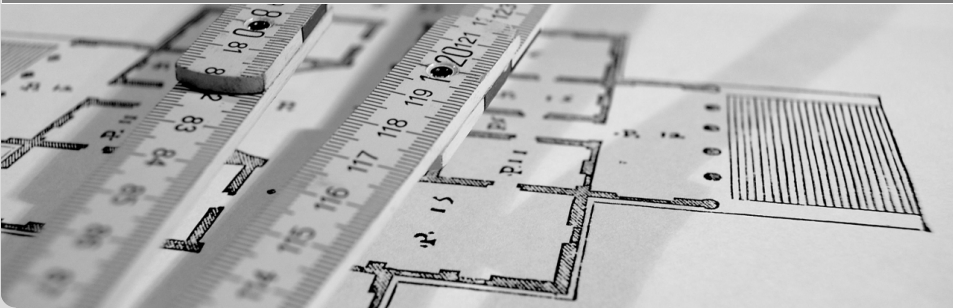


# ICPC

## Graphen 3

Tobias, Julian, Jakob, Tobias | 14. Juni 2018

ITI WAGNER, IPD TICHY



## Idee

## Idee

- Transport von Material von einer Quelle zu einer Senke

## Idee

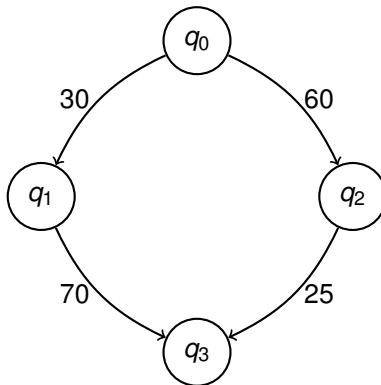
- Transport von Material von einer Quelle zu einer Senke
- Materialfluss durch Kanäle

## Idee

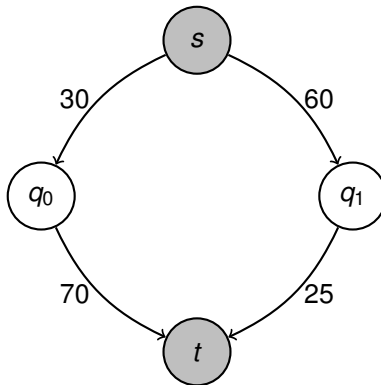
- Transport von Material von einer Quelle zu einer Senke
- Materialfluss durch Kanäle
- Mehrere Kanäle mit verschiedenen Kapazitäten

## Idee

- Transport von Material von einer Quelle zu einer Senke
- Materialfluss durch Kanäle
- Mehrere Kanäle mit verschiedenen Kapazitäten
- Kanäle können sich verzweigen und zusammenfügen



