $q.enqueue(v)$  // nein, dann in  $q$  einfügen
           $d[\text{Key}(v)] := d[\text{Key}(u)] + 1$ 
           $parent[\text{Key}(v)] := u$ 
```

Kürzeste augmentierende Pfade

Weiter verfeinerter Algorithmus:

$M := \emptyset$

while \exists augmentierender Pfad bzgl. M do

- $l :=$ Länge eines kürzesten augm. Pfades bzgl. M
- bestimme bzgl. „ \subseteq “ maximale Menge knoten-disjunkter augm. Pfade Q_1, \dots, Q_k bzgl. M , die alle Länge l haben
- $M := M \oplus Q_1 \oplus \dots \oplus Q_k$

Satz 8.8: Die obige while-Schleife wird höchstens $O(\sqrt{n})$ -mal durchlaufen.

Übersicht

- Kürzeste Wege
- Minimale Spannbäume
- Matching
- Flussprobleme

Grundlagen

Definition 8.9: Ein **Flussnetz** (G,s,t,c) besteht aus einem gerichteten Graph $G=(V,E)$, einer **Quelle** $s \in V$, einer **Senke** $t \in V$ und einer **Kapazitätsfunktion** $c:V \times V \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$, so dass $c(u,v) = 0$ falls $(u,v) \notin E$.

Wir werden im folgenden annehmen, dass $s \rightsquigarrow_G u \rightsquigarrow_G t$ für alle $u \in V$ ist .

Definition 8.10: Sei (G,s,t,c) ein Flussnetzwerk.

- a) Ein **Fluss** in G ist eine Funktion $f:V \times V \rightarrow \mathbb{R}$, so dass
- $f(u, v) \leq c(u, v)$ für alle $u, v \in V$ (Kapazitätsbedingungen)
 - $f(u, v) = -f(v, u)$ für alle $u, v \in V$ (Antisymmetrie)
 - $\sum_{v \in V} f(u, v) = 0$ für alle $u \in V \setminus \{s, t\}$ (Flusserhaltungsbedingungen)
- b) Der **Wert** $|f|$ einer Flussfunktion f ist definiert als
- $$|f| = \sum_{v \in V} f(s, v).$$

Grundlagen

Bemerkung 8.11: Es sei f ein Fluss oder ein Flussnetzwerk (G,s,t,c) . Dann

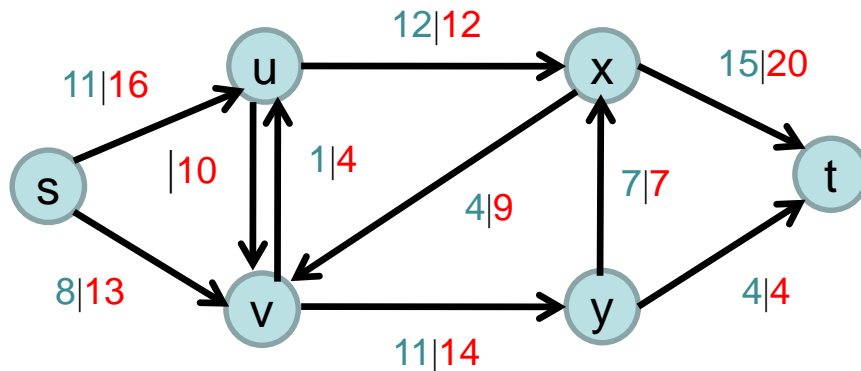
- a) $f(v, v) = 0$ für alle $v \in V$ (wegen Antisymmetrie).
- b) $\sum_{u \in V} f(u, v) = 0$ für alle $v \in V \setminus \{s, t\}$ (Flusserhaltung & Antisymm.).
- c) Für alle $u, v \in V$ mit $(u, v), (v, u) \notin E$ gilt $f(u, v) = f(v, u) = 0$.
- d) Für alle $v \in V \setminus \{s, t\}$ gilt

$$\sum_{\substack{u \in V \\ f(u, v) > 0}} f(u, v) = - \sum_{\substack{u \in V \\ f(u, v) < 0}} f(u, v)$$

- e) f mit $f(u, v) = 0$ für alle $u, v \in V$ ist ein Fluss.

Grundlagen

Beispiel für gültigen Fluss:



$$f(u, v) | c(u, v), |f| = 19.$$

- $f(v, u) = 1$, also $f(u, v) = -1$ nach Antisymmetrie.
- Das impliziert, dass für das Paar $\{u, v\}$ nicht gleichzeitig in beide Richtungen Fluss fließen kann.
- Warum ist das nicht notwendig?

Grundlagen

Bemerkung 8.12: Der in s ausfließende Fluss ist gleich dem in t einfließenden Fluss, was nicht schwer zu sehen ist. Zunächst stellen wir fest wegen der Antisymmetrie fest:

$$\begin{aligned} & \sum_{v \in V} \sum_{w \in V} f(v, w) \\ &= \sum_{\{v, w\}} (f(v, w) + f(w, v)) + \sum_{v \in V} f(v, v) \\ &= 0 \end{aligned}$$

Weiterhin gilt wegen der Flusserhaltung:

$$\begin{aligned} \sum_{v \in V} \sum_{w \in V} f(v, w) &= \sum_{w \in V} f(s, w) + \sum_{w \in V} f(t, w) \\ &= |f| + \sum_{w \in V} f(t, w) \end{aligned}$$

Also gilt wegen der Antisymmetrie:

$$|f| = \sum_{w \in V} f(w, t)$$

Grundlagen

Alternative Definition von Flüssen:

Definition 8.13: Sei (G, s, t, c) ein Flussnetzwerk. Ein **Fluss** in G ist eine Funktion $f : E \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ so dass

- $0 \leq f(u, v) \leq c(u, v)$ für alle $(u, v) \in E$ (**Kapazitätsbedingungen**)
- $\sum_{v \in V} f(u, v) - \sum_{v \in V} f(v, u) = 0$ für alle $u \in V \setminus \{s, t\}$
(**Flusserhaltungsbedingungen**)

Definition 8.20 ist intuitiver, wobei Definition 8.17 restriktiver ist und manchmal leichtere Beweise erlaubt. Wir benutzen die alternative Definition 8.20 in späteren Teilen dieses Kapitels.

Problem MAXFLOW:

Eingabe: Ein Flussnetzwerk (G, s, t, c) .

Ausgabe: Ein Fluss f in G mit maximalem Wert $|f|$.

Bemerkung 8.14: Ein maximales Flussproblem $(G, s_1, \dots, s_p, t_1, \dots, t_q, c)$ mit mehreren Quellen s_1, \dots, s_p und mehreren Senken t_1, \dots, t_q mit dem Ziel, so viele Güter wie möglich von den Quellen zu den Senken zu transportieren, kann einfach auf das original MAXFLOW-Problem reduziert werden:

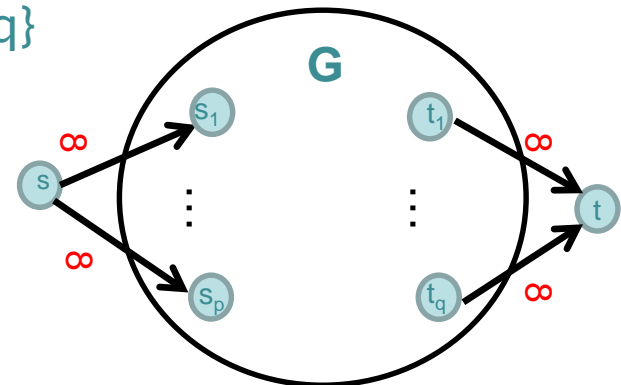
Konstruiere $G' = (V', E')$ und c' wie folgt:

$$V' = V \cup \{s, t\}$$

$$E' = E \cup \{(s, s_i) \mid 1 \leq i \leq p\} \cup \{(t_i, t) \mid 1 \leq i \leq q\}$$

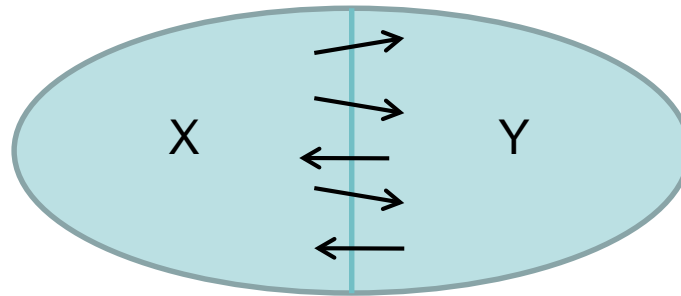
$$c'(u, v) = \begin{cases} c(u, v) & u, v \in V \\ \infty & u = s \text{ oder } v = t \end{cases}$$

Dann existiert ein Fluss f von s_1, \dots, s_p mit t_1, \dots, t_q Wert φ in $(G, s_1, \dots, s_p, t_1, \dots, t_q, c)$ genau dann, wenn ein Fluss f' von s nach t in (G', s, t, c') mit Wert φ existiert.



