

Algorithmische Graphentheorie

Sommersemester 2022

5. Vorlesung

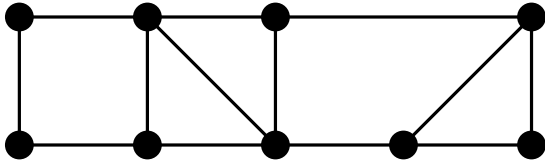
Matchings / Paarungen

– Kombinatorische Anwendungen des Max-Flow-Min-Cut-Theorems –

Paarungen (Matchings)

Def.

Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.

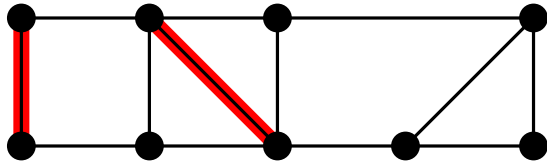


Paarungen (Matchings)

Def.

Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.

$M \subseteq E$ ist eine *Paarung* (engl. *matching*), wenn je zwei Kanten in M keinen gleichen Endpunkt haben.

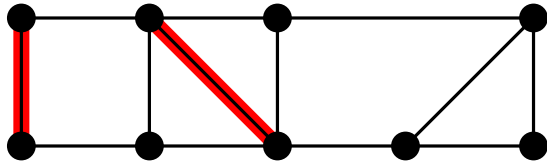


Paarungen (Matchings)

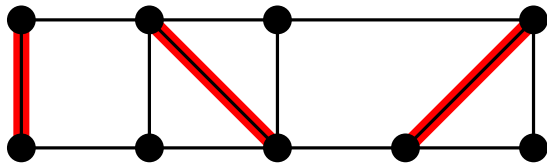
Def.

Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.

$M \subseteq E$ ist eine *Paarung* (engl. *matching*), wenn je zwei Kanten in M keinen gleichen Endpunkt haben.



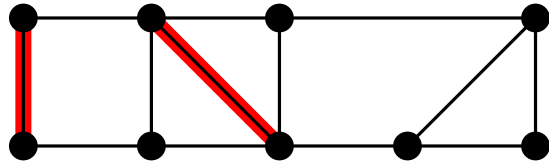
Falls für jede Kante $e \notin M$ gilt, dass $M \cup \{e\}$ keine Paarung ist, so ist M *nicht erweiterbar* (engl. *maximal*).



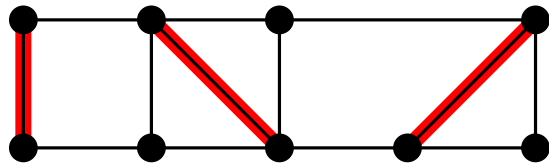
Paarungen (Matchings)

Def.

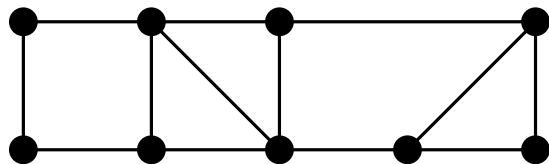
Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.



$M \subseteq E$ ist eine *Paarung* (engl. *matching*), wenn je zwei Kanten in M keinen gleichen Endpunkt haben.



Falls für jede Kante $e \notin M$ gilt, dass $M \cup \{e\}$ keine Paarung ist, so ist M *nicht erweiterbar* (engl. *maximal*).



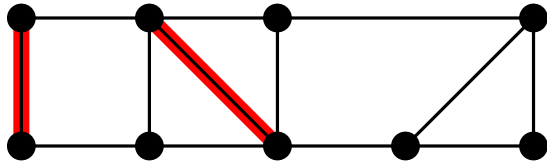
Falls für alle Paarungen M' in G gilt, dass $|M'| \leq |M|$, so ist M eine *größte Paarung* (engl. *maximum*).

Paarungen (Matchings)

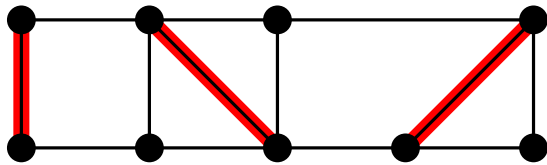
Def.

Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.

$M \subseteq E$ ist eine *Paarung* (engl. *matching*), wenn je zwei Kanten in M keinen gleichen Endpunkt haben.

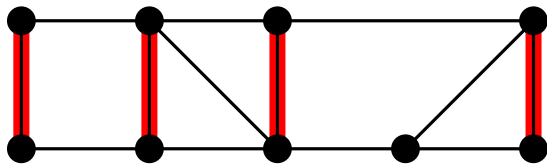


Falls für jede Kante $e \notin M$ gilt, dass $M \cup \{e\}$ keine Paarung ist, so ist M *nicht erweiterbar* (engl. *maximal*).



Falls für alle Paarungen M' in G gilt, dass $|M'| \leq |M|$,

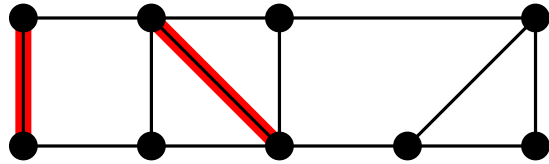
so ist M eine *größte Paarung* (engl. *maximum*).



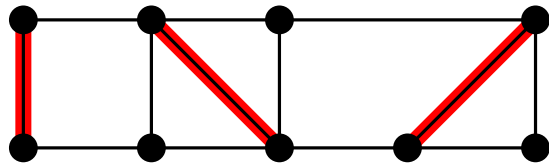
Paarungen (Matchings)

Def.

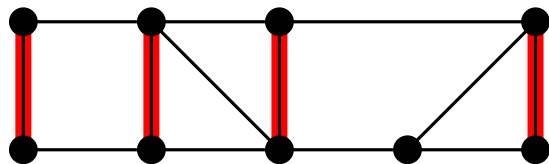
Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.



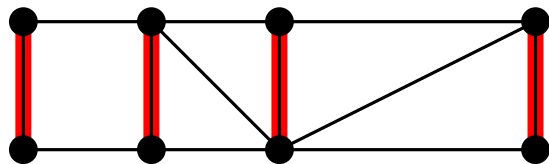
$M \subseteq E$ ist eine *Paarung* (engl. *matching*), wenn je zwei Kanten in M keinen gleichen Endpunkt haben.



Falls für jede Kante $e \notin M$ gilt, dass $M \cup \{e\}$ keine Paarung ist, so ist M *nicht erweiterbar* (engl. *maximal*).



Falls für alle Paarungen M' in G gilt, dass $|M'| \leq |M|$, so ist M eine *größte Paarung* (engl. *maximum*).

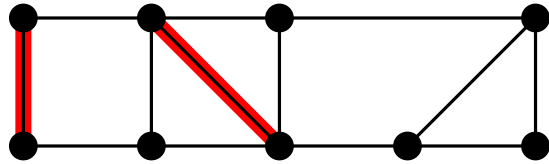


Falls jeder Knoten in G durch M *gepaart* ist, so ist M eine *perfekte Paarung* (engl. *perfect*).

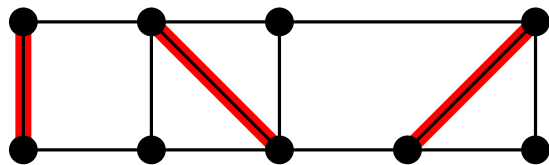
Paarungen (Matchings)

Def.

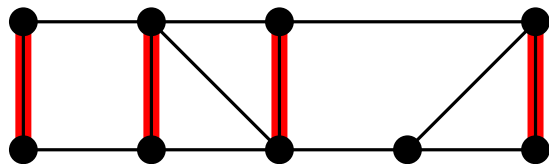
Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph.



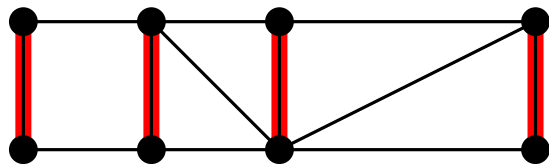
$M \subseteq E$ ist eine **Paarung** (engl. *matching*), wenn je zwei Kanten in M keinen gleichen Endpunkt haben.



Falls für jede Kante $e \notin M$ gilt, dass $M \cup \{e\}$ keine Paarung ist, so ist M **nicht erweiterbar** (engl. *maximal*).



Falls für alle Paarungen M' in G gilt, dass $|M'| \leq |M|$, so ist M eine **größte Paarung** (engl. *maximum*).



Falls jeder Knoten in G durch M gepaart ist, so ist M eine **perfekte Paarung** (engl. *perfect*).

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable:

2. Zielfunktion:

3. Nebenbedingungen:

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable: x_e für jede Kante e von G

2. Zielfunktion:

3. Nebenbedingungen:

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable: $x_e \in \{0, 1\}$ für jede Kante e von G

2. Zielfunktion:

3. Nebenbedingungen:

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable: $x_e \in \{0, 1\}$ für jede Kante e von G

2. Zielfunktion: maximiere $\sum_{e \in E(G)} x_e$

3. Nebenbedingungen:

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable: $x_e \in \{0, 1\}$ für jede Kante e von G

2. Zielfunktion: maximiere $\sum_{e \in E(G)} x_e$

3. Nebenbedingungen:

Jeder Knoten ist zu höchstens einer Kante e mit $x_e = 1$ inzident.

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable: $x_e \in \{0, 1\}$ für jede Kante e von G

2. Zielfunktion: maximiere $\sum_{e \in E(G)} x_e$

3. Nebenbedingungen:

Jeder Knoten ist zu höchstens einer Kante e mit $x_e = 1$ inzident.

für jeden Knoten v von G

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable: $x_e \in \{0, 1\}$ für jede Kante e von G

2. Zielfunktion: maximiere $\sum_{e \in E(G)} x_e$

3. Nebenbedingungen:

Jeder Knoten ist zu höchstens einer Kante e mit $x_e = 1$ inzident.

$$\sum_{w \in \text{Adj}[v]} x_{vw} \leq 1 \quad \text{für jeden Knoten } v \text{ von } G$$

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable: $x_e \in \{0, 1\}$ für jede Kante e von G

2. Zielfunktion: maximiere $\sum_{e \in E(G)} x_e$

3. Nebenbedingungen:

Jeder Knoten ist zu höchstens einer Kante e mit $x_e = 1$ inzident.

$$\sum_{w \in \text{Adj}[v]} x_{vw} \leq 1 \quad \text{für jeden Knoten } v \text{ von } G$$

Bemerkung:

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable: $x_e \in \{0, 1\}$ für jede Kante e von G

2. Zielfunktion: maximiere $\sum_{e \in E(G)} x_e$

3. Nebenbedingungen:

Jeder Knoten ist zu höchstens einer Kante e mit $x_e = 1$ inzident.

$$\sum_{w \in \text{Adj}[v]} x_{vw} \leq 1 \quad \text{für jeden Knoten } v \text{ von } G$$

Bemerkung:

Das ist mit Kanonen nach Spatzen geschossen!

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable: $x_e \in \{0, 1\}$ für jede Kante e von G

2. Zielfunktion: maximiere $\sum_{e \in E(G)} x_e$

3. Nebenbedingungen:

Jeder Knoten ist zu höchstens einer Kante e mit $x_e = 1$ inzident.

$$\sum_{w \in \text{Adj}[v]} x_{vw} \leq 1 \quad \text{für jeden Knoten } v \text{ von } G$$

Bemerkung:

Das ist mit Kanonen nach Spatzen geschossen!

[z.B. Blütenalg.,
Edmonds, 1961]

Größte Paarung kann in polynomieller Zeit gelöst werden.

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable: $x_e \in \{0, 1\}$ für jede Kante e von G

2. Zielfunktion: maximiere $\sum_{e \in E(G)} x_e$

3. Nebenbedingungen:

Jeder Knoten ist zu höchstens einer Kante e mit $x_e = 1$ inzident.

$$\sum_{w \in \text{Adj}[v]} x_{vw} \leq 1 \quad \text{für jeden Knoten } v \text{ von } G$$

Bemerkung:

Das ist mit Kanonen nach Spatzen geschossen!

[z.B. Blütenalg.,
Edmonds, 1961]

Größte Paarung kann in polynomieller Zeit gelöst werden.

(Beob.: Für G bipartit ist das fraktionale Matching-Polyeder ganzzahling, d.h. es genügt, das LP mit $x_e \geq 0$ zu lösen, um eine ganzzahlige Lösung zu bekommen.)

Übung: Formuliere *größte Paarung* als ILP!

1. Variable: $x_e \in \{0, 1\}$ für jede Kante e von G

2. Zielfunktion: maximiere $\sum_{e \in E(G)} x_e$

3. Nebenbedingungen:

Jeder Knoten ist zu höchstens einer Kante e mit $x_e = 1$ inzident.

$$\sum_{w \in \text{Adj}[v]} x_{vw} \leq 1 \quad \text{für jeden Knoten } v \text{ von } G$$

Bemerkung:

Das ist mit Kanonen nach Spatzen geschossen!

[z.B. Blütenalg.,
Edmonds, 1961]

Größte Paarung kann in polynomieller Zeit gelöst werden.

(Beob.: Für G bipartit ist das fraktionale Matching-Polyeder ganzzahling, d.h. es genügt, das LP mit $x_e \geq 0$ zu lösen, um eine ganzzahlige Lösung zu bekommen.)

Max-Flow-Min-Cut-Theorem

Max-Flow-Min-Cut-Theorem

Satz. In einem ger. Graphen G mit Kap. $c: E \rightarrow \mathbb{R}_{>0}$ gilt:

$$\max_{f \text{ zulässiger } s-t\text{-Fluss}} |f| = \min_{(S,T) \text{ } s-t\text{-Schnitt}} c(S)$$

Max-Flow-Min-Cut-Theorem

Satz. In einem ger. Graphen G mit Kap. $c: E \rightarrow \mathbb{R}_{>0}$ gilt:

$$\max_{f \text{ zulässiger } s-t\text{-Fluss}} |f| = \min_{(S,T) \text{ } s-t\text{-Schnitt}} c(S)$$

d.h. der Wert eines maximalen $s-t$ -Flusses ist gleich der Kapazität eines minimalen $s-t$ -Schnittes.

Max-Flow-Min-Cut-Theorem

Satz. In einem ger. Graphen G mit Kap. $c: E \rightarrow \mathbb{R}_{>0}$ gilt:

$$\max_{f \text{ zulässiger } s-t\text{-Fluss}} |f| = \min_{(S,T) \text{ } s-t\text{-Schnitt}} c(S)$$

d.h. der Wert eines maximalen $s-t$ -Flusses ist gleich der Kapazität eines minimalen $s-t$ -Schnittes.



Lester Randolph Ford, Jr.
(1927–2017)



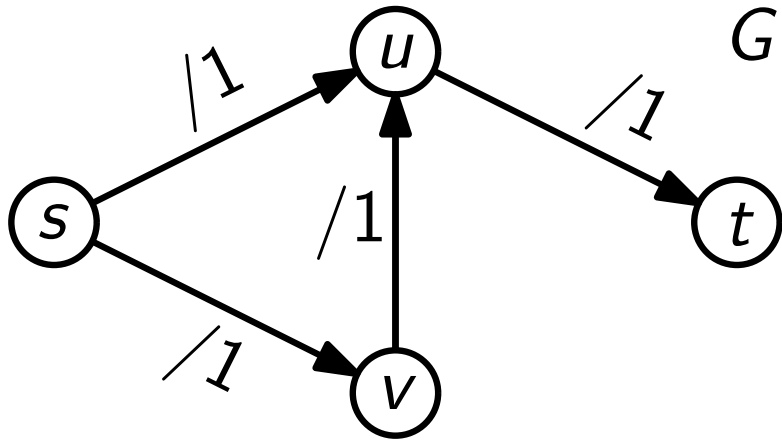
Delbert R. Fulkerson
(1924–1976)

[Ford & Fulkerson 1956]

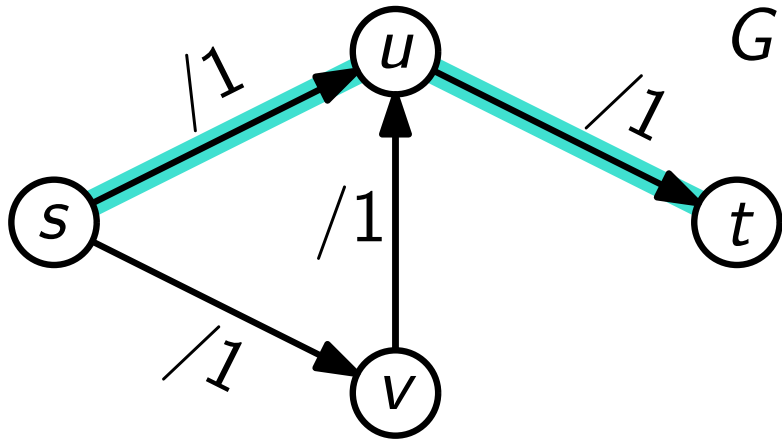
[Elias, Feinstein, Shannon 1956]

[Kotzig 1956]

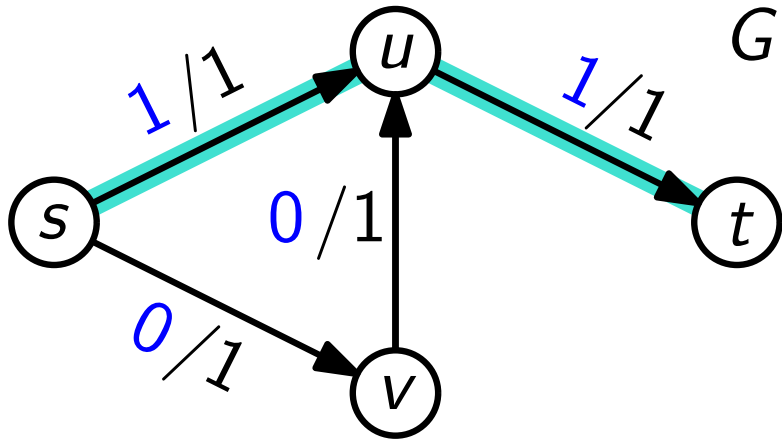
Ganzzahligkeitssatz



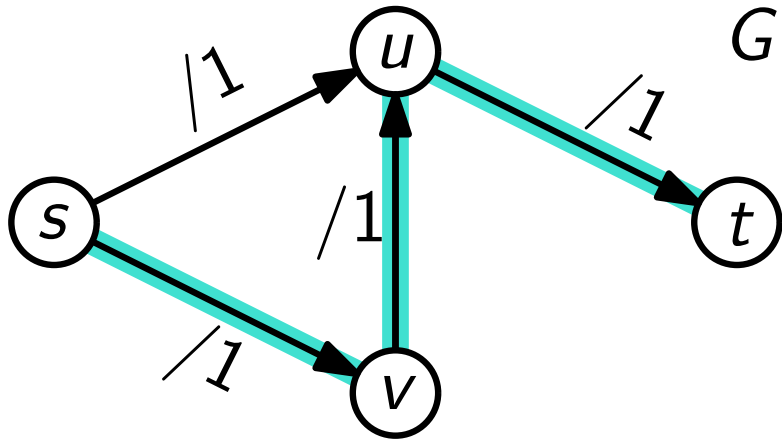
Ganzzahligkeitssatz



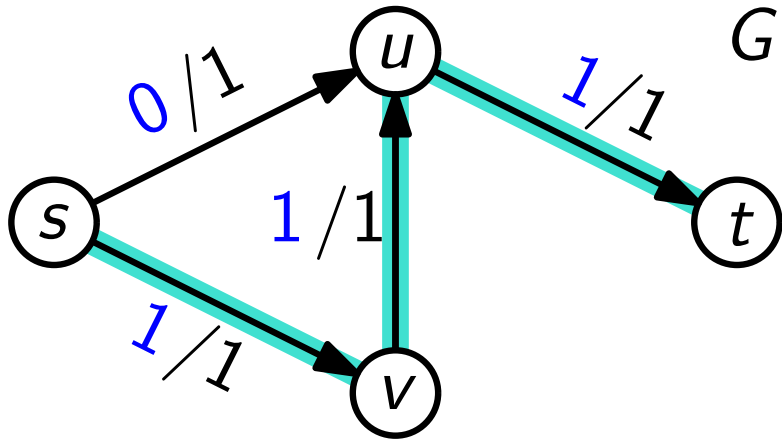
Ganzzahligkeitssatz



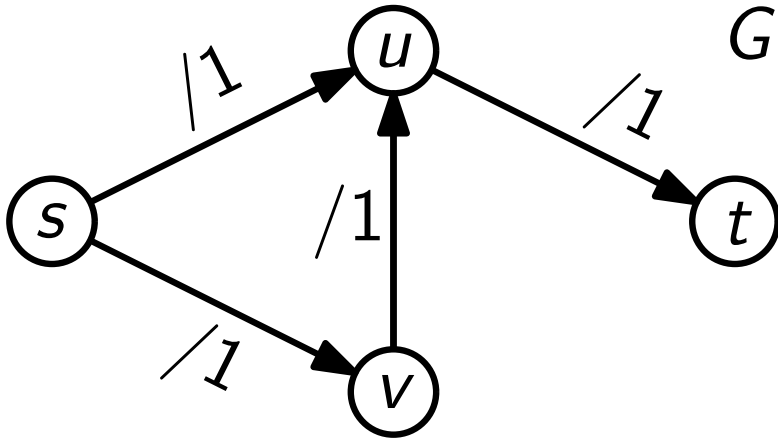
Ganzzahligkeitssatz



Ganzzahligkeitssatz

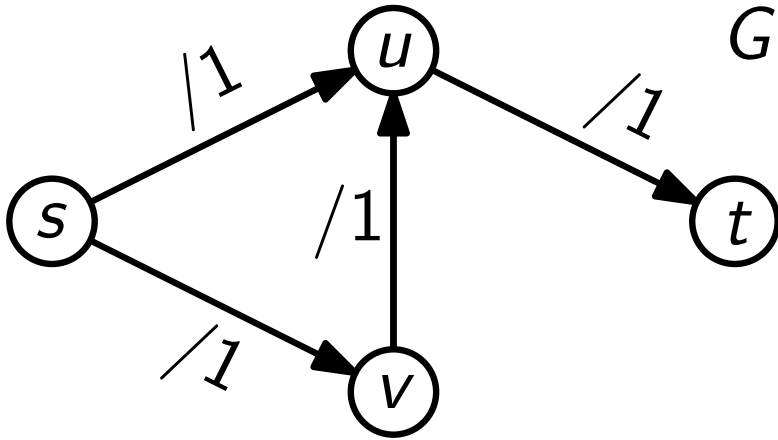


Ganzzahligkeitssatz



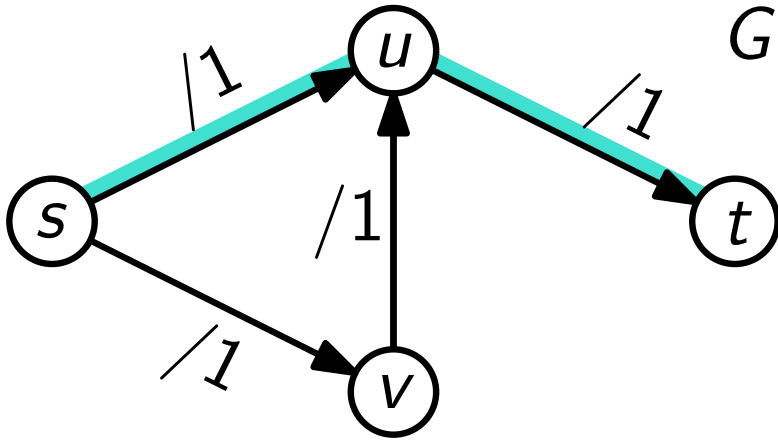
Gibt es *noch* einen maximalen Fluss?