Gegeben gerichteter Graph

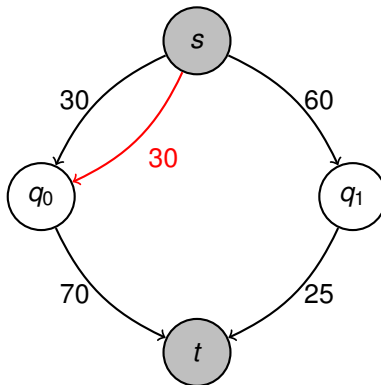


Gegeben gerichteter Graph

s: source

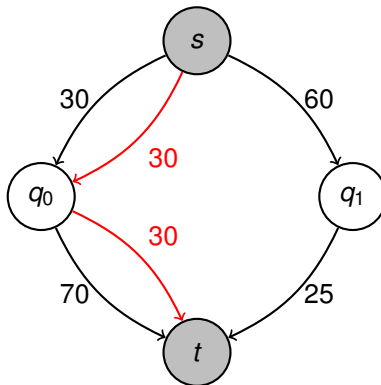
t: sink





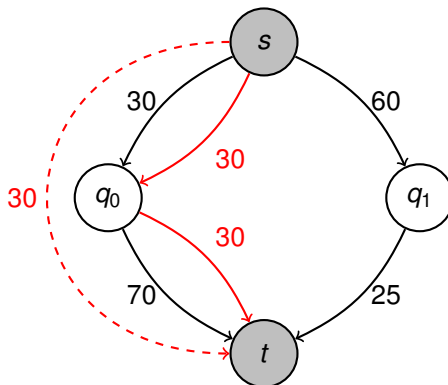
## Fluss

### Kapazitätskonfirmität



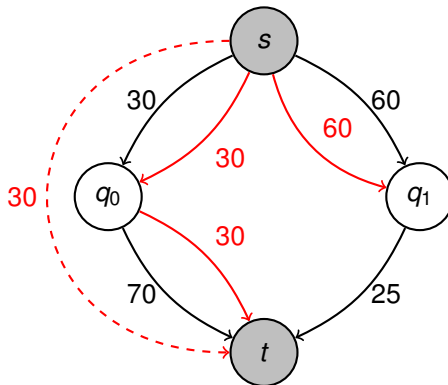
Fluss

Flusserhaltung

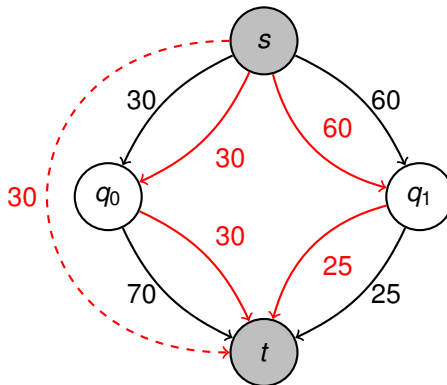


## Fluss

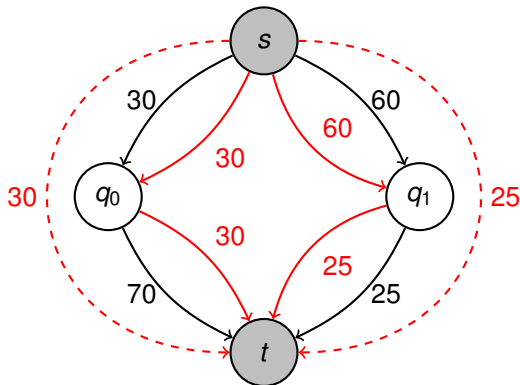
### Wert eines s-t-Flusses



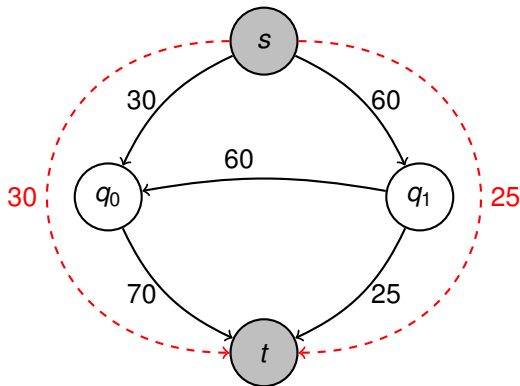
## Fluss



## Fluss



## Fluss

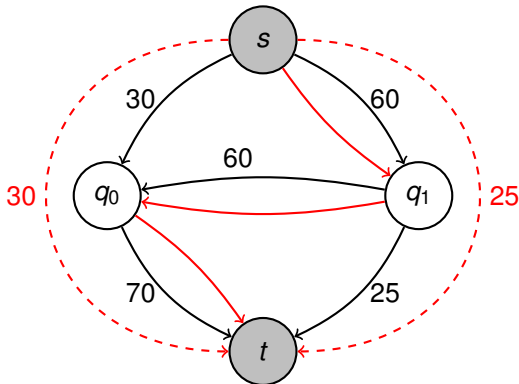


## Fluss

Kapazitätskonfirmität

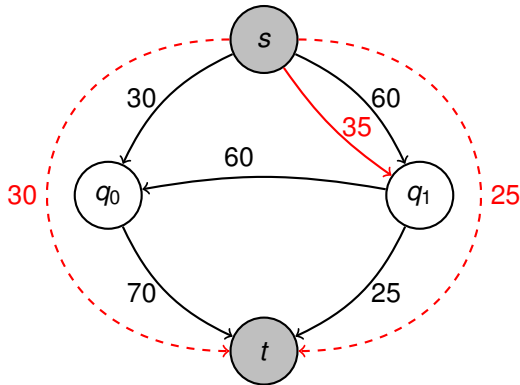
Flusserhaltung

Wert eines s-t-Flusses



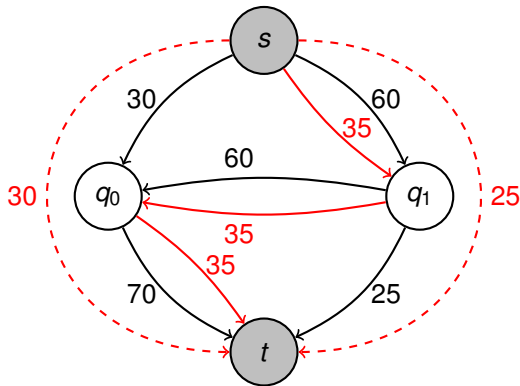
## Fluss

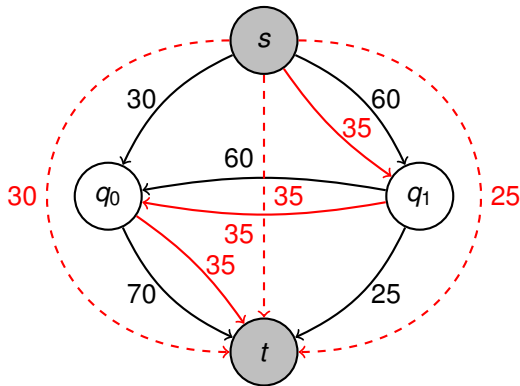


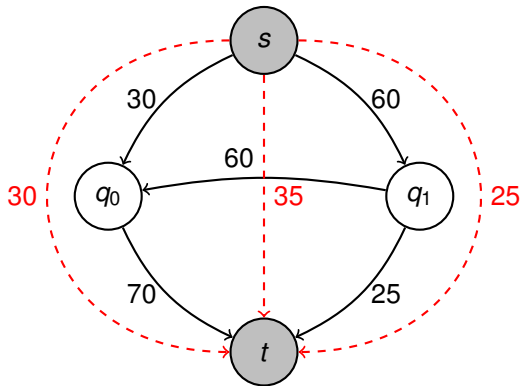


## Fluss

Exzess: Werte entsprechend der Kantenkapazität abzüglich bereits vorhandener Flüsse







Idee:

- Starte mit dem leeren Fluss
- Bestimme erweiternden Pfad (augmenting path)  $P$ 
  - ⇒ Ein erweiternder Pfad ist ein einfacher Pfad, der nur Kanten mit positiver Kapazität enthält
- Erweitere die Lösung um  $P$
- Wiederhole so oft, wie es einen passenden Pfad  $P$  gibt

Frage: Wie kann  $P$  gefunden werden?

Idee:

- Starte mit dem leeren Fluss
- Bestimme erweiternden Pfad (augmenting path)  $P$ 
  - ⇒ Ein erweiternder Pfad ist ein einfacher Pfad, der nur Kanten mit positiver Kapazität enthält
- Erweitere die Lösung um  $P$
- Wiederhole so oft, wie es einen passenden Pfad  $P$  gibt

Frage: Wie kann  $P$  gefunden werden?

- Greedy-Algorithmus, veröffentlicht 1956 von L. R. Ford, Jr. und D. R. Fulkerson
- Verwendet Tiefensuche, um den erweiternden Pfad  $P$  zu bestimmen

- Die Lösung wird um  $P$  erweitert, indem
  - die geringste Kapazität  $f$  der Kanten in  $P$  bestimmt wird
  - die Kapazitäten aller Kanten in  $P$  um  $f$  verringert werden
  - die Kapazitäten aller Gegenkanten um  $f$  erhöht werden
  - der maximale Fluss um  $f$  erhöht wird
- Kapazitäten der Gegenkanten werden erhöht, um Korrektheit des Algorithmus zu sichern
  - ⇒ Dies ermöglicht, dass diese Gegenkanten in zukünftigen erweiternden Pfaden enthalten sind
  - ⇒ Zukünftige Iterationen können den fälschlicherweise genutzten Fluss einer Vorwärtskante wieder (teilweise) umkehren



- Die Lösung wird um  $P$  erweitert, indem
  - die geringste Kapazität  $f$  der Kanten in  $P$  bestimmt wird
  - die Kapazitäten aller Kanten in  $P$  um  $f$  verringert werden
  - die Kapazitäten aller Gegenkanten um  $f$  erhöht werden
  - der maximale Fluss um  $f$  erhöht wird
- Kapazitäten der Gegenkanten werden erhöht, um Korrektheit des Algorithmus zu sichern
  - ⇒ Dies ermöglicht, dass diese Gegenkanten in zukünftigen erweiternden Pfaden enthalten sind
  - ⇒ Zukünftige Iterationen können den fälschlicherweise genutzten Fluss einer Vorwärtskante wieder (teilweise) umkehren