Definition 8.15: Es sei (G,s,t,c) ein Flussnetzwerk. Für $X, Y \subset V$ bezeichnen wir

$$f(X, Y) = \sum_{x \in X} \sum_{y \in Y} f(x, y), \quad c(X, Y) = \sum_{x \in X} \sum_{y \in Y} c(x, y) \quad \text{und} \quad X - v = X \setminus \{v\}$$



Lemma 8.23: Es sei (G,s,t,c) ein Flussnetzwerk und es sei f ein Fluss in G . Dann gilt für alle $X, Y, Z \subseteq V$.

a) $f(X, X) = 0$

b) $f(X, Y) = -f(Y, X)$

c) Wenn $X \cap Y = \emptyset$ dann

$$f(X \cup Y, Z) = f(X, Z) + f(Y, Z) \quad \text{und} \quad f(Z, X \cup Y) = f(Z, X) + f(Z, Y)$$

Beweis: Übung

Die Ford-Fulkerson Methode

Definition 8.16: Es sei (G,s,t,c) ein Flussnetzwerk und f ein Fluss in G .

a) Für $u, v \in V$ ist die **Restkapazität** $c_f(u,v)$ definiert als

$$c_f(u,v) = c(u,v) - f(u,v).$$

b) Das **Residualnetzwerk** $G_f = (V,E_f)$ ist definiert als

$$E_f = \{ (u,v) \in V \times V \mid c_f(u,v) > 0 \}$$

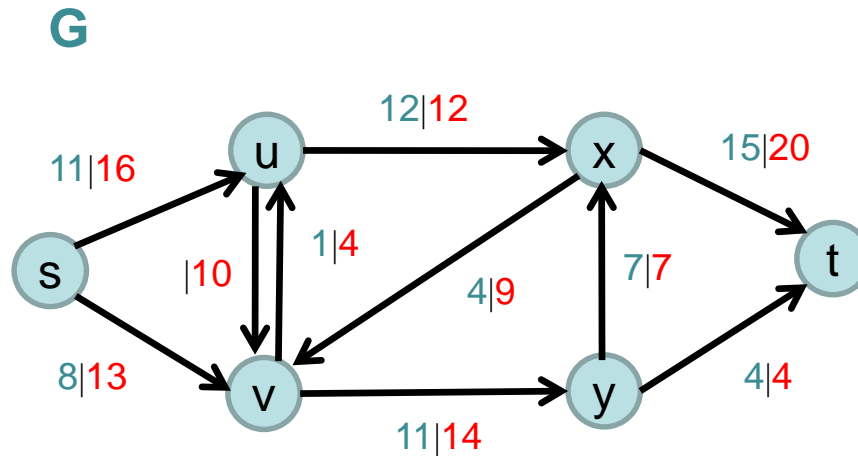
c) Ein einfacher Pfad P von s zu t in G_f wird **augmentierender Pfad** genannt. Die **Restkapazität** $c_f(P)$ von P ist definiert als

$$c_f(P) = \min \{ c_f(u,v) \mid (u,v) \in P \}.$$

Die Ford-Fulkerson Methode

Beispiel: augmentierender Pfad und Flussaumentierung

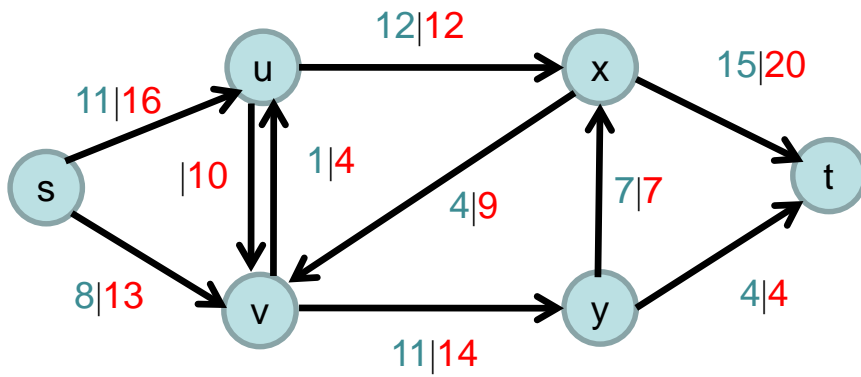
Flussnetzwerk:



Beispiel: augmentierender Pfad und Flussaumentierung

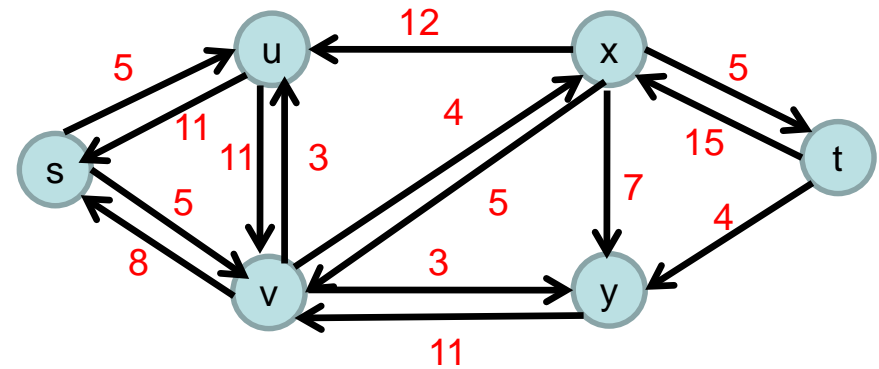
Flussnetzwerk:

G



Residualnetzwerk:

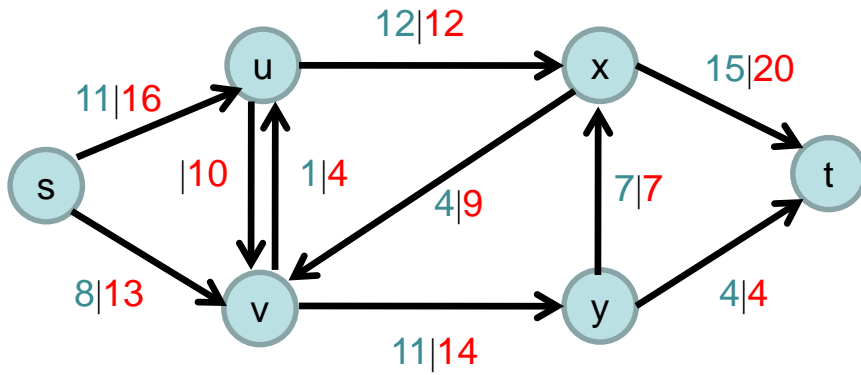
G_f



Beispiel: augmentierender Pfad und Flussaumentierung

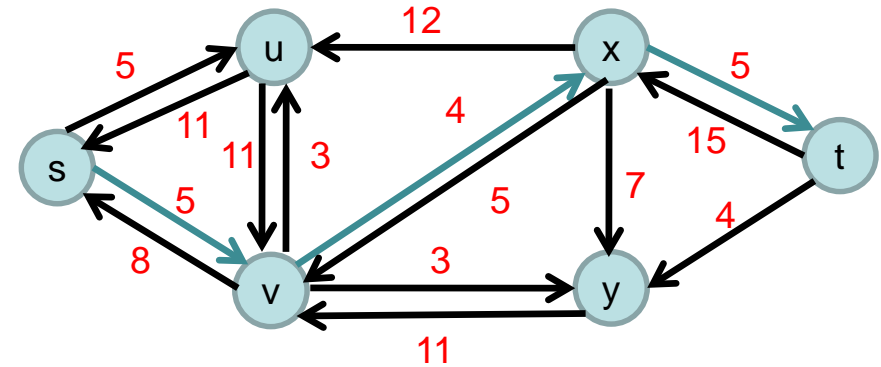
Flussnetzwerk:

G



