

Proseminar  
Effiziente Algorithmen  
Kapitel 8: Graphalgorithmen

Prof. Dr. Christian Scheideler  
WS 2018

# Übersicht

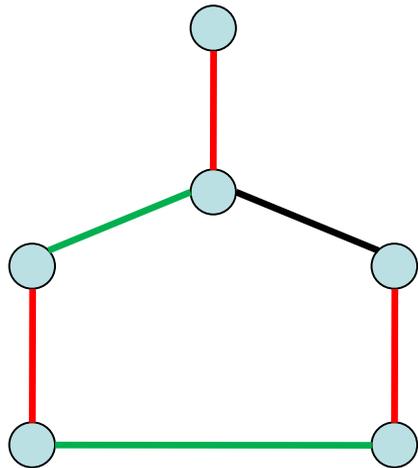
- Kürzeste Wege
  - Minimale Spannbäume
  - Matching
  - Flussprobleme
- } DuA

# 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.



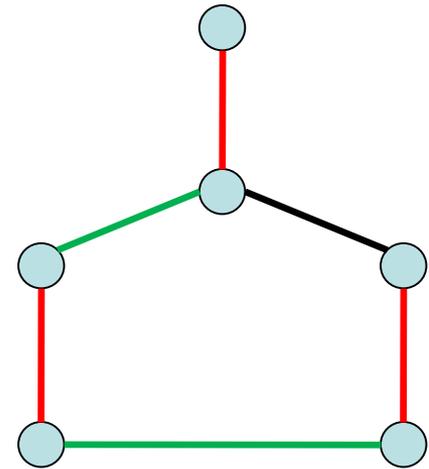
Matching:

- Variante 1
- Variante 2

# Grundlagen

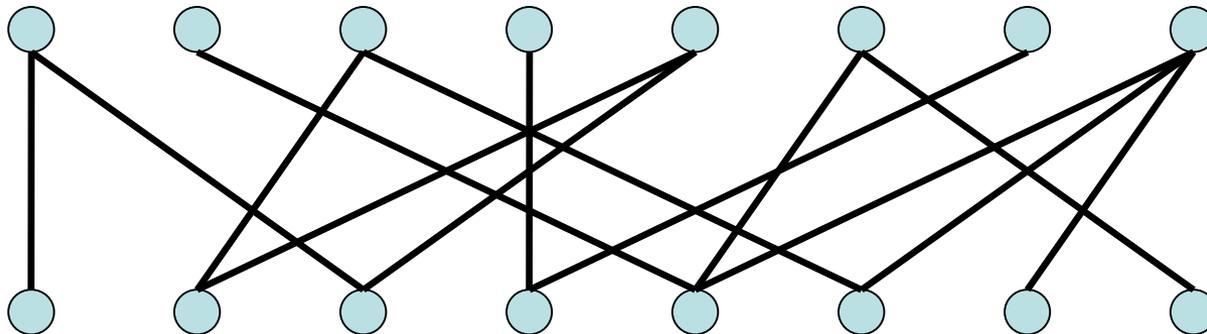
## Definition 8.2:

- 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

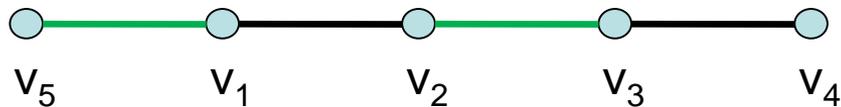
**Definition 8.3:** Sei  $G=(V,E)$  ein ungerichteter Graph. Wenn  $V$  in zwei nichtleere Teilmengen  $V_1$  und  $V_2$  partitioniert werden kann (d.h.  $V_1 \cup V_2 = V$  und  $V_1 \cap V_2 = \emptyset$ ), so dass  $E \subseteq V_1 \times V_2$  ist, dann heißt  $G$  **bipartit** (ausgedrückt durch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



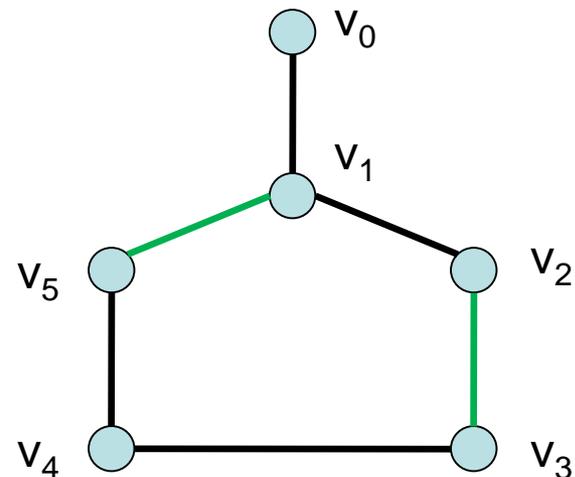
# Grundlagen

**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:



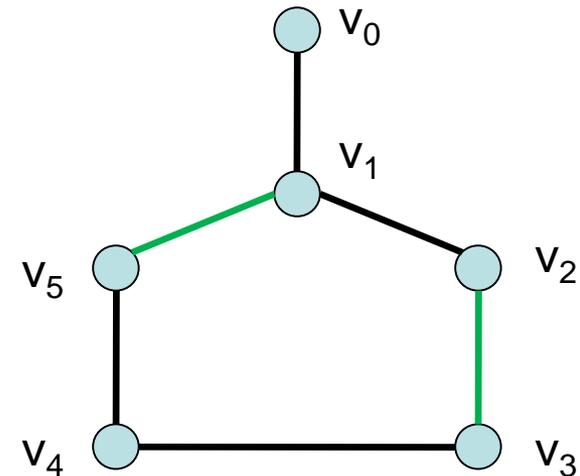
# Grundlagen

**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

## 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

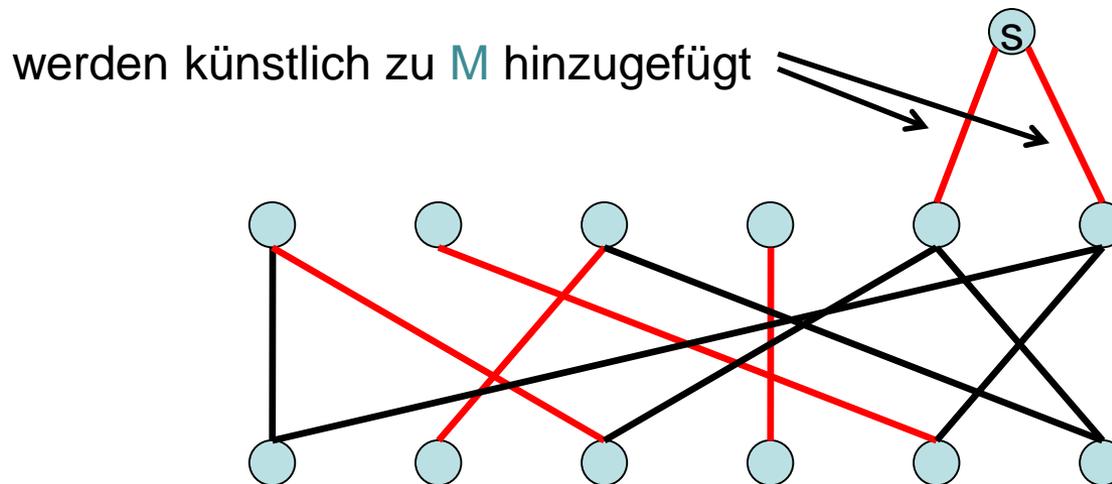
Laufzeit:

- 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:= $\langle s \rangle$ : List of Node // q: Stack zu besuchender Knoten
  while q  $\neq \langle \rangle$  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
- $M := M \ominus Q_1 \ominus \dots \ominus Q_k$

**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

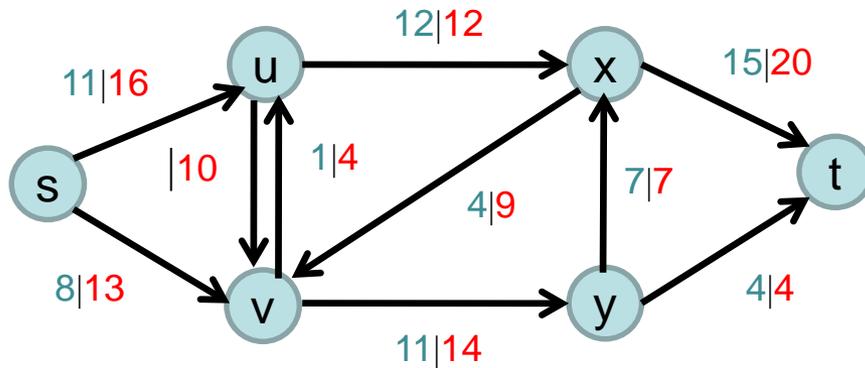
- a)  $f(v, v) = 0$  für alle  $v \in V$  (wegen Antisymmetrie).
- b)  $\sum_{u \in V} f(u, v) = 0$  für alle  $v \in V \setminus \{s, t\}$  (Flusserhaltung & Antisymm.).
- c) Für alle  $u, v \in V$  mit  $(u, v), (v, u) \notin E$  gilt  $f(u, v) = f(v, u) = 0$ .
- d) Für alle  $v \in V \setminus \{s,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