- Die Lösung wird um  $P$  erweitert, indem
  - die geringste Kapazität  $f$  der Kanten in  $P$  bestimmt wird
  - die Kapazitäten aller Kanten in  $P$  um  $f$  verringert werden
  - die Kapazitäten aller Gegenkanten um  $f$  erhöht werden
  - der maximale Fluss um  $f$  erhöht wird
- Kapazitäten der Gegenkanten werden erhöht, um Korrektheit des Algorithmus zu sichern
  - ⇒ Dies ermöglicht, dass diese Gegenkanten in zukünftigen erweiternden Pfaden enthalten sind
  - ⇒ Zukünftige Iterationen können den fälschlicherweise genutzten Fluss einer Vorwärtskante wieder (teilweise) umkehren

- Die Lösung wird um  $P$  erweitert, indem
  - die geringste Kapazität  $f$  der Kanten in  $P$  bestimmt wird
  - die Kapazitäten aller Kanten in  $P$  um  $f$  verringert werden
  - die Kapazitäten aller Gegenkanten um  $f$  erhöht werden
  - der maximale Fluss um  $f$  erhöht wird
- Kapazitäten der Gegenkanten werden erhöht, um Korrektheit des Algorithmus zu sichern
  - ⇒ Dies ermöglicht, dass diese Gegenkanten in zukünftigen erweiternden Pfaden enthalten sind
  - ⇒ Zukünftige Iterationen können den fälschlicherweise genutzten Fluss einer Vorwärtskante wieder (teilweise) umkehren

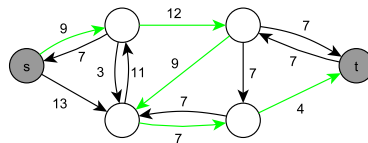
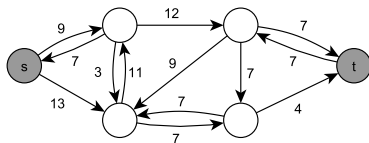
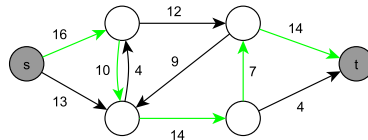
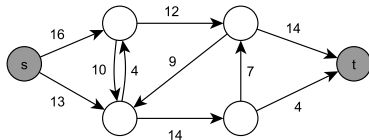
- Die Lösung wird um  $P$  erweitert, indem
  - die geringste Kapazität  $f$  der Kanten in  $P$  bestimmt wird
  - die Kapazitäten aller Kanten in  $P$  um  $f$  verringert werden
  - die Kapazitäten aller Gegenkanten um  $f$  erhöht werden
  - der maximale Fluss um  $f$  erhöht wird
- Kapazitäten der Gegenkanten werden erhöht, um Korrektheit des Algorithmus zu sichern
  - ⇒ Dies ermöglicht, dass diese Gegenkanten in zukünftigen erweiternden Pfaden enthalten sind
  - ⇒ Zukünftige Iterationen können den fälschlicherweise genutzten Fluss einer Vorwärtskante wieder (teilweise) umkehren

- Die Lösung wird um  $P$  erweitert, indem
  - die geringste Kapazität  $f$  der Kanten in  $P$  bestimmt wird
  - die Kapazitäten aller Kanten in  $P$  um  $f$  verringert werden
  - die Kapazitäten aller Gegenkanten um  $f$  erhöht werden
  - der maximale Fluss um  $f$  erhöht wird
- Kapazitäten der Gegenkanten werden erhöht, um Korrektheit des Algorithmus zu sichern
  - ⇒ Dies ermöglicht, dass diese Gegenkanten in zukünftigen erweiternden Pfaden enthalten sind
  - ⇒ Zukünftige Iterationen können den fälschlicherweise genutzten Fluss einer Vorwärtskante wieder (teilweise) umkehren

- Die Lösung wird um  $P$  erweitert, indem
  - die geringste Kapazität  $f$  der Kanten in  $P$  bestimmt wird
  - die Kapazitäten aller Kanten in  $P$  um  $f$  verringert werden
  - die Kapazitäten aller Gegenkanten um  $f$  erhöht werden
  - der maximale Fluss um  $f$  erhöht wird
- Kapazitäten der Gegenkanten werden erhöht, um Korrektheit des Algorithmus zu sichern
  - ⇒ Dies ermöglicht, dass diese Gegenkanten in zukünftigen erweiternden Pfaden enthalten sind
  - ⇒ Zukünftige Iterationen können den fälschlicherweise genutzten Fluss einer Vorwärtskante wieder (teilweise) umkehren

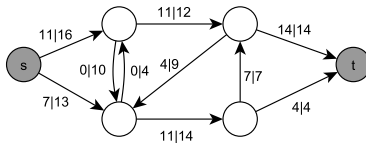
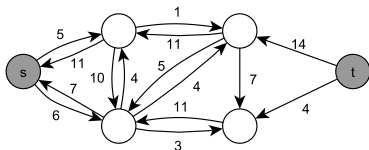
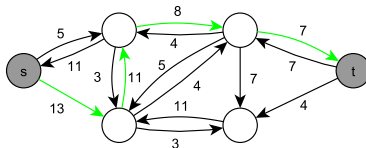
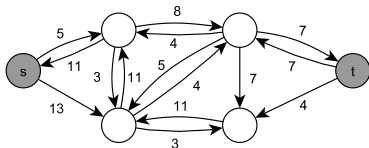
- Die Lösung wird um  $P$  erweitert, indem
  - die geringste Kapazität  $f$  der Kanten in  $P$  bestimmt wird
  - die Kapazitäten aller Kanten in  $P$  um  $f$  verringert werden
  - die Kapazitäten aller Gegenkanten um  $f$  erhöht werden
  - der maximale Fluss um  $f$  erhöht wird
- Kapazitäten der Gegenkanten werden erhöht, um Korrektheit des Algorithmus zu sichern
  - ⇒ Dies ermöglicht, dass diese Gegenkanten in zukünftigen erweiternden Pfaden enthalten sind
  - ⇒ Zukünftige Iterationen können den fälschlicherweise genutzten Fluss einer Vorwärtskante wieder (teilweise) umkehren

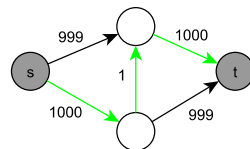
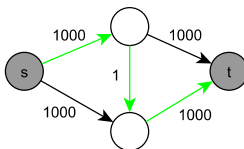
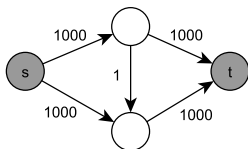
# Ford-Fulkerson Algorithmus





# Ford-Fulkerson Algorithmus





- Im Worst-Case wird der maximale Fluss pro Iteration nur um 1 erhöht  
 $\Rightarrow$  Laufzeit in  $\mathcal{O}(|f^*| \cdot |E|)$ , wobei  $|f^*|$  den Wert des maximalen Flusses beschreibt
- Deshalb **nicht** für ICPC-Aufgaben geeignet!