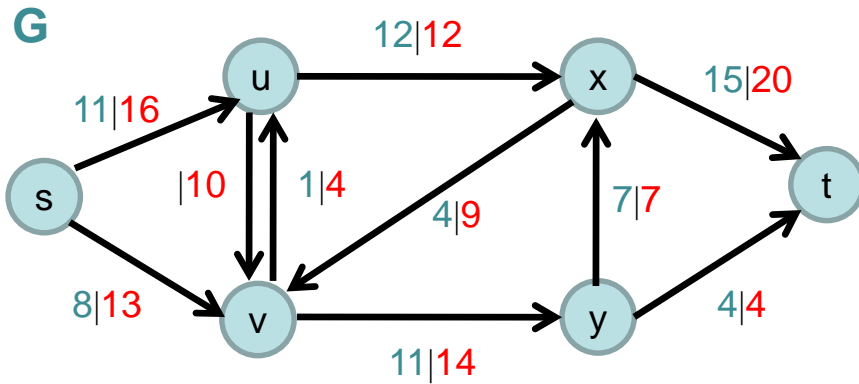
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

G_f

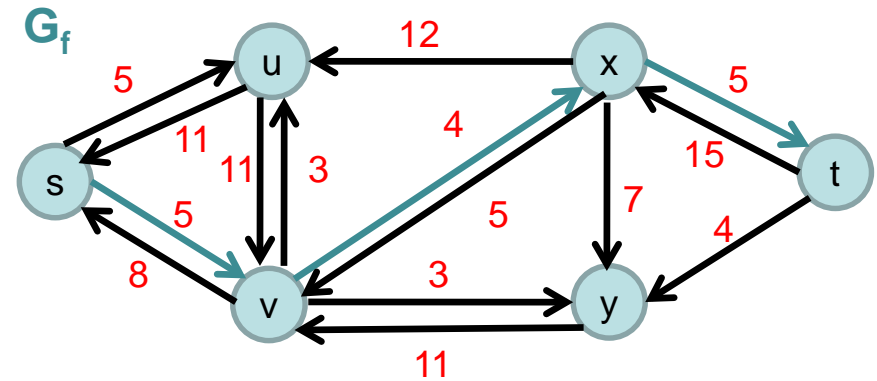


Beispiel: augmentierender Pfad und Flussaugmentierung

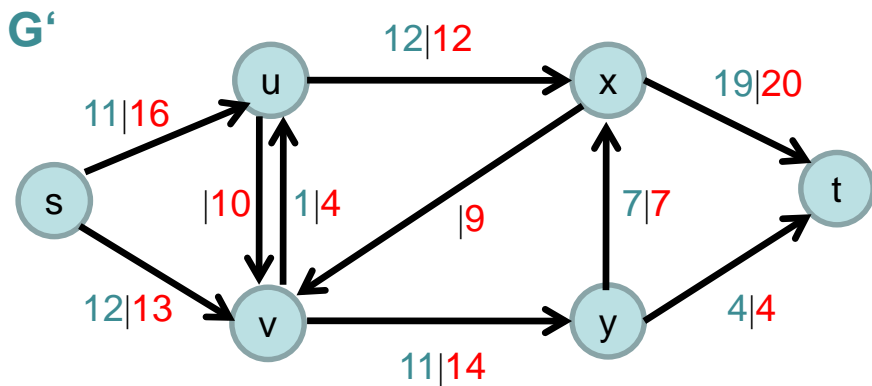
Flussnetzwerk:



Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

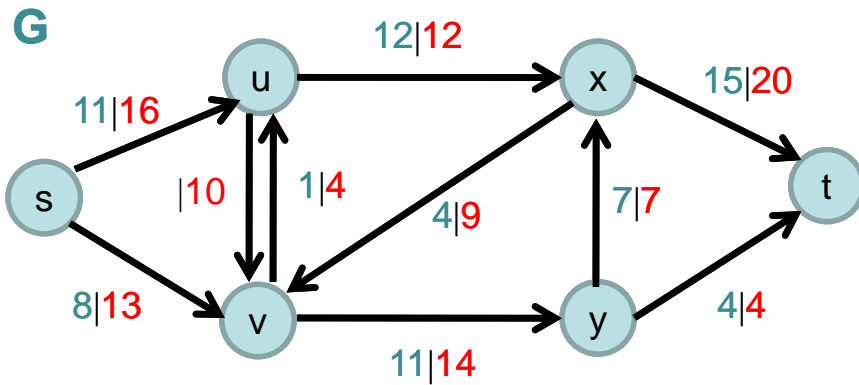


Augmentiertes Flussnetzwerk:

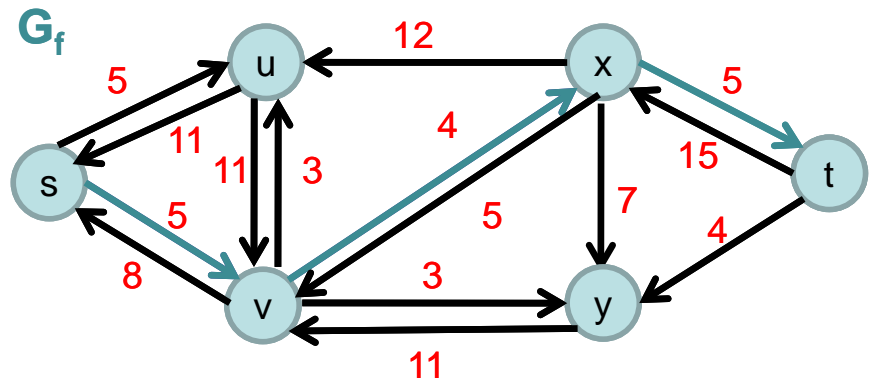


Beispiel: augmentierender Pfad und Flussaumentierung

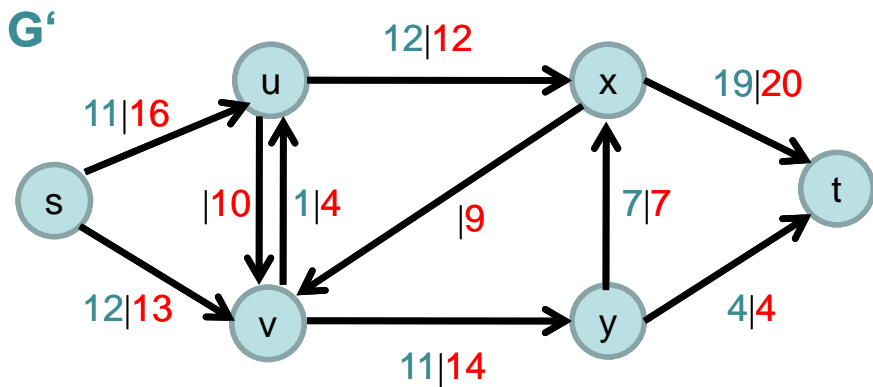
Flussnetzwerk:



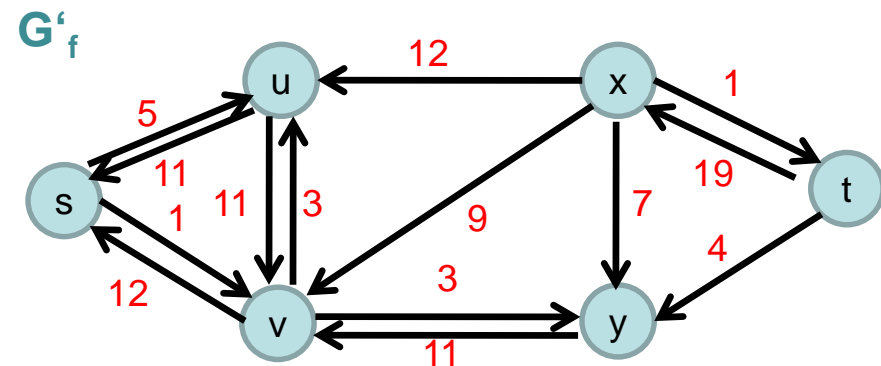
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:



Augmentiertes Flussnetzwerk:



Neues Residualnetzwerk:



Der Ford-Fulkerson Algorithmus

FORDFULKERSON (Flussnetzwerk $G = (V, E), s, t, c$)

{

für jede Kante $(u, v) \in E$

{ $f[u, v] := 0; f[v, u] := 0;$ }

G_f = Residualnetzwerk von G bezüglich f ;

solange (\exists ein Pfad P von s zu t in G_f)

{ // berechne maximal hinzufügbaren Fluss via P

$c_f(P) := \min \{c_f(u, v) \mid (u, v) \in P\}$;

für jede Kante $(u, v) \in P$

{ $f[u, v] := f[u, v] + c_f(P); f[v, u] := -f[u, v];$ }

$G_f :=$ Residualnetzwerk von G bezüglich f ;

}

gib f aus

}

// initialisiere leeren Fluss

// P ist der augmentierende Pfad

// $c_f(u, v) = c(u, v) - f(u, v)$

// aktualisiere den Fluss von P

Lemma 8.17: Es sei (G, s, t, c) ein Flussnetzwerk und f ein Fluss in G . Es sei G_f ein Residualnetzwerk von G induziert durch f und es sei f' ein Fluss in G_f . Dann ist

$$(f + f')(u, v) = f(u, v) + f'(u, v)$$

ein gültiger Fluss in G mit Wert $|f + f'| = |f| + |f'|$.