Ganzzahligkeitssatz



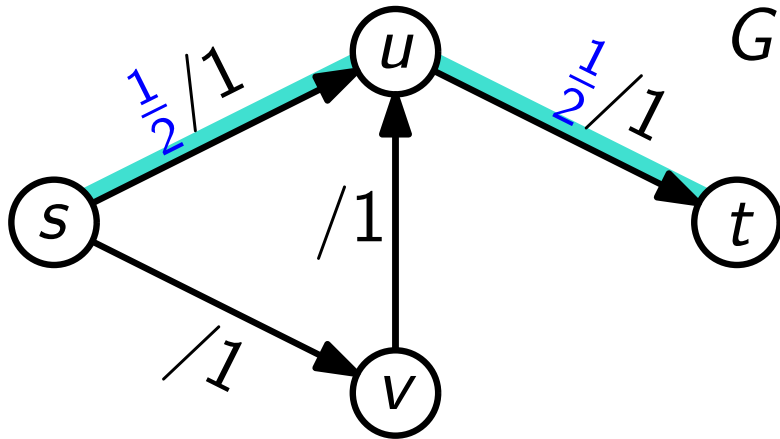
Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? Ja!

Ganzzahligkeitssatz



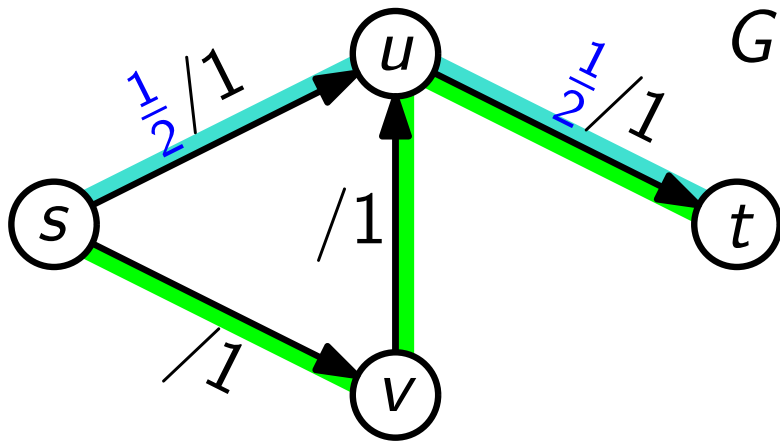
Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? Ja!

Ganzzahligkeitssatz



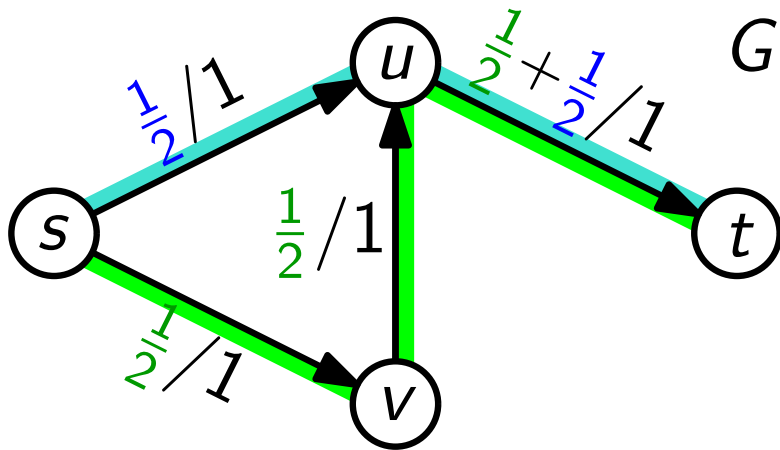
Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? Ja!

Ganzzahligkeitssatz



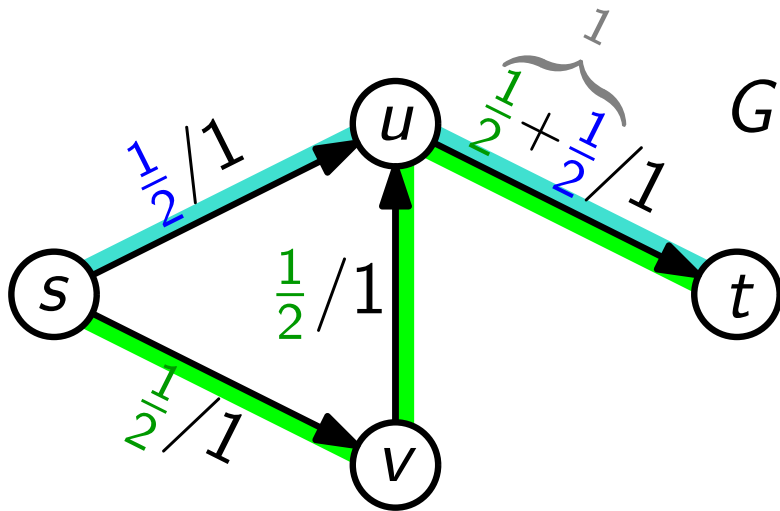
Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? Ja!

Ganzzahligkeitssatz



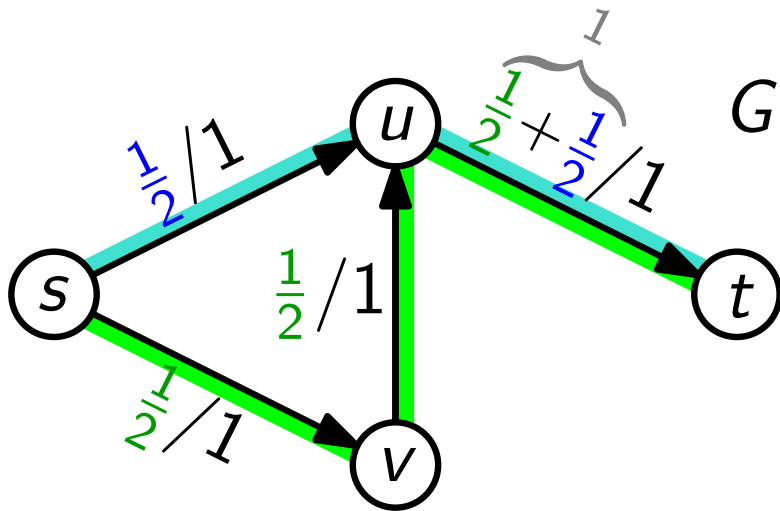
Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? Ja!

Ganzzahligkeitssatz



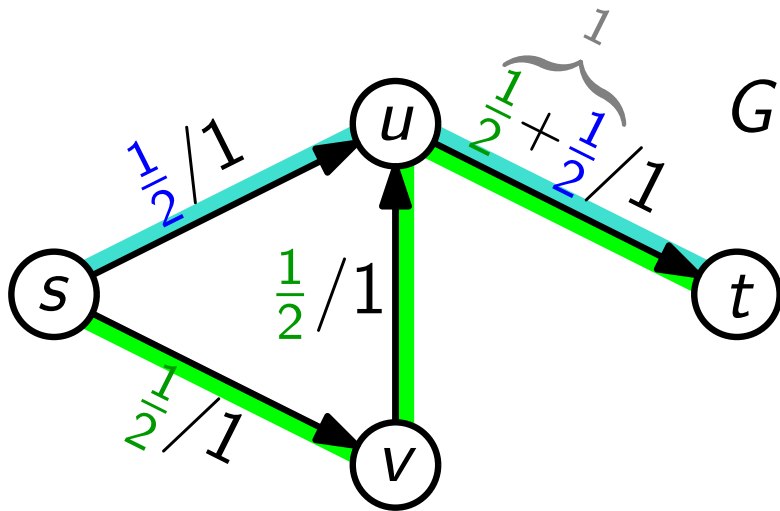
Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? Ja!

Ganzzahligkeitssatz



Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? Ja!

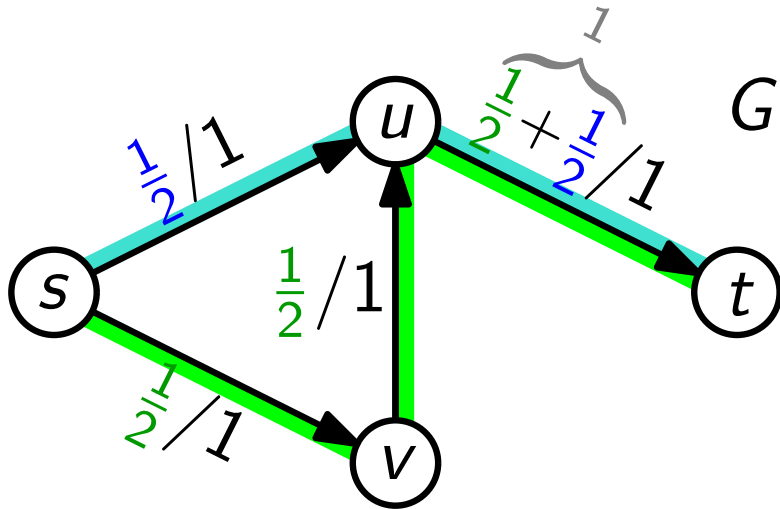
Ganzzahligkeitssatz



Gibt es *noch* einen maximalen Fluss?

Ja!

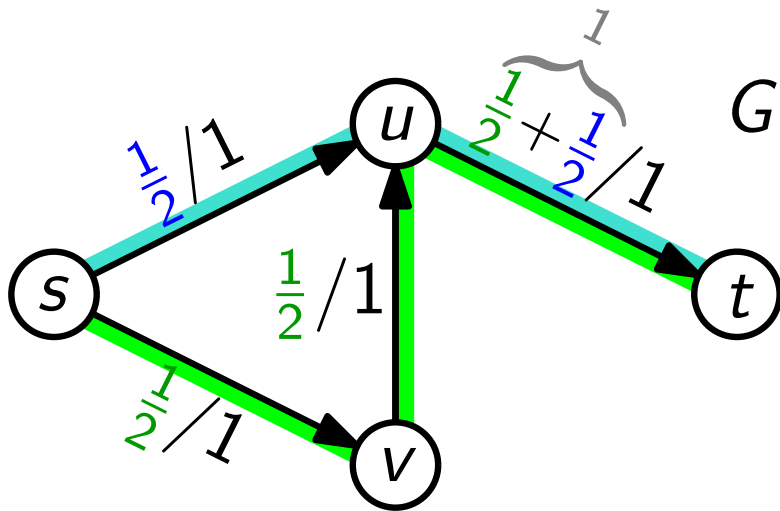
Ganzzahligkeitssatz



Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? **Ja!**

- Wenn es mind. *zwei* verschiedene maximale Flüsse gibt, so gibt es ein ganzes *Kontinuum* maximaler Flüsse.

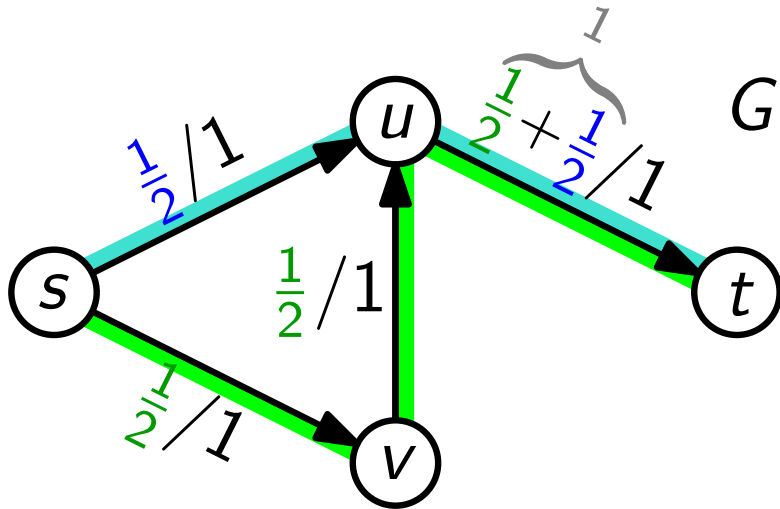
Ganzzahligkeitssatz



Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? **Ja!**

- Wenn es mind. *zwei* verschiedene maximale Flüsse gibt, so gibt es ein ganzes *Kontinuum* maximaler Flüsse.
- Aber:

Ganzzahligkeitssatz

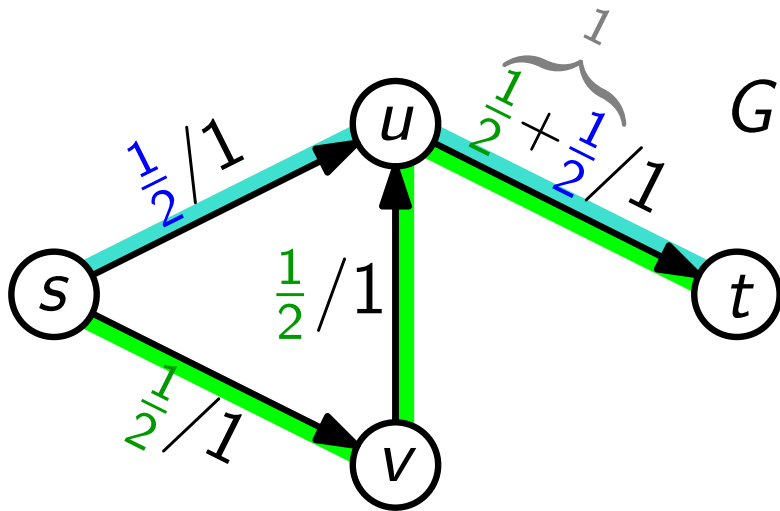


Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? **Ja!**

- Wenn es mind. *zwei* verschiedene maximale Flüsse gibt, so gibt es ein ganzes *Kontinuum* maximaler Flüsse.
- Aber:

Korollar. Sind alle Kapazitäten ganzzahlig, d.h. $c: E \rightarrow \mathbb{N}$,

Ganzzahligkeitssatz

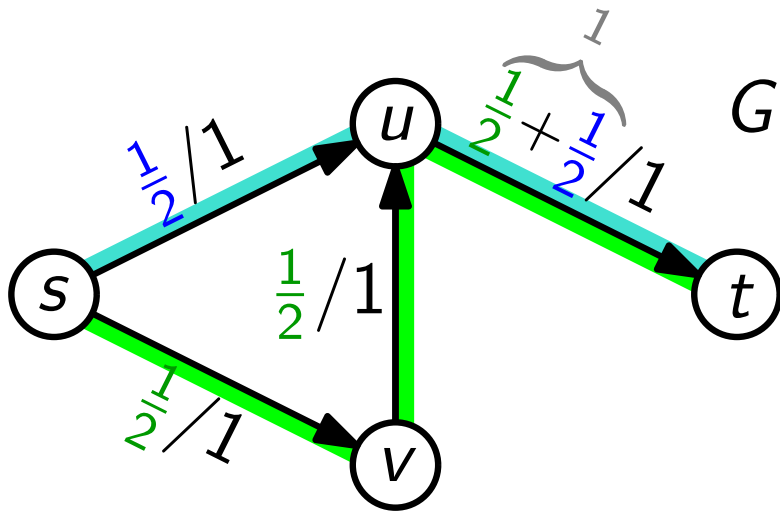


Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? **Ja!**

- Wenn es mind. *zwei* verschiedene maximale Flüsse gibt, so gibt es ein ganzes *Kontinuum* maximaler Flüsse.
- Aber:

Korollar. Sind alle Kapazitäten ganzzahlig, d.h. $c: E \rightarrow \mathbb{N}$, so existiert ein maximaler Fluss, der ganzzahlig ist.

Ganzzahligkeitssatz



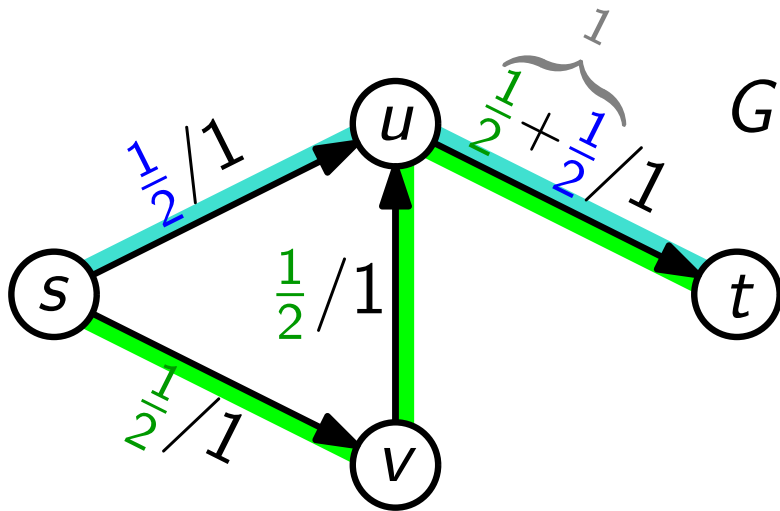
Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? **Ja!**

- Wenn es mind. *zwei* verschiedene maximale Flüsse gibt, so gibt es ein ganzes *Kontinuum* maximaler Flüsse.
- Aber:

Korollar. Sind alle Kapazitäten ganzzahlig, d.h. $c: E \rightarrow \mathbb{N}$, so existiert ein maximaler Fluss, der ganzzahlig ist.

Beweis. **?**

Ganzzahligkeitssatz



Gibt es *noch* einen maximalen Fluss? **Ja!**

- Wenn es mind. *zwei* verschiedene maximale Flüsse gibt, so gibt es ein ganzes *Kontinuum* maximaler Flüsse.
- Aber:

Korollar. Sind alle Kapazitäten ganzzahlig, d.h. $c: E \rightarrow \mathbb{N}$, so existiert ein maximaler Fluss, der ganzzahlig ist.

Beweis. Wende FordFulkerson oder EdmondsKarp an!

Kantendisjunkte Wege

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.

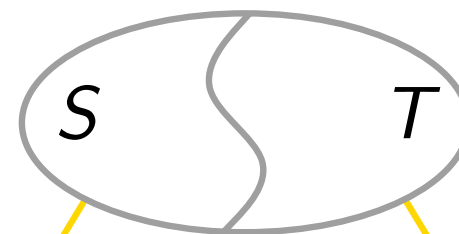
Kantendisjunkte Wege

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege

Kantendisjunkte Wege

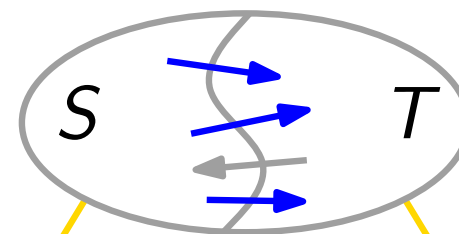
Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

Kantendisjunkte Wege



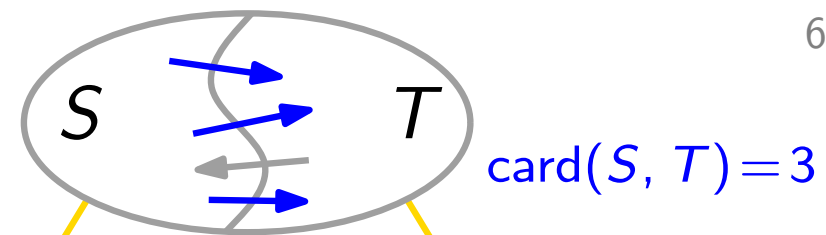
Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$. Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen **Kardinalität** eines s - t -**Schnittes**.