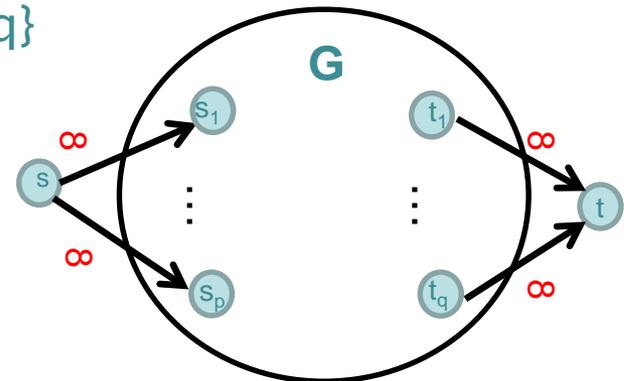
Konstruiere  $G' = (V', E')$  und  $c'$  wie folgt:

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

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

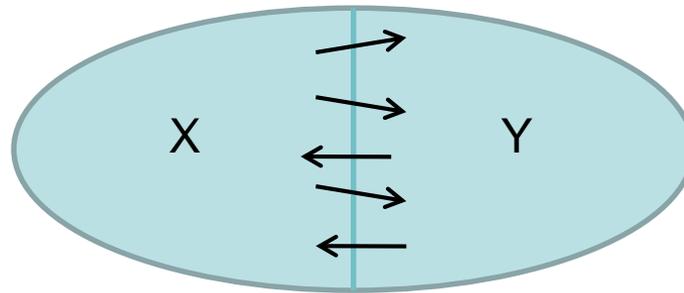
$$c'(u, v) = \begin{cases} c(u, v) & u, v \in V \\ \infty & u = s \text{ oder } v = t \end{cases}$$

Dann existiert ein Fluss  $f$  von  $s_1, \dots, s_p$  mit  $t_1, \dots, t_q$  Wert  $\varphi$  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  $\varphi$  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

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

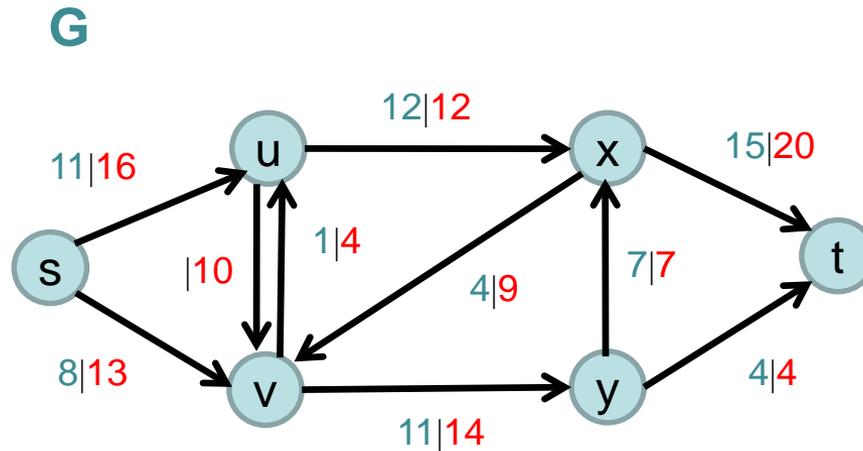
c) Ein einfacher Pfad  $P$  von  $s$  zu  $t$  in  $G_f$  wird **augmentierender Pfad** genannt. Die **Restkapazität**  $c_f(P)$  von  $P$  ist definiert als

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

# Die Ford-Fulkerson Methode

Beispiel: augmentierender Pfad und Flussaumentierung

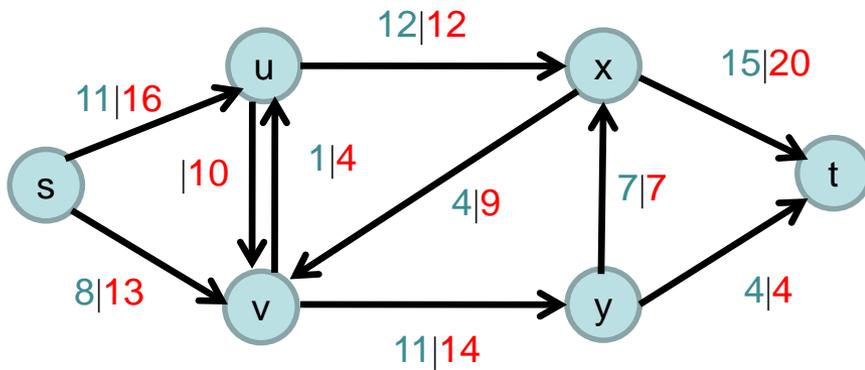
Flussnetzwerk:



## Beispiel: augmentierender Pfad und Flussaumentierung

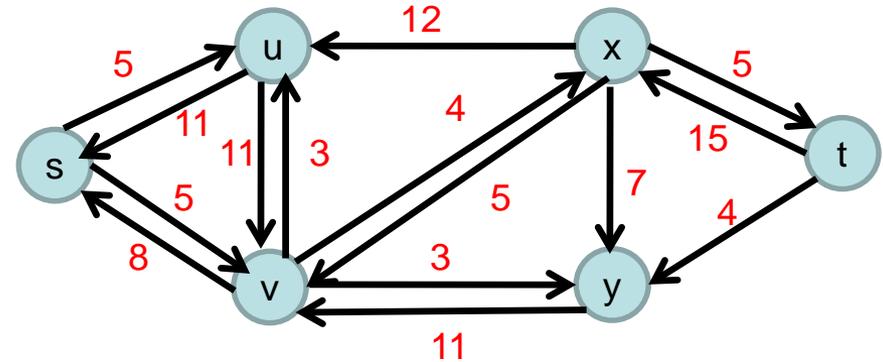
Flussnetzwerk:

**G**



Residualnetzwerk:

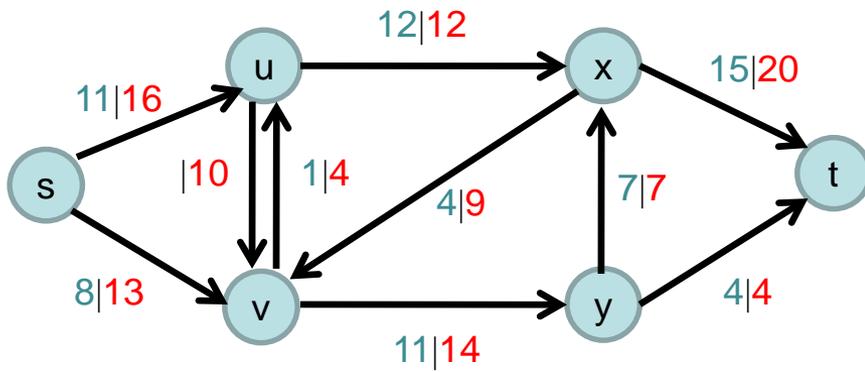
**$G_f$**



## Beispiel: augmentierender Pfad und Flussaugmentierung

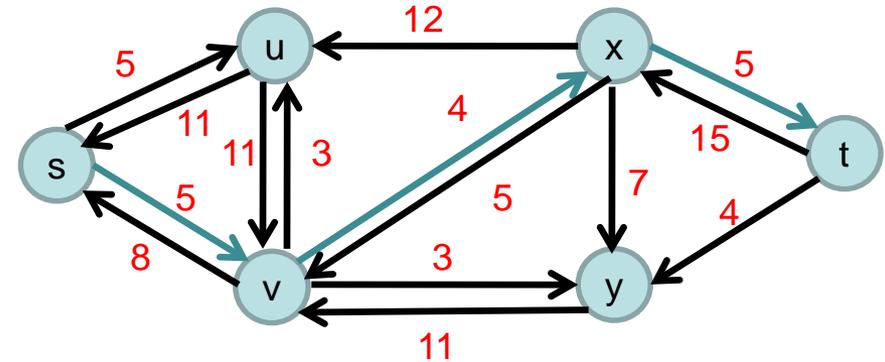
Flussnetzwerk:

**G**



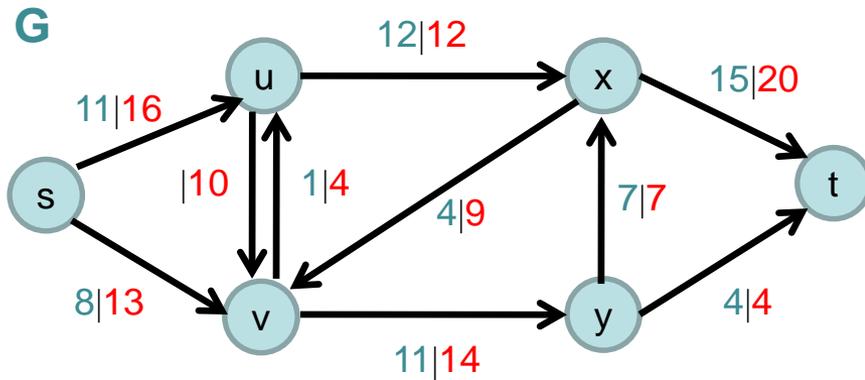
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

**$G_f$**

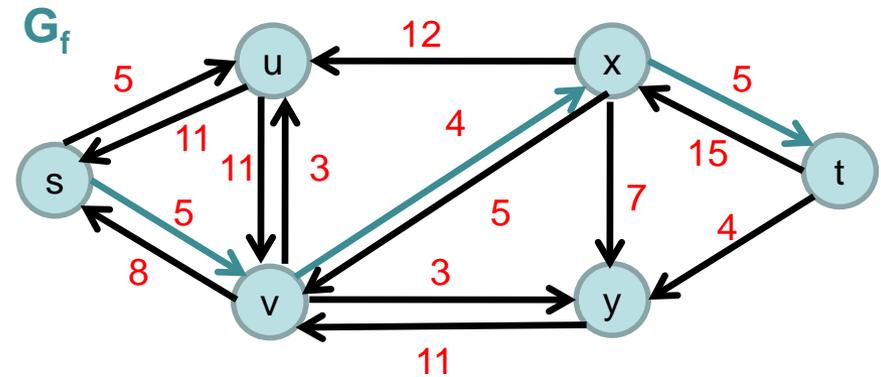


## Beispiel: augmentierender Pfad und Flussaumentierung

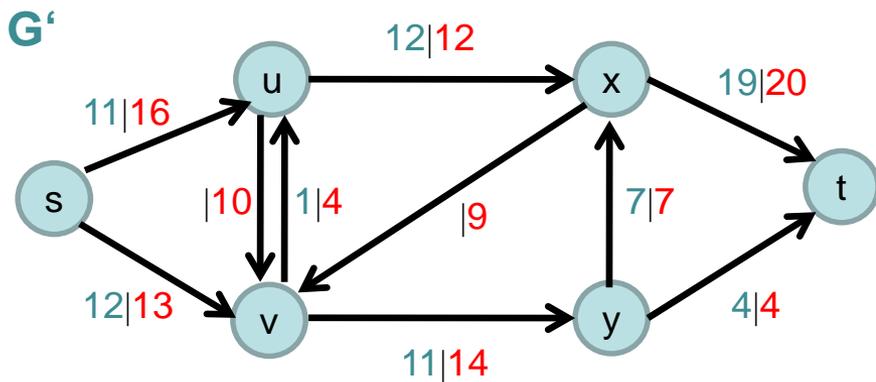
Flussnetzwerk:



Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

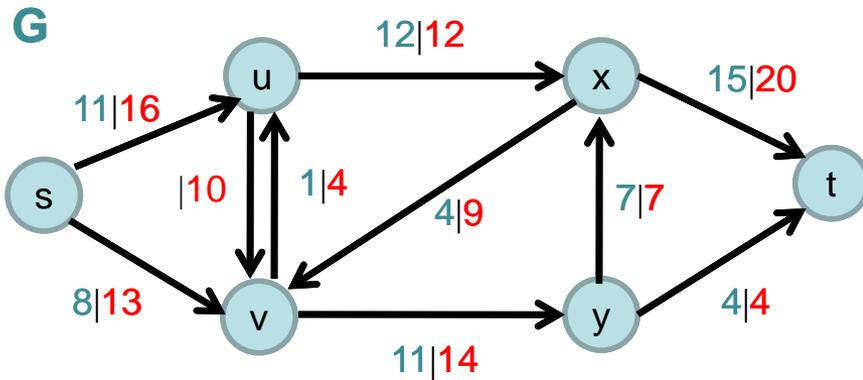


Augmentiertes Flussnetzwerk:

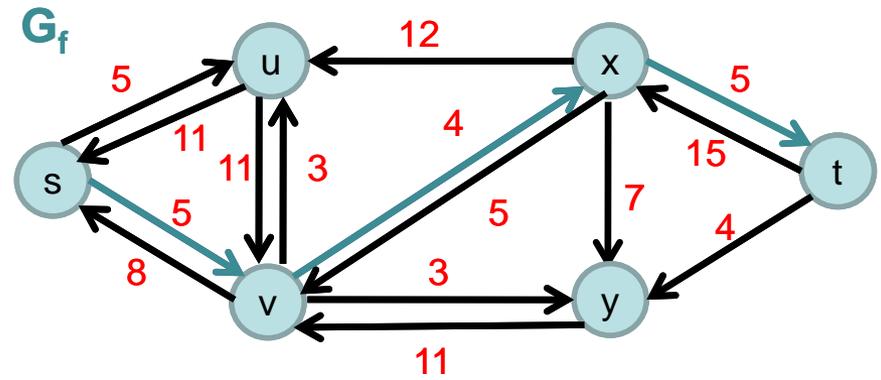


# Beispiel: augmentierender Pfad und Flussaumentierung

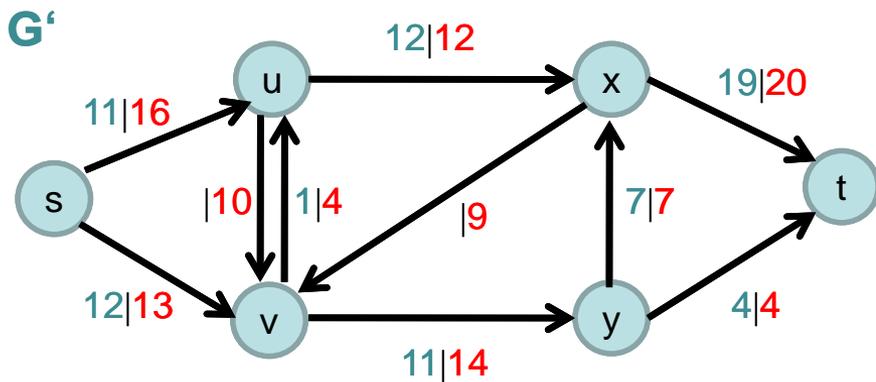
Flussnetzwerk:



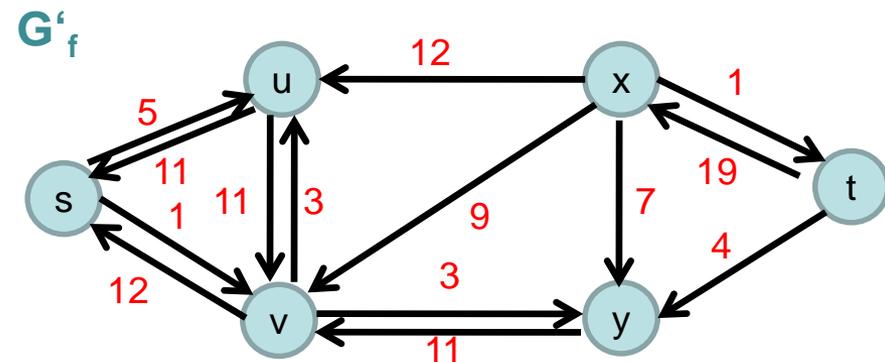
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:



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

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

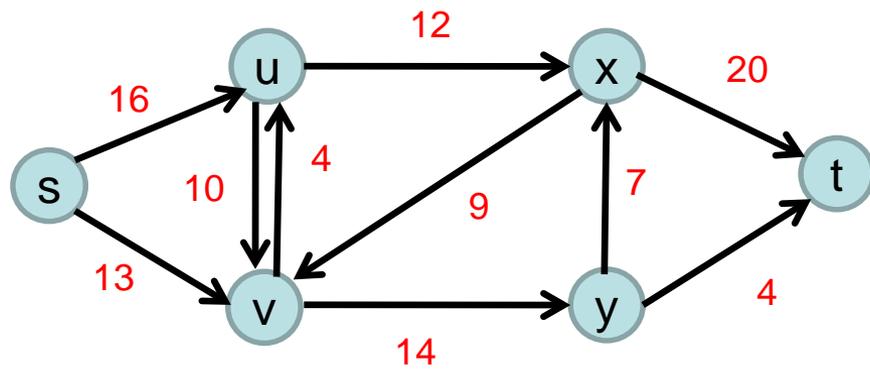
ein gültiger Fluss in  $G_f$  mit Wert  $|f_P| = c_f(P) > 0$ .