Lemma 8.18: Es sei (G, s, t, c) ein Flussnetzwerk und f ein Fluss in G . Es sei G_f das Residualnetzwerk von G induziert durch f und es sei P ein augmentierender Pfad in G_f . Dann ist $f_P : V \times V \rightarrow \mathbb{R}$ mit

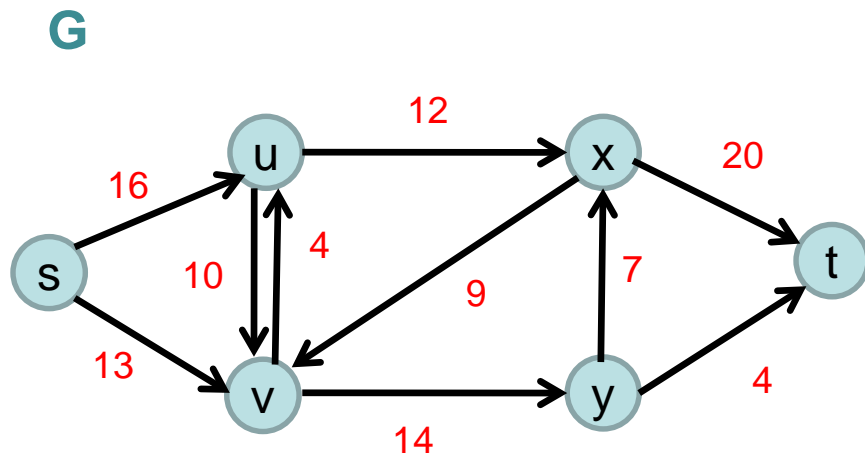
$$f_P(u, v) = \begin{cases} c_f(P) & \text{wenn } (u, v) \text{ auf } P \\ -c_f(P) & \text{wenn } (v, u) \text{ auf } P \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

ein gültiger Fluss in G_f mit Wert $|f_P| = c_f(P) > 0$.

Korollar 8.19: Es sei (G, s, t, c) ein Flussnetzwerk und f ein Fluss in G . Es sei G_f das Residualnetzwerk von G induziert durch f und es sei P ein augmentierender Pfad in G_f . Es sei f_P definiert wie in Lemma 6.11. Dann ist $f' = f + f_P$ ein gültiger Fluss in G mit Wert $|f'| = |f + f_P| = |f| + |f_P| > |f|$.

Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

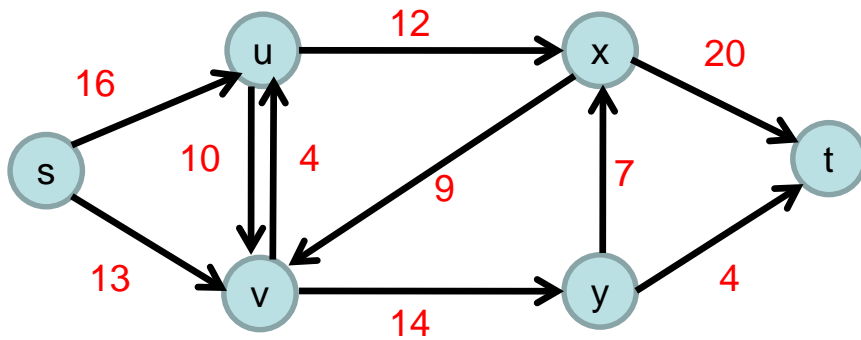
Flussnetzwerk:



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

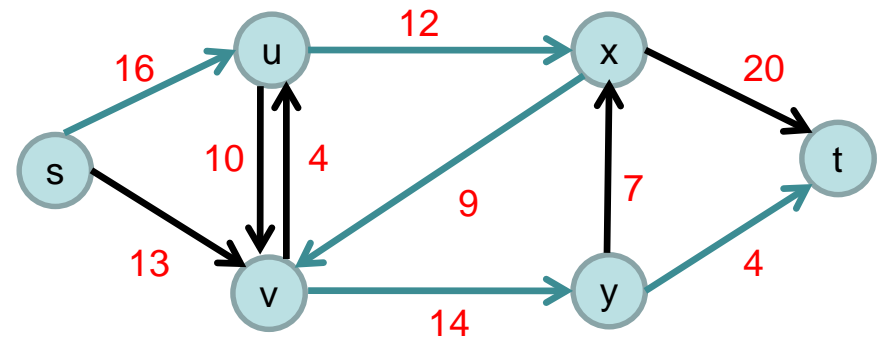
Flussnetzwerk:

G



Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

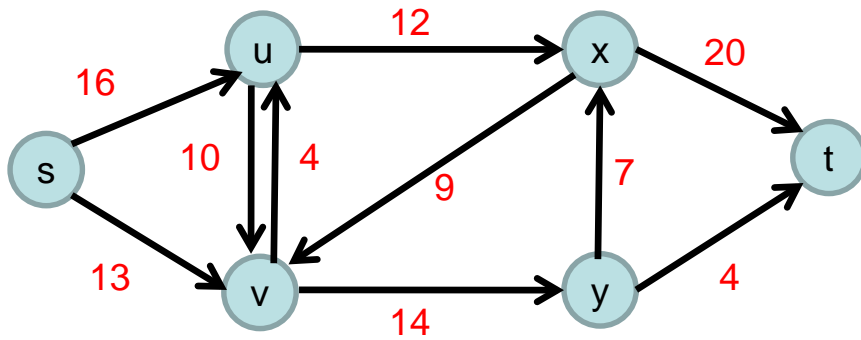
G_f



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

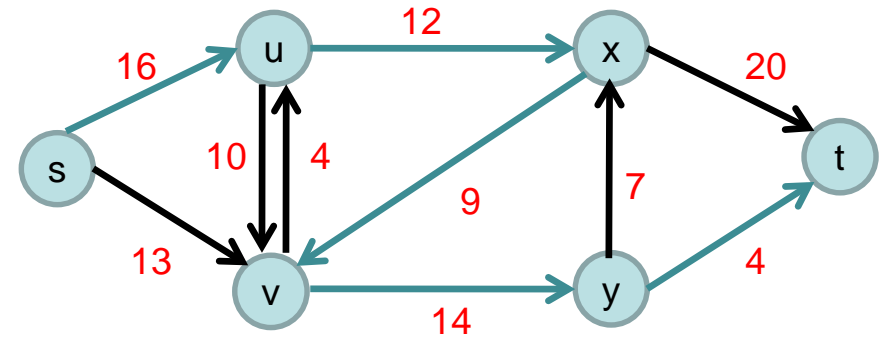
Flussnetzwerk:

G



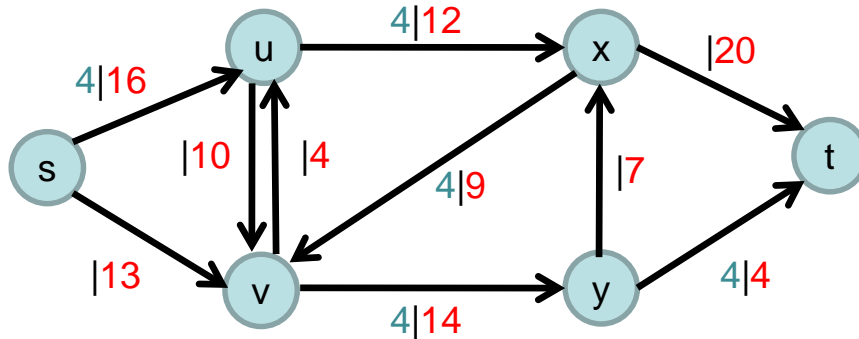
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

G_f



Augmentiertes Flussnetzwerk:

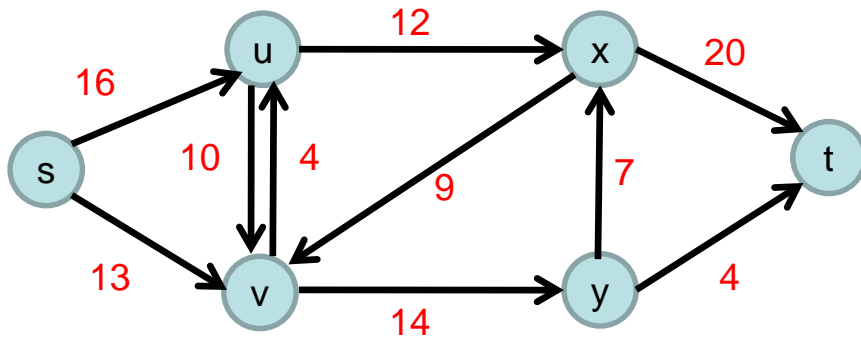
G



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

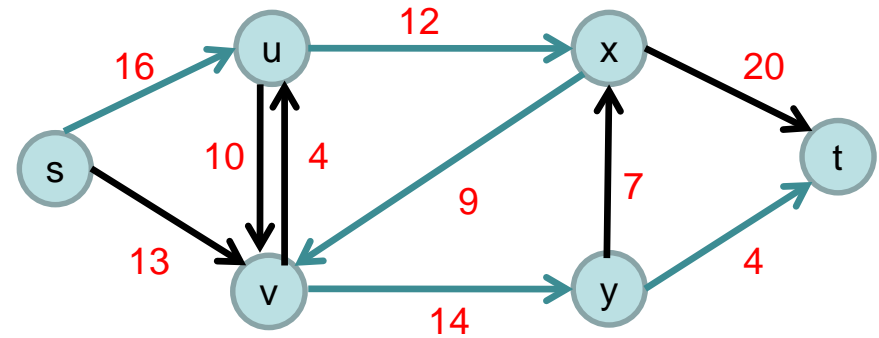
Flussnetzwerk:

G



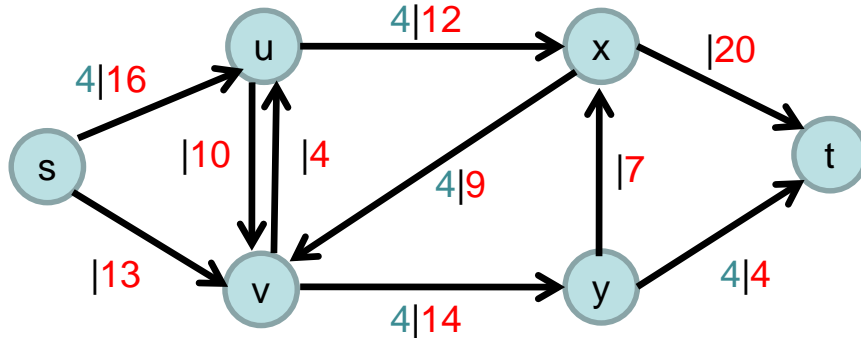
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

G_f



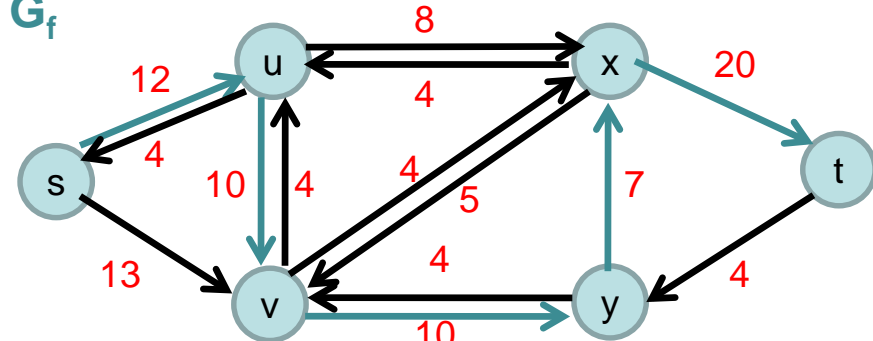
Augmentiertes Flussnetzwerk:

G



Neues Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

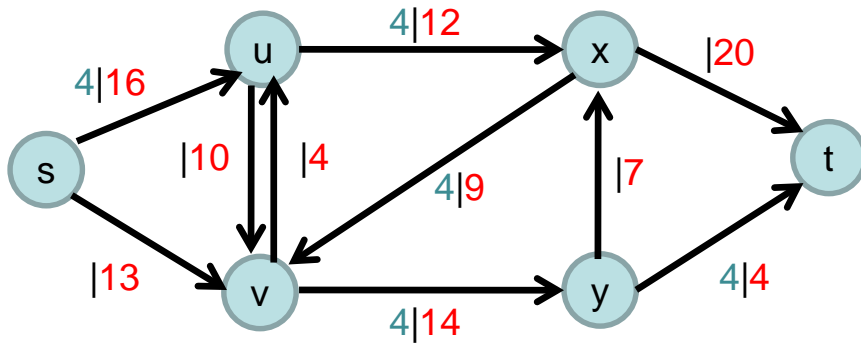
G_f



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

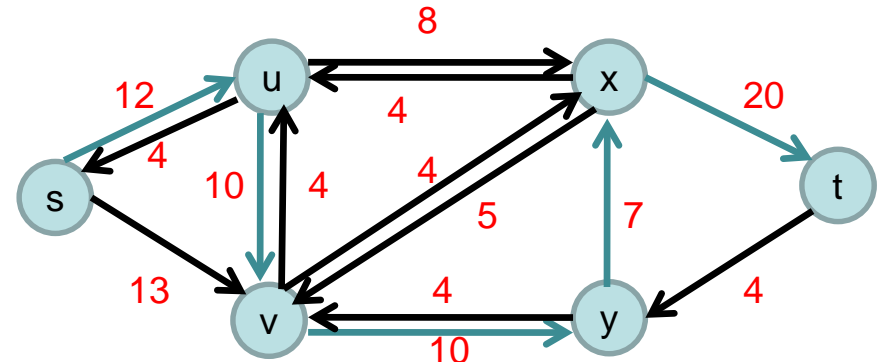
Flussnetzwerk:

G



Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

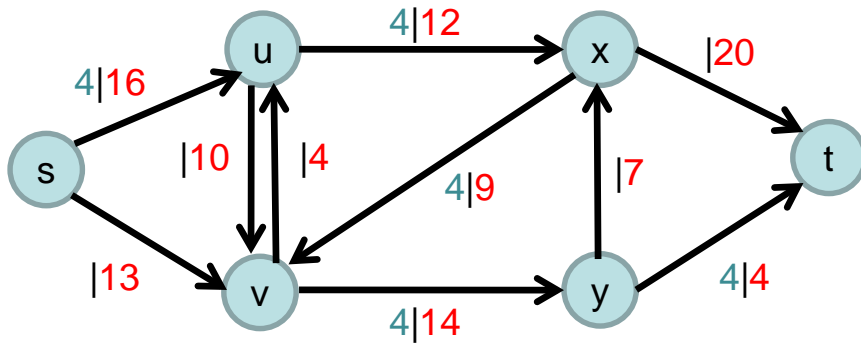
G_f



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