Kantendisjunkte Wege



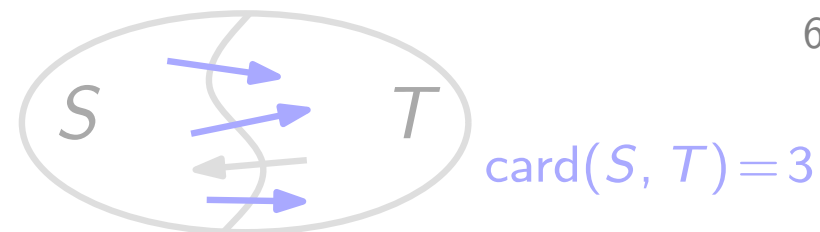
Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$. Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen **Kardinalität** eines s - t -**Schnittes**.

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$. Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen **Kardinalität** eines s - t -**Schnittes**.

Kantendisjunkte Wege



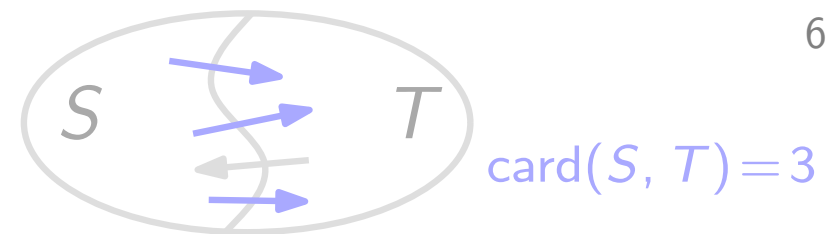
Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.



Karl Menger

Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

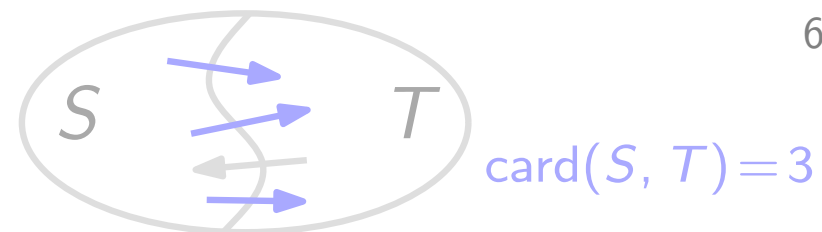
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss.



Karl Menger

Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

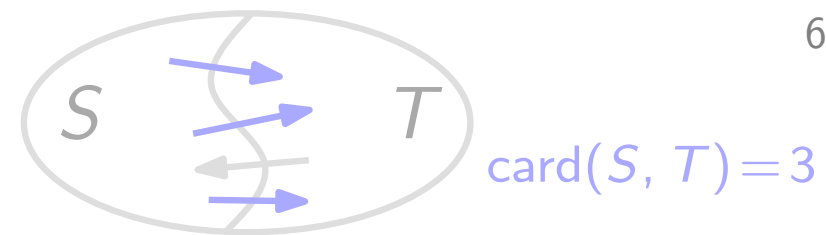
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow
 Ganzz.-Satz



Karl Menger

Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

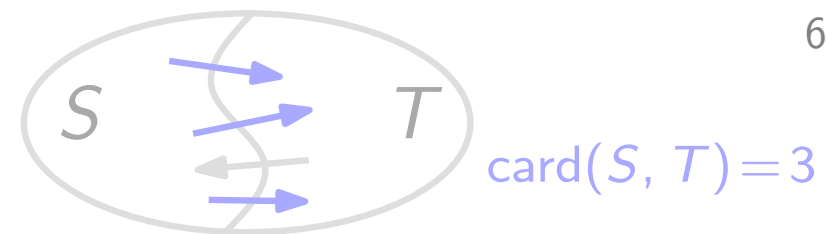
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz



Karl Menger

Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

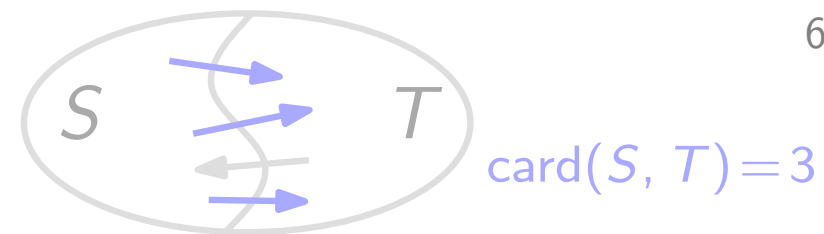
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

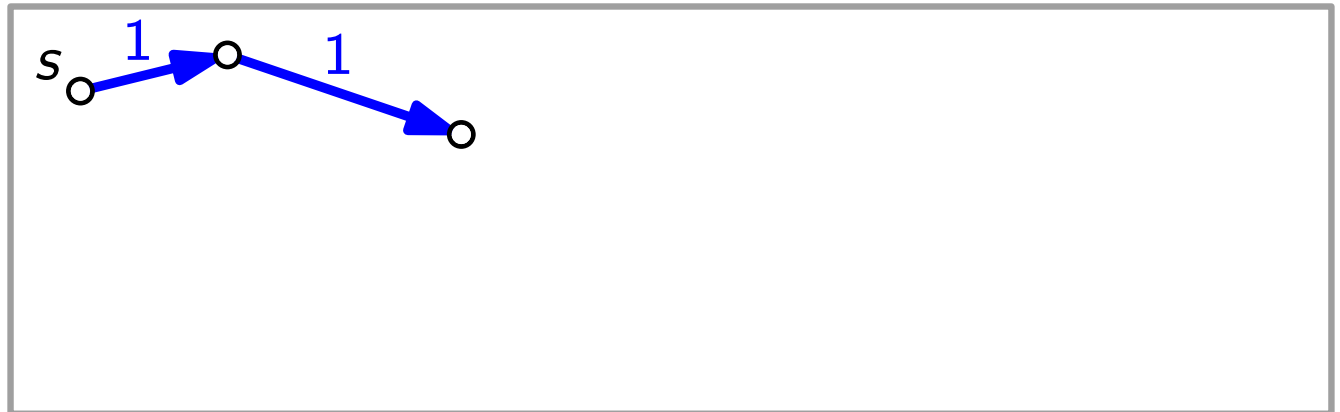
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

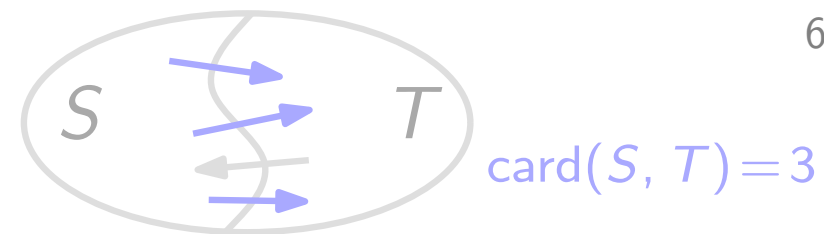
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

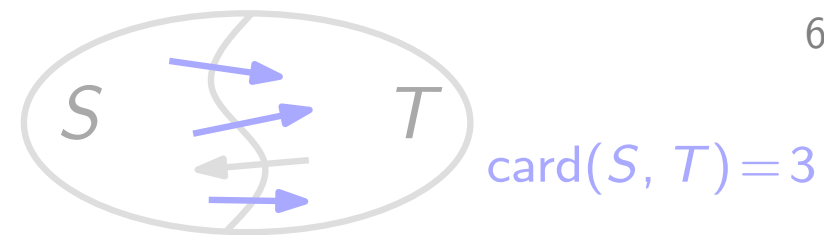
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

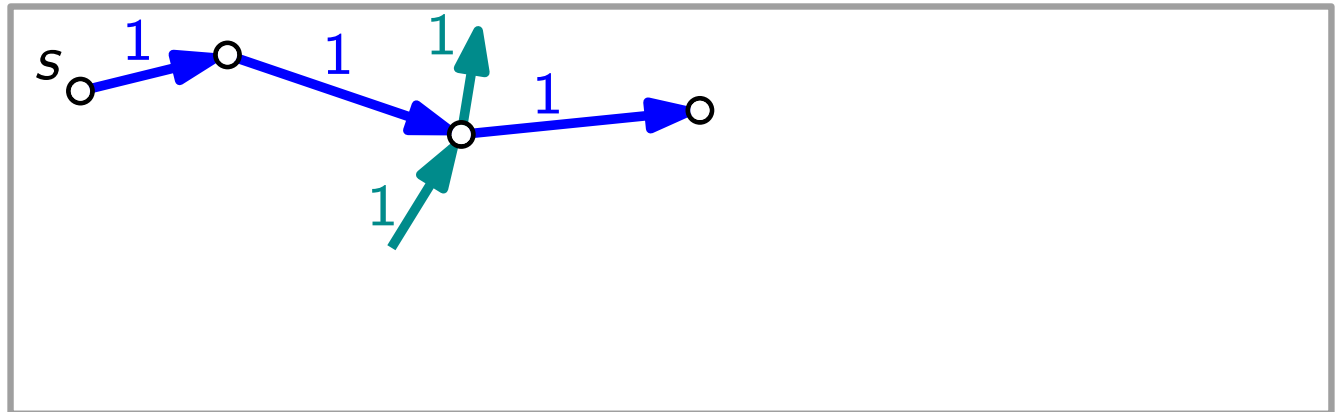
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

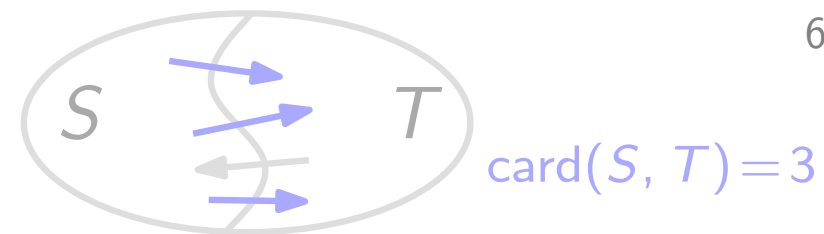
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

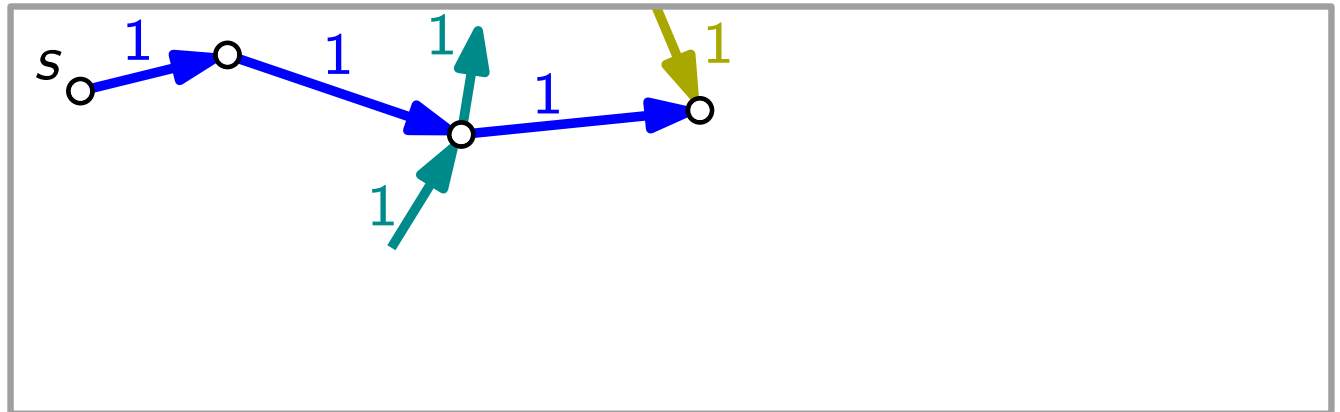
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

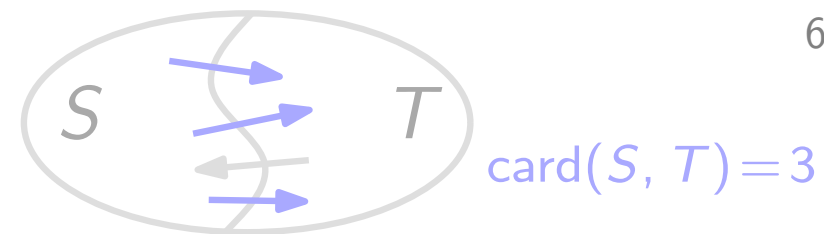
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

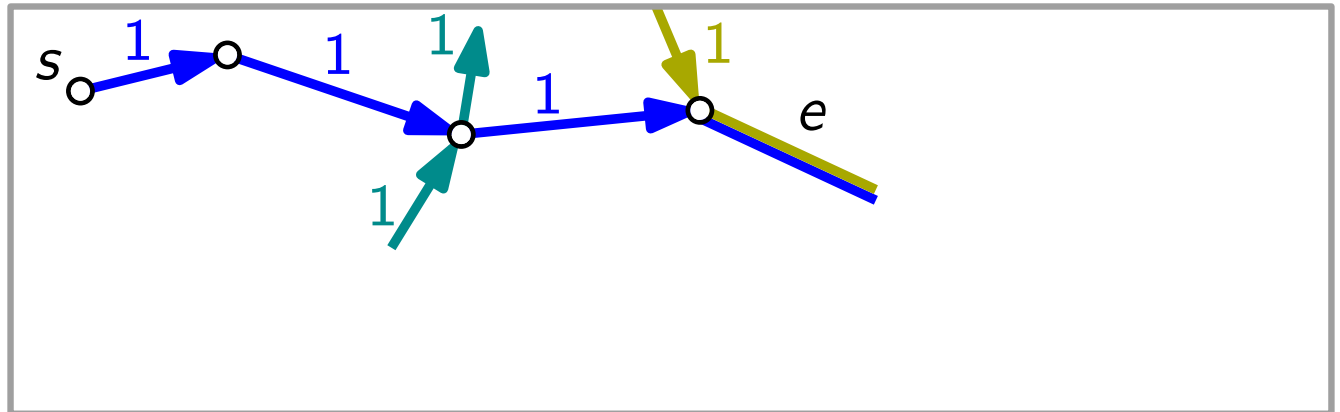
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

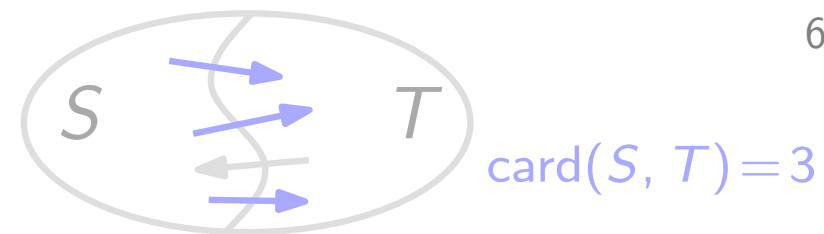
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

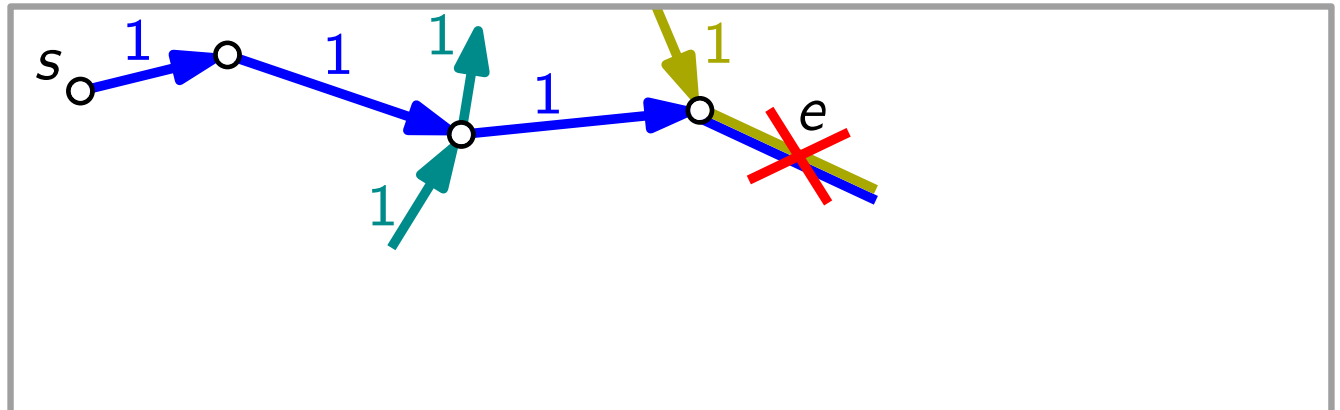
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

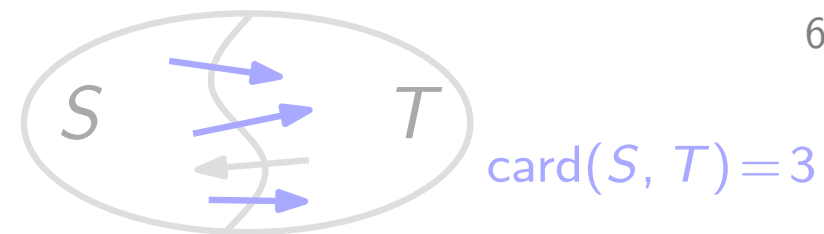
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

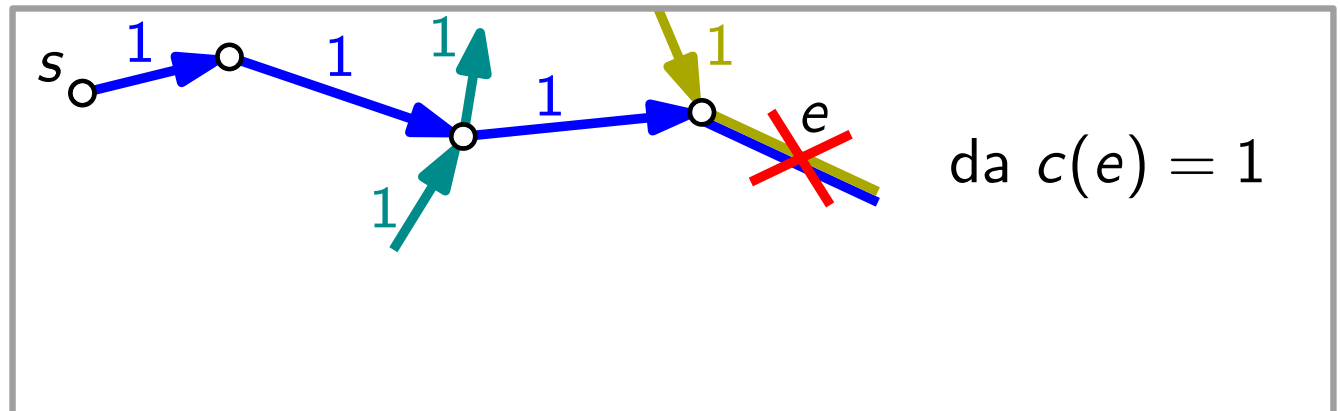
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

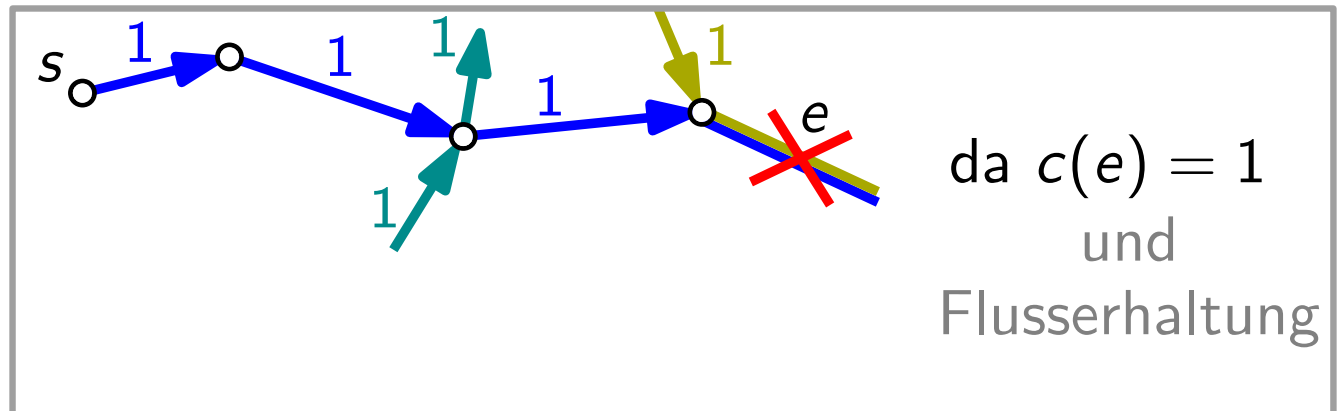
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

