

Automatentheorie und Formale Sprachen

für die Studiengänge

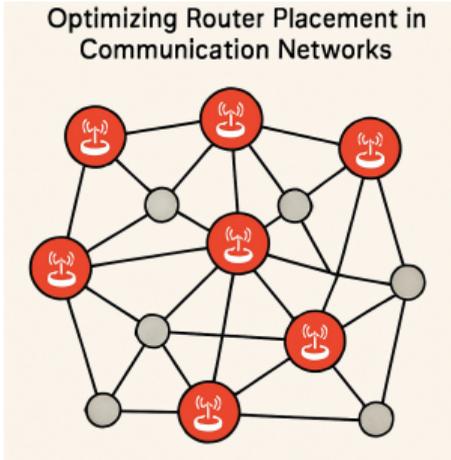
- Angewandte Informatik
- Informatik - Technische Systeme

10 Komplexitätstheorie

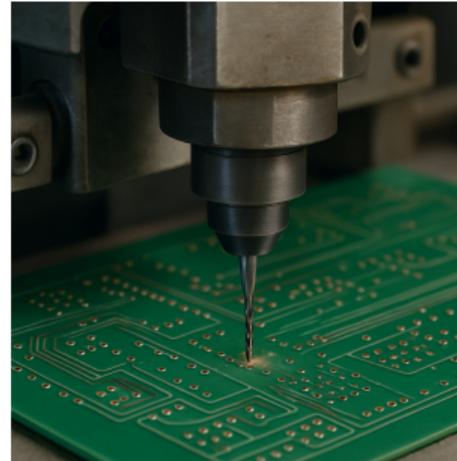
Prof. Dr. David Sabel
Sommersemester 2025

Stand der Folien: 9. Juli 2025

Motivation: Beispiele aus der Praxis



Router-Platzieren:
Minimale Anzahl an Knoten
für die Router finden



Löcherbohren in Leiterplatten:
Finde kürzeste „Rundreise“ für
den Bohrer



Playlist erstellen:
X Minuten mit Songs
füllen.

- Fragen:**
- Können wir solche Probleme (effizient) lösen?
 - Was bedeutet effizient? Was machen wir, wenn nicht?

Was ist Komplexitätstheorie?

- Teilgebiet der Theoretischen Informatik
- Grobes Thema: Komplexität von **entscheidbaren Problemen**
- Maße zum Messen des Ressourcenbedarfs von Algorithmen:
 - Rechenzeit
 - Platzbedarf
 - ...
- Komplexität eines Problems
= Komplexität des **besten** Algorithmus bezüglich des Maßes
- Ziel: Einordnung von Problemen in Komplexitäts**klassen**

1. Nachweis von **oberen Schranken**:

- Finde möglichst guten Algorithmus für konkretes Problem
- Analysieren der Laufzeit- und Platzkomplexität
- z.B.: Der CYK-Algorithmus liefert obere Schranke $O(|P| \cdot n^3)$ für das Wortproblem für CFGs (mit $n =$ Wortlänge, P Produktionen der CFG)
- Möglichst genaue Schranken (bezüglich der O -Notation)

2. Nachweis von **unteren Schranken**:

- Zeige, dass es keinen besseren Algorithmus gibt.
- Schwieriger, da man über alle Algorithmen argumentieren muss.
- Möglichst genaue Schranken (bezüglich der Ω -Notation)
- Oft ist $\Omega(n)$ ($n =$ Größe der Eingabe) eine untere Schranke für die Laufzeit, da man die Eingabe lesen muss.

3. Auswirkung der **Maschinenmodelle auf den Ressourcenbedarf**

- insbesondere **Determinismus vs. Nichtdeterminismus**
- Wichtige ungelöste Frage: Das **\mathcal{P} vs. \mathcal{NP} -Problem**
- Komplexitätsklassen sind i.A. ungenauer (größer) als in den vorher genannten Teilbereichen
- **Wir beschäftigen uns in diesem Abschnitt hiermit.**

Turingmaschinen:

- Wir betrachten nur **entscheidbare** Sprachen

- Deswegen nehmen wir an:

Die Turingmaschinen, welche diese Sprachen entscheiden,
halten auf jeder Eingabe an:

- DTMs: Wir nehmen an, dass es „Verwerfe“-Zustände gibt, für die die TM keine Nachfolgekonfiguration besitzen.
- NTMs: Haben solche Zustände von Haus aus

Mehrband- vs. Einband-Turingmaschinen:

- Wir nehmen Mehrband-TMs, sie passen zu „normalen“ Rechnern.
- Kein „Vergeuden“ von Rechenzeit, nur um die Eingaben zu suchen.
- Unterschied:
 n -Schritte auf Mehrband-TM können in
 $O(n^2)$ Schritten auf Einband-TM ausgeführt werden
- Unterschied macht sich in Komplexitätsklassen \mathcal{P} und \mathcal{NP}
nicht bemerkbar (siehe später)

Definition ($time_M$)

Sei M eine stets anhaltende DTM mit Startzustand z_0 .

Für Eingabe w definieren wir

$$time_M(w) := i, \quad \text{wenn } z_0 w \vdash_M^i uz w \text{ und} \\ z \text{ ist Endzustand oder Verwerfe-Zustand.}$$

Definition ($time_M$)

Sei M eine stets anhaltende DTM mit Startzustand z_0 .

Für Eingabe w definieren wir

$$time_M(w) := i, \quad \text{wenn } z_0 w \vdash_M^i uz w \text{ und} \\ z \text{ ist Endzustand oder Verwerfe-Zustand.}$$

Definition (Klasse $TIME(f(n))$)

Für eine Funktion $f : \mathbb{N}_0 \rightarrow \mathbb{N}_0$ sei die Klasse $TIME(f(n))$ genau die Menge der Sprachen, für die es eine deterministische, stets anhaltende, Mehrband-TM M gibt, mit $L(M) = L$ und $time_M(w) \leq f(|w|)$ für alle $w \in \Sigma^*$

Definition ($time_M$)

Sei M eine stets anhaltende DTM mit Startzustand z_0 .

Für Eingabe w definieren wir

$$time_M(w) := i, \quad \text{wenn } z_0 w \vdash_M^i uz w \text{ und} \\ z \text{ ist Endzustand oder Verwerfe-Zustand.}$$

Definition (Klasse $TIME(f(n))$)

Für eine Funktion $f : \mathbb{N}_0 \rightarrow \mathbb{N}_0$ sei die Klasse $TIME(f(n))$ genau die Menge der Sprachen, für die es eine deterministische, stets anhaltende, Mehrband-TM M gibt, mit $L(M) = L$ und $time_M(w) \leq f(|w|)$ für alle $w \in \Sigma^*$

Sprache ist daher in $TIME(f(n))$, wenn sie von einer DTM für jede Eingabe der Länge n in $\leq f(n)$ Schritten entschieden wird.

DIE KLASSE \mathcal{P}

Definition (Polynom)

Ein **Polynom** ist eine Funktion $p : \mathbb{N}_0 \rightarrow \mathbb{N}_0$ der Form:

$$p(n) = \sum_{i=0}^k a_i \cdot n^i = a_k n^k + a_{k-1} n^{k-1} + \dots + a_1 n + a_0$$

mit $a_i \in \mathbb{N}_0$ und $k \in \mathbb{N}_0$.

Definition (Komplexitätsklasse \mathcal{P})

Die Klasse \mathcal{P} ist definiert als

$$\mathcal{P} = \bigcup_{p \text{ Polynom}} \text{TIME}(p(n))$$

Nochmal: Zugehörigkeit zu \mathcal{P}

Formale Sprache L ist in Klasse \mathcal{P} enthalten, wenn:

Es gibt stets anhaltende DTM M und ein Polynom p mit:

- $L = L(M)$
- $\forall w \in \Sigma^* : time_M(w) \leq p(|w|)$

Nachweis der polynomiellen Komplexität:

Zeige, dass die Komplexität $O(n^k)$ für Konstante k ist.

Nachweis der polynomiellen Komplexität:

Zeige, dass die Komplexität $O(n^k)$ für Konstante k ist.