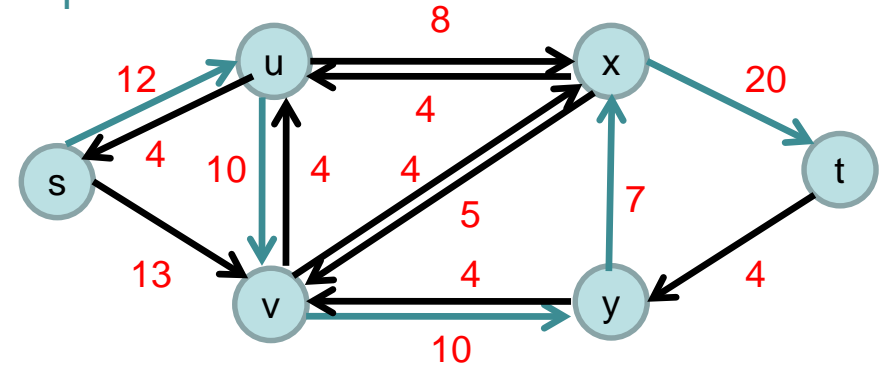
Flussnetzwerk:

G



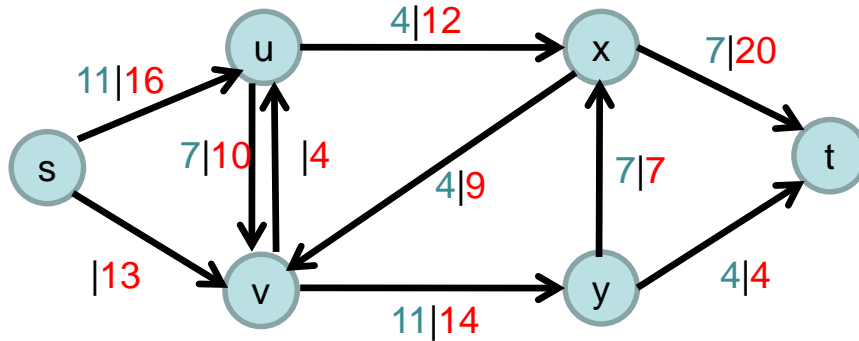
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

G_f



Augmentiertes Flussnetzwerk:

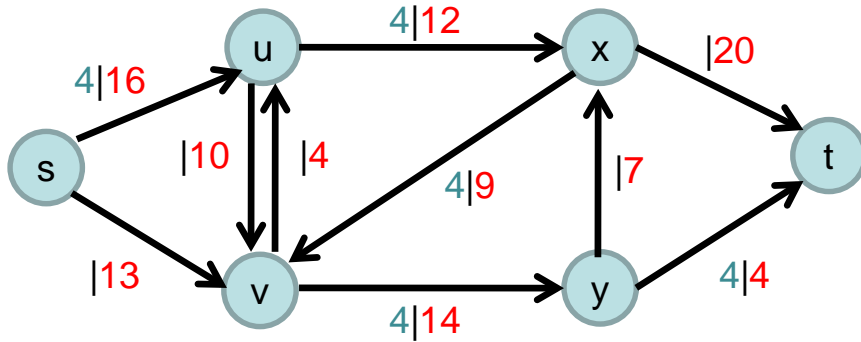
G



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

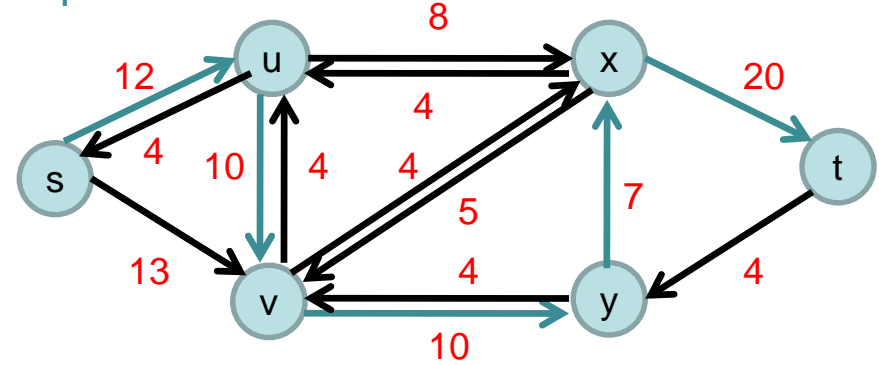
Flussnetzwerk:

G



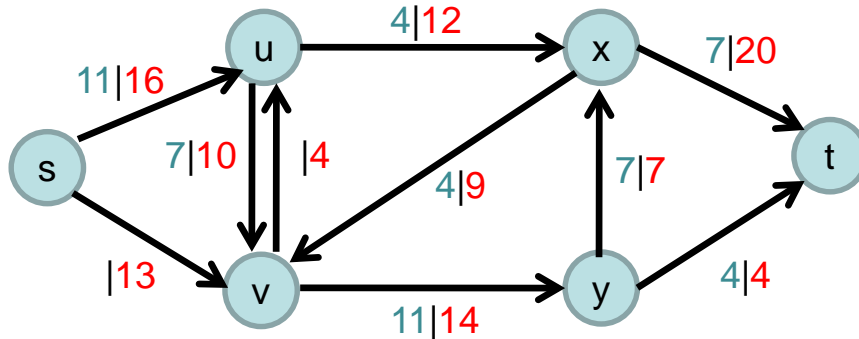
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

G_f



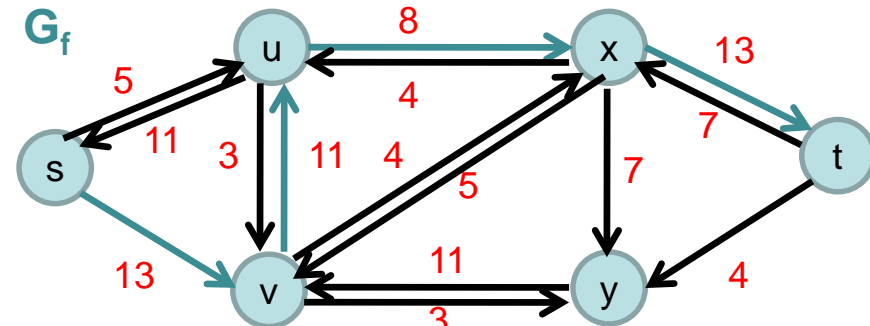
Augmentiertes Flussnetzwerk:

G



Neues Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

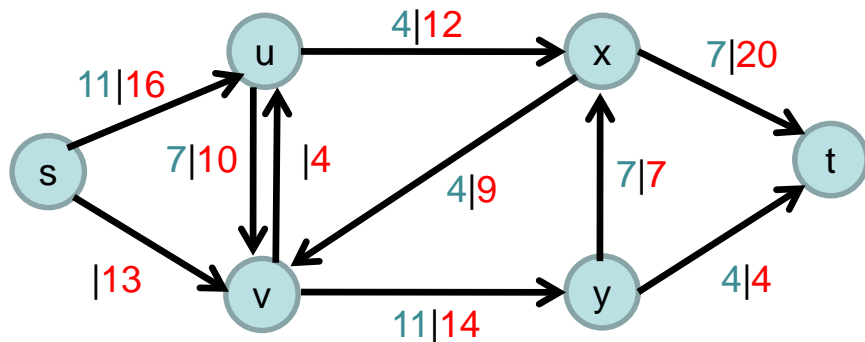
G_f



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

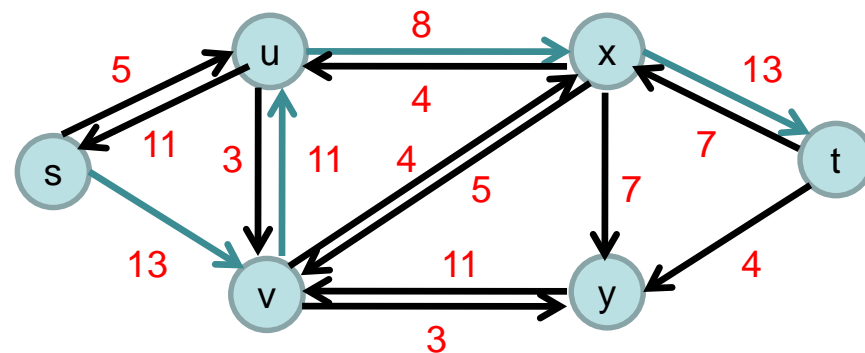
Flussnetzwerk:

G



Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

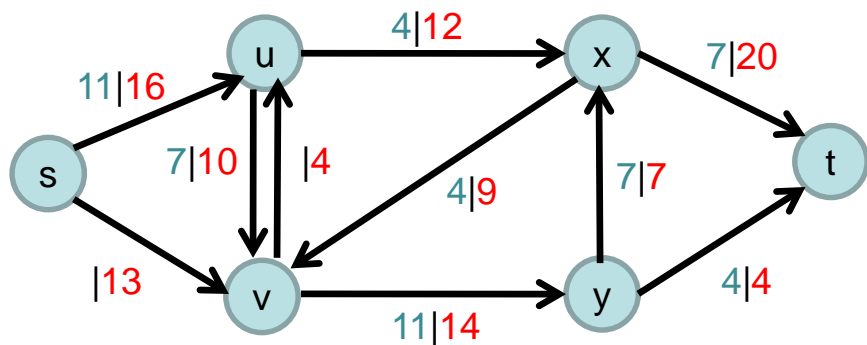
G_f



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

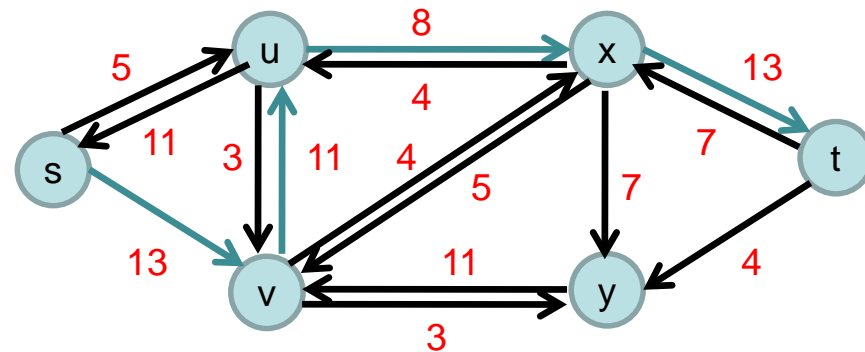
Flussnetzwerk:

G



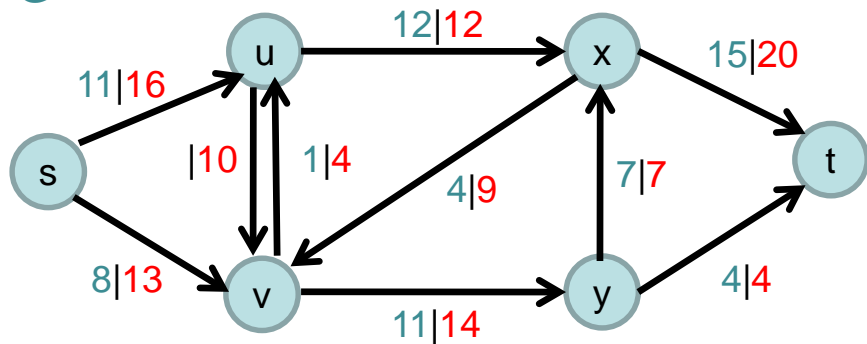
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

G_f