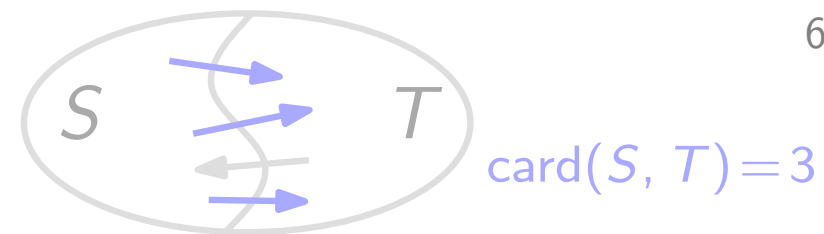
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

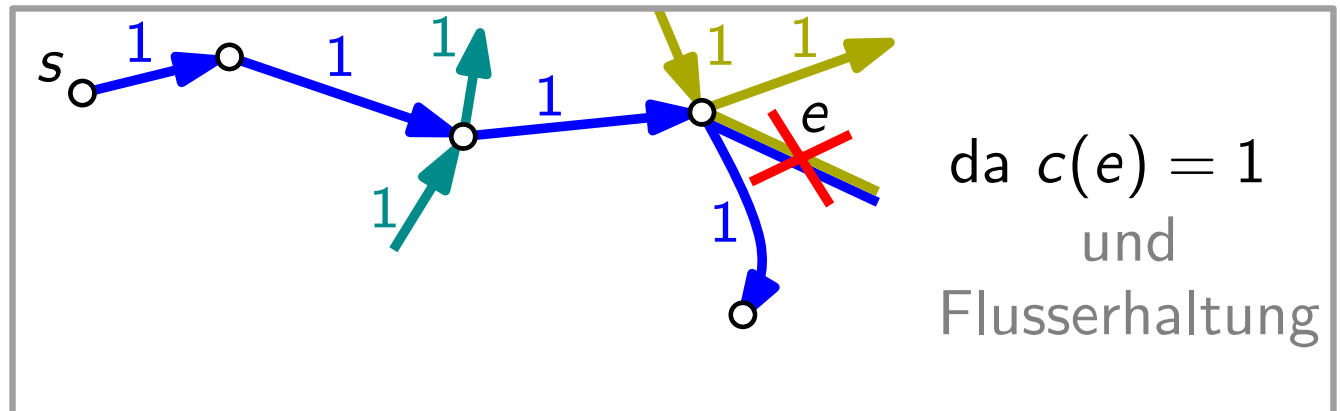
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

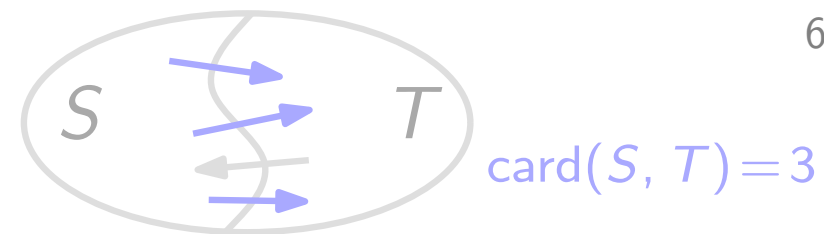
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

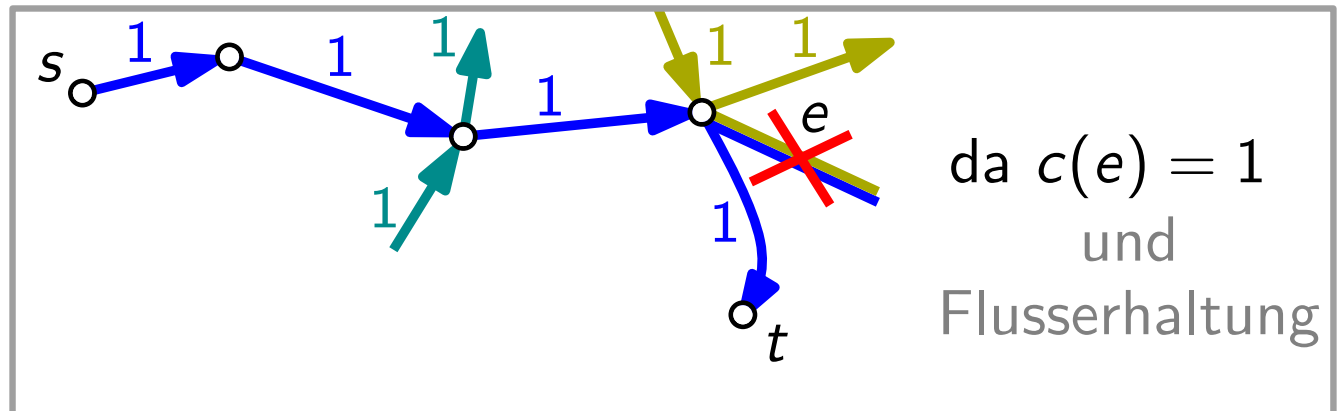
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

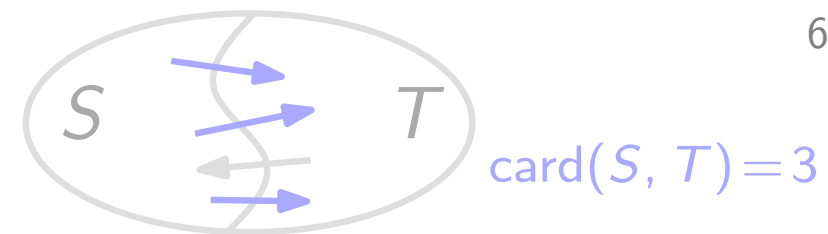
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

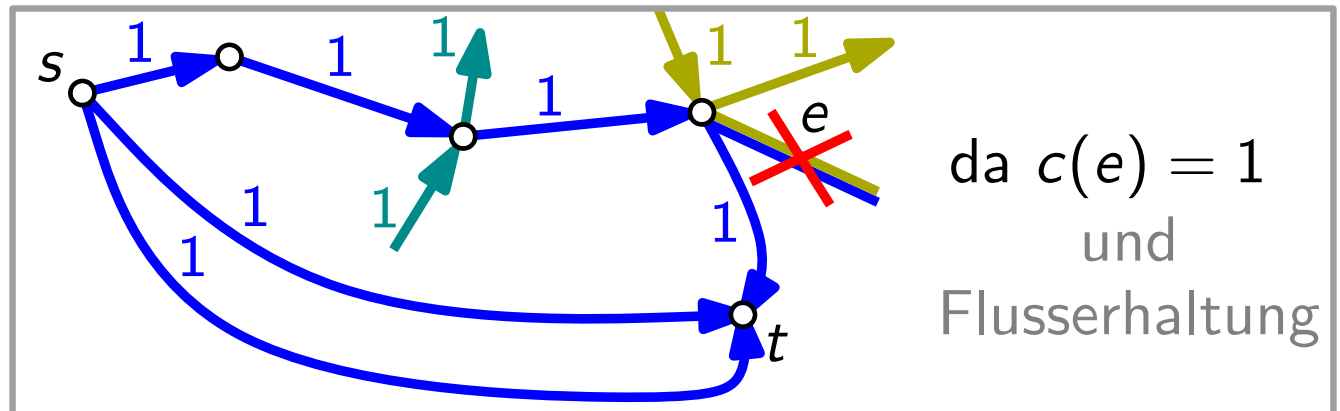
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

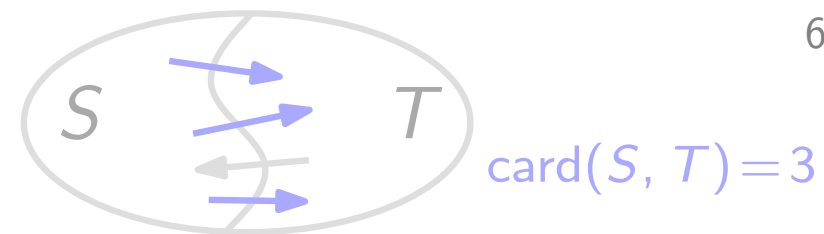
Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



Karl Menger

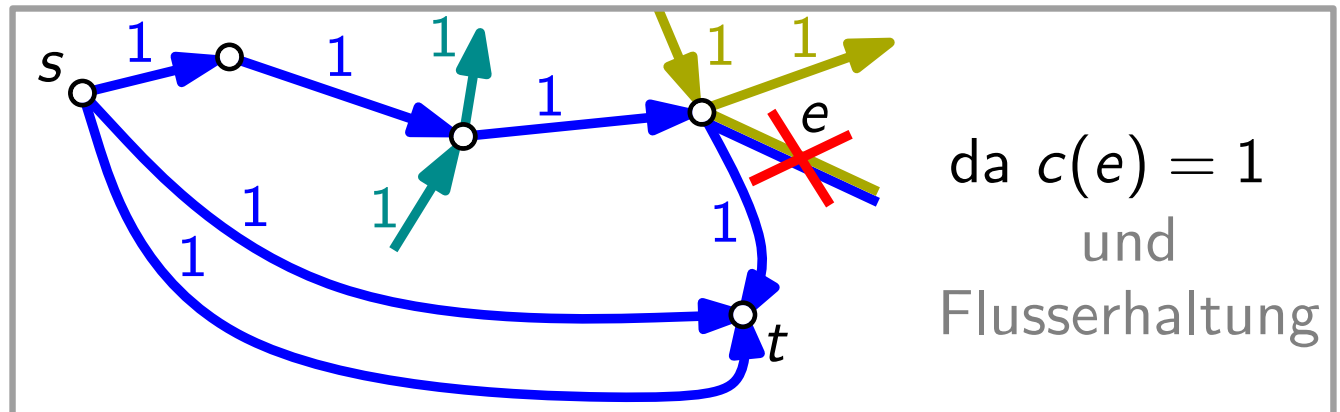
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



$\Rightarrow A := \max.$ Anz. kantendisj. s - t -Wege



Karl Menger

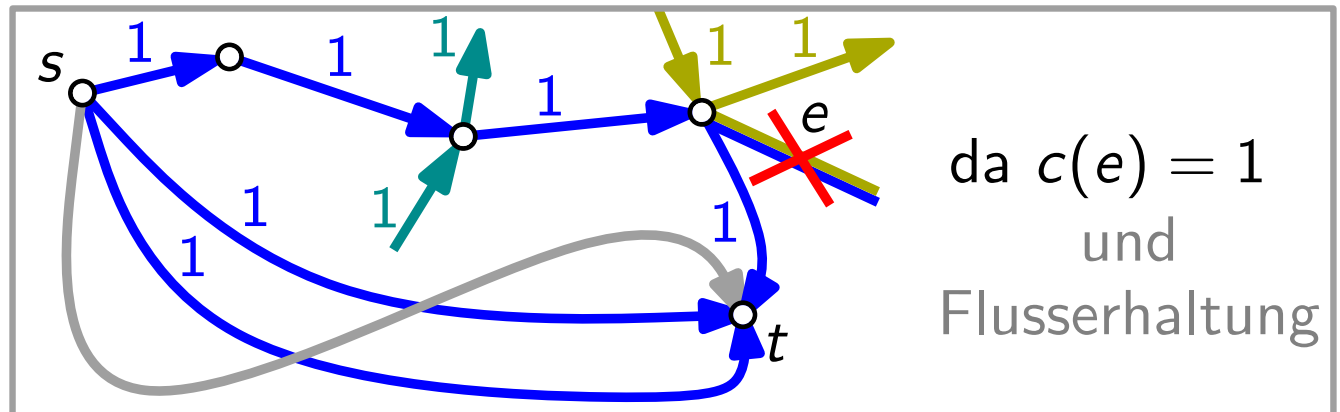
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



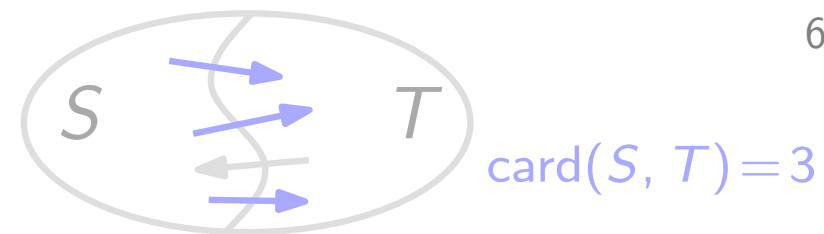
$\Rightarrow A := \text{max. Anz. kantendisj. } s\text{-}t\text{-Wege} \geq |f|$



Karl Menger

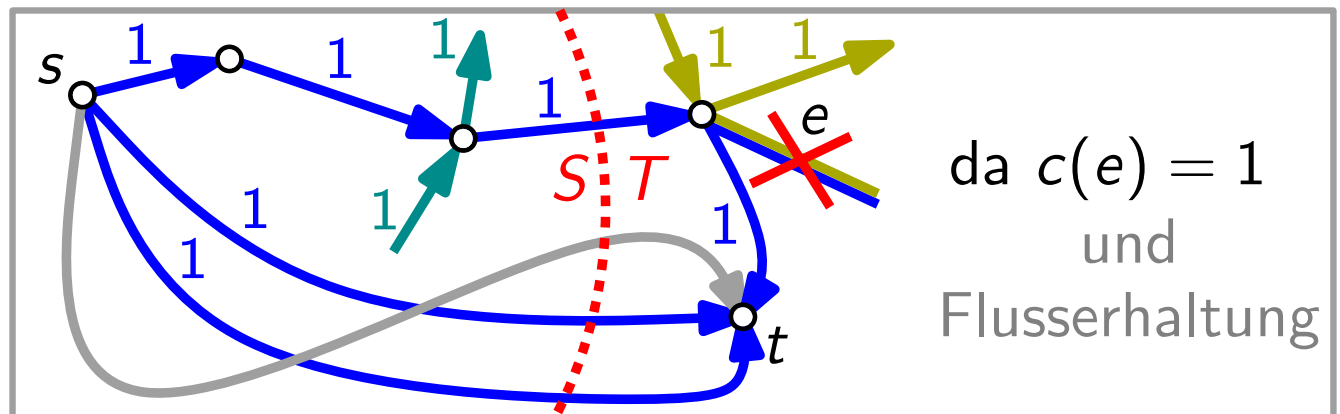
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege
 gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



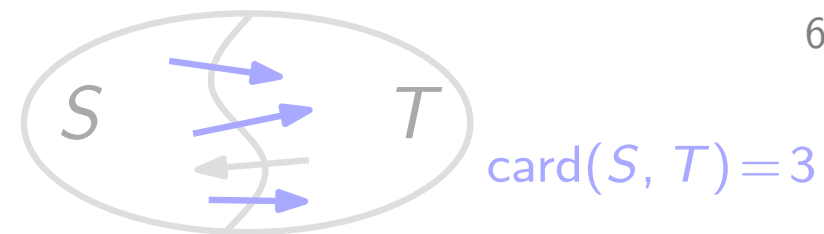
$\Rightarrow A := \max.$ Anz. kantendisj. s - t -Wege $\geq |f|$
 Sei (S, T) ein minimaler s - t -Schnitt.



Karl Menger

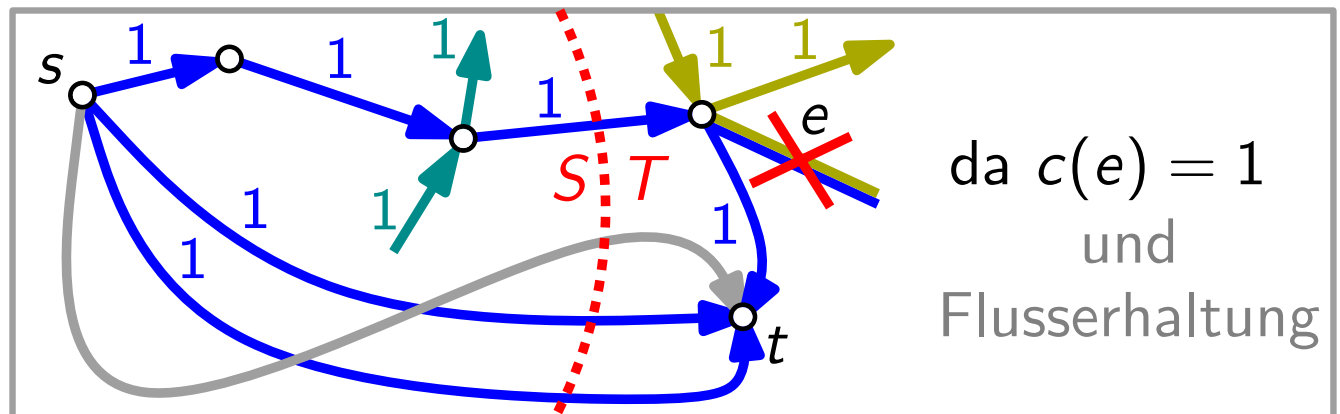
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



$\Rightarrow A := \max.$ Anz. kantendisj. s - t -Wege $\geq |f|$

Sei (S, T) ein minimaler s - t -Schnitt.

\Rightarrow jeder s - t -Weg trägt ≥ 1 Kante zu $\text{Raus}(S)$ bei.



Karl Menger

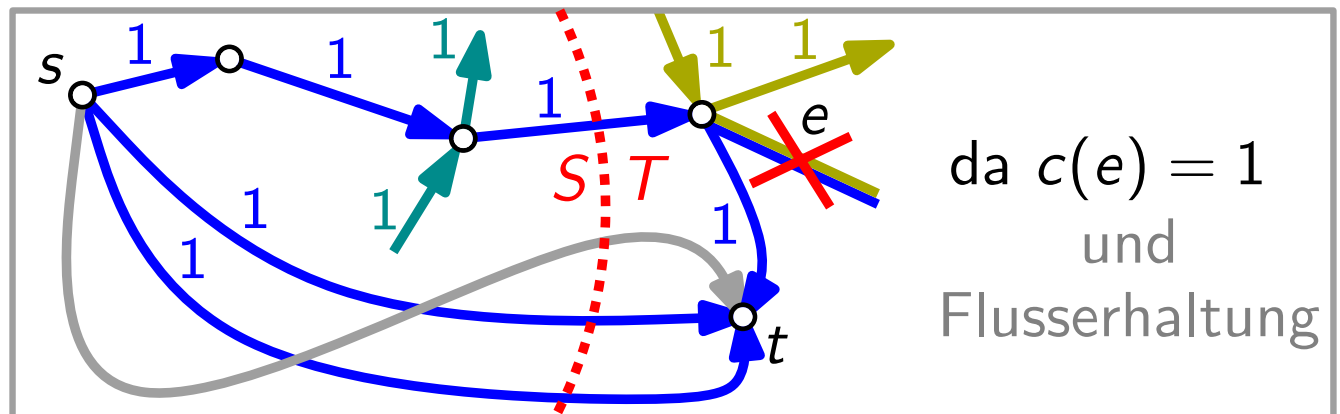
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



$\Rightarrow A := \max.$ Anz. kantendisj. s - t -Wege $\geq |f|$

Sei (S, T) ein minimaler s - t -Schnitt.

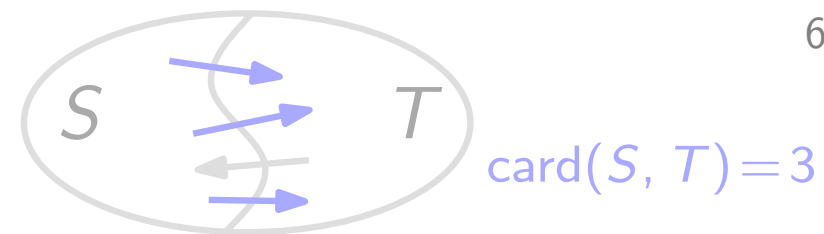
\Rightarrow jeder s - t -Weg trägt ≥ 1 Kante zu $\text{Raus}(S)$ bei.

$\Rightarrow \text{card}(S, T) = c(\text{Raus}(S)) = c(S) \geq A$



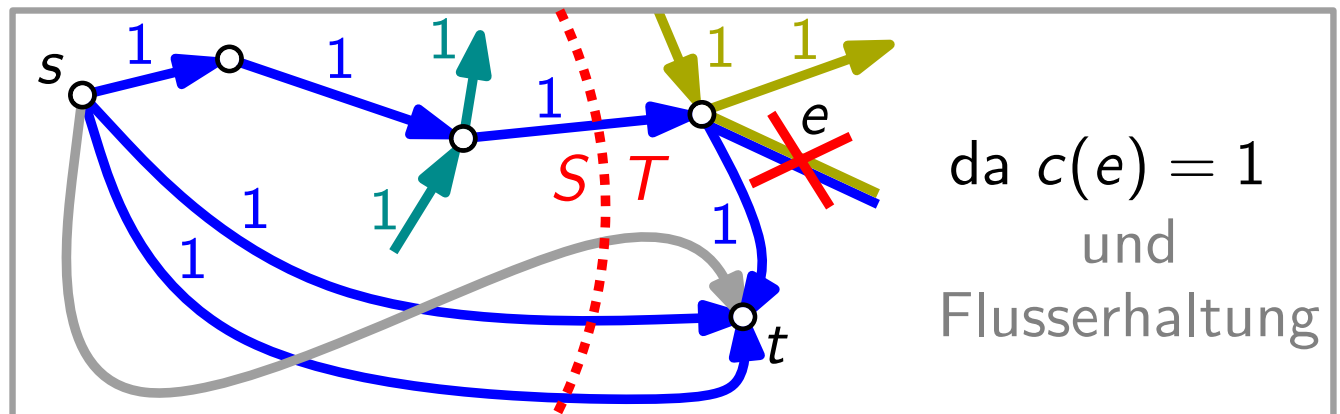
Karl Menger
Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



$\Rightarrow A := \max.$ Anz. kantendisj. s - t -Wege $\geq |f|$

Sei (S, T) ein minimaler s - t -Schnitt.