**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:

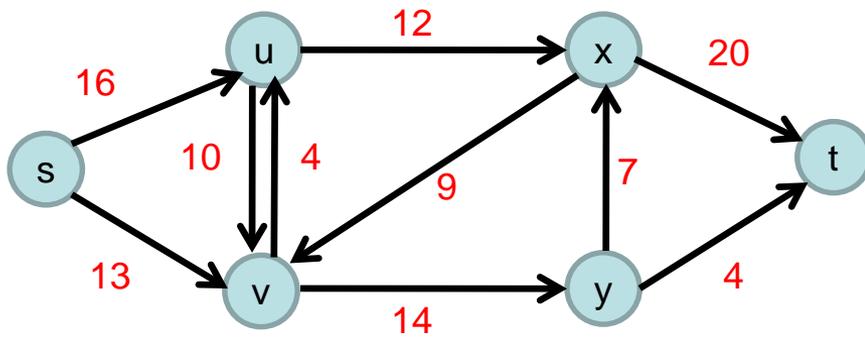
**G**



## Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

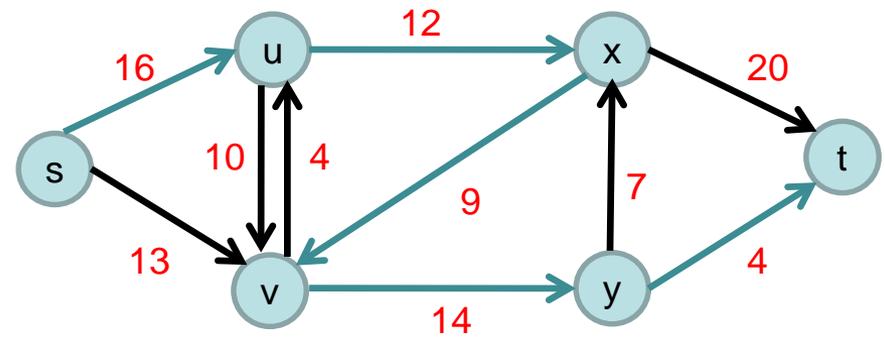
Flussnetzwerk:

**G**



Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

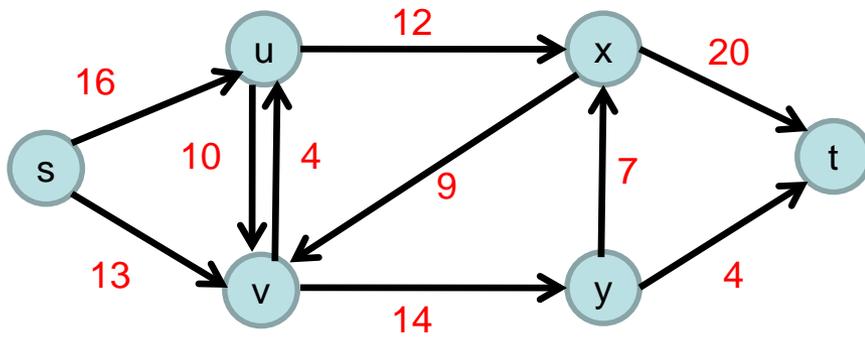
**$G_f$**



# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

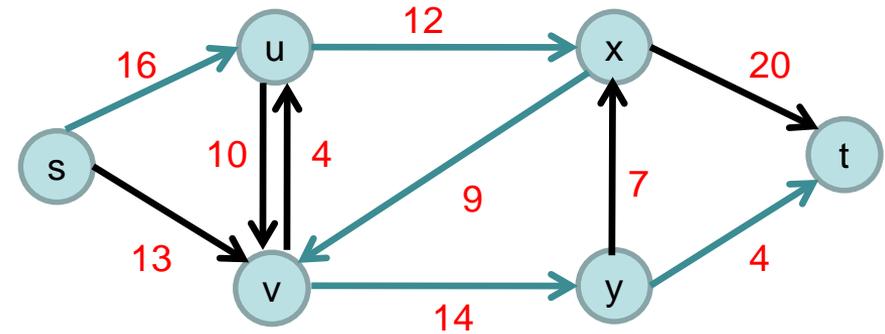
Flussnetzwerk:

**G**



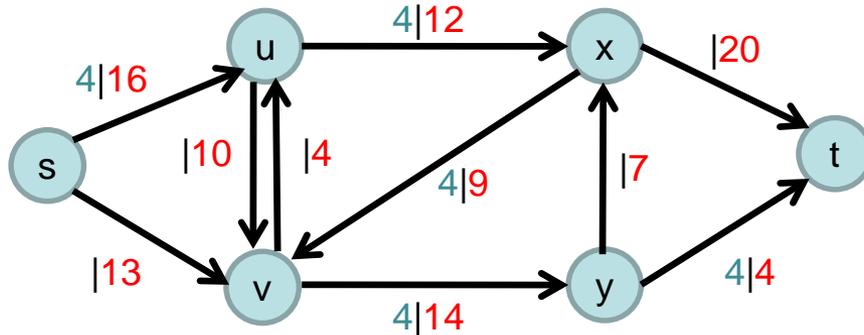
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

**$G_f$**



Augmentiertes Flussnetzwerk:

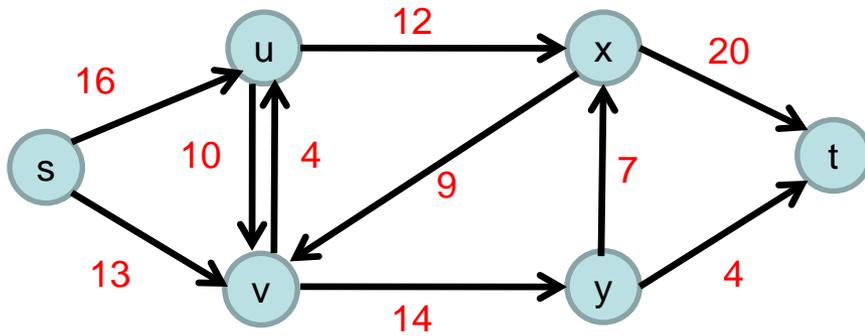
**G**



# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

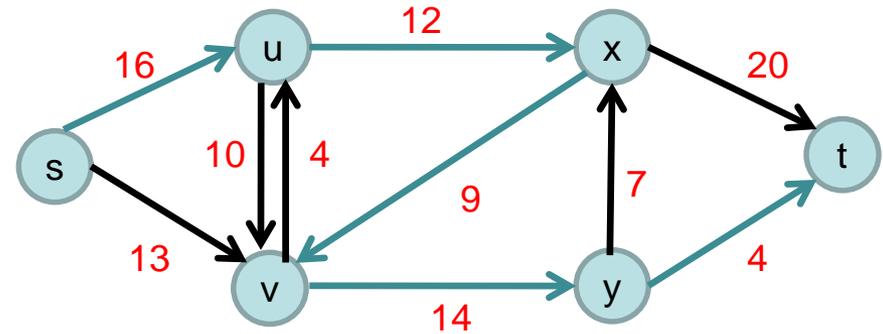
Flussnetzwerk:

**G**



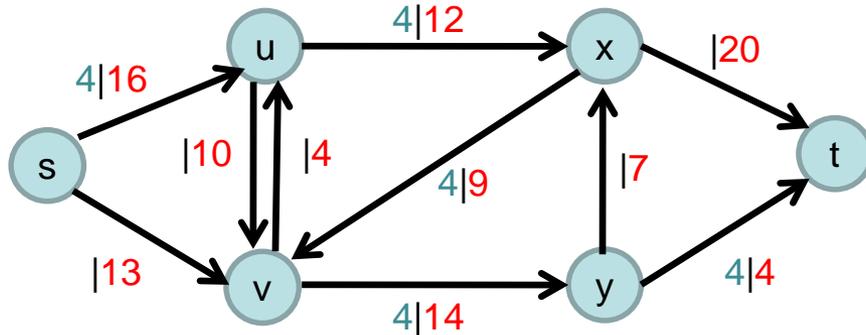
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