Augmentiertes Flussnetzwerk:

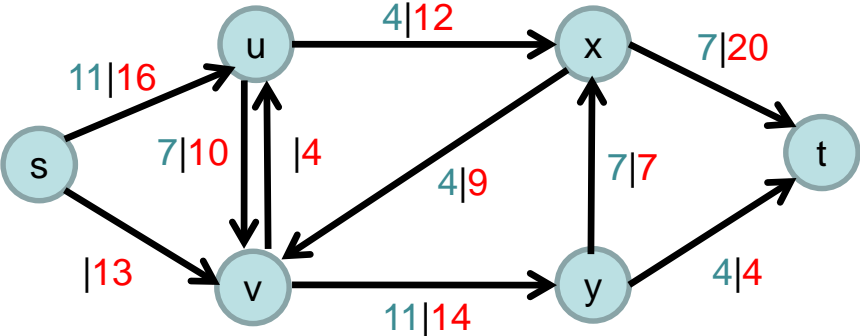
G



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

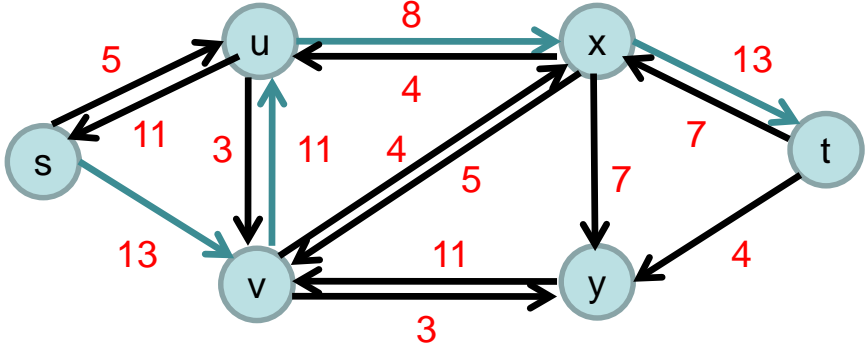
Flussnetzwerk:

G



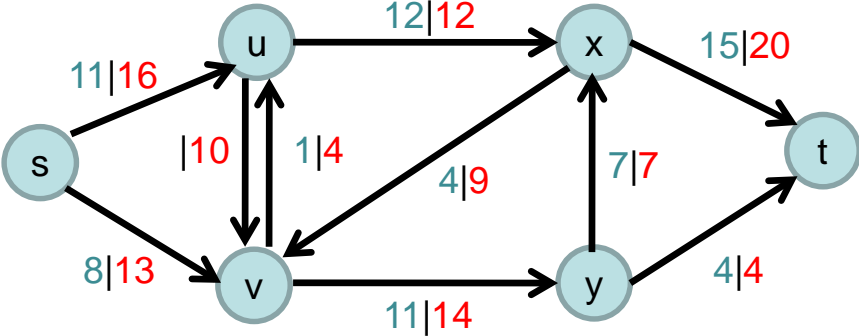
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

G_f



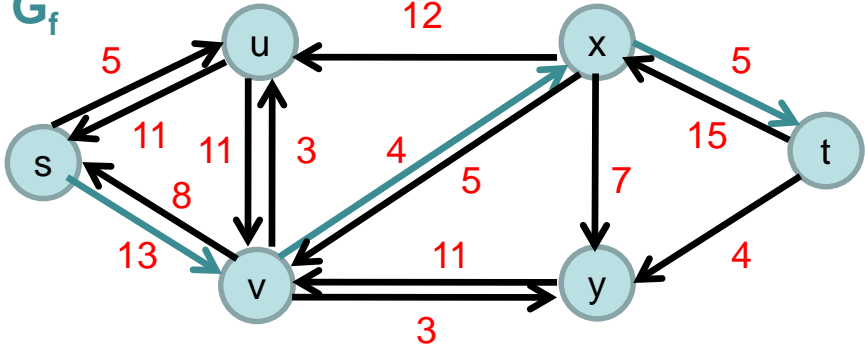
Augmentiertes Flussnetzwerk:

G



Neues Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

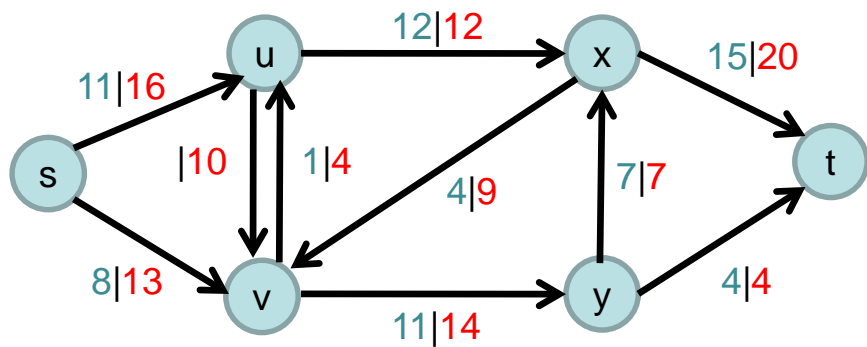
G_f



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

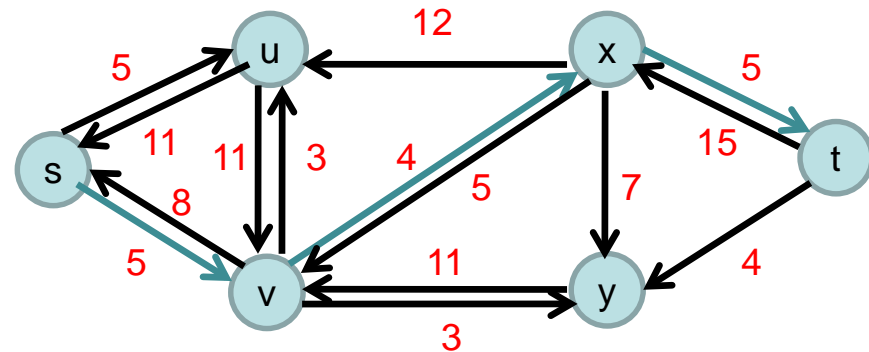
Flussnetzwerk:

G



Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

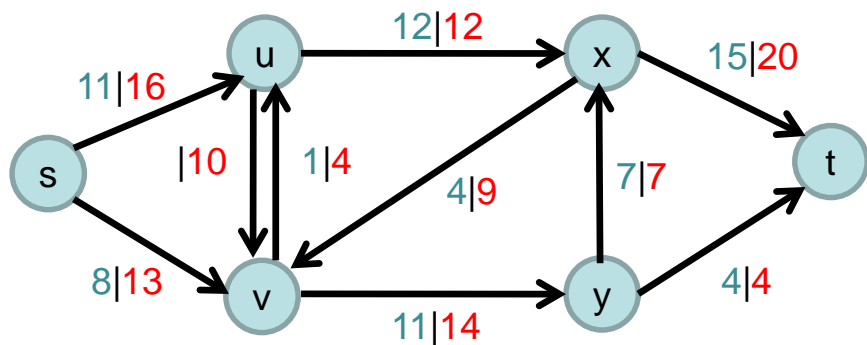
G_f



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

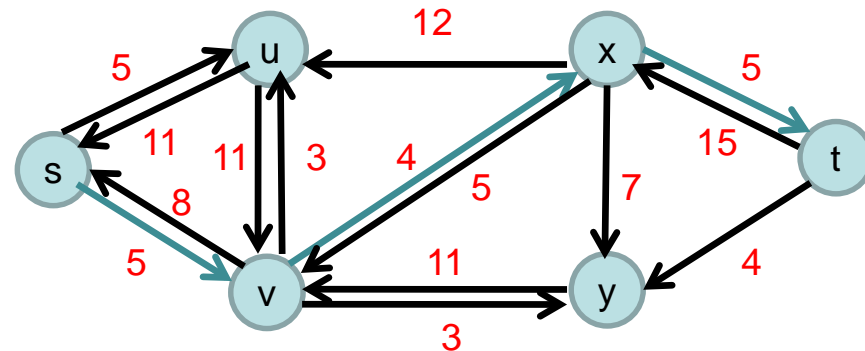
Flussnetzwerk:

G



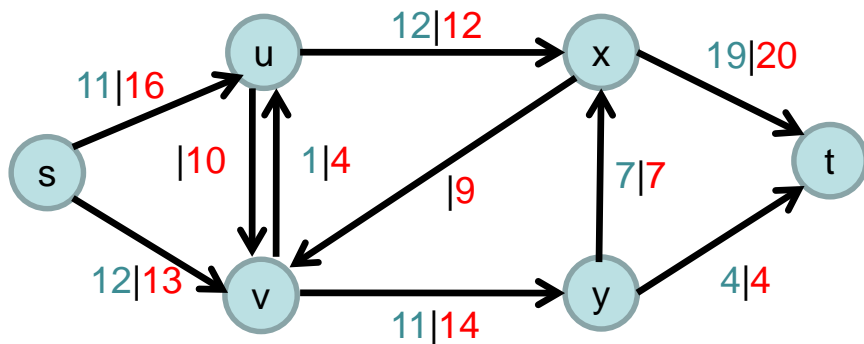
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

G_f



Augmentiertes Flussnetzwerk:

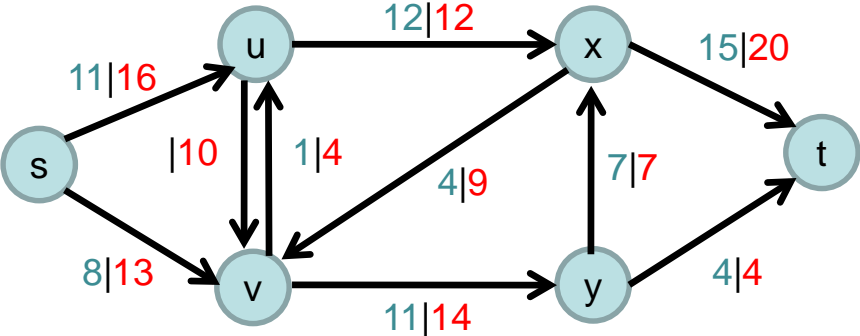
G



Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

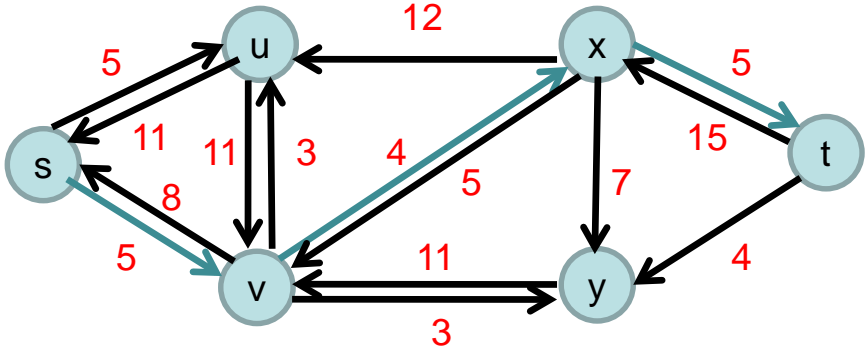