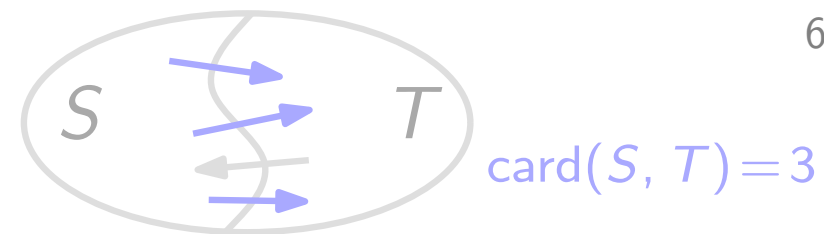
\Rightarrow jeder s - t -Weg trägt ≥ 1 Kante zu $\text{Raus}(S)$ bei.

$\Rightarrow \text{card}(S, T) = c(\text{Raus}(S)) = c(S) \geq A$



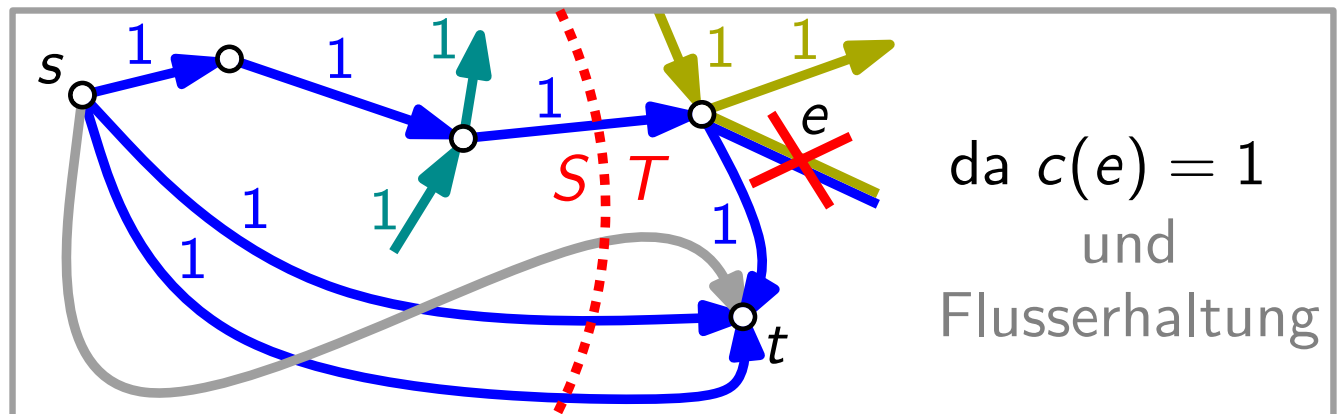
Karl Menger
 Wien 1902 – Illinois 1985

Kantendisjunkte Wege



Satz. Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph und $s, t \in V$.
 [Menger, 1927] Dann ist die maximale Anz. kantendisjunkter s - t -Wege gleich der minimalen Kardinalität eines s - t -Schnittes.

Beweis. Wähle $c \equiv 1$. Sei f max. s - t -Fluss. \Rightarrow oBdA. $f: E \rightarrow \{0, 1\}$.
 Ganzz.-Satz
 Folge einer Kante mit Fluss, die s verlässt:



$\Rightarrow A := \max.$ Anz. kantendisj. s - t -Wege $\geq |f|$

Sei (S, T) ein minimaler s - t -Schnitt.

\Rightarrow jeder s - t -Weg trägt ≥ 1 Kante zu $\text{Raus}(S)$ bei.

$\Rightarrow \text{card}(S, T) = c(\text{Raus}(S)) = c(S) \geq A \geq |f|$



Karl Menger
 Wien 1902 – Illinois 1985

Satz von Menger

Wir wissen nun $\text{card}(S, T) = c(\text{Raus}(S)) = c(S) \geq A \geq |f|$

Satz von Menger

Wir wissen nun $\text{card}(S, T) = c(\text{Raus}(S)) = c(S) \geq A \geq |f|$

Satz von Menger

Wir wissen nun $\text{card}(S, T) = c(\text{Raus}(S)) = c(S) \geq A \geq |f|$

Kapazität eines
min. Schnittes

Wert eines
max. Flusses

Satz von Menger

Wir wissen nun $\text{card}(S, T) = c(\text{Raus}(S)) = c(S) \geq A \geq |f|$

Kapazität eines
min. Schnittes

Wert eines
max. Flusses

Max-Flow-Min-Cut-Theorem

Satz von Menger

Wir wissen nun $\text{card}(S, T) = c(\text{Raus}(S)) = c(S) \geq A \geq |f|$

Kapazität eines
min. Schnittes

=

Wert eines
max. Flusses

Max-Flow-Min-Cut-Theorem

Satz von Menger

Wir wissen nun $\text{card}(S, T) = c(\text{Raus}(S)) = c(S) \geq A \geq |f|$

Kapazität eines
min. Schnittes

=

Wert eines
max. Flusses

Max-Flow-Min-Cut-Theorem

$\Rightarrow \text{card}(S, T) = c(S) = A = |f|.$

Satz von Menger

Wir wissen nun $\text{card}(S, T) = c(\text{Raus}(S)) = c(S) \geq A \geq |f|$

Kapazität eines
min. Schnittes

=

Wert eines
max. Flusses

Max-Flow-Min-Cut-Theorem

$\Rightarrow \text{card}(S, T) = c(S) = A = |f|.$

\Rightarrow Minimale Kardinalität eines s - t -Schnitts
= maximale Anzahl kantendisjunkter s - t -Wege □

Satz von Menger

Wir wissen nun $\text{card}(S, T) = c(\text{Raus}(S)) = c(S) \geq A \geq |f|$

↑
↑

Kapazität eines min. Schnittes
=
Wert eines max. Flusses

↑

Max-Flow-Min-Cut-Theorem

$\Rightarrow \text{card}(S, T) = c(S) = A = |f|.$

\Rightarrow Minimale Kardinalität eines s - t -Schnitts

$=$ maximale Anzahl kantendisjunkter s - t -Wege □

Satz. Sei $G = (V, E)$ gerichteter Graph, $s, t \in V$, $st \notin E$. Dann ist die max. Anzahl *knotendisjunkter* s - t -Wege gleich der Kardinalität einer kleinsten Knotenmenge, die s und t trennt. [Menger, 1927]

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und
eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und
eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren
mit $D \cap H = \emptyset$,

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und
eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren
mit $D \cap H = \emptyset$,
sowie ein unger. Sympathiegraph $G = (D \cup H, E)$.

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und
eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren
mit $D \cap H = \emptyset$,
sowie ein unger. Sympathiegraph $G = (D \cup H, E)$.

Gesucht: eine Massenhochzeit,

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren mit $D \cap H = \emptyset$, sowie ein unger. Sympathiegraph $G = (D \cup H, E)$.

Gesucht: eine Massenhochzeit, d.h. eine *perfekte Paarung*: jede Dame wird mit genau einem Herren gepaart, den sie sympathisch findet – und umgekehrt.

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren mit $D \cap H = \emptyset$, sowie ein unger. Sympathiegraph $G = (D \cup H, E)$.

Gesucht: eine Massenhochzeit, d.h. eine *perfekte Paarung*: jede Dame wird mit genau einem Herren gepaart, den sie sympathisch findet – und umgekehrt.

Modell.

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren mit $D \cap H = \emptyset$, sowie ein unger. Sympathiegraph $G = (D \cup H, E)$.

Gesucht: eine Massenhochzeit, d.h. eine *perfekte Paarung*: jede Dame wird mit genau einem Herren gepaart, den sie sympathisch findet – und umgekehrt.

Modell.

- d_1 ○
-
-
-
- d_n ○

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und
 eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren
 mit $D \cap H = \emptyset$,
 sowie ein unger. Sympathiegraph $G = (D \cup H, E)$.

Gesucht: eine Massenhochzeit,
 d.h. eine *perfekte Paarung*: jede Dame wird mit
 genau einem Herren gepaart, den sie sympathisch
 findet – und umgekehrt.

Modell.

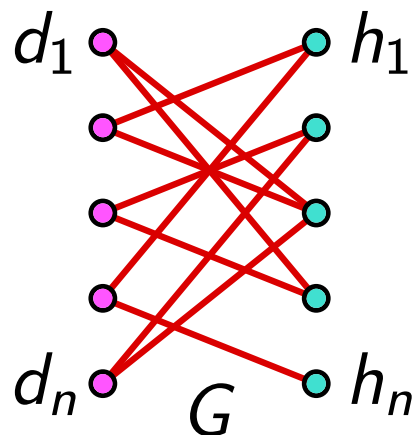
d_1	○	○	h_1
	○		○
	○		○
	○		○
d_n	○	○	h_n

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und
 eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren
 mit $D \cap H = \emptyset$,
 sowie ein unger. Sympathiegraph $G = (D \cup H, E)$.

Gesucht: eine Massenhochzeit,
 d.h. eine *perfekte Paarung*: jede Dame wird mit
 genau einem Herren gepaart, den sie sympathisch
 findet – und umgekehrt.

Modell.

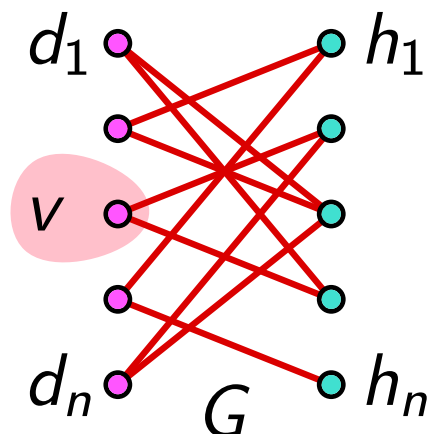


Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und
 eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren
 mit $D \cap H = \emptyset$,
 sowie ein unger. Sympathiegraph $G = (D \cup H, E)$.

Gesucht: eine Massenhochzeit,
 d.h. eine *perfekte Paarung*: jede Dame wird mit
 genau einem Herren gepaart, den sie sympathisch
 findet – und umgekehrt.

Modell.



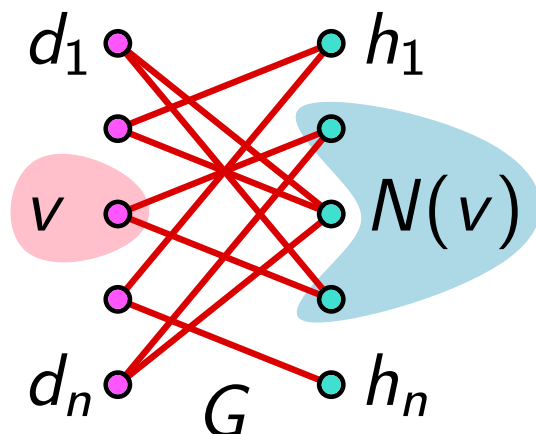
Nachbarschaft von $v \in V$ ist

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und
 eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren
 mit $D \cap H = \emptyset$,
 sowie ein unger. Sympathiegraph $G = (D \cup H, E)$.

Gesucht: eine Massenhochzeit,
 d.h. eine *perfekte Paarung*: jede Dame wird mit
 genau einem Herren gepaart, den sie sympathisch
 findet – und umgekehrt.

Modell.



Nachbarschaft von $v \in V$ ist

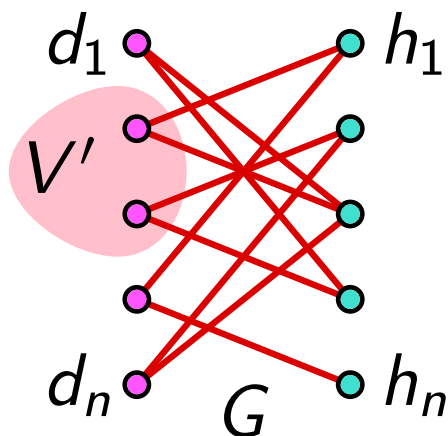
$$N(v) := \{u \in V \mid uv \in E\}$$

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und
 eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren
 mit $D \cap H = \emptyset$,
 sowie ein unger. Sympathiegraph $G = (D \cup H, E)$.

Gesucht: eine Massenhochzeit,
 d.h. eine *perfekte Paarung*: jede Dame wird mit
 genau einem Herren gepaart, den sie sympathisch
 findet – und umgekehrt.

Modell.



Nachbarschaft von $v \in V$ ist

$$N(v) := \{u \in V \mid uv \in E\}$$

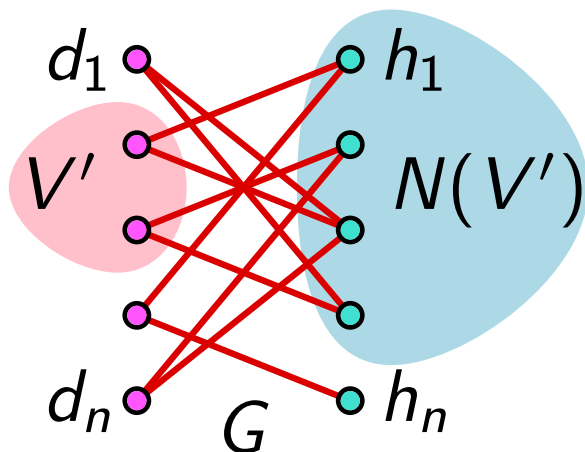
Nachbarschaft von $V' \subseteq V$ ist

Perfekte Paarungen

Gegeben: eine Menge $D = \{d_1, \dots, d_n\}$ von n Damen und
 eine Menge $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ von n Herren
 mit $D \cap H = \emptyset$,
 sowie ein unger. Sympathiegraph $G = (D \cup H, E)$.

Gesucht: eine Massenhochzeit,
 d.h. eine *perfekte Paarung*: jede Dame wird mit
 genau einem Herren gepaart, den sie sympathisch
 findet – und umgekehrt.

Modell.



Nachbarschaft von $v \in V$ ist

$$N(v) := \{u \in V \mid uv \in E\}$$

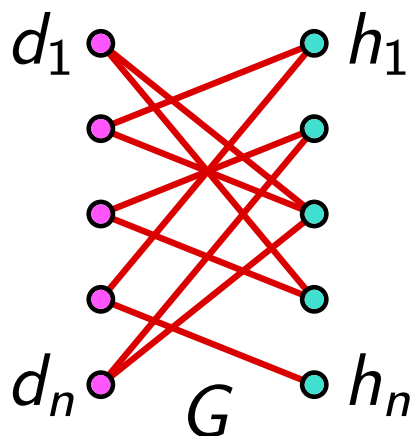
Nachbarschaft von $V' \subseteq V$ ist

$$N(V') := \bigcup_{v' \in V'} N(v')$$

Der Heiratssatz

Aufgabe. Finden Sie eine *notwendige* Bedingung für die Existenz einer perfekten Paarung in $G = (D \dot{\cup} H, E)$!

Modell.



Nachbarschaft von $v \in V$ ist

$$N(v) := \{u \in V \mid uv \in E\}$$

Nachbarschaft von $V' \subseteq V$ ist

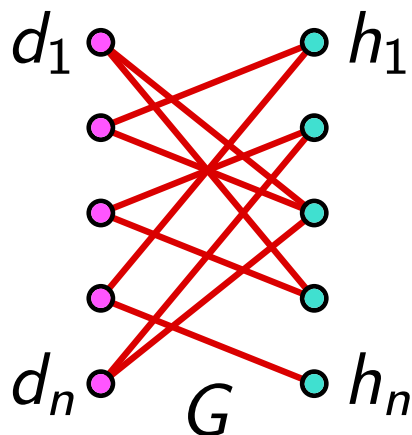
$$N(V') := \bigcup_{v' \in V'} N(v')$$

Der Heiratssatz

Aufgabe. Finden Sie eine *notwendige* Bedingung für die Existenz einer perfekten Paarung in $G = (D \dot{\cup} H, E)$!

Lösung. Für jedes $D' \subseteq D$ muss gelten:

Modell.



Nachbarschaft von $v \in V$ ist

$$N(v) := \{u \in V \mid uv \in E\}$$

Nachbarschaft von $V' \subseteq V$ ist

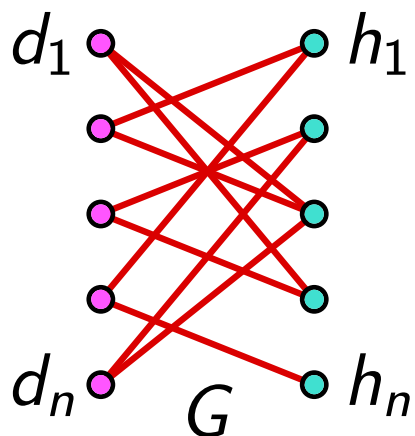
$$N(V') := \bigcup_{v' \in V'} N(v')$$

Der Heiratssatz

Aufgabe. Finden Sie eine *notwendige* Bedingung für die Existenz einer perfekten Paarung in $G = (D \dot{\cup} H, E)$!

Lösung. Für jedes $D' \subseteq D$ muss gelten: $|D'| \leq |N(D')|$.

Modell.



Nachbarschaft von $v \in V$ ist

$$N(v) := \{u \in V \mid uv \in E\}$$

Nachbarschaft von $V' \subseteq V$ ist

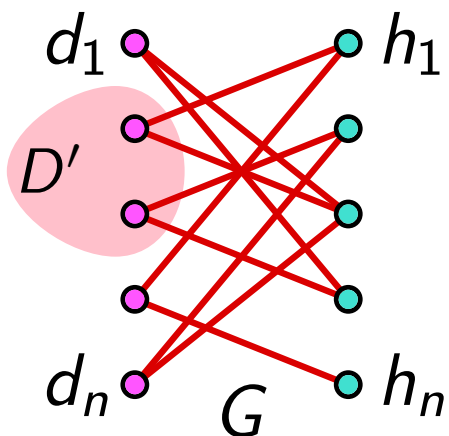
$$N(V') := \bigcup_{v' \in V'} N(v')$$

Der Heiratssatz

Aufgabe. Finden Sie eine *notwendige* Bedingung für die Existenz einer perfekten Paarung in $G = (D \dot{\cup} H, E)$!

Lösung. Für jedes $D' \subseteq D$ muss gelten: $|D'| \leq |N(D')|$.

Modell.



Nachbarschaft von $v \in V$ ist

$$N(v) := \{u \in V \mid uv \in E\}$$

Nachbarschaft von $V' \subseteq V$ ist

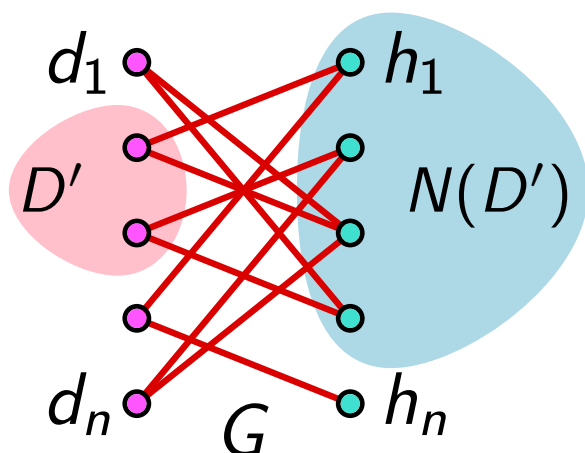
$$N(V') := \bigcup_{v' \in V'} N(v')$$

Der Heiratssatz

Aufgabe. Finden Sie eine *notwendige* Bedingung für die Existenz einer perfekten Paarung in $G = (D \dot{\cup} H, E)$!

Lösung. Für jedes $D' \subseteq D$ muss gelten: $|D'| \leq |N(D')|$.

Modell.



Nachbarschaft von $v \in V$ ist

$$N(v) := \{u \in V \mid uv \in E\}$$

Nachbarschaft von $V' \subseteq V$ ist

$$N(V') := \bigcup_{v' \in V'} N(v')$$

Der Heiratssatz

[Hall 1935]

Aufgabe. Finden Sie eine *notwendige* Bedingung für die Existenz einer perfekten Paarung in $G = (D \dot{\cup} H, E)$!