- 1972 von J. Edmonds und R. M. Karp veröffentlicht
  - Verwendet Breitensuche, um den kürzesten erweiternden Pfad  $P$  zu bestimmen
  - Erweiterung der Lösung um  $P$  analog zu Ford-Fulkerson
  - Die Länge des erweiternden Pfades ist monoton steigend
  - Es sind maximal  $|V| \cdot |E|$  Iterationen notwendig
- ⇒ Laufzeit in  $\mathcal{O}(|V| \cdot |E|^2)$

---

## Algorithm 1: Edmonds-Karp

---

**Function** *Max-Flow* ( $G = (V, E)$ ,  $s, t \in V$ ,  $c : E \rightarrow \mathbb{R}^+$ )

$maxFlow = 0$

**do**

        find augmenting path  $P$  using BFS

$f = \min\{c(u, v) \mid (u, v) \in P\}$

**foreach**  $(u, v) \in P$  **do**

$c(u, v) -= f$

$c(v, u) += f$

**end**

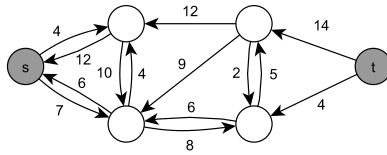
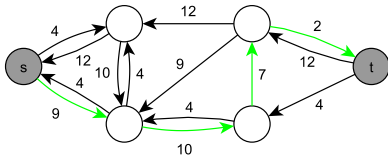
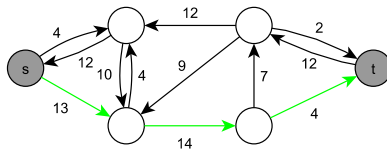
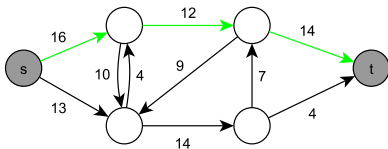
$maxFlow += f$

**while**  $P$  exists

**return**  $maxFlow$

---

# Edmonds-Karp Algorithmus



- In Adjazenzliste neben Zielknoten auch Kapazität und Verweis auf die Rückkante speichern
- Nicht vorhandene Rückkanten mit 0 initialisieren und dem Graphen hinzufügen
- Bei der Breitensuche nur Kanten mit positiver Kapazität berücksichtigen
- Breitensuche abbrechen, sobald  $t$  erreicht wurde

## Min-Cut

- Definiere Schnitt  $C = (S, T)$  als Partition von  $V$ , wobei  $s \in S$  und  $t \in T$
- $c : E \rightarrow \mathbb{R}^+$  eine Kostenfunktion.
- Weiter sei die Schnittmenge  $cs = \{(u, v) \in E \mid u \in S \wedge v \in T\}$
- Minimiere nun:

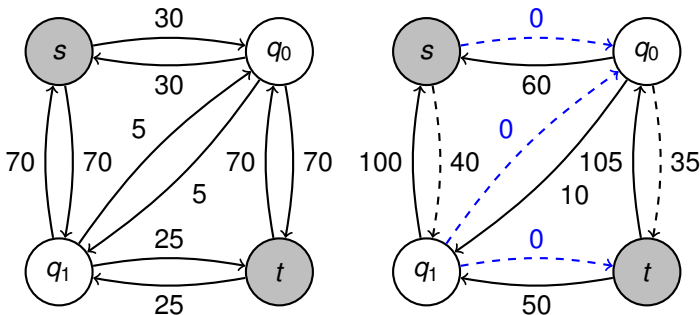
$$\sum_{e \in cs} c(e)$$

## Max-Flow-Min-Cut-Theorem

- Ein maximaler Fluss hat genau den Wert eines minimalen Schnitts.



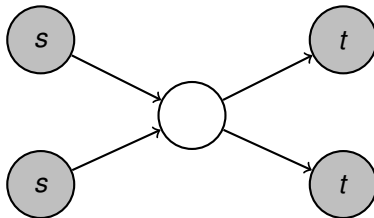
■ Bsp.:



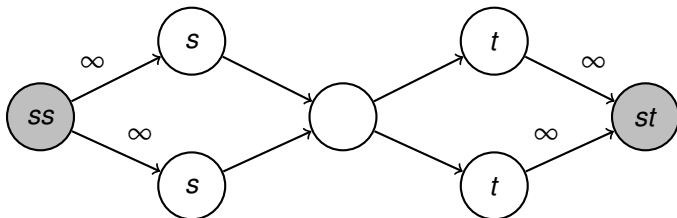
■ Hier

- $C = (\{s, q_1\}, \{t, q_0\})$
- $c = \{(s, q_0), (q_1, q_0), (q_1, t)\}$

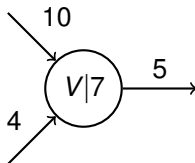
- Gegeben sei folgende Situation:



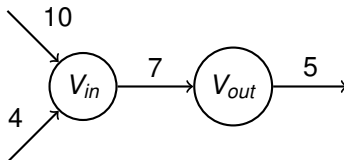
- Problem: Max-Flow Algorithmus kann nur mit einer Quelle und einer Senke arbeiten.
- Lösung: Erstelle Super-Quelle und Super-Senke und verbinde alle Quellen und Senken mit Kantengewicht  $\infty$



- Gegeben sind Knoten mit Kapazität.
- Bsp.:



- Gegeben sind Knoten mit Kapazität.
- Bsp.:



- Erkennen eines Netzwerkfluss-Problems nicht immer einfach
- Was hilft?
  - Übung
  - Übung
  - ...

- Erkennen eines Netzwerkfluss-Problems nicht immer einfach
- Was hilft?
  - Übung
  - Übung
  - ...

- Erkennen eines Netzwerkfluss-Problems nicht immer einfach
- Was hilft?
  - Übung
  - Übung
  - ...



- Situation: Die Titanic ist gesunken. Es soll ermittelt werden, wie viele Menschen gerettet werden können.
- Eingabe:  $X, Y, P$  mit  $X, Y$  Dimension der Fläche ( $1 \leq X, Y \leq 30$ ) und  $P$  ( $P \leq 10$ ) die Anzahl von Personen, welche gleichzeitig auf ein Holzbrett können.