Beispiele: Algorithmus mit Laufzeit

- $n \log n$ hat polynomielle Komplexität, da $n \log n \in O(n^2)$
- 2^n hat keine polynomielle Komplexität
- $n^{\log n}$ hat keine polynomielle Komplexität

Nachweis der polynomiellen Komplexität:

Zeige, dass die Komplexität $O(n^k)$ für Konstante k ist.

Beispiele: Algorithmus mit Laufzeit

- $n \log n$ hat polynomielle Komplexität, da $n \log n \in O(n^2)$
- 2^n hat keine polynomielle Komplexität
- $n^{\log n}$ hat keine polynomielle Komplexität

Sprechweisen:

- Algorithmus ist **effizient** = Algorithmus hat polynomielle Komplexität
- Analog: Problem ist **effizient lösbar** = Problem in \mathcal{P}

Erinnerung: Klausuranmeldung

- bis zum 07.07.2025 im COMPASS
- PDF-Dokument als Nachweis erstellen und aufheben!

Quiz 1

Für was steht das P der Komplexitätsklasse \mathcal{P} ?

- Entscheidbare Probleme
- Unentscheidbare Probleme
- Polynomielle Zeit
- Polynomieller Platz

arsnova.hs-rm.de

6750 1376



Komplexitätsklasse \mathcal{P}

Die Klasse \mathcal{P} ist definiert als

$$\mathcal{P} = \bigcup_{p \text{ Polynom}} \text{TIME}(p(n))$$

- $\text{time}_M(w) := i$, wenn $z_0 w \vdash_M^i uzw$ und z End- oder Verwerfe-Zustand
- für $f : \mathbb{N}_0 \rightarrow \mathbb{N}_0$ ist $\text{TIME}(f(n))$ die Menge der Sprachen, die durch DTM M entscheidbar und $\text{time}_M(w) \leq f(|w|)$ für alle $w \in \Sigma^*$

DIE KLASSE \mathcal{NP}

Auf für NTMs nehmen wir an, dass sie auf allen Berechnungspfaden anhalten. Beachte: Ein Wort wird **nicht akzeptiert**, wenn auf allen Berechnungspfaden verworfen wird

Definition ($ntime_M$)

Sei M eine Mehrband-NTM, die für jede Eingabe anhält. Dann definieren wir die Laufzeit von M als

$$ntime_M(w) = \max\{i \mid z_0w \vdash_M^i uz w \text{ und } uz w \not\vdash \dots\}$$

Beachte: Schöning verwendet eine andere Definition (mit Minimum), es macht für die Definition der Klasse \mathcal{NP} aber keinen Unterschied.

Definition

Für eine Funktion $f : \mathbb{N}_0 \rightarrow \mathbb{N}_0$ bezeichne $NTIME(f(n))$ die Klasse aller Sprachen L , für die es eine nichtdeterministische Mehrband-TM M gibt mit $L(M) = L$ und für alle $w \in \Sigma^*$ gilt $ntime_M(w) \leq f(|w|)$.

Definition (Klasse \mathcal{NP})

Die Klasse \mathcal{NP} ist definiert als

$$\mathcal{NP} = \bigcup_{p \text{ Polynom}} NTIME(p(n))$$

$$\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$$

Lemma

Es gilt $TIME(f(n)) \subseteq NTIME(f(n))$ und damit auch $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$.

Beweis:

- DTM als NTM auffassen
- ergibt NTM mit einem möglichen Berechnungspfad
- $time_M(w) = ntime_M(w)$
- $L \in TIME(f(n)) \implies L \in NTIME(f(n))$
- $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$

Die Frage

Gilt $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$ oder $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$?

ist **ungelöst!**

- Das \mathcal{P} -vs- \mathcal{NP} -Problem ist eines der sieben sogenannten Millennium-Probleme, die vom Clay Mathematics Institute im Jahr 2000 als Liste ungelöster Probleme der Mathematik herausgegeben wurde
- Für dessen Lösung wurde ein Preisgeld von einer Million US Dollar ausgelobt



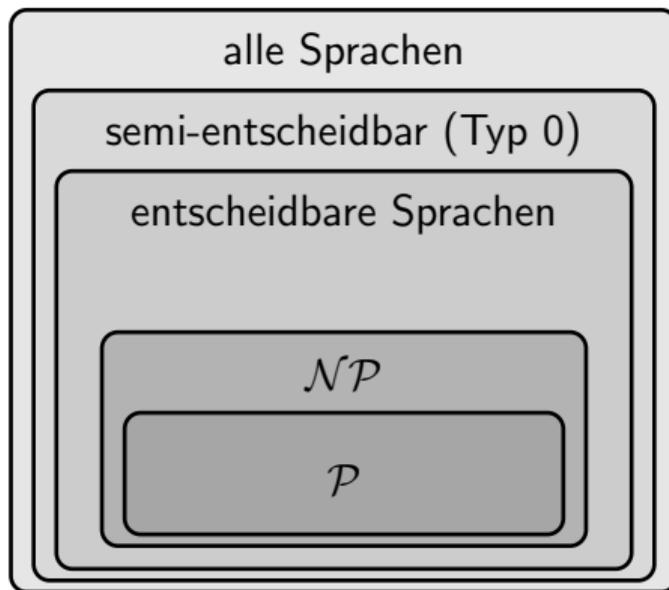
Wesentlicher Grund, der für $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ spricht:

Man müsste für $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$ **einen** Polynomialzeitalgorithmus finden, für **ein** Problem, für das bisher nur (deterministische) Exponentialzeitalgorithmen bekannt sind. (*)

Viele haben gesucht, keiner hat einen solchen Algorithmus gefunden.

(*) Begründung: Folgt später

Lage der Komplexitätsklasse (Schema)



Dabei unklar, ob $\mathcal{NP} = \mathcal{P}$

Quiz 2

Für was steht das NP der Komplexitätsklasse \mathcal{NP} ?

- Nicht in polynomieller Zeit lösbar
- Nur polynomielle Laufzeit
- Nicht polynomieller Platzbedarf
- Nichtdeterministisch polynomielle Laufzeit
- Nichtdeterministisch polynomieller Platzbedarf

arsnova.hs-rm.de

6750 1376



NP-VOLLSTÄNDIGKEIT

Definition (Polynomialzeit-Reduktion (einer Sprache auf eine andere))

Seien $L_1 \subseteq \Sigma_1^*$ und $L_2 \subseteq \Sigma_2^*$ Sprachen.

Dann sagen wir L_1 ist auf L_2 **polynomiell reduzierbar** (geschrieben $L_1 \leq_p L_2$), falls es eine totale und in deterministischer Polynomialzeit berechenbare Funktion $f : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$ gibt, sodass für alle $w \in \Sigma_1^*$ gilt: $w \in L_1 \iff f(w) \in L_2$.

Definition (Polynomialzeit-Reduktion (einer Sprache auf eine andere))

Seien $L_1 \subseteq \Sigma_1^*$ und $L_2 \subseteq \Sigma_2^*$ Sprachen.

Dann sagen wir L_1 ist auf L_2 **polynomiell reduzierbar** (geschrieben $L_1 \leq_p L_2$), falls es eine totale und in deterministischer Polynomialzeit berechenbare Funktion $f : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$ gibt, sodass für alle $w \in \Sigma_1^*$ gilt: $w \in L_1 \iff f(w) \in L_2$.

Analogie zu Reduktionen in der Berechenbarkeitstheorie $L_1 \leq L_2$:

Zusatz hier: Polynomialzeit!

Definition (Polynomialzeit-Reduktion (einer Sprache auf eine andere))

Seien $L_1 \subseteq \Sigma_1^*$ und $L_2 \subseteq \Sigma_2^*$ Sprachen.

Dann sagen wir L_1 ist auf L_2 **polynomiell reduzierbar** (geschrieben $L_1 \leq_p L_2$), falls es eine totale und in deterministischer Polynomialzeit berechenbare Funktion $f : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$ gibt, sodass für alle $w \in \Sigma_1^*$ gilt: $w \in L_1 \iff f(w) \in L_2$.

Analogie zu Reduktionen in der Berechenbarkeitstheorie $L_1 \leq L_2$:

Zusatz hier: Polynomialzeit!