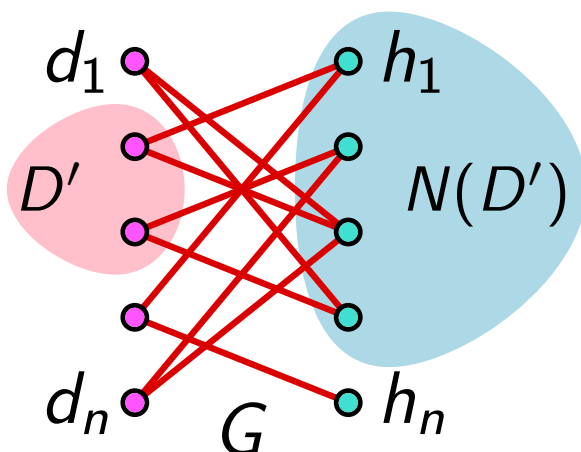
Lösung. Für jedes $D' \subseteq D$ muss gelten: $|D'| \leq |N(D')|$.

Satz.

Philip Hall

1904 London – 1982 Cambridge

Modell.



Der Heiratssatz

[Hall 1935]

Aufgabe. Finden Sie eine *notwendige* Bedingung für die Existenz einer perfekten Paarung in $G = (D \dot{\cup} H, E)$!

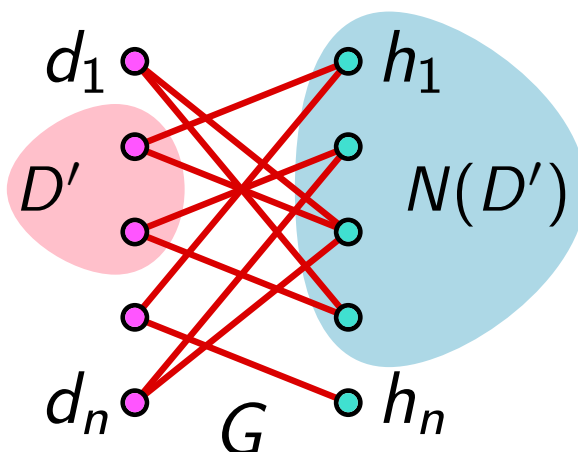
Lösung. Für jedes $D' \subseteq D$ muss gelten: $|D'| \leq |N(D')|$.

Satz. Dies ist auch hinreichend.

Philip Hall

1904 London – 1982 Cambridge

Modell.



Der Heiratssatz

[Hall 1935]

Aufgabe. Finden Sie eine *notwendige* Bedingung für die Existenz einer perfekten Paarung in $G = (D \dot{\cup} H, E)$!

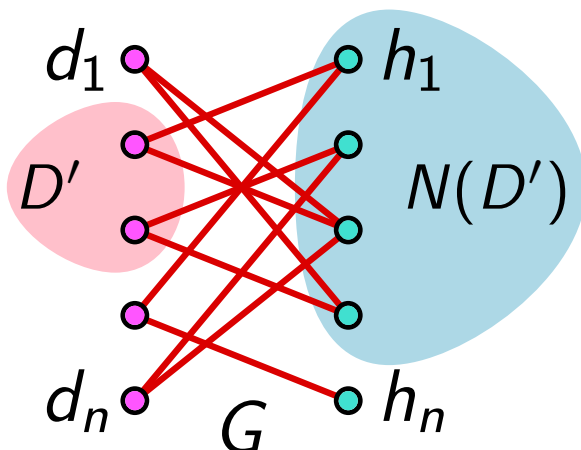
Lösung. Für jedes $D' \subseteq D$ muss gelten: $|D'| \leq |N(D')|$.

Satz. Dies ist auch hinreichend.

Das heißt:

G hat eine perfekte Paarung \Leftrightarrow
für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Modell.



Philip Hall

1904 London – 1982 Cambridge



Der Heiratssatz

[Hall 1935]

Aufgabe. Finden Sie eine *notwendige* Bedingung für die Existenz einer perfekten Paarung in $G = (D \dot{\cup} H, E)$!

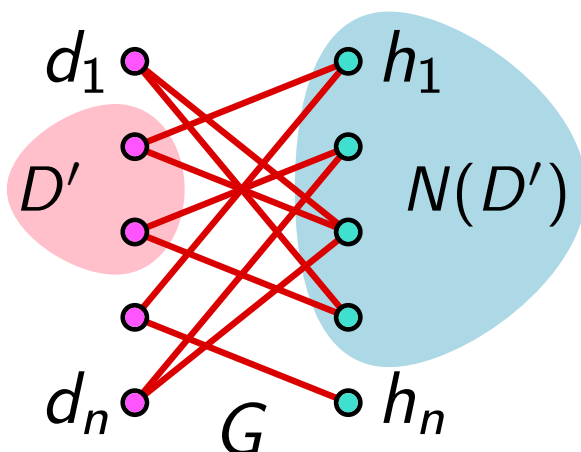
Lösung. Für jedes $D' \subseteq D$ muss gelten: $|D'| \leq |N(D')|$.

Satz. Dies ist auch hinreichend.

Das heißt:

G hat eine perfekte Paarung \Leftrightarrow
für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Modell.



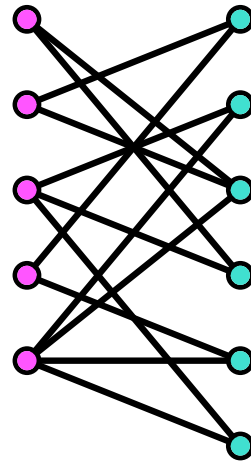
Beweis
später!

Philip Hall

1904 London – 1982 Cambridge

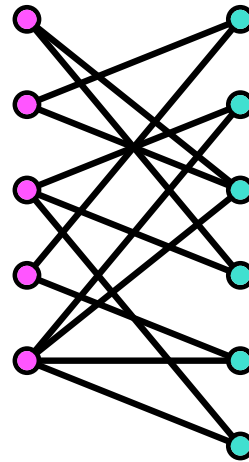


Größte Paarungen in bipartiten Graphen



G

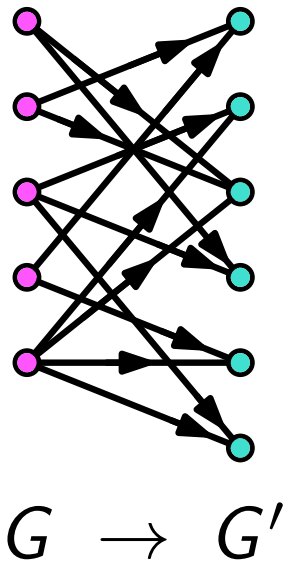
Größte Paarungen in bipartiten Graphen



G

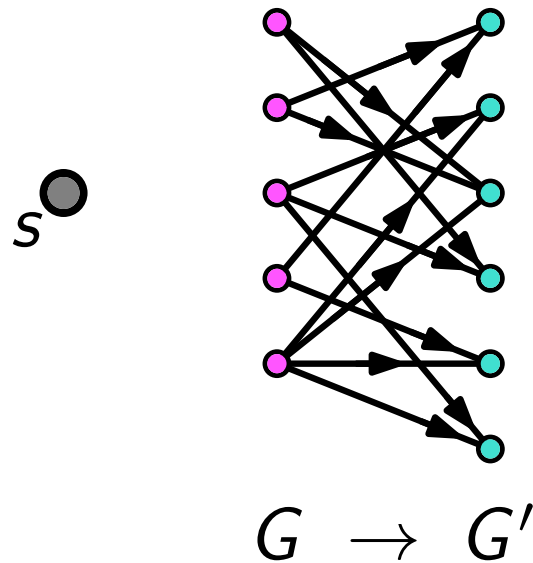
Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



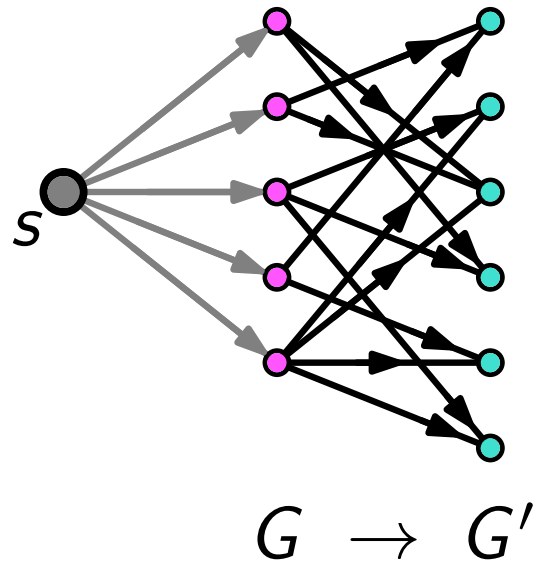
Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



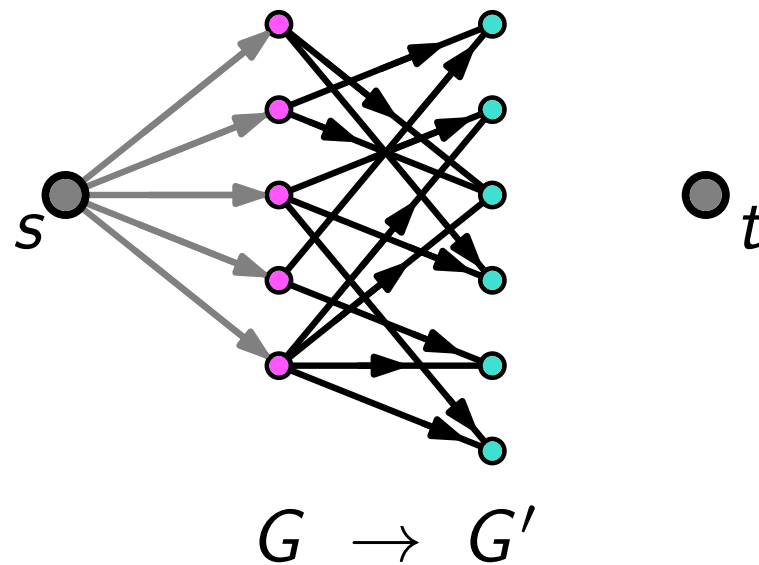
Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



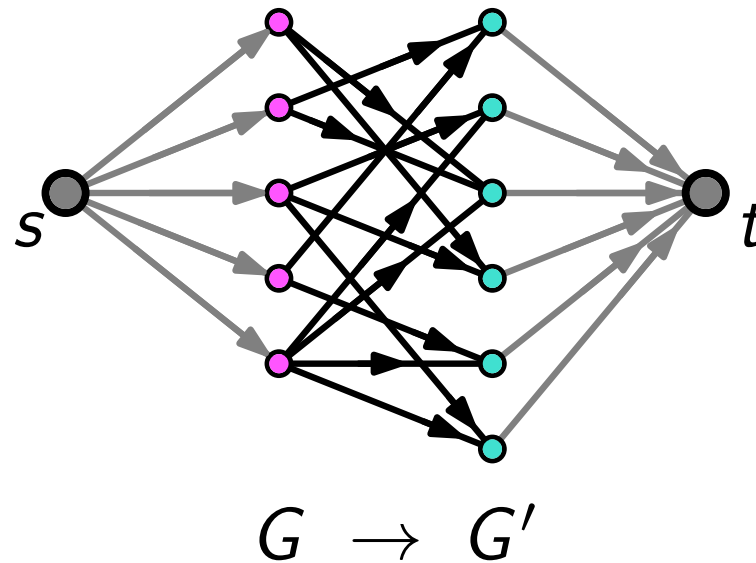
Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



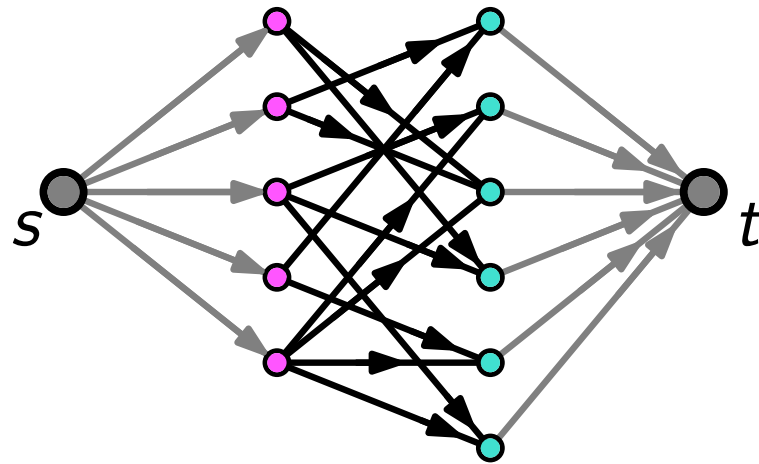
Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

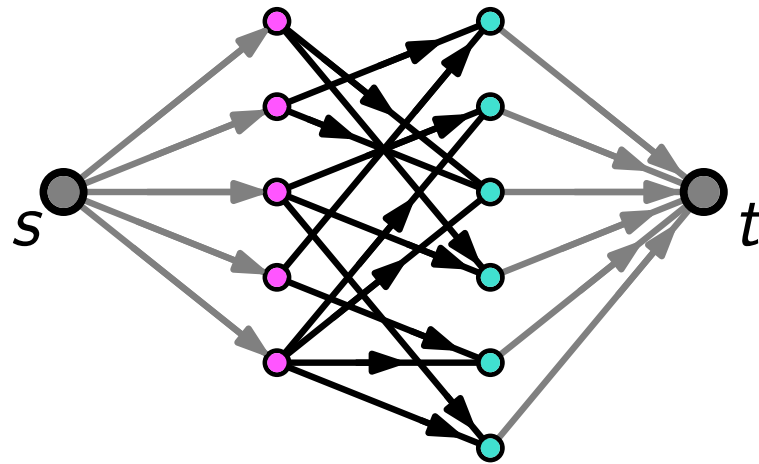
Größte Paarungen in bipartiten Graphen



$$G \rightarrow G', \quad c: E' \rightarrow \{1\}$$

Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



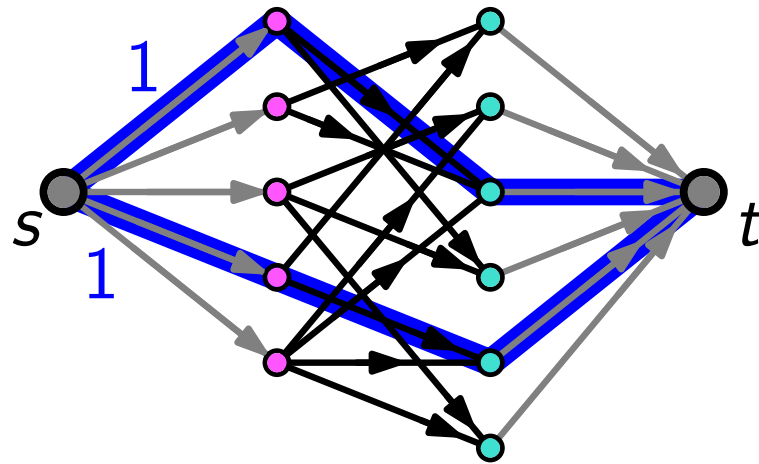
$$G \rightarrow G', \quad c: E' \rightarrow \{1\}$$

Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

Beob.

Ganzzahl. s - t -Fluss in G'

Größte Paarungen in bipartiten Graphen

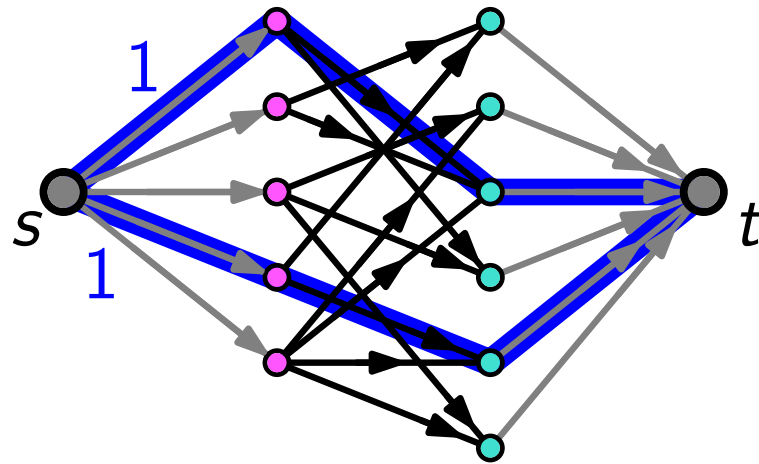


$$G \rightarrow G', \quad c: E' \rightarrow \{1\}$$

Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

Beob. Ganzzahl. s - t -Fluss in G'

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



$$G \rightarrow G', \quad c: E' \rightarrow \{1\}$$

Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

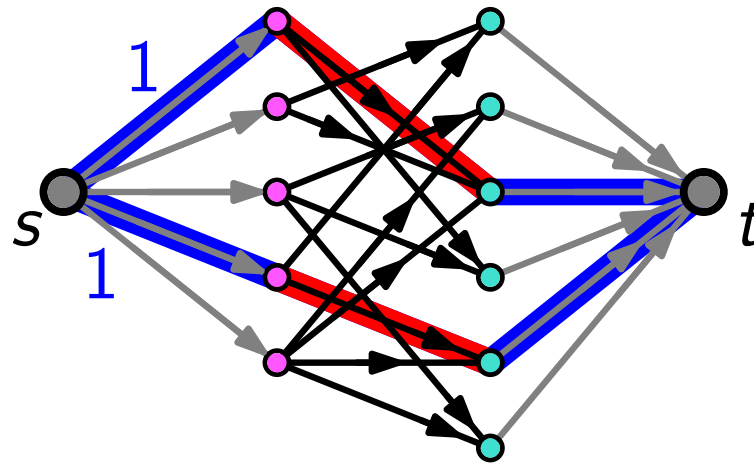
Beob.

Ganzzahl. s - t -Fluss in G'



Menge *kantendisjunkter*
 s - t -Wege in G'

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



$$G \rightarrow G', \quad c: E' \rightarrow \{1\}$$

Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

Beob.

Ganzzahl. s - t -Fluss in G'

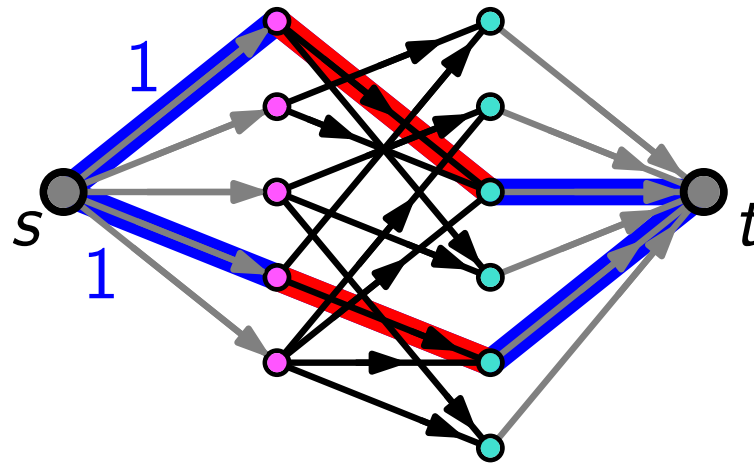


Menge *kantendisjunkter*
 s - t -Wege in G'



Menge *unabhängiger*
Kanten in G

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



$$G \rightarrow G', \quad c: E' \rightarrow \{1\}$$

Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

Beob.

Ganzzahl. s - t -Fluss in G'

Paarung in G

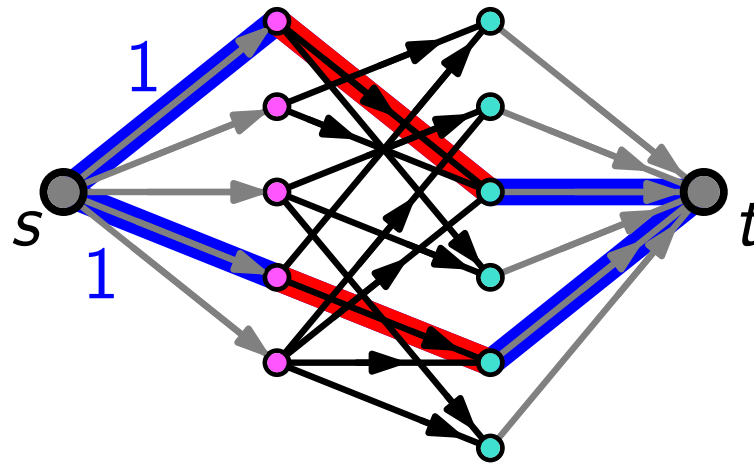


Menge *kantendisjunkter*
 s - t -Wege in G'

Menge *unabhängiger*
Kanten in G



Größte Paarungen in bipartiten Graphen



$$G \rightarrow G', \quad c: E' \rightarrow \{1\}$$

Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen größte Paarungen berechnet.

Beob.

Ganzzahl. s - t -Fluss in G'

1-zu-1

Paarung in G

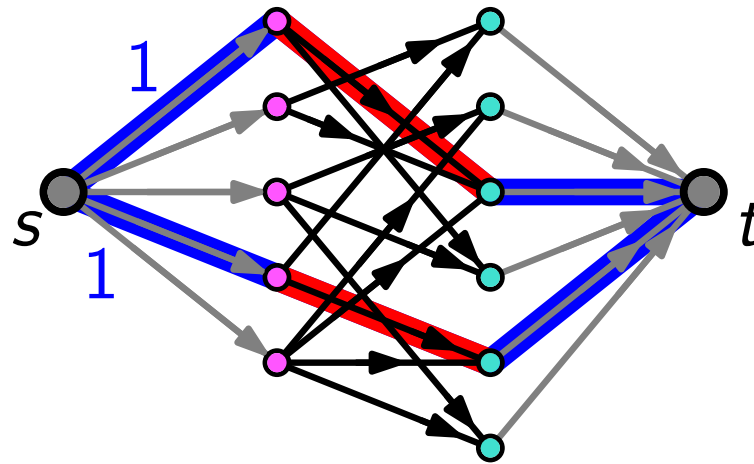


Menge *kantendisjunkter*
 s - t -Wege in G'



Menge *unabhängiger*
Kanten in G

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



$$G \rightarrow G', \quad c: E' \rightarrow \{1\}$$

Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen **größte** Paarungen berechnet.