**$G_f$**



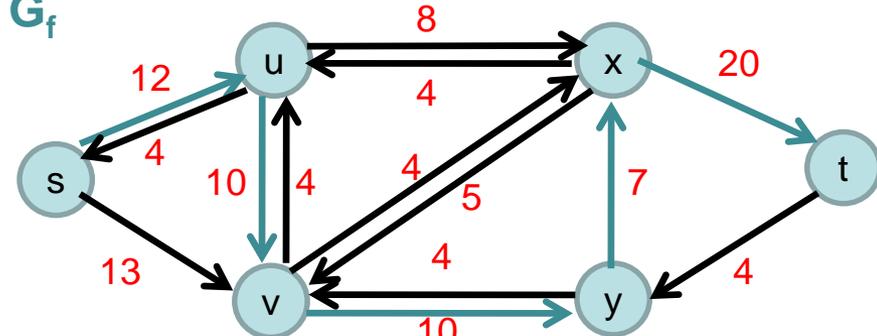
Augmentiertes Flussnetzwerk:

**G**



Neues Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

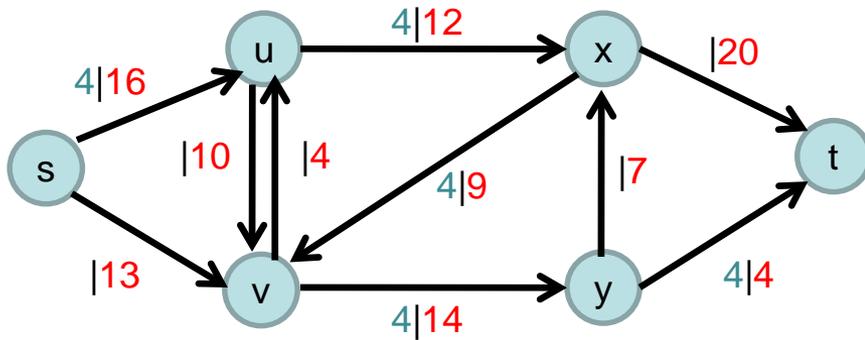
**$G_f$**



# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

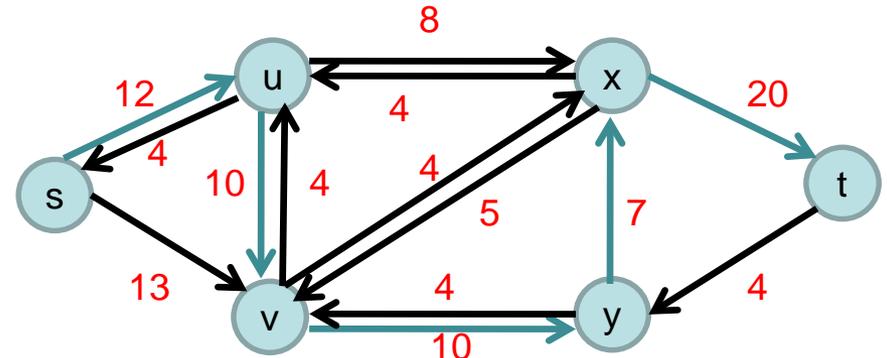
Flussnetzwerk:

**G**



Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

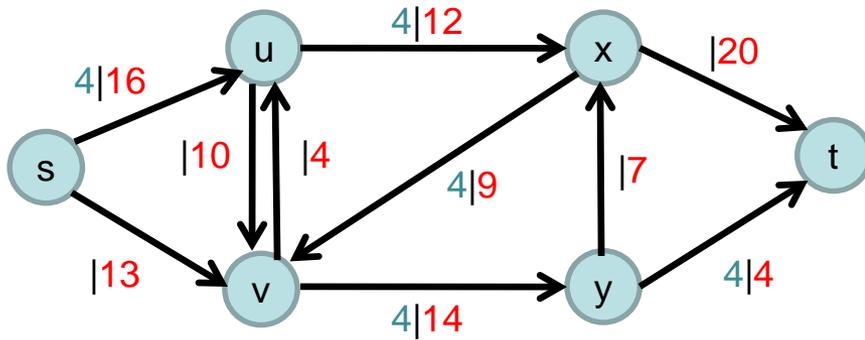
**$G_f$**



# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

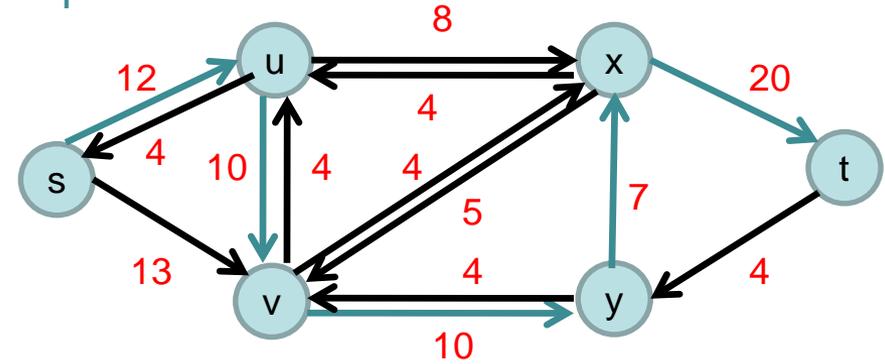
Flussnetzwerk:

**G**



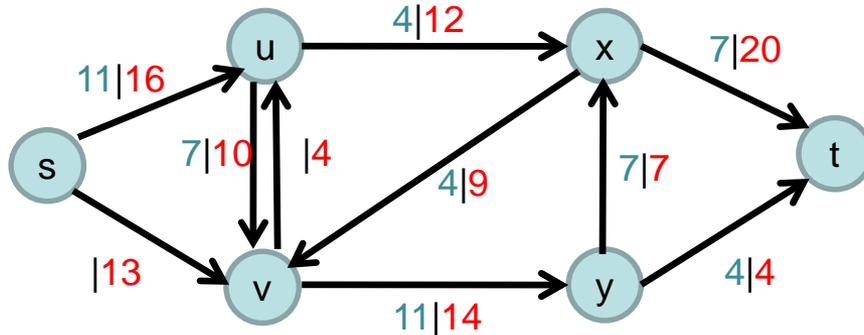
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

**$G_f$**



Augmentiertes Flussnetzwerk:

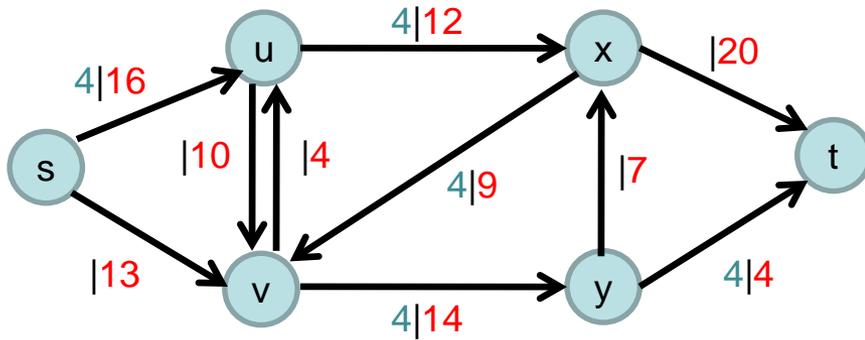
**G**



# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

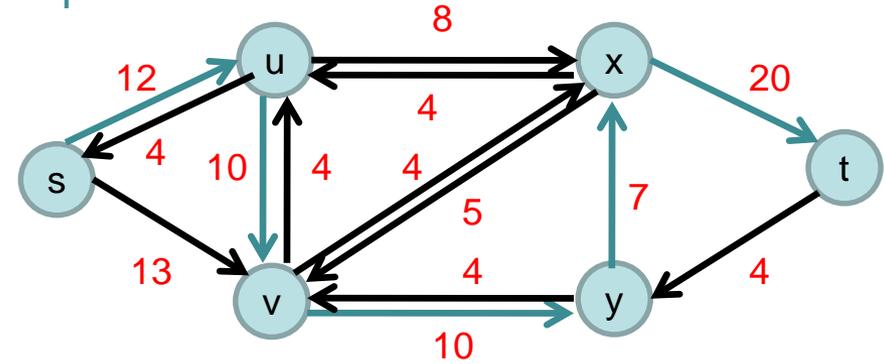
Flussnetzwerk:

**G**



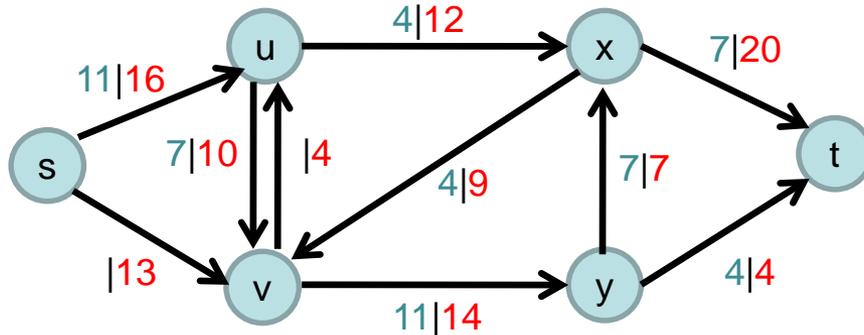
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

**$G_f$**



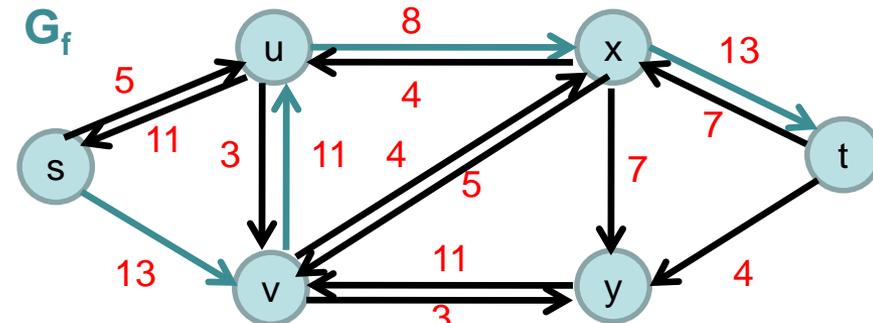
Augmentiertes Flussnetzwerk:

**G**



Neues Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

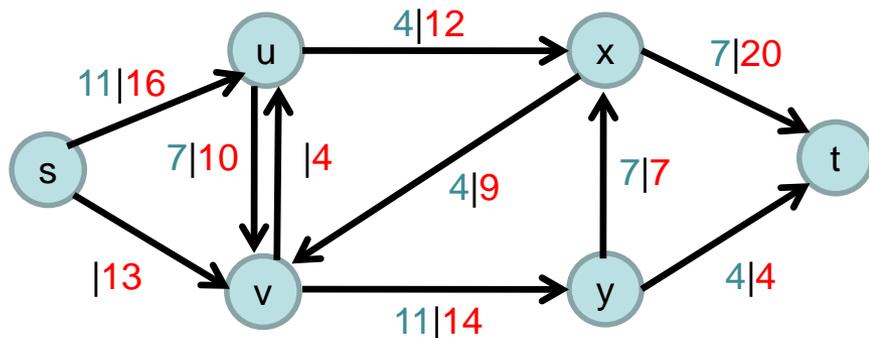
**$G_f$**



# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

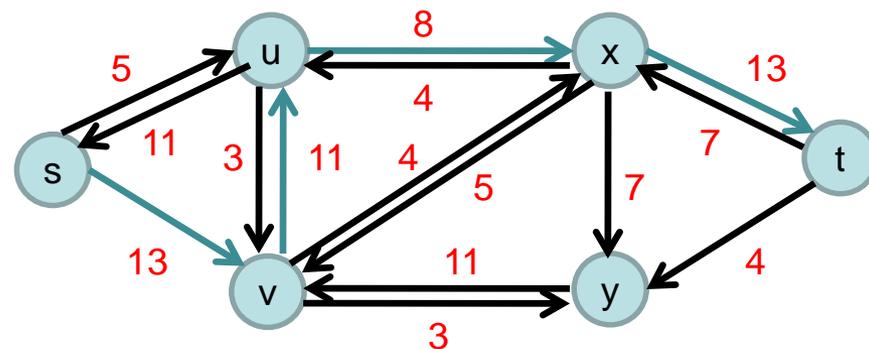
Flussnetzwerk:

**G**



Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

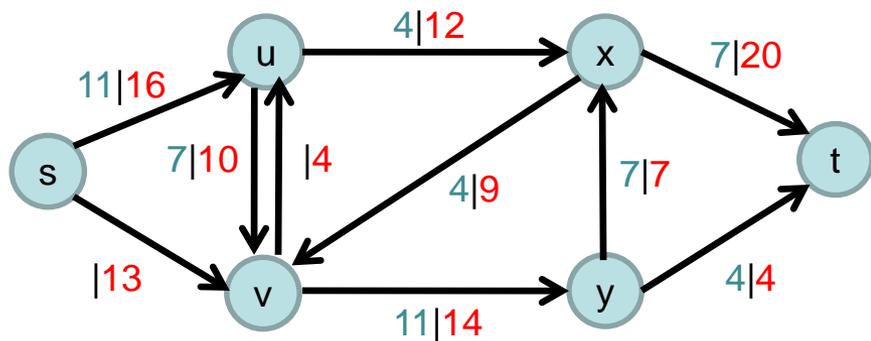
**$G_f$**



# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

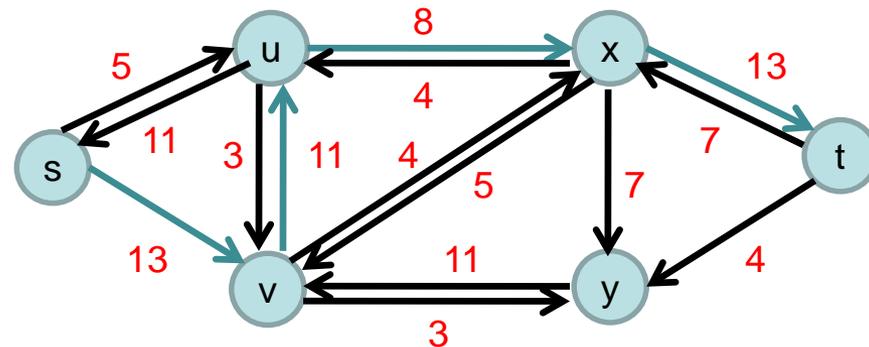
Flussnetzwerk:

**G**



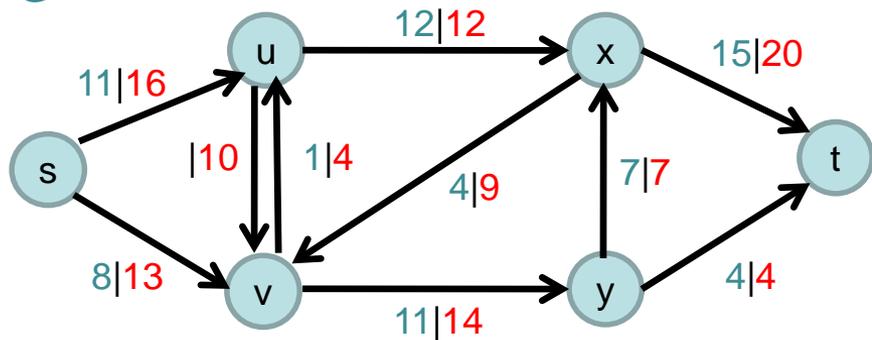
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

**$G_f$**



Augmentiertes Flussnetzwerk:

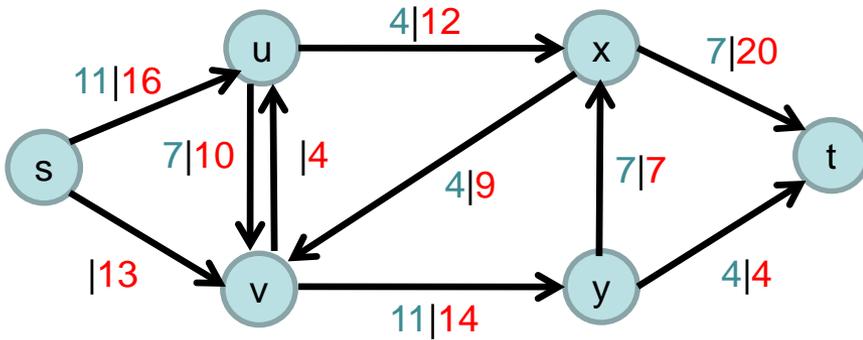
**G**



# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

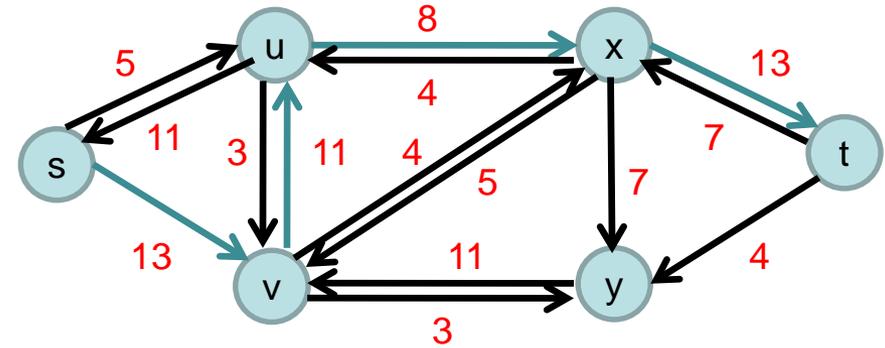
Flussnetzwerk:

**G**



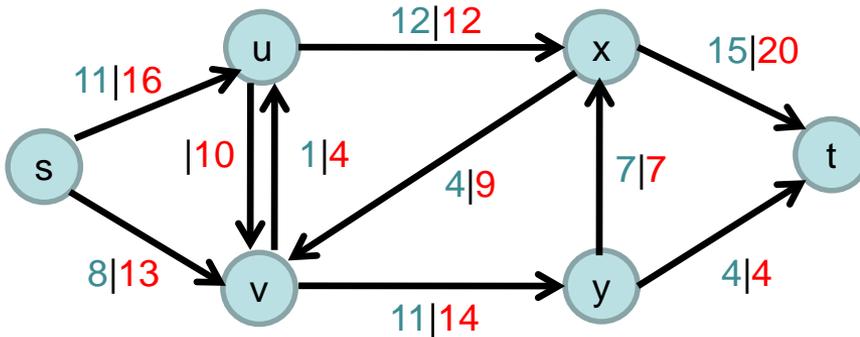
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

**$G_f$**



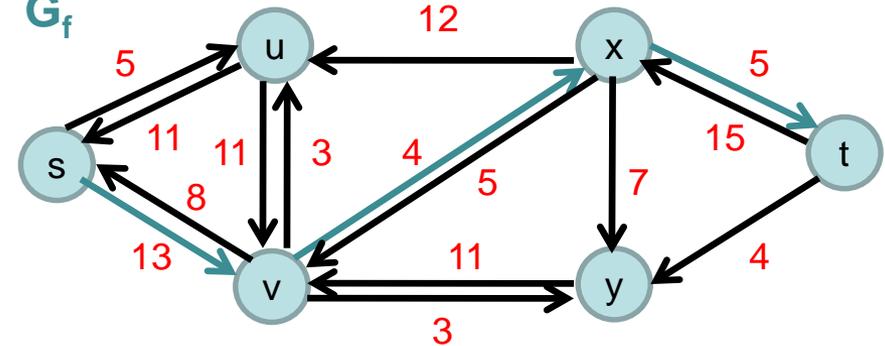
Augmentiertes Flussnetzwerk:

**G**



Neues Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

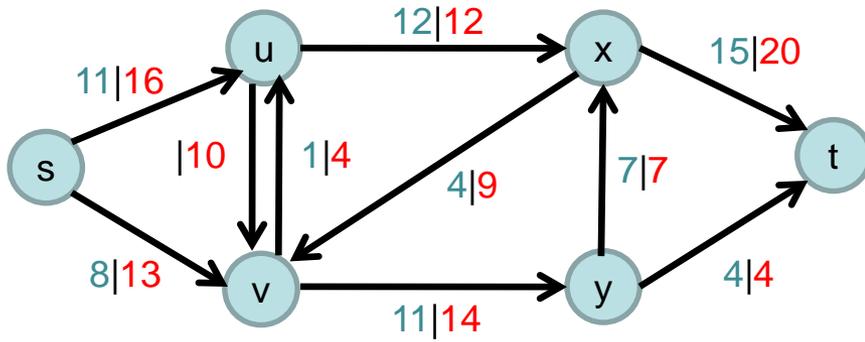
**$G_f$**



# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

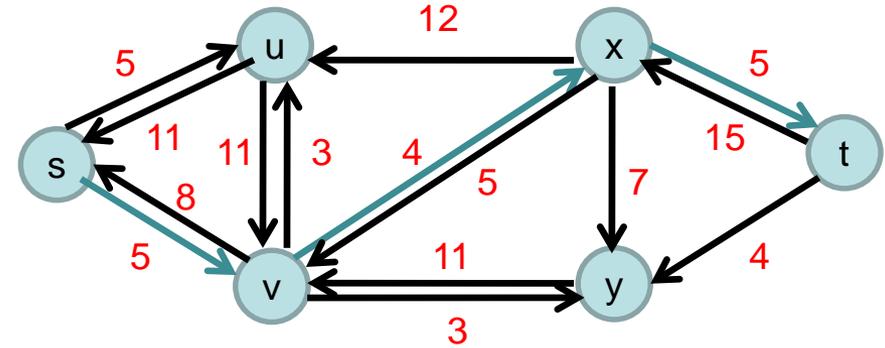
Flussnetzwerk:

**G**



Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

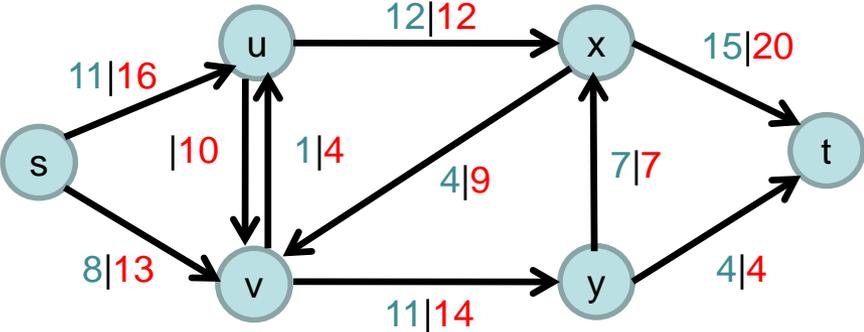
**$G_f$**



# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

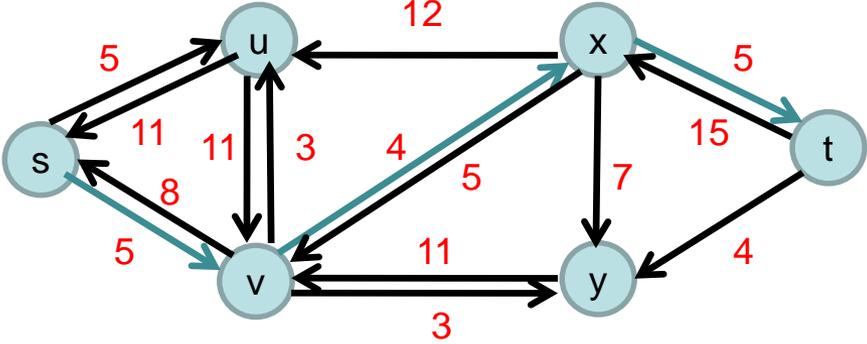
Flussnetzwerk:

**G**



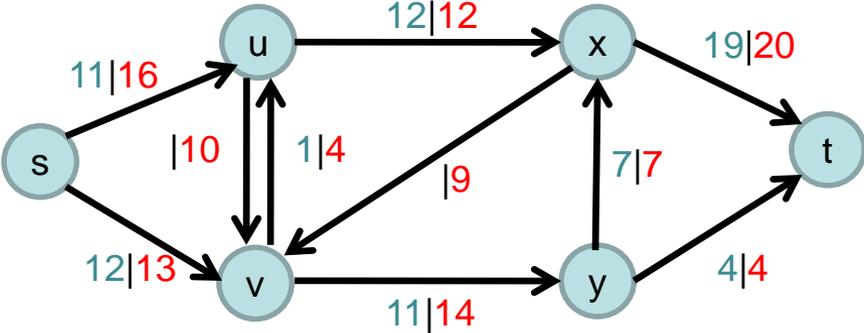
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

**G<sub>f</sub>**



Augmentiertes Flussnetzwerk:

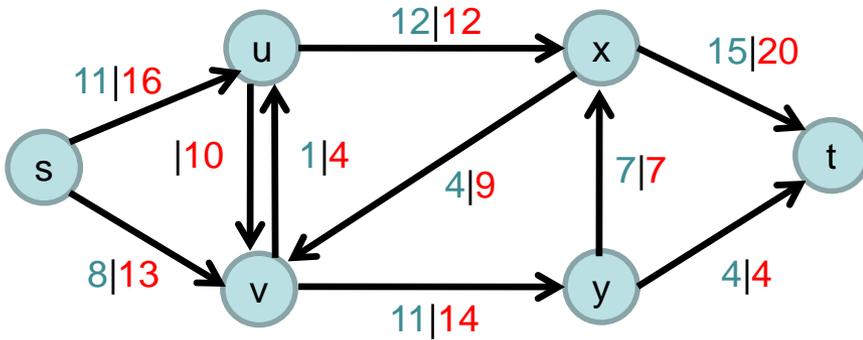
**G**



# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

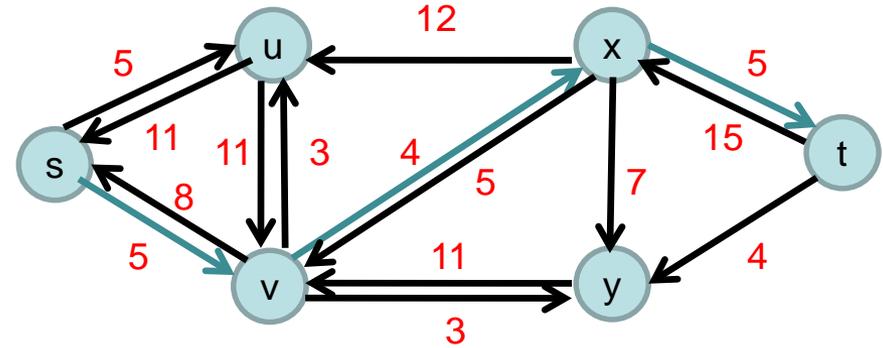
Flussnetzwerk:

**G**



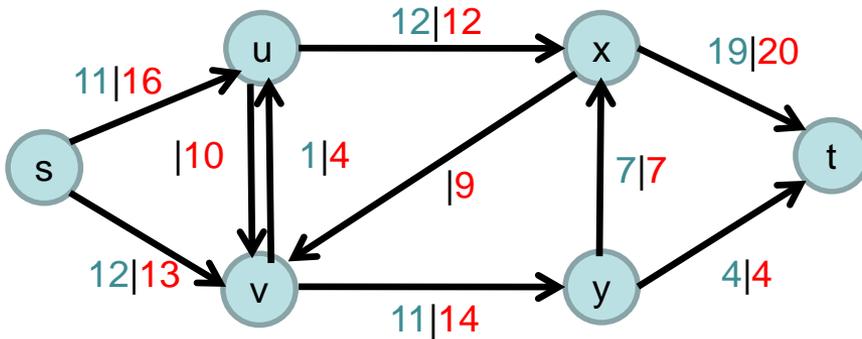
Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

**G<sub>f</sub>**



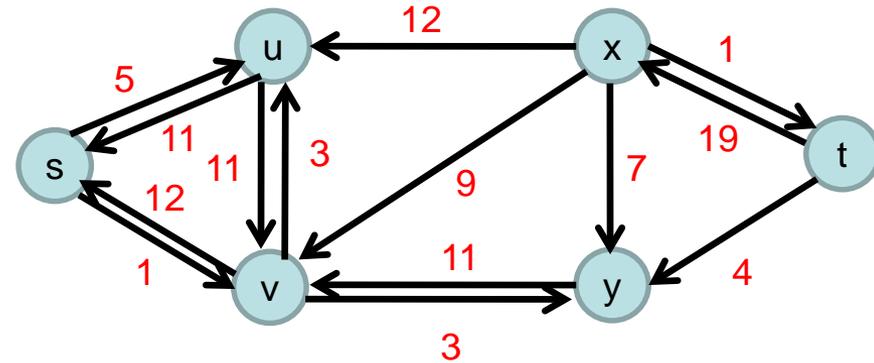
Augmentiertes Flussnetzwerk:

**G**



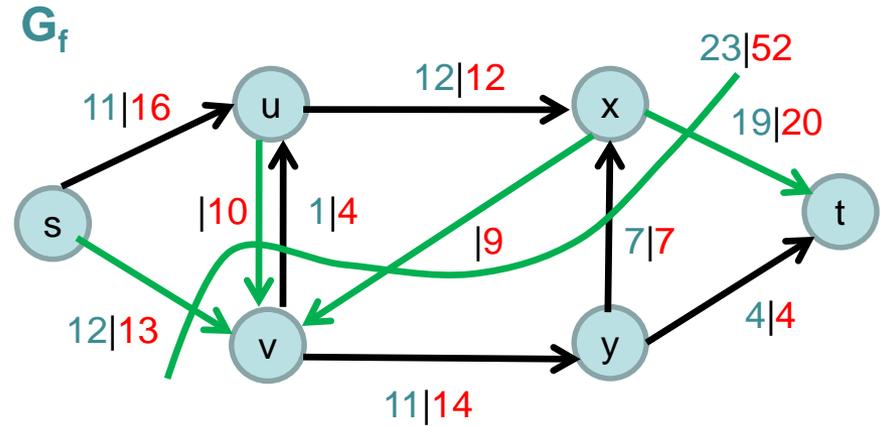
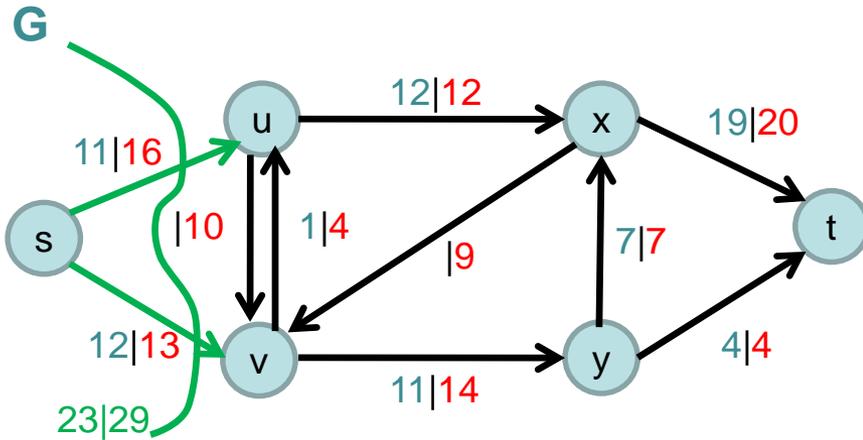
Neues Residualnetzwerk mit augmentierendem Pfad:

**G**

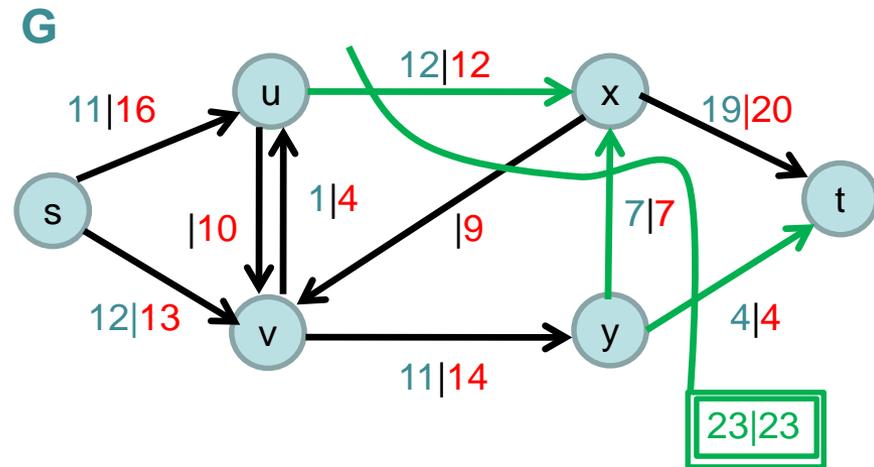
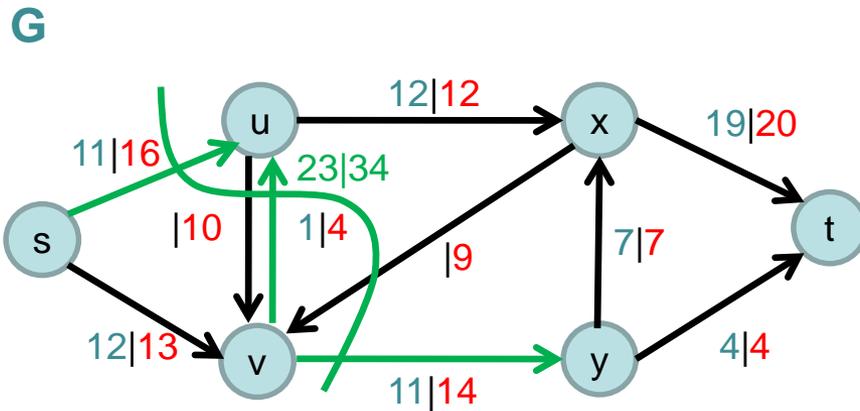


# Beispiel: Ford-Fulkerson Algorithmus

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