Nächste Analogie:

Berechenbarkeitstheorie:

$L_1 \leq L_2$ und L_2 (semi-) entscheidbar
 $\implies L_1$ (semi-) entscheidbar

Komplexitätstheorie:

$L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in (\mathcal{N})\mathcal{P}$
 $\implies L_1 \in (\mathcal{N})\mathcal{P}$

Lemma

Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{P}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{P}$.

Ebenso gilt: Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{NP}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{NP}$.

Beweis (für \mathcal{P}):

Lemma

Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{P}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{P}$.

Ebenso gilt: Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{NP}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{NP}$.

Beweis (für \mathcal{P}):

- Sei $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar

Lemma

Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{P}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{P}$.

Ebenso gilt: Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{NP}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{NP}$.

Beweis (für \mathcal{P}):

- Sei $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar
- Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit durch p beschränkt berechnet.

Lemma

Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{P}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{P}$.

Ebenso gilt: Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{NP}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{NP}$.

Beweis (für \mathcal{P}):

- Sei $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar
- Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit durch p beschränkt berechnet.
- Sei $L_2 \in \mathcal{P}$, $L(M_2) = L_2$, wobei Schritte von M_2 auf $w \leq q(|w|)$

Lemma

Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{P}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{P}$.

Ebenso gilt: Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{NP}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{NP}$.

Beweis (für \mathcal{P}):

- Sei $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar
- Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit durch p beschränkt berechnet.
- Sei $L_2 \in \mathcal{P}$, $L(M_2) = L_2$, wobei Schritte von M_2 auf $w \leq q(|w|)$
- Sei $M_f; M_2$ die Hintereinanderausführung von M_f und M_2 . Dann gilt:
 $L(M_f; M_2) = L_1$

Lemma

Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{P}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{P}$.

Ebenso gilt: Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{NP}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{NP}$.

Beweis (für \mathcal{P}):

- Sei $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar
- Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit durch p beschränkt berechnet.
- Sei $L_2 \in \mathcal{P}$, $L(M_2) = L_2$, wobei Schritte von M_2 auf $w \leq q(|w|)$
- Sei $M_f; M_2$ die Hintereinanderausführung von M_f und M_2 . Dann gilt:
 $L(M_f; M_2) = L_1$
- $M_f; M_2$ hält stets in Polynomialzeit: $|f(w)| \leq |w| + p(|w|)$
(da M_f nicht mehr in $p(|w|)$ -Schritten schreiben kann)
 $M_f; M_2$ macht höchstens $r(|w|) := p(|w|) + q(|w| + p(|w|))$ Schritte

Lemma

Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{P}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{P}$.

Ebenso gilt: Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{NP}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{NP}$.

Beweis (für \mathcal{P}):

- Sei $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar
- Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit durch p beschränkt berechnet.
- Sei $L_2 \in \mathcal{P}$, $L(M_2) = L_2$, wobei Schritte von M_2 auf $w \leq q(|w|)$
- Sei $M_f; M_2$ die Hintereinanderausführung von M_f und M_2 . Dann gilt:
 $L(M_f; M_2) = L_1$
- $M_f; M_2$ hält stets in Polynomialzeit: $|f(w)| \leq |w| + p(|w|)$
(da M_f nicht mehr in $p(|w|)$ -Schritten schreiben kann)
 $M_f; M_2$ macht höchstens $r(|w|) := p(|w|) + q(|w| + p(|w|))$ Schritte
- Es gilt $L_1 \in \mathcal{P}$.

Lemma

Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{P}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{P}$.

Ebenso gilt: Falls $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in \mathcal{NP}$, dann gilt $L_1 \in \mathcal{NP}$.

Beweis (für \mathcal{NP}): Analog

Lemma

Die Relation \leq_p ist transitiv, d.h. wenn $L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \leq_p L_3$, dann gilt auch $L_1 \leq_p L_3$

Beweis: Komposition von zwei Polynomen bleibt Polynom.

Definition (\mathcal{NP} -Vollständigkeit)

Eine Sprache L heißt \mathcal{NP} -vollständig, wenn gilt

- 1 $L \in \mathcal{NP}$ und
- 2 L ist \mathcal{NP} -schwer (manchmal auch \mathcal{NP} -hart genannt):
Für alle $L' \in \mathcal{NP}$ gilt $L' \leq_p L$

\mathcal{NP} -vollständige Probleme sind die schwierigsten Probleme in \mathcal{NP} :

\mathcal{NP} -Schwere besagt, dass man mit dem \mathcal{NP} -vollständigen Problem **alle** anderen Probleme aus \mathcal{NP} (in zusätzlicher deterministischer Polynomialzeit) lösen kann

Nachweis der \mathcal{NP} -Vollständigkeit von L

- Zugehörigkeit zu \mathcal{NP} : Gebe polynomiell Laufzeit-beschränkte NTM an, die L entscheidet (alternativ: Polynomialzeitreduktion von $L \leq_p L_1$ mit $L_1 \in \mathcal{NP}$)
- **\mathcal{NP} -Schwere**: Statt jedes mal neu zu beweisen, dass **alle** Probleme aus \mathcal{NP} auf L polynomiell reduzierbar, wähle ein \mathcal{NP} -schweres Problem L_0 und zeige $L_0 \leq_p L$.

Dann folgt L ist \mathcal{NP} -schwer:

Da L_0 \mathcal{NP} -schwer, gilt $L' \leq_p L_0$ für alle $L' \in \mathcal{NP}$ und damit $L' \leq_p L_0 \leq_p L$ und mit Transitivität von \leq_p : $L' \leq_p L$ für alle $L' \in \mathcal{NP}$.

Beweis der \mathcal{NP} -Schwere ist komplett analog zum Vorgehen wie bei der Unentscheidbarkeit, wesentlicher Unterschied: **Polynomialzeit**-Reduktion:

Berechenbarkeitstheorie:

$L_0 \leq L$ und L_0 unentscheidbar
 $\implies L$ unentscheidbar

Komplexitätstheorie:

$L_0 \leq_p L$ und L_0 \mathcal{NP} -schwer
 $\implies L$ \mathcal{NP} -schwer

Wenn ein \mathcal{NP} -vollständiges Problem in \mathcal{P} liegt, ...

Satz

Sei L ein \mathcal{NP} -vollständiges Problem. Dann gilt $L \in \mathcal{P} \iff \mathcal{P} = \mathcal{NP}$.

Wenn ein \mathcal{NP} -vollständiges Problem in \mathcal{P} liegt, ...

Satz

Sei L ein \mathcal{NP} -vollständiges Problem. Dann gilt $L \in \mathcal{P} \iff \mathcal{P} = \mathcal{NP}$.

Beweis:

- Sei L \mathcal{NP} -vollständig und $L \in \mathcal{P}$
- Aus \mathcal{NP} -Schwere von L folgt:
Für alle $L' \in \mathcal{NP}$: $L' \leq_p L$ und damit $L' \in \mathcal{P}$.
- Da dies für alle $L' \in \mathcal{NP}$ gilt, folgt $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$.

Wenn ein \mathcal{NP} -vollständiges Problem in \mathcal{P} liegt, ...

Satz

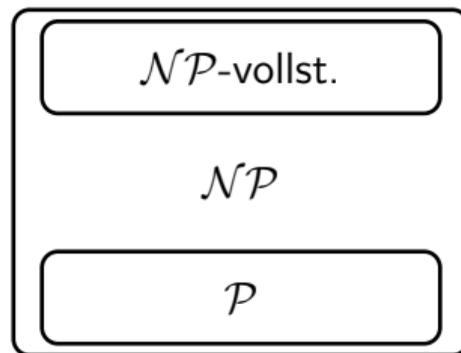
Sei L ein \mathcal{NP} -vollständiges Problem. Dann gilt $L \in \mathcal{P} \iff \mathcal{P} = \mathcal{NP}$.

Beweis:

- Sei L \mathcal{NP} -vollständig und $L \in \mathcal{P}$
- Aus \mathcal{NP} -Schwere von L folgt:
Für alle $L' \in \mathcal{NP}$: $L' \leq_p L$ und damit $L' \in \mathcal{P}$.
- Da dies für alle $L' \in \mathcal{NP}$ gilt, folgt $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$.

Also: Es reicht aus für ein \mathcal{NP} -vollständiges Problem nachzuweisen, dass es in \mathcal{P} bzw. nicht in \mathcal{P} liegt, um die \mathcal{P} -vs- \mathcal{NP} -Frage ein für allemal beantworten.