Beob.

Ganzzahl. s - t -Fluss in G'



Paarung in G

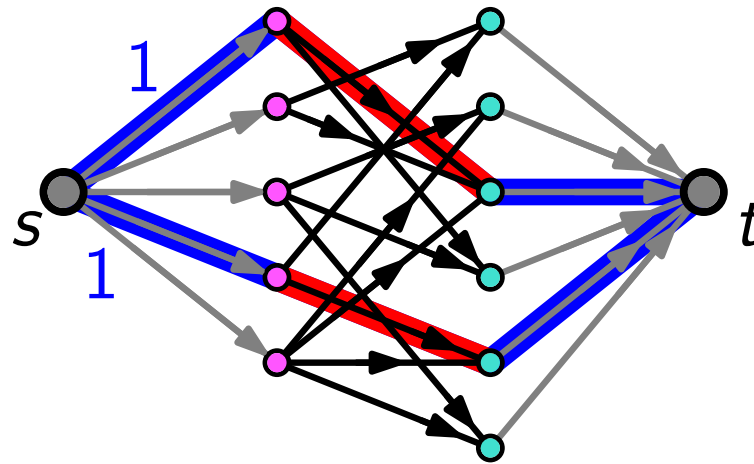


Menge *kantendisjunkter*
 s - t -Wege in G'



Menge *unabhängiger*
Kanten in G

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



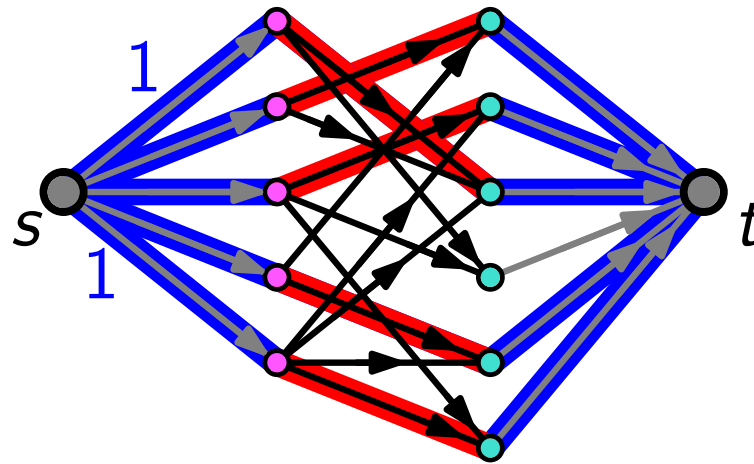
$$G \rightarrow G', \quad c: E' \rightarrow \{1\}$$

Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen **größte** Paarungen berechnet.

Beob.

<p><i>größter</i> Ganzzahl. s-t-Fluss in G'</p>	<p>1-zu-1</p>	<p><i>größte</i> Paarung in G</p>
<p><i>größte</i> Menge <i>kantendisjunkter</i> s-t-Wege in G'</p>	<p></p>	<p><i>größte</i> Menge <i>unabhängiger</i> Kanten in G</p>

Größte Paarungen in bipartiten Graphen



$$G \rightarrow G', \quad c: E' \rightarrow \{1\}$$

Aufgabe. Geben Sie eine effiziente Methode an, die in bipartiten Graphen **größte** Paarungen berechnet.

Beob.

<p><i>größter</i> Ganzzahl. s-t-Fluss in G'</p>	<p>1-zu-1</p>	<p><i>größte</i> Paarung in G</p>
<p><i>größte</i> Menge <i>kantendisjunkter</i> s-t-Wege in G'</p>	<p></p>	<p><i>größte</i> Menge <i>unabhängiger</i> Kanten in G</p>

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
reduziert
auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen**.

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
reduziert
auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen.**
sehr speziellen

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
in $O(V)$ Zeit *reduziert*
auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen**.
⏟ ⏟
sehr speziellen mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
 in $O(V)$ Zeit *reduziert*
 auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen**.
⏟ ⏟
 sehr speziellen mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
 Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
 Zeit bestimmen.

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
 in $O(V)$ Zeit *reduziert*

auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen**.

 $\underbrace{\hspace{10em}}$
 sehr speziellen

 $\underbrace{\hspace{10em}}$
 mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
 Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
 Zeit bestimmen.

Beweis.

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
 in $O(V)$ Zeit *reduziert*
 auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen**.
⏟ ⏟
 sehr speziellen mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
 Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
 Zeit bestimmen.

Beweis. – Konstruktion von G' :

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
 in $O(V)$ Zeit *reduziert*

auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen.**
 $\underbrace{\hspace{10em}}$ $\underbrace{\hspace{10em}}$
 sehr speziellen mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
 Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
 Zeit bestimmen.

Laufzeit

Beweis. – Konstruktion von G' :

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
 in $O(V)$ Zeit *reduziert*
 auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen.**

 $\underbrace{\hspace{10em}}$
 sehr speziellen

 $\underbrace{\hspace{10em}}$
 mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
 Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
 Zeit bestimmen.

Beweis. – Konstruktion von G' :

Laufzeit
 $O(V)$

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
in $O(V)$ Zeit *reduziert*

auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen.**

 $\underbrace{\hspace{15em}}$
 sehr speziellen

 $\underbrace{\hspace{15em}}$
 mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
Zeit bestimmen.

Beweis.

- Konstruktion von G' : *Laufzeit*
 $O(V)$
- Aufruf von EdmondsKarp (o.ä.) für G' :

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
 in $O(V)$ Zeit *reduziert*

auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen.**
 $\underbrace{\hspace{10em}}$ $\underbrace{\hspace{10em}}$
 sehr speziellen mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
 Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
 Zeit bestimmen.

Beweis.

– Konstruktion von G' :	<i>Laufzeit</i> $O(V)$
– Aufruf von EdmondsKarp (o.ä.) für G' :	$O(V' \cdot (E')^2)$

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
 in $O(V)$ Zeit *reduziert*

auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen.**

 $\underbrace{\hspace{10em}}$
 sehr speziellen

 $\underbrace{\hspace{10em}}$
 mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
 Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
 Zeit bestimmen.

Beweis.

<ul style="list-style-type: none"> – Konstruktion von G': – Aufruf von EdmondsKarp (o.ä.) für G': 	<p><i>Laufzeit</i></p> <p>$O(V)$</p> <p>$O(V' \cdot (E')^2)$</p> <p>$= O(VE^2)$</p>
---	--

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
 in $O(V)$ Zeit *reduziert*

auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen.**

 $\underbrace{\hspace{10em}}$
 sehr speziellen

 $\underbrace{\hspace{10em}}$
 mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
 Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
 Zeit bestimmen.

<i>Beweis.</i>	<ul style="list-style-type: none"> – Konstruktion von G': – Aufruf von EdmondsKarp (o.ä.) für G': 	<p><i>Laufzeit</i></p> $O(V)$ $O(V' \cdot (E')^2)$ $= O(VE^2)$ <hr style="width: 100%;"/> $O(VE^2)$
----------------	---	--

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
 in $O(V)$ Zeit *reduziert*
 auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen.**

sehr speziellen

mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
 Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
 Zeit bestimmen.

ausnutzen!

Beweis.

- Konstruktion von G' :
- Aufruf von EdmondsKarp (o.ä.) für G' :

<i>Laufzeit</i>	
$O(V)$	
$O(V' \cdot (E')^2)$	
$= O(VE^2)$	
<hr/>	
$O(VE^2)$	

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
 in $O(V)$ Zeit **reduziert**
 auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen.**

sehr speziellen

mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
 Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
 Zeit bestimmen.

ausnutzen!

Beweis.

– Konstruktion von G' :	<i>Laufzeit</i> $O(V)$
– Aufruf von EdmondsKarp (o.ä.) für G':	$O(V' \cdot (E')^2)$
Berechne $\leq V $ s - t -Wege in je $O(E')$ Zeit	$= O(VE^2)$
	<hr/>
	$O(VE^2)$

Ergebnis

Wir haben das Problem **größte Paarungen in bipartiten Graphen**
 in $O(V)$ Zeit **reduziert**
 auf das Problem **maximale Flüsse in gerichteten Graphen.**

sehr speziellen

mit Kap. $\equiv 1$

Satz. Sei $G = (V, E)$ ein bipartiter Graph.
 Dann lässt sich eine größte Paarung in G in $O(VE^2)$
 Zeit bestimmen.

ausnutzen!

Beweis.

- Konstruktion von G' : *Laufzeit*
 $O(V)$
- ~~Aufruf von EdmondsKarp (o.ä.) für G' :~~ ~~$O(V \cdot (E')^2)$~~
- ~~Berechne $\leq |V|$ s - t -Wege in je $O(E')$ Zeit~~ ~~$= O(VE^2)$~~

$O(VE^2)$

Anmerkungen

- Bem.** Der Fluss-Algorithmus von Dinic berechnet
- maximale Flüsse in allg. Graphen in $O(V^2E)$ Zeit
 - Matchings in bipartiten Graphen in $O(\sqrt{V}E)$ Zeit.
- [KN, Kapitel 9.6]

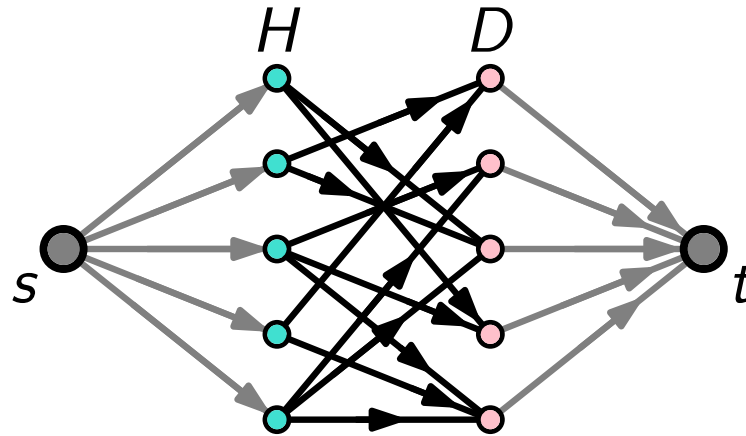
Anmerkungen

- Bem.** Der Fluss-Algorithmus von Dinic berechnet
- maximale Flüsse in allg. Graphen in $O(V^2E)$ Zeit
 - Matchings in bipartiten Graphen in $O(\sqrt{VE})$ Zeit.
- [KN, Kapitel 9.6]

Satz. Selbst in einem beliebigen Graphen $G = (V, E)$ lässt sich eine größte Paarung in $O(\sqrt{VE})$ Zeit berechnen.

[Micali & Vazirani, FOCS'80]

Beweis des Heiratssatzes



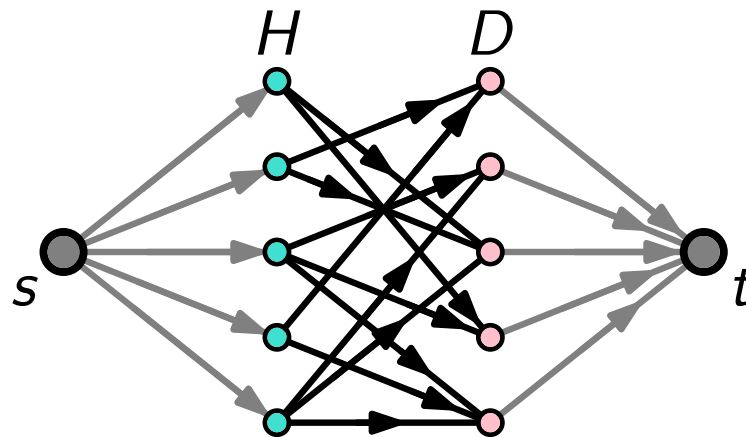
$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

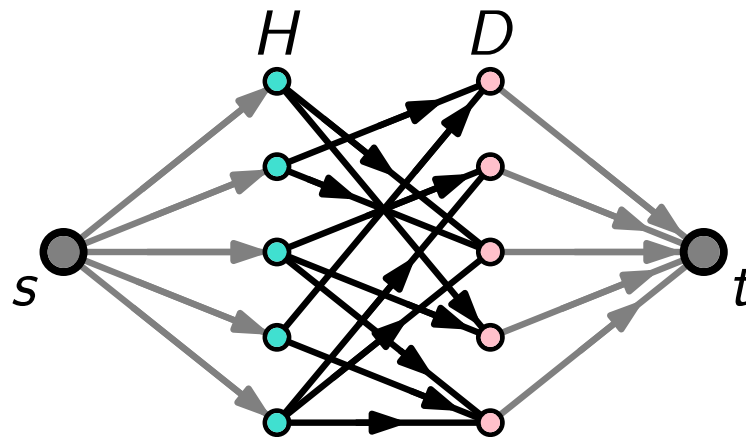
$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.

„ \Leftarrow “

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

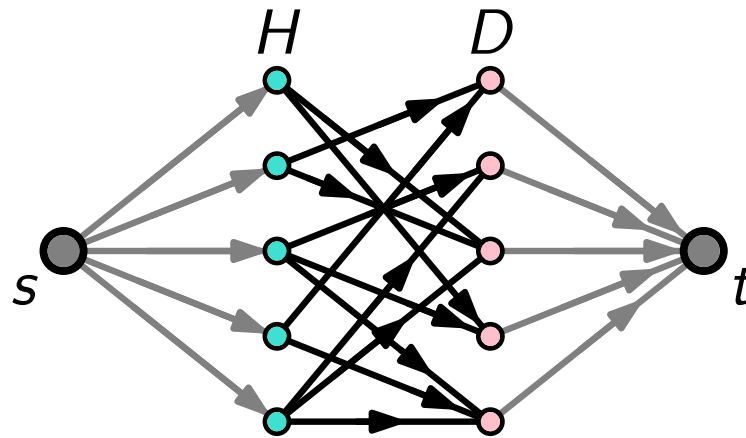
$$V \rightarrow V' = V \cup \{s, t\}$$

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis. G hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow G' hat Fluss f mit $|f| = |D| = |H|$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

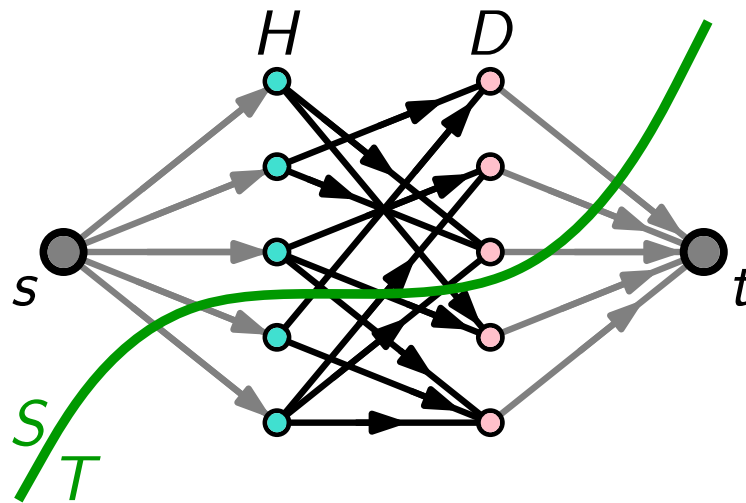
Beweis.
 „ \Leftarrow “

G hat eine perfekte Paarung

$\Leftarrow G'$ hat Fluss f mit $|f| = |D| = |H|$

\Leftarrow für jeden s - t -Schnitt (S, T) in G' gilt $c(S) \geq |D|$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \cup H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

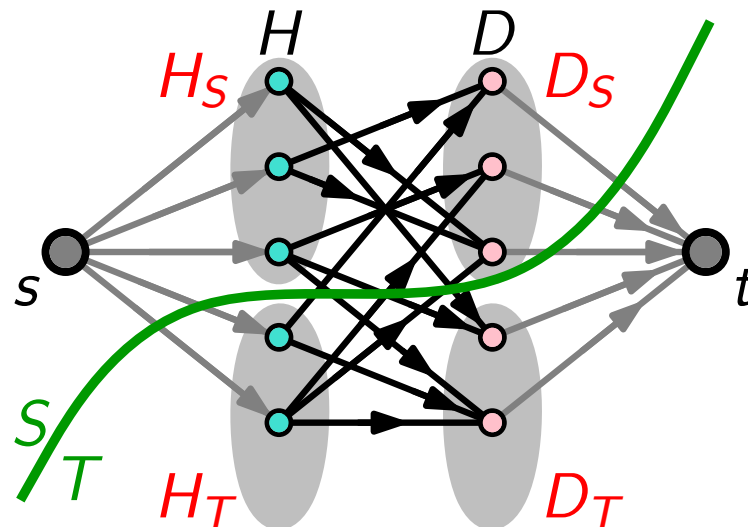
Beweis.
 „ \Leftarrow “

G hat eine perfekte Paarung

$\Leftarrow G'$ hat Fluss f mit $|f| = |D| = |H|$

\Leftarrow für jeden s - t -Schnitt (S, T) in G' gilt $c(S) \geq |D|$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

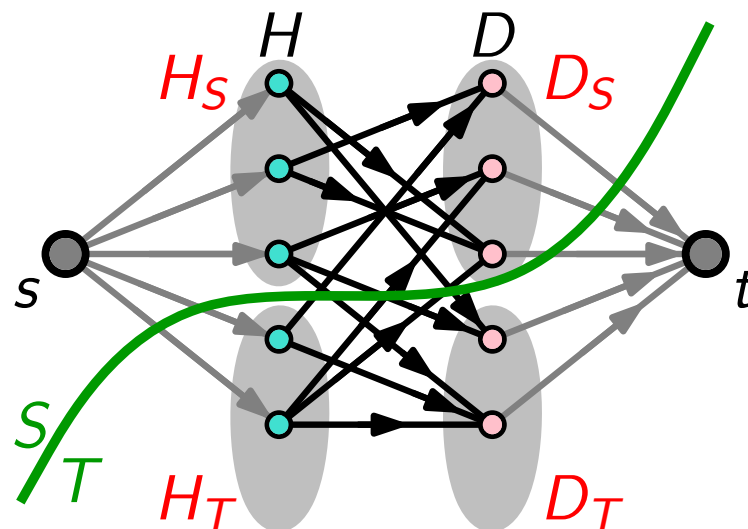
Beweis.
 „ \Leftarrow “

G hat eine perfekte Paarung

$\Leftarrow G'$ hat Fluss f mit $|f| = |D| = |H|$

\Leftarrow für jeden s - t -Schnitt (S, T) in G' gilt $c(S) \geq |D|$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \cup H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.
 „ \Leftarrow “

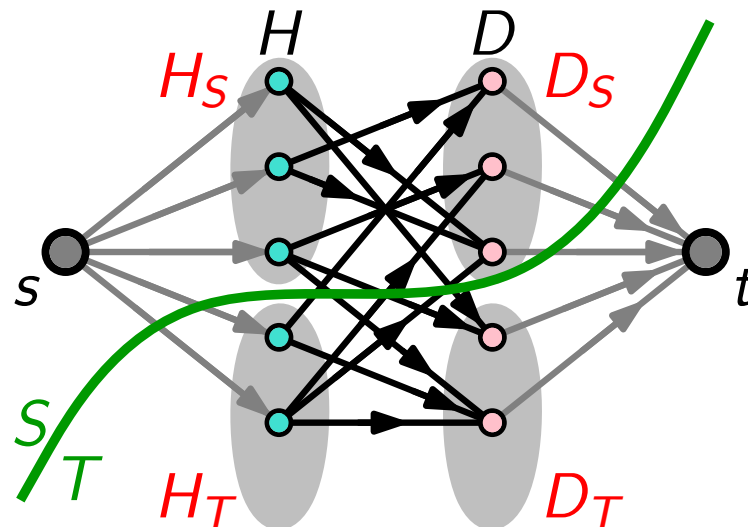
G hat eine perfekte Paarung

$\Leftarrow G'$ hat Fluss f mit $|f| = |D| = |H|$

\Leftarrow für jeden s - t -Schnitt (S, T) in G' gilt $c(S) \geq |D|$

zu zeigen!