Symbol	Bedeutung
*	Menschen auf Treibeis
~	Eiskaltes Wasser
.	Triebeis
@	Großer Eisberg
#	Großes Holzbrett

- Gegeben sei nun folgende Eingabe:

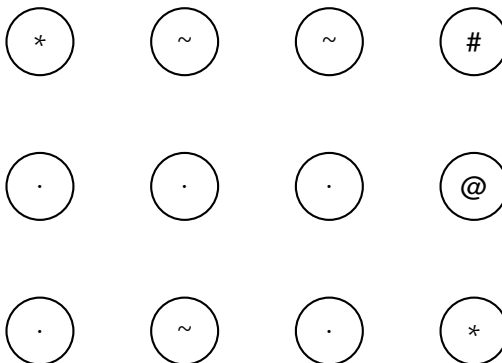
*	~	~	#
.	.	.	@
.	~	.	*

- Wandle in Graphen um...

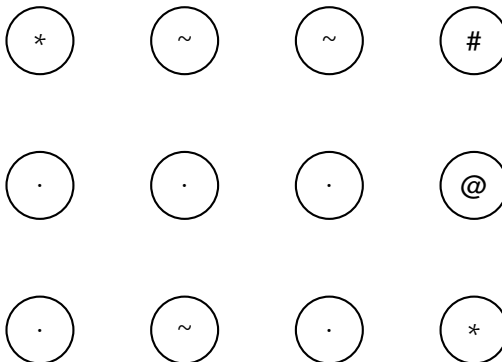
- Gegeben sei nun folgende Eingabe:

*	~	~	#
.	.	.	@
.	~	.	*

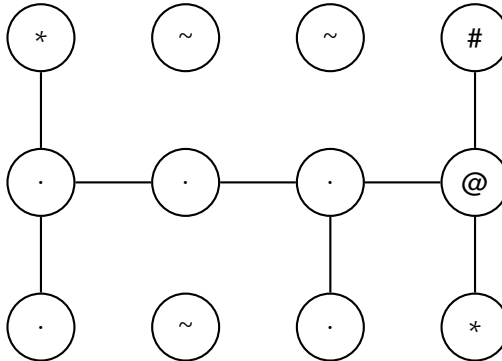
- Wandle in Graphen um...



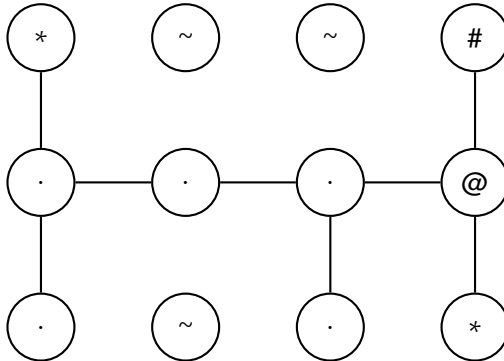
■ Verbinde alle Knoten, über die ein Weg möglich ist...



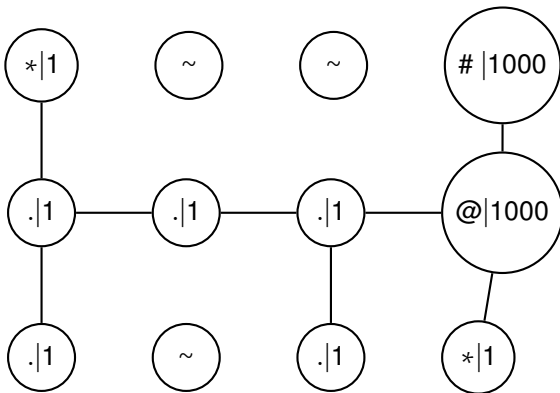
- Verbinde alle Knoten, über die ein Weg möglich ist...



■ Füge Knotengewichte hinzu...

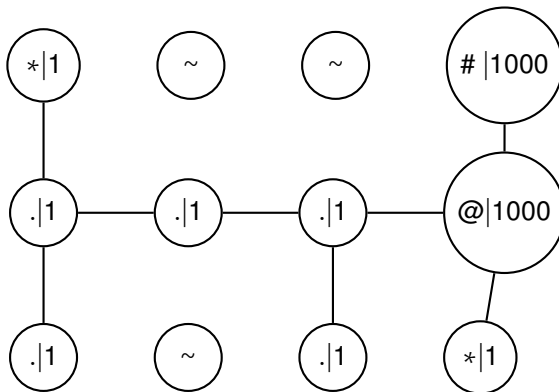


- Füge Knotengewichte hinzu...

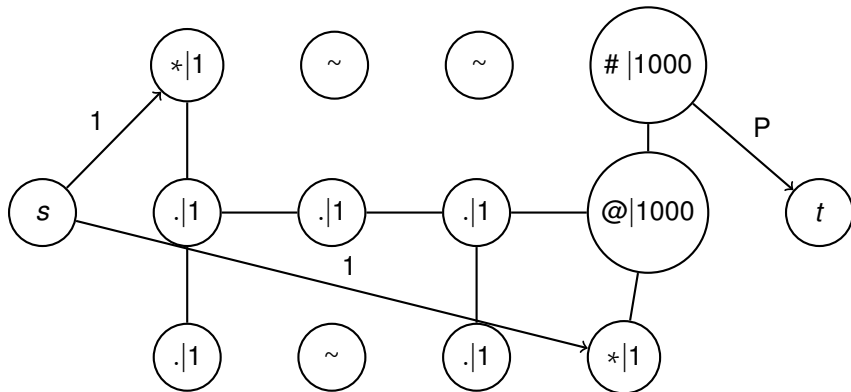


- ◀ ◻ ▶ ◀ ◻ ▶ ◀ ≡ ▶ ◀ ≡ ▶ ≡ ↺ 🔍 ↻





- Verbinde alle Menschen mit s und alle Holzbretter mit t...