Vermutete Lage der Probleme



Es ist bekannt (Ladner 1975):

Unter der Annahme $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ gibt es Probleme in \mathcal{NP} gibt, die nicht in \mathcal{P} liegen und nicht \mathcal{NP} -vollständig sind.

Möglicher Kandidat:

Graph-Isomorphismus-Problem. Weder ein polynomieller Algorithmus noch dessen \mathcal{NP} -Vollständigkeit bekannt.

Was fehlt noch?

Ein erstes Problem L_0 , dass man direkt als \mathcal{NP} -vollständig beweist.

Danach kann man \mathcal{NP} -Vollständigkeit von L zeigen durch:

- $L \in \mathcal{NP}$
- $L_0 \leq_p L$

Danach: Lerne einen Satz an \mathcal{NP} -vollständigen Problemen kennen.

Definition (SAT-Problem)

Das **Erfüllbarkeitsproblem der Aussagenlogik** (kurz **SAT**) ist:

gegeben: Eine Aussagenlogische Formel F

gefragt: Ist F erfüllbar, d.h. gibt es eine erfüllende Belegung der Variablen mit den Wahrheitswerten 0 und 1, sodass F den Wert 1 erhält.

Als formale Sprache:

$$\text{SAT} = \{ \text{code}(F) \in \Sigma^* \mid F \text{ ist erfüllbare Formel der Aussagenlogik} \}$$

Lemma $\text{SAT} \in \mathcal{NP}$

Beweis:

- $code(F)$ Eingabe einer NTM M
- M berechnet, welche Variablen in F vorkommen. Sei dies $\{x_1, \dots, x_n\}$.

LemmaSAT $\in \mathcal{NP}$

Beweis:

- $code(F)$ Eingabe einer NTM M
- M berechnet, welche Variablen in F vorkommen. Sei dies $\{x_1, \dots, x_n\}$.
- M verwendet Nichtdeterminismus, um Belegung zu „raten“:

$$I : \{x_1, \dots, x_n\} \rightarrow \{0, 1\}$$

LemmaSAT $\in \mathcal{NP}$

Beweis:

- $code(F)$ Eingabe einer NTM M
- M berechnet, welche Variablen in F vorkommen. Sei dies $\{x_1, \dots, x_n\}$.
- M verwendet Nichtdeterminismus, um Belegung zu „raten“:

$$I : \{x_1, \dots, x_n\} \rightarrow \{0, 1\}$$

- Jede der 2^n nicht-deterministischen Berechnungen berechnet Wert von $I(F)$

LemmaSAT $\in \mathcal{NP}$

Beweis:

- $code(F)$ Eingabe einer NTM M
- M berechnet, welche Variablen in F vorkommen. Sei dies $\{x_1, \dots, x_n\}$.
- M verwendet Nichtdeterminismus, um Belegung zu „raten“:

$$I : \{x_1, \dots, x_n\} \rightarrow \{0, 1\}$$

- Jede der 2^n nicht-deterministischen Berechnungen berechnet Wert von $I(F)$
- Akzeptanz bei 1, sonst verwerfen.

LemmaSAT $\in \mathcal{NP}$

Beweis:

- $code(F)$ Eingabe einer NTM M
- M berechnet, welche Variablen in F vorkommen. Sei dies $\{x_1, \dots, x_n\}$.
- M verwendet Nichtdeterminismus, um Belegung zu „raten“:

$$I : \{x_1, \dots, x_n\} \rightarrow \{0, 1\}$$

- Jede der 2^n nicht-deterministischen Berechnungen berechnet Wert von $I(F)$
- Akzeptanz bei 1, sonst verwerfen.
- Da jede Belegung überprüft wird, gilt:

M akzeptiert eine Formel F g.d.w. $F \in \text{SAT}$

LemmaSAT $\in \mathcal{NP}$

Beweis:

- $code(F)$ Eingabe einer NTM M
- M berechnet, welche Variablen in F vorkommen. Sei dies $\{x_1, \dots, x_n\}$.
- M verwendet Nichtdeterminismus, um Belegung zu „raten“:

$$I : \{x_1, \dots, x_n\} \rightarrow \{0, 1\}$$

- Jede der 2^n nicht-deterministischen Berechnungen berechnet Wert von $I(F)$
- Akzeptanz bei 1, sonst verwerfen.
- Da jede Belegung überprüft wird, gilt:

M akzeptiert eine Formel F g.d.w. $F \in \text{SAT}$

- Jeder Berechnungspfad von M läuft in Polynomialzeit in $|code(F)|$, da Anzahl der Variablen durch die Eingabegröße beschränkt ist.

\mathcal{NP} = Polynomiell verifizierbar

- Nachweis, dass Sprache in \mathcal{NP} liegt, geht oft so wie bei SAT
- Verwende Nichtdeterminismus, um potentielle Lösung zu raten
- Zeige, dass eine Lösung in Polynomialzeit verifiziert werden kann

Satz von Cook

Das Erfüllbarkeitsproblem der Aussagenlogik ist \mathcal{NP} -vollständig.

Beweis: siehe Literatur

Beweisidee: Reduziere jedes \mathcal{NP} -Problem L auf SAT mit Polynomialzeitreduktion:

Für NTM M_L , die L in polynomieller Zeit entscheidet und Eingabe w wird eine aussagenlogische Formel $F_{M_L, w}$ erzeugt mit

$F_{M_L, w}$ erfüllbar genau dann, wenn M_L akzeptiert w .

Konjunktive Normalform

Aussagenlogische Formel F ist in **konjunktiver Normalform** (CNF), wenn:

$$F = \bigwedge_{i=1}^m \left(\bigvee_{j=1}^{n_i} L_{i,j} \right)$$

- **Literal** $L_{i,j}$ ist aussagenlogische Variable oder deren Negation
- $\left(\bigvee_{j=1}^{n_i} L_{i,j} \right)$ ist eine **Klausel**
- Erfüllende Belegung muss ≥ 1 Literal pro Klausel wahr machen.

Klauselmengenschreibweise: $\{ \{L_{1,1}, \dots, L_{1,n_1}\}, \dots, \{L_{m,1}, \dots, L_{m,n_m}\} \}$

Annahme: Keine Klauseln, die x und $\neg x$ enthalten

Diese Klauseln sind immer wahr und können gelöscht werden.

Jede aussagenlogische Formel kann in eine **äquivalente** konjunktive Normalform gebracht werden:

- \iff , \implies auflösen
- Negationen nach innen schieben und anschließend Ausmultiplizieren (Distributivität, Kommutativität anwenden, um konjunktive Normalform herzustellen)

Aber:

- Algorithmus hat im worst case **exponentielle Laufzeit**
- Algorithmus kann daher **nicht** für eine **Polynomialzeitreduktion** verwendet werden.

Definition (3-CNF-SAT)

Das **3-CNF-SAT-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: Eine aussagenlogische Formel F in konjunktiver Normalform, sodass jede Klausel höchstens 3 Literale enthält.

gefragt: Ist F erfüllbar? Genauer: Gibt es eine erfüllende Belegung der Variablen mit den Wahrheitswerten 0 und 1, sodass F den Wert 1 erhält?

Satz

3-CNF-SAT ist \mathcal{NP} -vollständig.

Beweis, Teil 1: 3-CNF-SAT ist in \mathcal{NP}

- Rate nicht-deterministisch eine Belegung der Variablen
- Prüfe in jedem nicht-deterministischen Zweig deterministisch, ob die Belegung die 3-CNF wahr macht. Akzeptiere in diesem Fall, sonst verwerfe.
Dies geht in Polynomialzeit in der Größe der 3-CNF.
- Daher kann 3-CNF-SAT auf einer NTM in Polynomialzeit entschieden werden.

\mathcal{NP} -Vollständigkeit von 3-CNF-SAT (2)

Beweis, Teil 2: 3-CNF-SAT ist \mathcal{NP} -schwer

- Wir zeigen $\text{SAT} \leq_p \text{3-CNF-SAT}$.
- Gesucht: Polynomiell berechenbare, totale Funktion f , sodass F erfüllbar g.d.w. 3-CNF $f(F)$ erfüllbar.