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

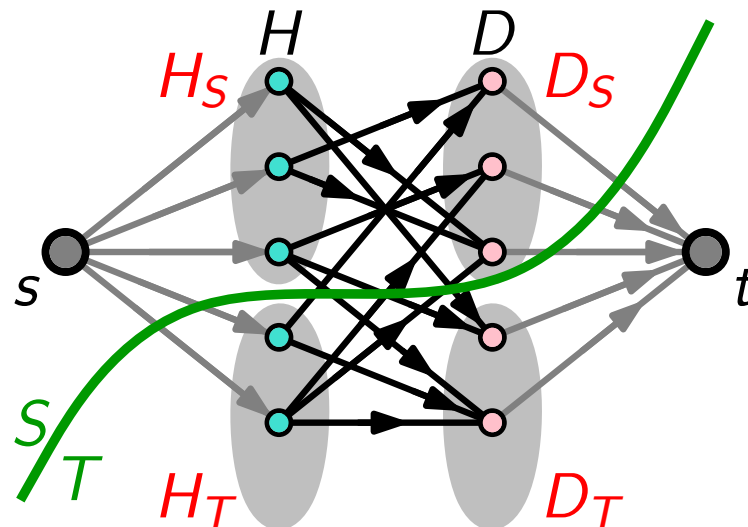
$$V \rightarrow V' = V \cup \{s, t\}$$

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis. z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$
 „ \Leftarrow “

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

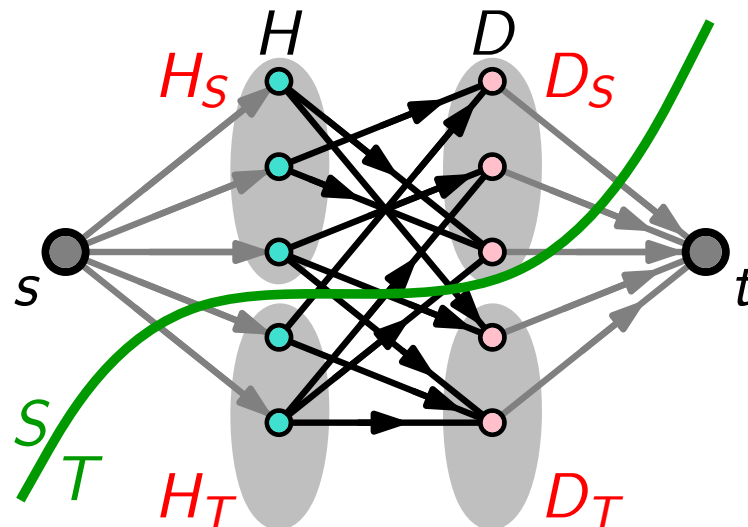
$$V \rightarrow V' = V \cup \{s, t\}$$

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \cup H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis. z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$
 „ \Leftarrow “
 Es gilt $c(S) =$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

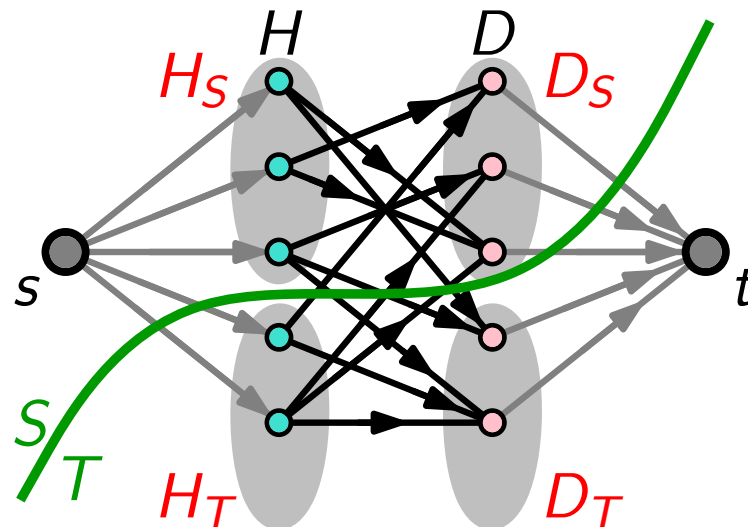
$$V \rightarrow V' = V \cup \{s, t\}$$

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis. z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$
 „ \Leftarrow “
 Es gilt $c(S) = c(\text{Raus}(S)) =$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

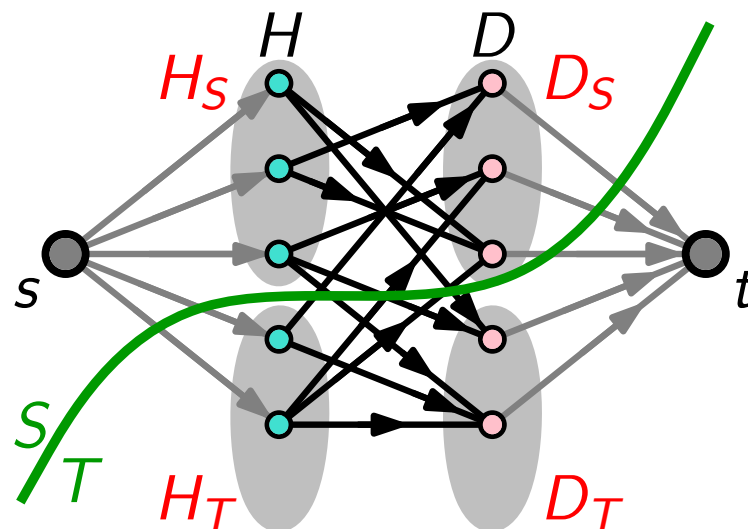
$$V \rightarrow V' = V \cup \{s, t\}$$

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis. z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$
 „ \Leftarrow “
 Es gilt $c(S) = c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e)$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

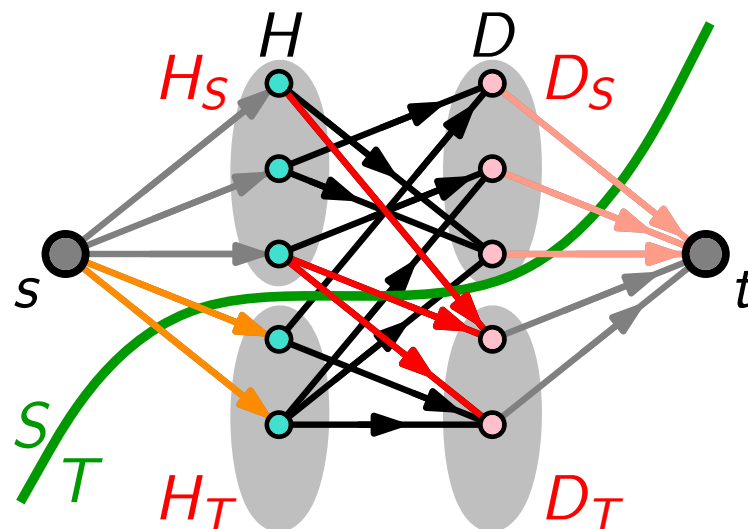
Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.
 „ \Leftarrow “

z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$

Es gilt $c(S) = c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e) = |\text{Raus}(S)|$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

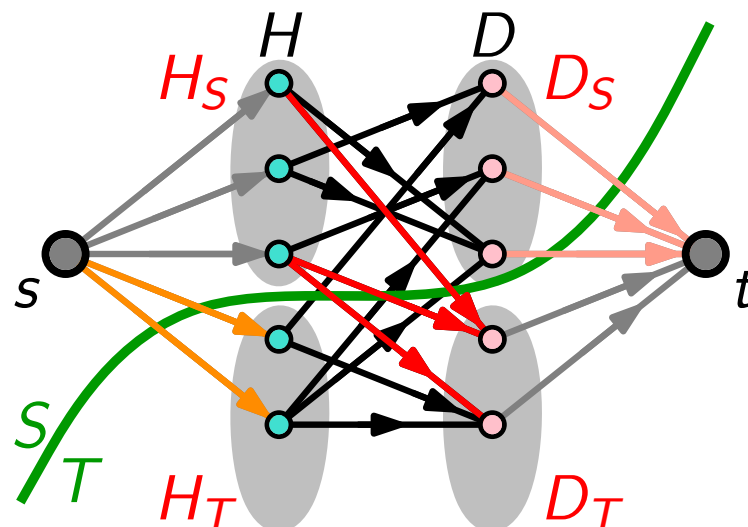
Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.
 „ \Leftarrow “

z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$

$$\begin{aligned} \text{Es gilt } c(S) &= c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e) = |\text{Raus}(S)| \\ &\geq |H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S| \end{aligned}$$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.
 „ \Leftarrow “

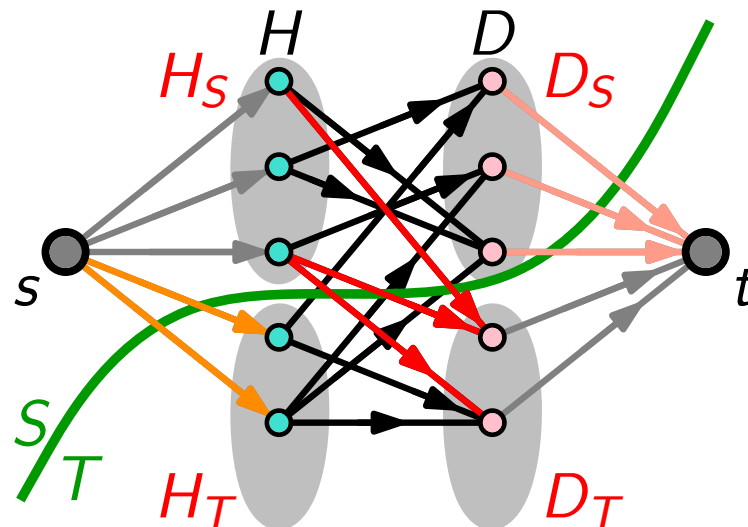
z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$

Es gilt $c(S) = c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e) = |\text{Raus}(S)|$

$$\geq |H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$\geq |N_G(D_T) \cap H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

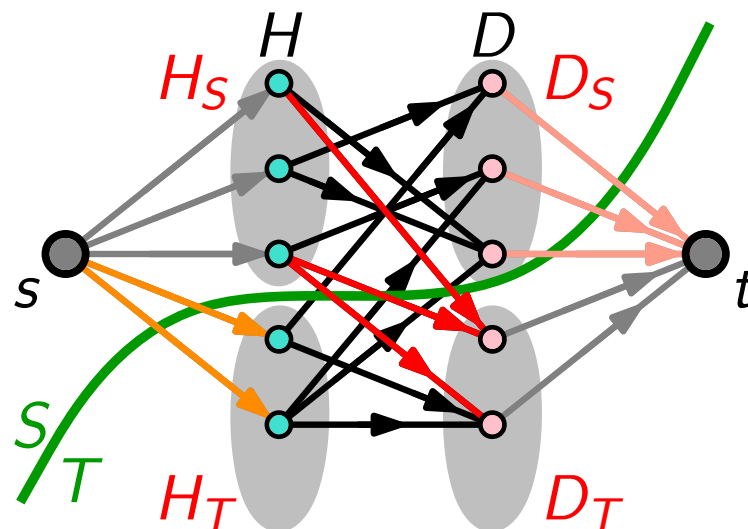
$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis. z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$
 „ \Leftarrow “
 Es gilt $c(S) = c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e) = |\text{Raus}(S)|$

$$H_T \supseteq N_G(D_T) \cap H_T \begin{cases} \geq |H_T| & + & |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S| \\ \geq |N_G(D_T) \cap H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S| \end{cases}$$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.
 „ \Leftarrow “

z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$

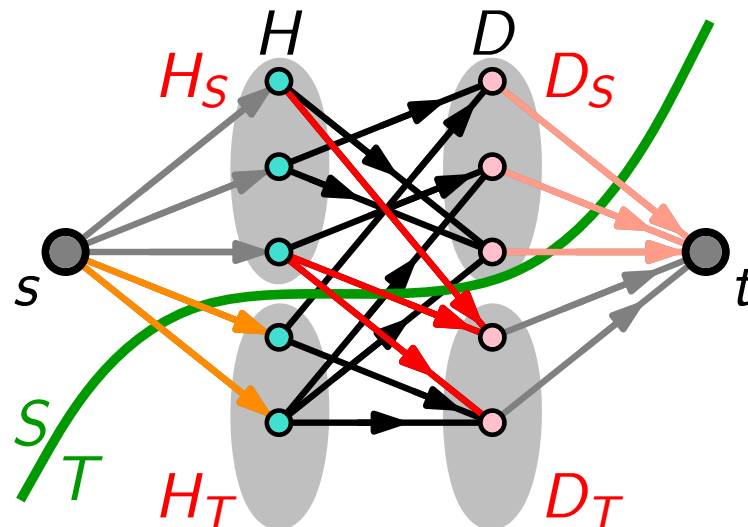
Es gilt $c(S) = c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e) = |\text{Raus}(S)|$

$$\geq |H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$\geq |N_G(D_T) \cap H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$= |N_G(D_T) \cap H| + |D_S|$$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.
 „ \Leftarrow “

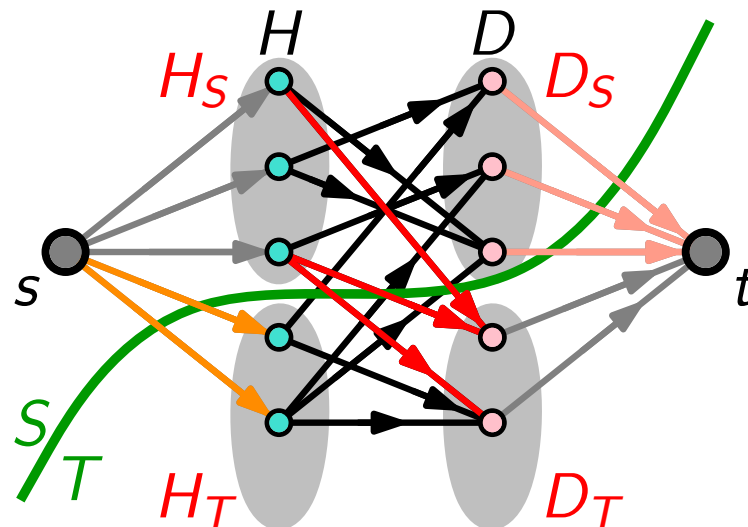
z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$

Es gilt $c(S) = c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e) = |\text{Raus}(S)|$

$$\geq |H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$\begin{aligned} H = H_T \dot{\cup} H_S &\leftarrow \geq |N_G(D_T) \cap H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S| \\ &= |N_G(D_T) \cap H| + |D_S| \end{aligned}$$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.
 „ \Leftarrow “

z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$

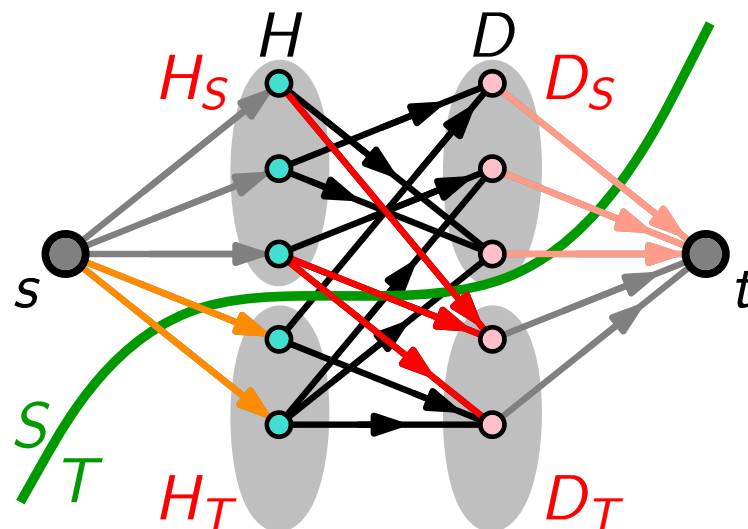
Es gilt $c(S) = c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e) = |\text{Raus}(S)|$

$$\geq |H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$\geq |N_G(D_T) \cap H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$= |N_G(D_T) \cap H| + |D_S| = |N_G(D_T)| + |D_S|$$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \cup H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.
 „ \Leftarrow “

z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$

Es gilt $c(S) = c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e) = |\text{Raus}(S)|$

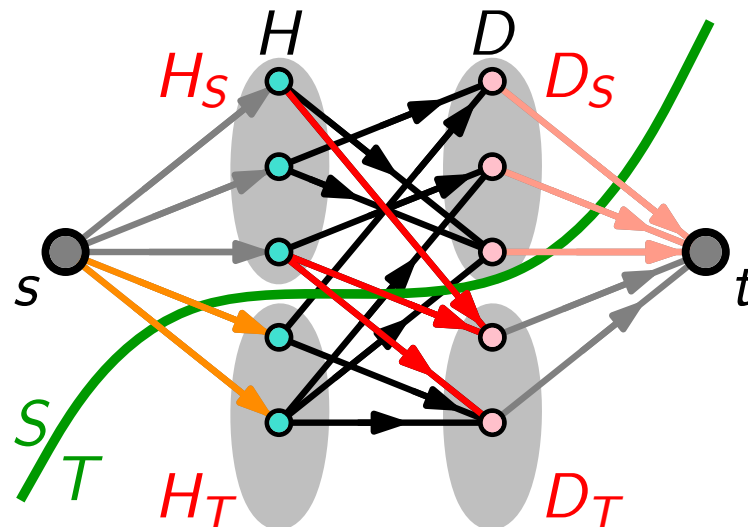
$$\geq |H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$\geq |N_G(D_T) \cap H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$= |N_G(D_T) \cap H| + |D_S| = |N_G(D_T)| + |D_S|$$

$$N_G(D_T) \subseteq H$$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.
 „ \Leftarrow “

z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$

Es gilt $c(S) = c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e) = |\text{Raus}(S)|$

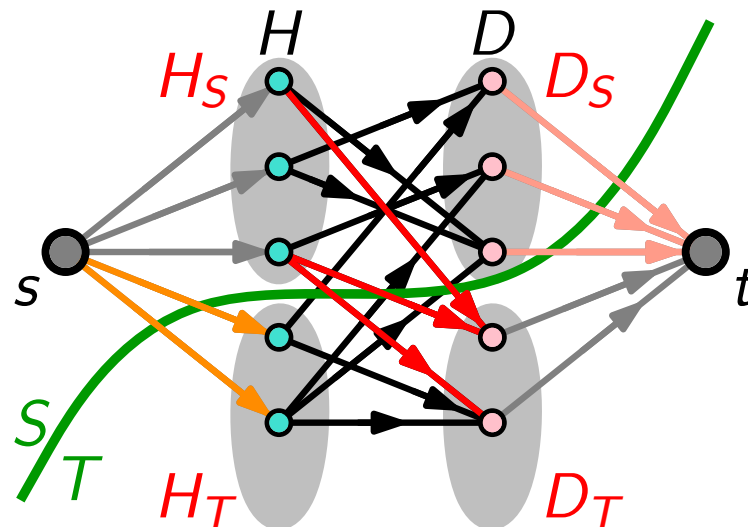
$$\geq |H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$\geq |N_G(D_T) \cap H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$= |N_G(D_T) \cap H| + |D_S| = |N_G(D_T)| + |D_S|$$

$$\geq |D_T| + |D_S|$$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.
 „ \Leftarrow “

z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$

$$\text{Es gilt } c(S) = c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e) = |\text{Raus}(S)|$$

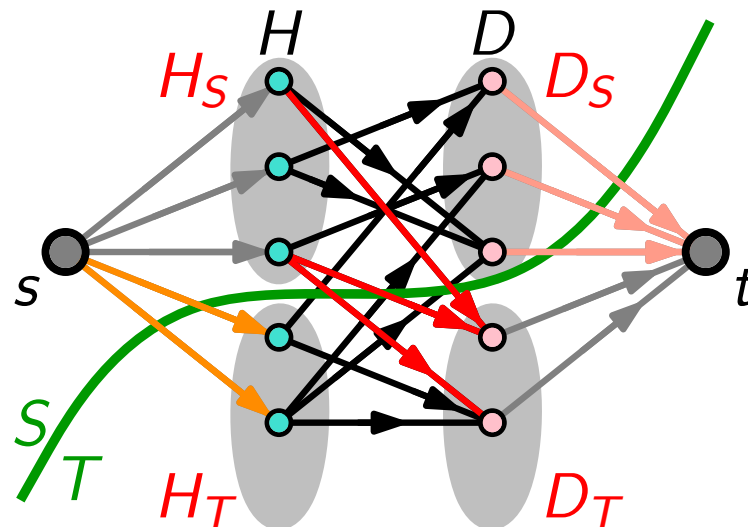
$$\geq |H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$\geq |N_G(D_T) \cap H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$= |N_G(D_T) \cap H| + |D_S| = |N_G(D_T)| + |D_S|$$

$$\geq |D_T| + |D_S|$$

Beweis des Heiratssatzes



$$G \rightarrow G'$$

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

$$c: E' \rightarrow \{1\}$$

Satz. $G = (D \dot{\cup} H, E)$ bipartit hat eine perfekte Paarung
 \Leftrightarrow für jedes $D' \subseteq D$ gilt $|D'| \leq |N(D')|$.

Beweis.
 „ \Leftarrow “

z.z.: (S, T) s - t -Schnitt in $G' \Rightarrow c(S) \geq |D|$

Es gilt $c(S) = c(\text{Raus}(S)) = \sum_{e \in \text{Raus}(S)} c(e) = |\text{Raus}(S)|$

$$\geq |H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$\geq |N_G(D_T) \cap H_T| + |N_G(D_T) \cap H_S| + |D_S|$$

$$= |N_G(D_T) \cap H| + |D_S| = |N_G(D_T)| + |D_S|$$

$$\geq |D_T| + |D_S| = |D|$$

□