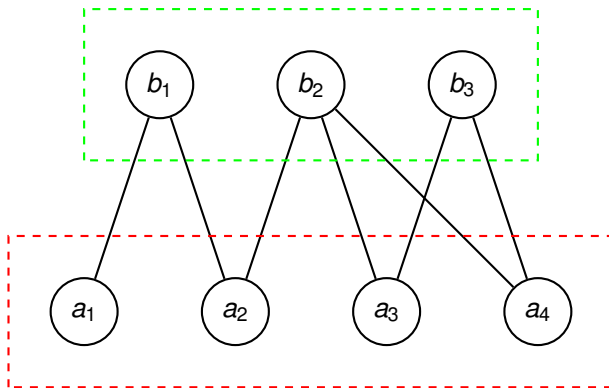


- Bem.: Knotengewichte müssen noch aufgelöst werden

## Bipartiter Graph

- Ein Graph  $G = (V, E)$  heißt **bipartit**, wenn sich  $V = A \cup B$  in 2 disjunkte Knotenmengen A und B aufteilen lässt, sodass zwischen den Knoten innerhalb der Teilmengen keine Kanten existieren.

# Bipartiter Graph



## Matching

- Sei  $G = (V, E)$  ein Graph. Ein **Matching**  $M \subseteq E$  ist eine Menge paarweise knotendisjunkter Kanten, d.h.  
 $\forall e_1 = \{u_1, v_1\}, e_2 = \{u_2, v_2\} \in M, e_1 \neq e_2 : e_1 \cap e_2 = \emptyset$
- Analog für gerichtete Graphen

## Maximales Matching

- Ein Matching heißt **maximales Matching**, wenn nicht durch Hinzufügen einer Kante ein größeres Matching erstellt werden kann. (D.h. es gibt keine Kante  $e = \{u, v\}$ , wobei  $u$  und  $v$  nicht Teil des Matchings sind.)

## Matching

- Sei  $G = (V, E)$  ein Graph. Ein **Matching**  $M \subseteq E$  ist eine Menge paarweise knotendisjunkter Kanten, d.h.  
 $\forall e_1 = \{u_1, v_1\}, e_2 = \{u_2, v_2\} \in M, e_1 \neq e_2 : e_1 \cap e_2 = \emptyset$
- Analog für gerichtete Graphen

## Maximales Matching

- Ein Matching heißt **maximales Matching**, wenn nicht durch Hinzufügen einer Kante ein größeres Matching erstellt werden kann. (D.h. es gibt keine Kante  $e = \{u, v\}$ , wobei  $u$  und  $v$  nicht Teil des Matchings sind.)

## Kardinalitätsmaximales Matching

- Ein Matching  $M \subseteq E$  heißt **kardinalitätsmaximales Matching**, wenn es kein größeres Matching gibt. (D.h.  $\forall$  Matchings  $M' : |M| \geq |M'|$ ).

## Perfektes Matching

- Ein Matching  $M$  heißt **perfekt**, falls  $2 \cdot |M| = |V|$ , d.h. jeder Knoten  $v \in V$  kommt in  $M$  vor.

## Kardinalitätsmaximales Matching

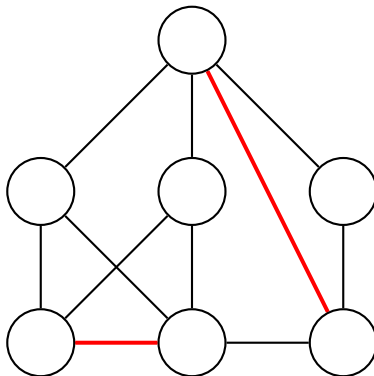
- Ein Matching  $M \subseteq E$  heißt **kardinalitätsmaximales Matching**, wenn es kein größeres Matching gibt. (D.h.  $\forall$  Matchings  $M' : |M| \geq |M'|$ ).

## Perfektes Matching

- Ein Matching  $M$  heißt **perfekt**, falls  $2 \cdot |M| = |V|$ , d.h. jeder Knoten  $v \in V$  kommt in  $M$  vor.

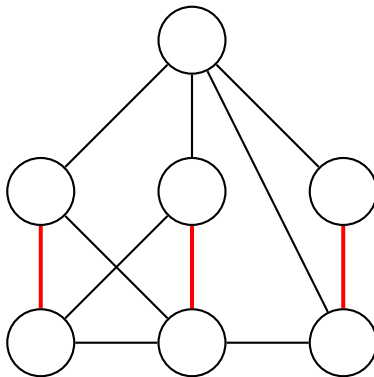


# Beispiel: Matching (*nicht bipartit*)



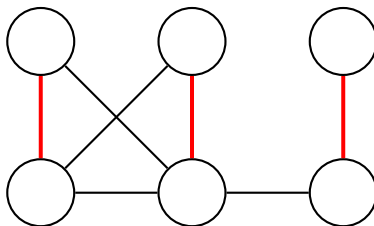
Maximales Matching

# Beispiel: Matching (*nicht bipartit*)



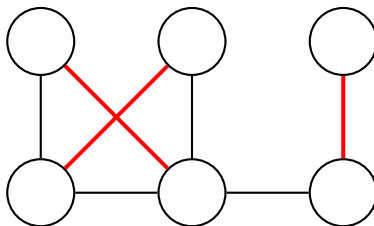
Kardinalitätsmaximales Matching

# Beispiel: Matching (*nicht bipartit*)



Perfektes Matching

# Beispiel: Matching (*nicht bipartit*)

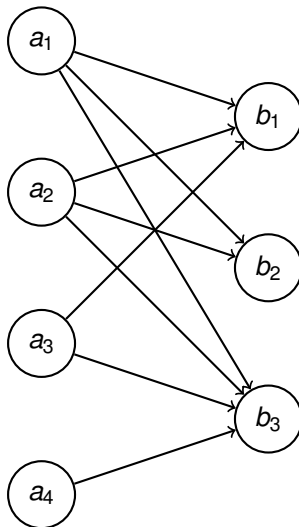


anderes perfektes Matching

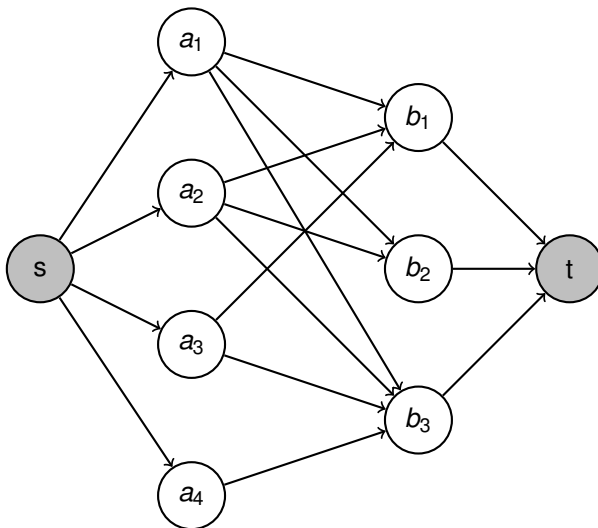
- Gegeben: Menge von Aufgaben  $A$ , Personen  $B$
- Für jede Person eine Liste von Aufgaben, die diese Person erledigen kann
- Gesucht: Zuteilung von Aufgaben an Personen, sodass möglichst viele Aufgaben erledigt werden
- Jede Aufgabe kann von maximal einer Person zugeteilt werden, jeder Person kann maximal eine Aufgabe zugeteilt werden
- Lösung: Modellierung als *bipartiter Graph* mit Knotenmengen  $A$  und  $B$
- Kante zwischen Aufgabe  $a$  und Person  $b$ , wenn  $b$  Aufgabe  $a$  lösen kann
- Lösung entspricht *kardinalitätsmaximalem Matching*