Beweis, Teil 2: 3-CNF-SAT ist \mathcal{NP} -schwer

- Wir zeigen $\text{SAT} \leq_p \text{3-CNF-SAT}$.
- Gesucht: Polynomiell berechenbare, totale Funktion f , sodass F erfüllbar g.d.w. 3-CNF $f(F)$ erfüllbar.
- f muss **die Erfüllbarkeit erhalten**, aber nicht die **Äquivalenz**
- Verfahren, um F in erfüllbarkeitsäquivalente 3-CNF $f(F)$ umzuformen, sodass $f(F)$ **polynomielle Größe** in $|F|$ hat:

Tseitin-Transformation

Tseitin-Transformation:

- Schiebe alle **Negationen nach innen** vor die Literale, dabei werden die Regeln $\neg\neg F \rightarrow F$, $\neg(F \wedge G) \rightarrow \neg F \vee \neg G$, $\neg(F \vee G) \rightarrow \neg F \wedge \neg G$, $\neg(F \iff G) \rightarrow (\neg F) \iff G$ und $\neg(F \implies G) \rightarrow F \wedge \neg G$ angewendet.

Tseitin-Transformation:

- Schiebe alle **Negationen nach innen** vor die Literale, dabei werden die Regeln $\neg\neg F \rightarrow F$, $\neg(F \wedge G) \rightarrow \neg F \vee \neg G$, $\neg(F \vee G) \rightarrow \neg F \wedge \neg G$, $\neg(F \iff G) \rightarrow (\neg F) \iff G$ und $\neg(F \implies G) \rightarrow F \wedge \neg G$ angewendet.
- Syntaxbaum der Formel (Blätter = Literale):
Für jeden Nichtblatt-Knoten: **neue aussagenlogische Variable**

Tseitin-Transformation:

- Schiebe alle **Negationen nach innen** vor die Literale, dabei werden die Regeln $\neg\neg F \rightarrow F$, $\neg(F \wedge G) \rightarrow \neg F \vee \neg G$, $\neg(F \vee G) \rightarrow \neg F \wedge \neg G$, $\neg(F \iff G) \rightarrow (\neg F) \iff G$ und $\neg(F \implies G) \rightarrow F \wedge \neg G$ angewendet.
- Syntaxbaum der Formel (Blätter = Literale):
Für jeden Nichtblatt-Knoten: **neue aussagenlogische Variable**
- pro Gabelung: erzeuge



wobei $\otimes \in \{ \iff, \wedge, \vee, \implies \}$ und L_1, L_2 entweder die neue Variable oder Literal am Blatt.

Tseitin-Transformation:

- Schiebe alle **Negationen nach innen** vor die Literale, dabei werden die Regeln $\neg\neg F \rightarrow F$, $\neg(F \wedge G) \rightarrow \neg F \vee \neg G$, $\neg(F \vee G) \rightarrow \neg F \wedge \neg G$, $\neg(F \iff G) \rightarrow (\neg F) \iff G$ und $\neg(F \implies G) \rightarrow F \wedge \neg G$ angewendet.
- Syntaxbaum der Formel (Blätter = Literale):
Für jeden Nichtblatt-Knoten: **neue aussagenlogische Variable**
- pro Gabelung: erzeuge



wobei $\otimes \in \{ \iff, \wedge, \vee, \implies \}$ und L_1, L_2 entweder die neue Variable oder Literal am Blatt.

- Konjugiere Formeln zu F' und erzeuge $W \wedge F'$, mit W Variable für die Wurzel.

Tseitin-Transformation (Fortsetzung)

- Insgesamt: $W \wedge \bigwedge_{i,j,k} (X_i \iff (X_j \otimes_i X_k))$, wobei X_r Literale sind.
- Berechne für jede Subformel $(X_i \iff (X_j \otimes_i X_k))$ die CNF mit dem üblichen Algorithmus.
- Lösche doppelte Vorkommen von Literalen.
- Ergibt 3-CNF, da pro Klausel nur 3 verschiedene Variablen vorkommen können.

\mathcal{NP} -Vollständigkeit von 3-CNF-SAT (4)

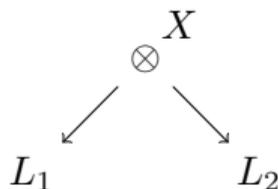
Komplexität:

- Größe der kleinen CNFs ist konstant.
- Jede Klausel hat nur 3 Literale: Mehr Variablen gibt es in den kleinen Formeln nicht, doppelte Literale löschen
- Größe der 3-CNF ist polynomiell in der ursprünglichen Formel
- Berechnung in Polynomialzeit geht daher!

\mathcal{NP} -Vollständigkeit von 3-CNF-SAT (5)

F erfüllbar g.d.w. $f(F)$ erfüllbar:

- „ \Rightarrow “: Sei I Belegung mit $I(F) = 1$. Sei I' Belegung mit
 - $I'(X) = I(X)$ für alle Variablen, die in F vorkommen
 - $I'(W) = 1$ für die Variable W an der Wurzel
 - $I'(X) = I'(L_1 \otimes L_2)$ für

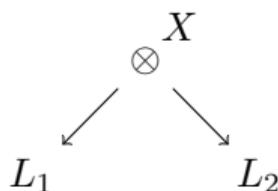


Dann gilt: $I'(f(F)) = 1$

\mathcal{NP} -Vollständigkeit von 3-CNF-SAT (5)

F erfüllbar g.d.w. $f(F)$ erfüllbar:

- „ \Rightarrow “: Sei I Belegung mit $I(F) = 1$. Sei I' Belegung mit
 - $I'(X) = I(X)$ für alle Variablen, die in F vorkommen
 - $I'(W) = 1$ für die Variable W an der Wurzel
 - $I'(X) = I'(L_1 \otimes L_2)$ für



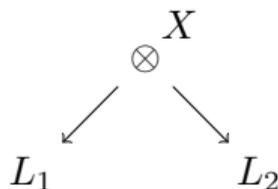
Dann gilt: $I'(f(F)) = 1$

- „ \Leftarrow “: Sei J Belegung von $f(F)$ mit $J(f(F)) = 1$
Dann: $I = J|_{Var(F)}$ macht F wahr.

\mathcal{NP} -Vollständigkeit von 3-CNF-SAT (5)

F erfüllbar g.d.w. $f(F)$ erfüllbar:

- „ \Rightarrow “: Sei I Belegung mit $I(F) = 1$. Sei I' Belegung mit
 - $I'(X) = I(X)$ für alle Variablen, die in F vorkommen
 - $I'(W) = 1$ für die Variable W an der Wurzel
 - $I'(X) = I'(L_1 \otimes L_2)$ für