Flussnetzwerk:

G



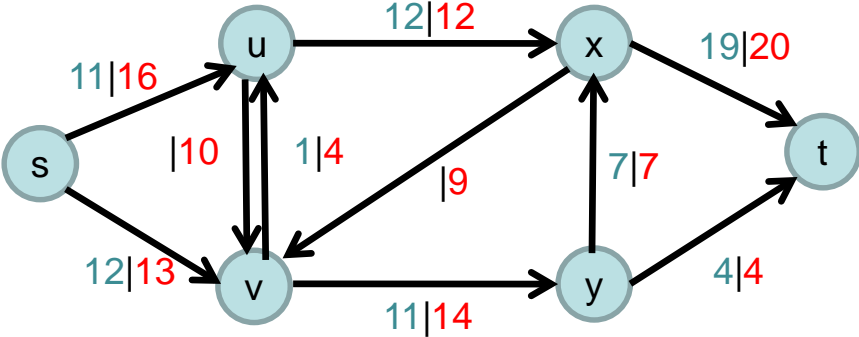
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

G_f



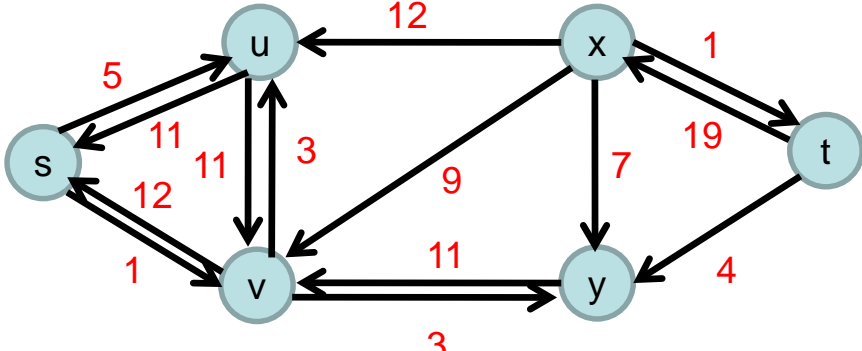
Augmentiertes Flussnetzwerk:

G



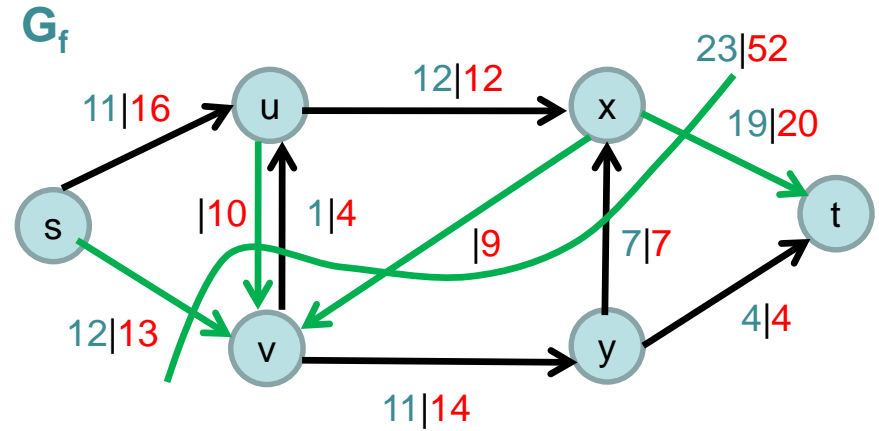
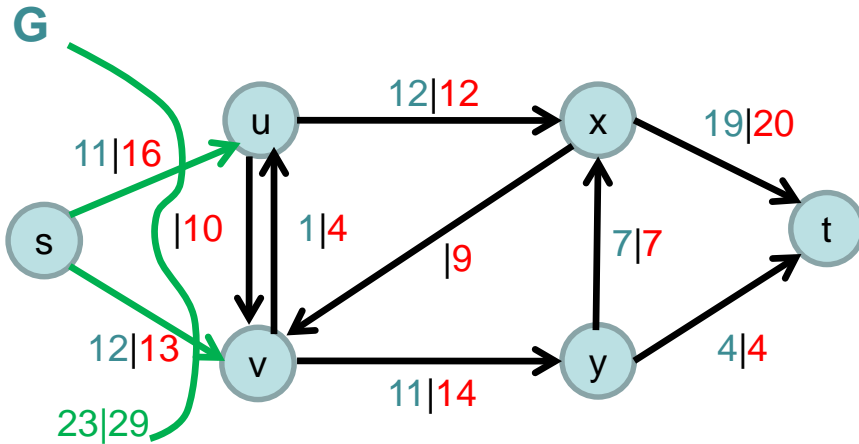
Neues Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

G

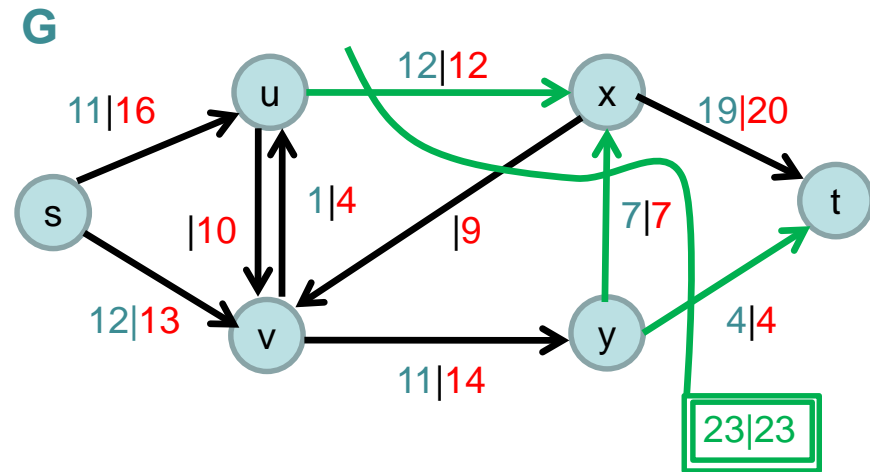
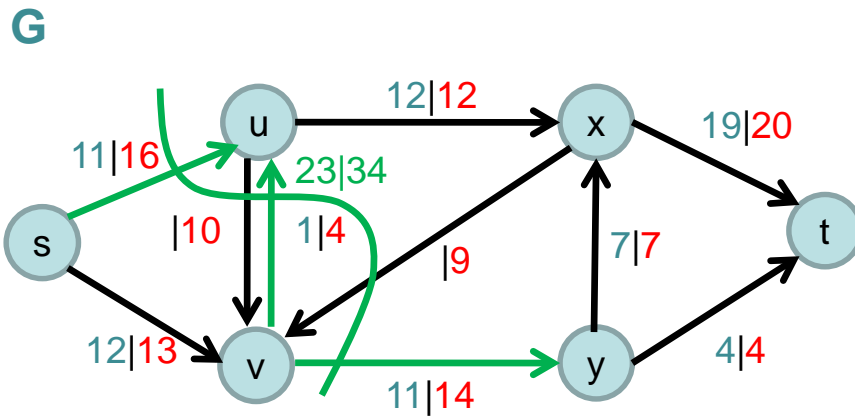


Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

Flussnetzwerk:



Augmentiertes Flussnetzwerk:



Edmonds-Karp Algorithmen

Problem: Ford-Fulkerson Algorithmus lässt zuviele Freiräume in der Wahl des augmentierenden Pfades.

1972 stellten Edmonds und Karp zwei Heuristiken vor, um effizient maximale Flüsse zu bestimmen.

Heuristik 1: Wähle den augmentierenden Pfad mit dem größten Wert.

Heuristik 2: Wähle den kürzesten augmentierenden Pfad.

Probleme

- 10054: The Necklace
- 260: Il Gioco dell X
- 10034: Freckles
- 314: Robot
- 336: A Node Too Far
- 10080: Gopher II
- 10249: The Grand Dinner

Hausaufgabe:

- 318: Domino Effect