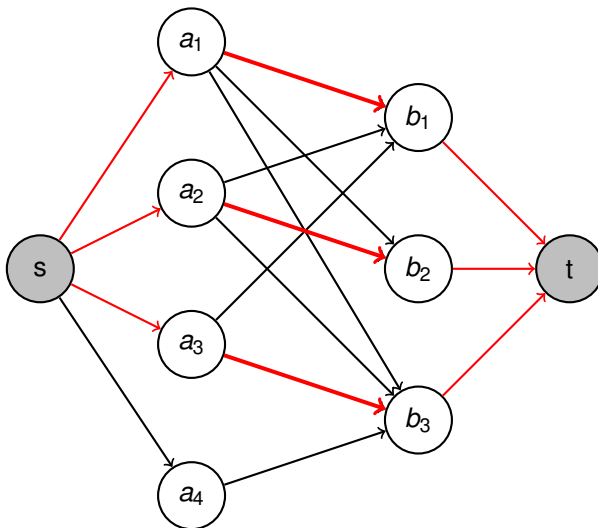
- Gegeben: Menge von Aufgaben  $A$ , Personen  $B$
- Für jede Person eine Liste von Aufgaben, die diese Person erledigen kann
- Gesucht: Zuteilung von Aufgaben an Personen, sodass möglichst viele Aufgaben erledigt werden
- Jede Aufgabe kann von maximal einer Person zugeteilt werden, jeder Person kann maximal eine Aufgabe zugeteilt werden
- Lösung: Modellierung als *bipartiter Graph* mit Knotenmengen  $A$  und  $B$
- Kante zwischen Aufgabe  $a$  und Person  $b$ , wenn  $b$  Aufgabe  $a$  lösen kann
- Lösung entspricht *kardinalitätsmaximalem Matching*

- Gegeben: Menge von Aufgaben  $A$ , Personen  $B$
- Für jede Person eine Liste von Aufgaben, die diese Person erledigen kann
- Gesucht: Zuteilung von Aufgaben an Personen, sodass möglichst viele Aufgaben erledigt werden
- Jede Aufgabe kann von maximal einer Person zugeteilt werden, jeder Person kann maximal eine Aufgabe zugeteilt werden
- Lösung: Modellierung als *bipartiter Graph* mit Knotenmengen  $A$  und  $B$
- Kante zwischen Aufgabe  $a$  und Person  $b$ , wenn  $b$  Aufgabe  $a$  lösen kann
- Lösung entspricht *kardinalitätsmaximalem Matching*









- Finden von kardinalitätsmaximalen Matchings in bipartiten Graphen  $G = (V, E = A \cup B)$ :
  - Einfügen von neuen Knoten  $s$  und  $t$
  - Einfügen von Kanten zwischen  $s$  und allen Knoten  $v_A \in A$ , und zwischen allen Knoten  $v_B \in B$  und  $t$ .
  - Jede Kante im Graph (alte und neu eingefügte) hat Kapazität 1.
  - Berechnen des maximalen Flusses von  $s$  nach  $t$ .
- Kanten des *maximalen Flusses* zwischen  $A$  und  $B$  entsprechen *kardinalitätsmaximalen Matching*.
- Laufzeit Edmonds-Karp (in diesem Fall):  $\mathcal{O}(|E| \cdot |V|)$

## Max Independent Set

- Ein **independent set**  $S \subseteq V$  ist eine Menge von Knoten, die paarweise nicht *adjazent* sind, d.h.  $\forall u, v \in S : \{u, v\} \notin E$  (zwischen keinen zwei Knoten existiert eine Kante).
- Ein **maximal independent set** ist ein maximal großes *independent set*.
- Das bedeutet: Jeder Knoten ist entweder selbst in  $S$ , oder einer seiner Nachbarn ist in  $S$ .

## Min Vertex Cover

- Ein **vertex cover**  $U \subseteq V$  ist eine Menge von Knoten, sodass jede Kante von  $G$  zu einem Knoten aus  $U$  *inzident* ist, d.h.  
$$\forall \{v, w\} = e \in E : \exists u \in U : u \in e.$$
- Ein **minimum vertex cover** ist ein minimal großes *vertex cover*.

## Max Independent Set

- Ein **independent set**  $S \subseteq V$  ist eine Menge von Knoten, die paarweise nicht *adjazent* sind, d.h.  $\forall u, v \in S : \{u, v\} \notin E$  (zwischen keinen zwei Knoten existiert eine Kante).
- Ein **maximal independent set** ist ein maximal großes *independent set*.
- Das bedeutet: Jeder Knoten ist entweder selbst in  $S$ , oder einer seiner Nachbarn ist in  $S$ .

## Min Vertex Cover

- Ein **vertex cover**  $U \subseteq V$  ist eine Menge von Knoten, sodass jede Kante von  $G$  zu einem Knoten aus  $U$  *inzident* ist, d.h.  
 $\forall \{v, w\} = e \in E : \exists u \in U : u \in e$ .
- Ein **minimum vertex cover** ist ein minimal großes *vertex cover*.

## Knigs Theorem

- Sei  $G$  ein *bipartiter* Graph,  $M$  ein *kardinalitätsmaximales Matching*,  $U$  ein *minimum vertex cover*.
- Dann gilt  $|M| = |U|$ .
- In Worten: Die Anzahl an Kanten eines kardinalitätsmaximalen Matchings entspricht der Anzahl an Knoten in einem minimum vertex cover in einem bipartiten Graph.