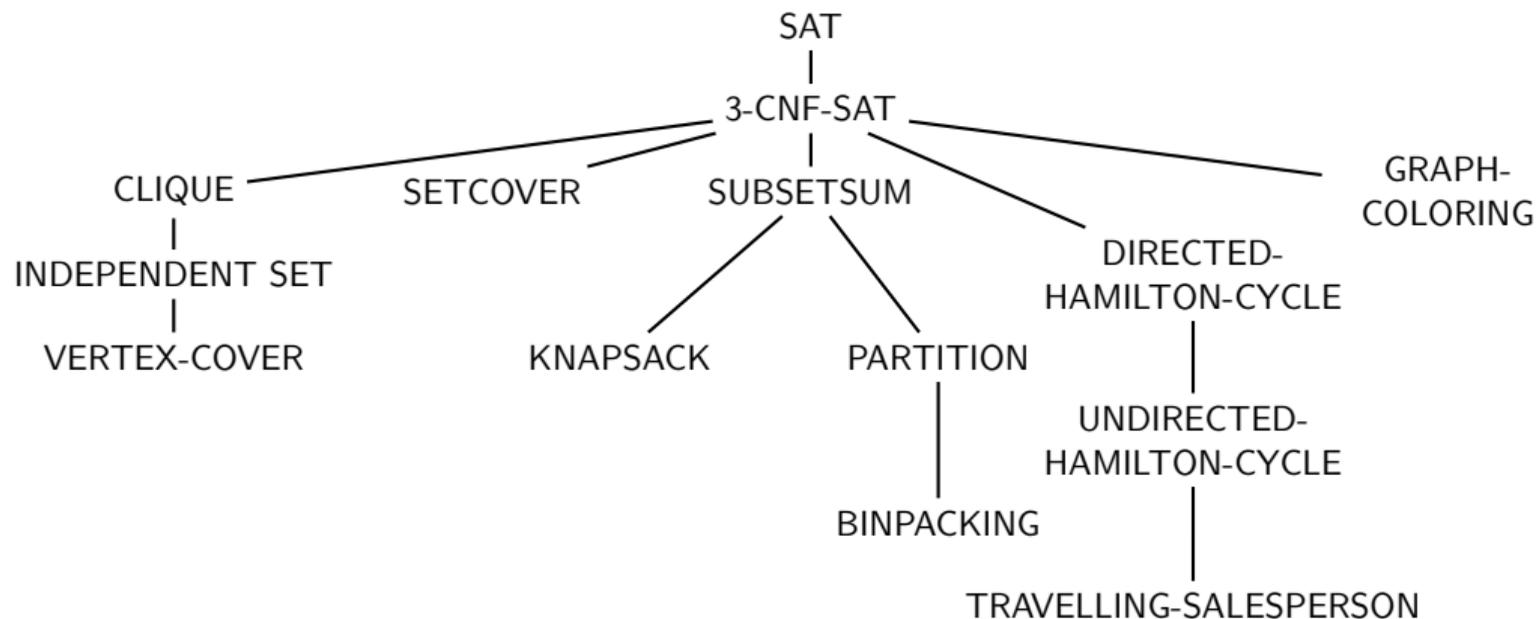


Dann gilt: $I'(f(F)) = 1$

- „ \Leftarrow “: Sei J Belegung von $f(F)$ mit $J(f(F)) = 1$
Dann: $I = J|_{Var(F)}$ macht F wahr.

Damit: $SAT \leq_p 3\text{-CNF-SAT}$.

Da SAT \mathcal{NP} -schwer, ist somit auch 3-CNF-SAT \mathcal{NP} -schwer.



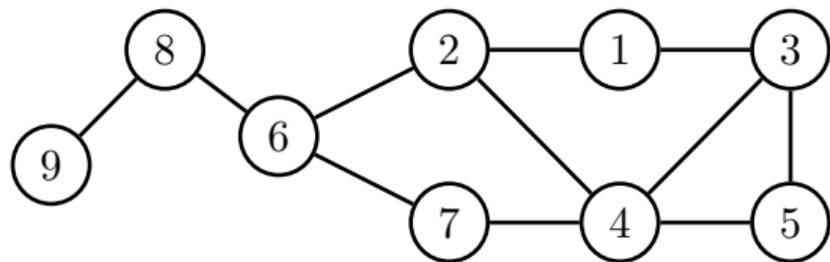
Wir lassen die meisten \mathcal{NP} -Vollständigkeitsbeweise weg,
und lernen nur die Probleme kennen.

Wiederholung: Graphen

Ein ungerichteter Graph $G = (V, E)$ besteht aus

- einer endlichen Menge V von Knoten (vertices)
- einer endlichen Menge E von Kanten (edges) wobei Kanten aus zwei Knoten bestehen, und für alle $\{u, v\} \in E$ gilt $u \neq v$

Z.B.: $G = (V, E)$ mit $V = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9\}$
 $E = \{\{1, 2\}, \{1, 3\}, \{2, 4\}, \{3, 4\}, \{3, 5\}, \{4, 5\},$
 $\{2, 6\}, \{4, 7\}, \{6, 7\}, \{6, 8\}, \{8, 9\}\}$



Beachte: Wir verbieten

- Schlingen $\{u, u\} \in E$,
- Mehrfachkanten (= mehrere Kanten zwischen u und v)
- Hypergraphen (Kanten mit nicht genau 2 Knoten)

Wiederholung: Gerichtete Graphen

Bei gerichteten Graphen sind die Kanten gerichtet:

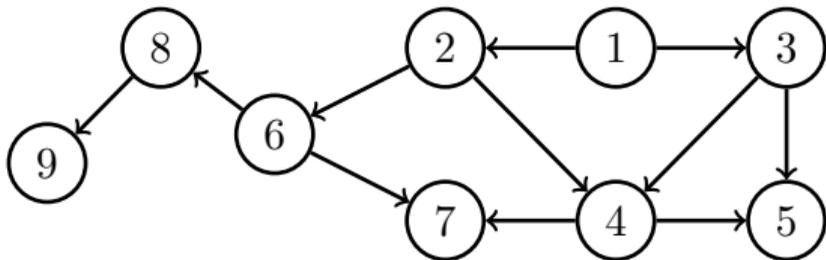
$$(u, v) \in E \text{ statt } \{u, v\} \in E.$$

Daher sind Kanten (u, v) und (v, u) verschieden.

Z.B.: $G = (V, E)$ mit $V = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9\}$

$E = \{(1, 2), (1, 3), (2, 4), (3, 4), (3, 5), (4, 5),$

$(2, 6), (4, 7), (6, 7), (6, 8), (8, 9)\}$



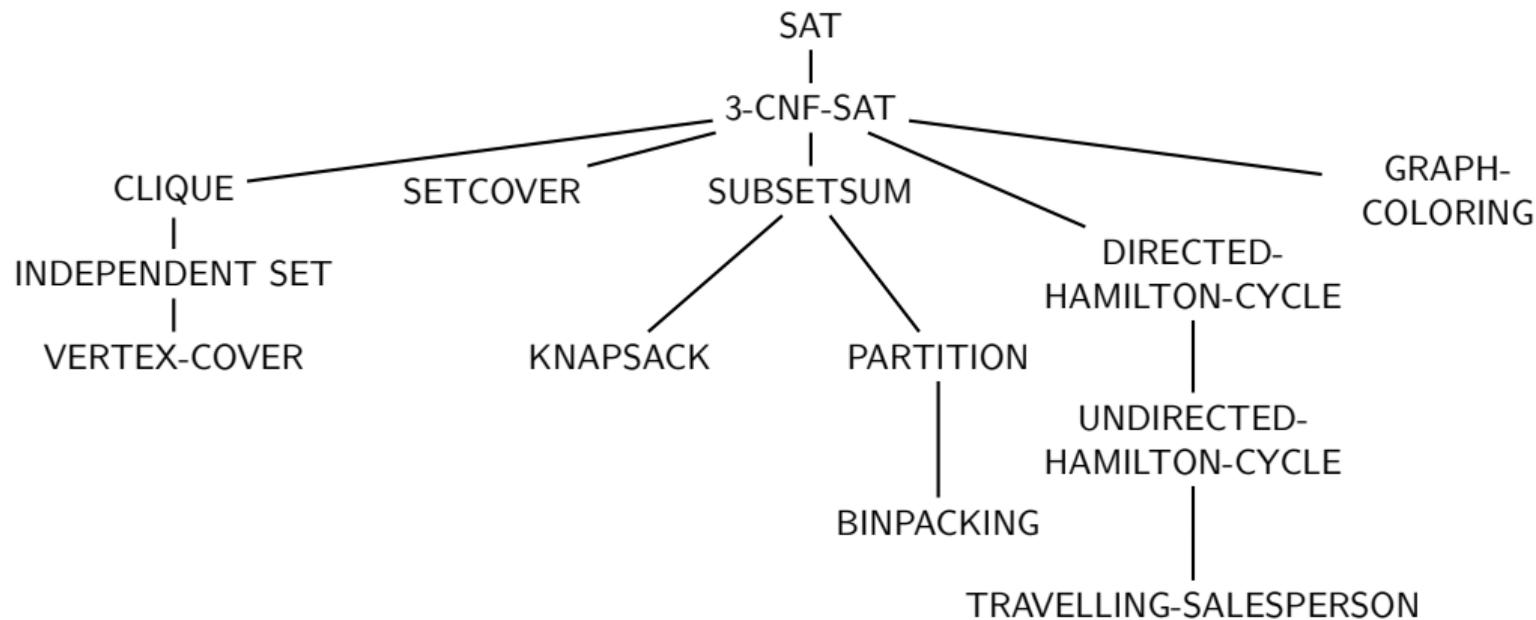
WEITERE NP-VOLLSTÄNDIGE PROBLEME

Klausur

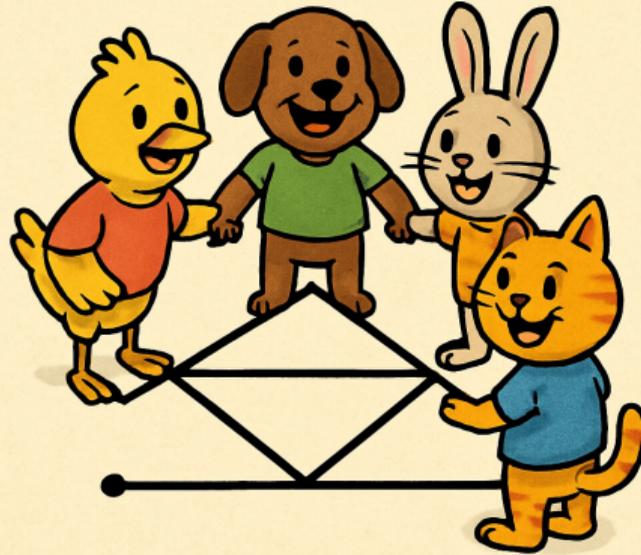
- 90 Minuten
- 12.08. 9-11 Uhr
- Keine Hilfsmittel erlaubt, auch kein Spickzettel o.ä.

Fragestunde

- 06.08. um 14 Uhr, **online**
- <https://zapp.mi.hs-rm.de/meet/david.sabel>
- Es gibt dazu aber auch noch eine Email ...



CLIQUE-PROBLEM



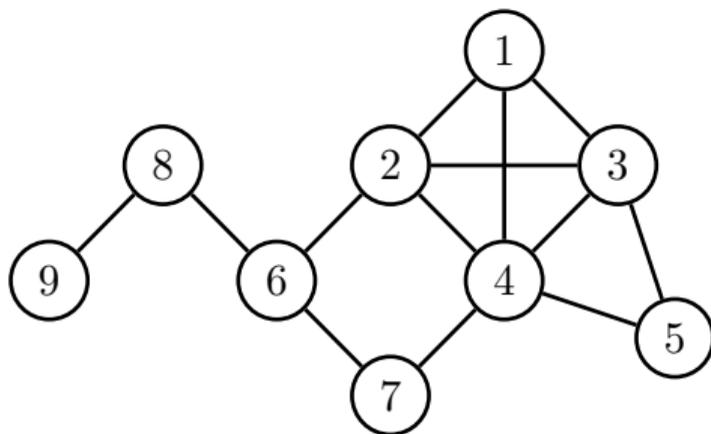
Definition

Für einen ungerichteten Graph $G = (V, E)$ ist eine **Clique der Größe k** eine Menge $V' \subseteq V$, sodass $|V'| = k$ und für alle $u, v \in V'$ mit $u \neq v$ gilt: $\{u, v\} \in E$.

Definition

Für einen ungerichteten Graph $G = (V, E)$ ist eine **Clique der Größe k** eine Menge $V' \subseteq V$, sodass $|V'| = k$ und für alle $u, v \in V'$ mit $u \neq v$ gilt: $\{u, v\} \in E$.

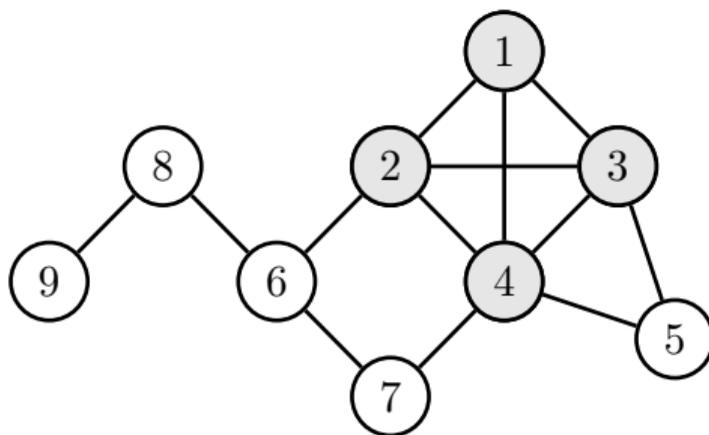
Beispiel:



Definition

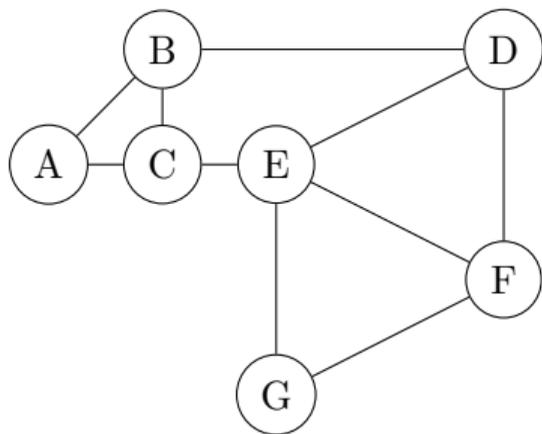
Für einen ungerichteten Graph $G = (V, E)$ ist eine **Clique der Größe k** eine Menge $V' \subseteq V$, sodass $|V'| = k$ und für alle $u, v \in V'$ mit $u \neq v$ gilt: $\{u, v\} \in E$.

Beispiel:



Clique der Größe 4

Quiz 3



Welches ist die größte Zahl k , so dass gilt: Der Graph hat eine k -Clique?

arsnova.hs-rm.de
6750 1376



Definition (CLIQUE-Problem)

Das **CLIQUE-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

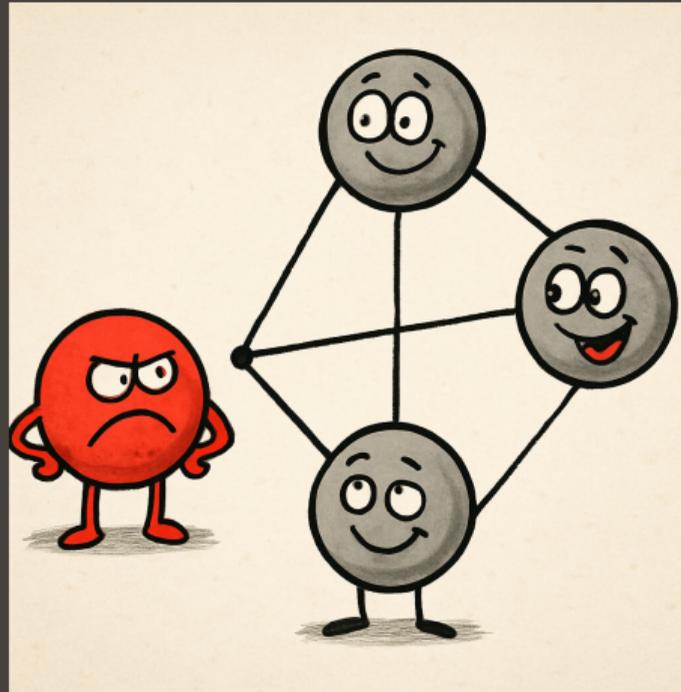
gegeben: Ein ungerichteter Graph $G = (V, E)$ und eine Zahl $k \in \mathbb{N}_0$.

gefragt: Besitzt G eine Clique der Größe mindestens k ?

Satz

CLIQUE ist \mathcal{NP} -vollständig.

INDEPENDENT SET



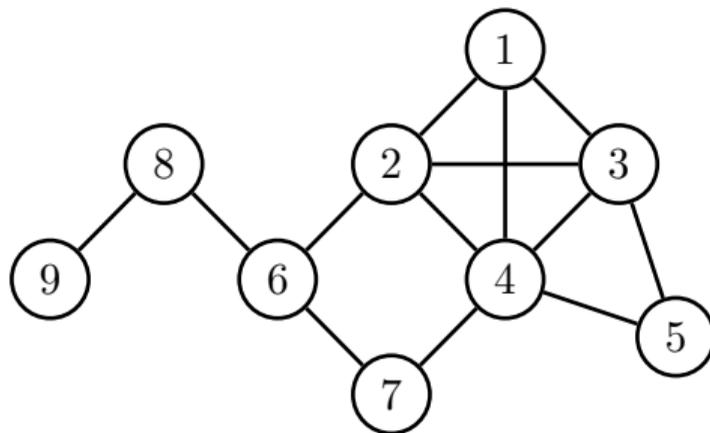
Definition

Für einen Graphen $G = (V, E)$ ist $V' \subseteq V$ eine **unabhängige Knotenmenge** (independent set), wenn keine zwei Knoten aus V' über eine Kante verbunden sind, d.h. $u, v \in V' \implies \{u, v\} \notin E$.