## Andere Erkenntnis

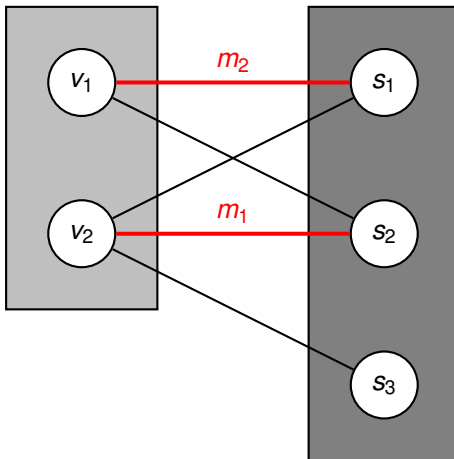
- In einem bipartiten Graph mit *minimum vertex cover*  $U$  und *maximalen independent set*  $S$  gilt:
- $|U| + |S| = |V|$ .

## Knigs Theorem

- Sei  $G$  ein *bipartiter* Graph,  $M$  ein *kardinalitätsmaximales Matching*,  $U$  ein *minimum vertex cover*.
- Dann gilt  $|M| = |U|$ .
- In Worten: Die Anzahl an Kanten eines kardinalitätsmaximalen Matchings entspricht der Anzahl an Knoten in einem minimum vertex cover in einem bipartiten Graph.

## Andere Erkenntnis

- In einem bipartiten Graph mit *minimum vertex cover*  $U$  und *maximalen independent set*  $S$  gilt:
- $|U| + |S| = |V|$ .





- Gegeben:  $N$  Schüler (mit Größe, Geschlecht, Musikgeschmack, Lieblingssport).
- Gesucht: Wie viele können maximal auf Exkursion gehen, sodass je zwei Schüler kein Pärchen werden können, da...
  - ...sich ihre Größe um mehr als 40 cm unterscheidet,
  - ...sie das selbe Geschlecht haben,
  - ...ihr Musikgeschmack unterschiedlich ist,
  - ...oder sie den selben Lieblingssport haben.
- Kante zwischen Personen, wenn sie ein Pärchen werden könnten
- Graph ist bipartit: Männliche und weibliche Schüler
- Aufgabenstellung: Maximum independent set
- Lösung:  $|\text{maximum independent set}| = N - |\text{kardinalitätsmaximales Matching}|$

- Gegeben:  $N$  Schüler (mit Größe, Geschlecht, Musikgeschmack, Lieblingssport).
- Gesucht: Wie viele können maximal auf Exkursion gehen, sodass je zwei Schüler kein Pärchen werden können, da...
  - ...sich ihre Größe um mehr als 40 cm unterscheidet,
  - ...sie das selbe Geschlecht haben,
  - ...ihr Musikgeschmack unterschiedlich ist,
  - ...oder sie den selben Lieblingssport haben.
- Kante zwischen Personen, wenn sie ein Pärchen werden könnten
- Graph ist bipartit: Männliche und weibliche Schüler
- Aufgabenstellung: Maximum independent set
- Lösung:  $|\text{maximum independent set}| = N - |\text{kardinalitätsmaximales Matching}|$

- Gegeben:  $N$  Schüler (mit Größe, Geschlecht, Musikgeschmack, Lieblingssport).
- Gesucht: Wie viele können maximal auf Exkursion gehen, sodass je zwei Schüler kein Pärchen werden können, da...
  - ...sich ihre Größe um mehr als 40 cm unterscheidet,
  - ...sie das selbe Geschlecht haben,
  - ...ihr Musikgeschmack unterschiedlich ist,
  - ...oder sie den selben Lieblingssport haben.
- Kante zwischen Personen, wenn sie ein Pärchen werden könnten
- Graph ist bipartit: Männliche und weibliche Schüler
- Aufgabenstellung: Maximum independent set
- Lösung:  $|\text{maximum independent set}| = N - |\text{kardinalitätsmaximales Matching}|$

- Es gilt:  $G$  *bipartit*  $\Leftrightarrow G$  enthält keine ungeraden Kreise
  - Damit zum Beispiel bipartit: Jeder Baum
- Sei  $G$  *bipartit* mit  $V = A \sqcup B$ . Dann:  $G$  hat *perfektes Matching*  
 $\Leftrightarrow \forall S \subset A : |N(S)| \geq |S|$  (Wobei die Nachbarn  $N(S)$  alle zu einem Knoten  $s \in S$  adjazenten Knoten sind).
- Es gibt asymptotisch bessere Algorithmen zum Finden maximaler Flüsse, zum Beispiel *Dinitz* ( $\mathcal{O}(|V|^2 \cdot |E|)$ ) oder Push-Relabel-Algorithmen

- Definition: *Complete prime pairing*: Teile Liste  $M$  von natürlichen Zahlen so vollständig in Paare auf, dass die Summe beider Elemente eines Paares immer eine Primzahl ist.
- Gegeben: Liste  $N$  von paarweise unterschiedlichen Zahlen  $n_i \in \mathbb{N}$ .
- Gesucht: Liste  $M \subseteq N$ , sodass:  $\forall m \in M$ :
  - $\{m, n_0\}$  ist ein prime pair, d.h.  $m + n_0$  ist prim
  - $N \setminus \{n_0, m\}$  besitzt ein *complete prime pairing*.
- Erkenntnis: Alle Primzahlen müssen als Summe einer geraden und einer ungeraden Zahl zustande kommen.
- Damit: Bipartiter Graph, Kante zwischen  $a$  und  $b$ , falls  $a + b$  eine Primzahl ist.
- Falls beide Mengen unterschiedlich groß sind, gibt es keine Lösung
- Ansonsten: Gehe alle Nachbarn  $n'$  von  $n_0$  durch und überprüfe, ob  $G - \{n_0, n'\}$  ein *perfektes Matching* hat.

- Definition: *Complete prime pairing*: Teile Liste  $M$  von natürlichen Zahlen so vollständig in Paare auf, dass die Summe beider Elemente eines Paares immer eine Primzahl ist.
- Gegeben: Liste  $N$  von paarweise unterschiedlichen Zahlen  $n_i \in \mathbb{N}$ .
- Gesucht: Liste  $M \subseteq N$ , sodass:  $\forall m \in M$ :
  - $\{m, n_0\}$  ist ein prime pair, d.h.  $m + n_0$  ist prim
  - $N \setminus \{n_0, m\}$  besitzt ein *complete prime pairing*.
- Erkenntnis: Alle Primzahlen müssen als Summe einer geraden und einer ungeraden Zahl zustande kommen.
- Damit: Bipartiter Graph, Kante zwischen  $a$  und  $b$ , falls  $a + b$  eine Primzahl ist.
- Falls beide Mengen unterschiedlich groß sind, gibt es keine Lösung
- Ansonsten: Gehe alle Nachbarn  $n'$  von  $n_0$  durch und überprüfe, ob  $G - \{n_0, n'\}$  ein *perfektes Matching* hat.