Definition

Für einen Graphen $G = (V, E)$ ist $V' \subseteq V$ eine **unabhängige Knotenmenge** (independent set), wenn keine zwei Knoten aus V' über eine Kante verbunden sind, d.h. $u, v \in V' \implies \{u, v\} \notin E$.

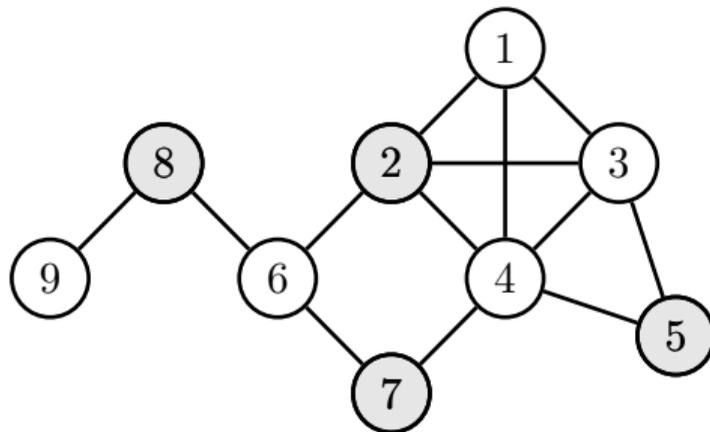
Beispiel:



Definition

Für einen Graphen $G = (V, E)$ ist $V' \subseteq V$ eine **unabhängige Knotenmenge** (independent set), wenn keine zwei Knoten aus V' über eine Kante verbunden sind, d.h. $u, v \in V' \implies \{u, v\} \notin E$.

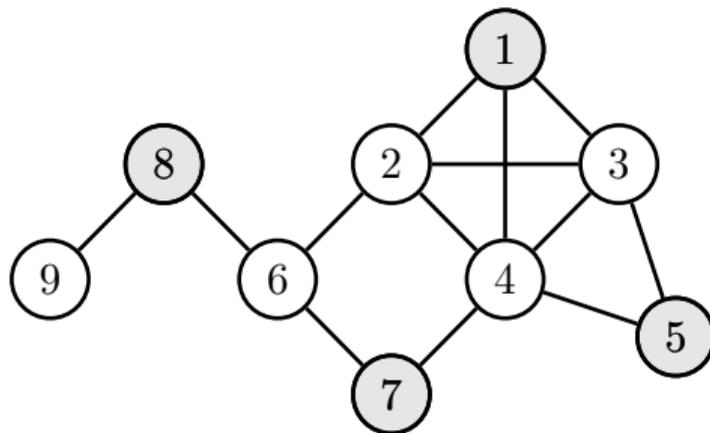
Beispiel:



Definition

Für einen Graphen $G = (V, E)$ ist $V' \subseteq V$ eine **unabhängige Knotenmenge** (independent set), wenn keine zwei Knoten aus V' über eine Kante verbunden sind, d.h. $u, v \in V' \implies \{u, v\} \notin E$.

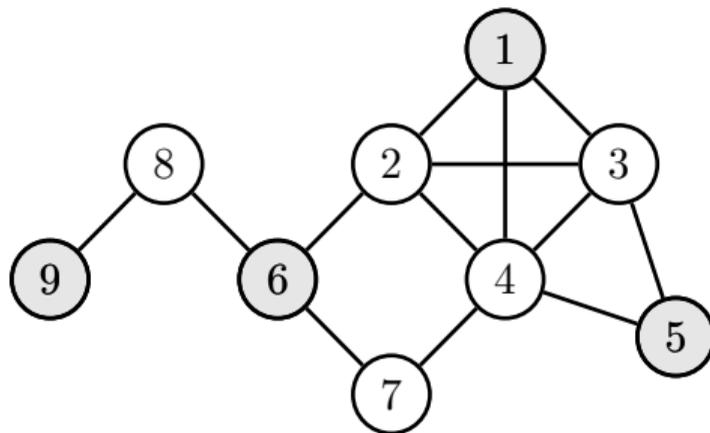
Beispiel:



Definition

Für einen Graphen $G = (V, E)$ ist $V' \subseteq V$ eine **unabhängige Knotenmenge** (independent set), wenn keine zwei Knoten aus V' über eine Kante verbunden sind, d.h. $u, v \in V' \implies \{u, v\} \notin E$.

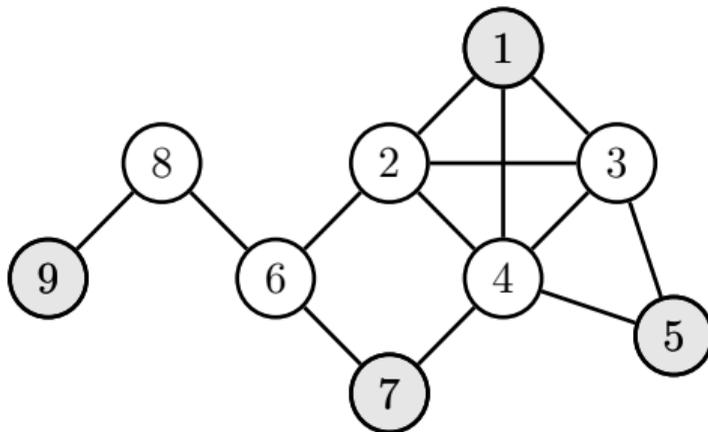
Beispiel:



Definition

Für einen Graphen $G = (V, E)$ ist $V' \subseteq V$ eine **unabhängige Knotenmenge** (independent set), wenn keine zwei Knoten aus V' über eine Kante verbunden sind, d.h. $u, v \in V' \implies \{u, v\} \notin E$.

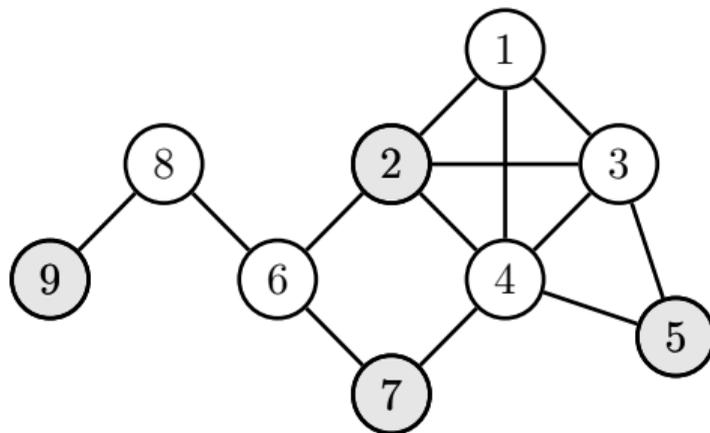
Beispiel:



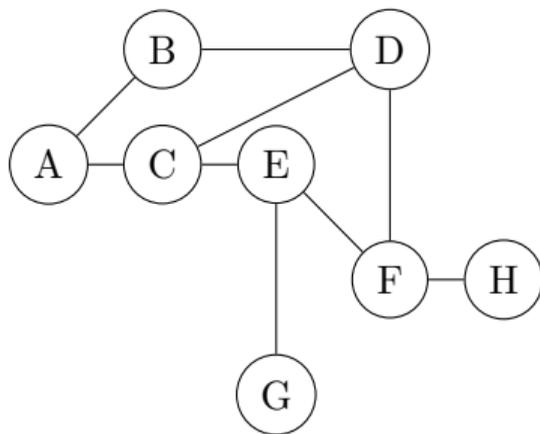
Definition

Für einen Graphen $G = (V, E)$ ist $V' \subseteq V$ eine **unabhängige Knotenmenge** (independent set), wenn keine zwei Knoten aus V' über eine Kante verbunden sind, d.h. $u, v \in V' \implies \{u, v\} \notin E$.

Beispiel:



Quiz 4



Welches ist die größte Zahl k , so dass gilt: Der Graph hat eine unabhängige Knotenmenge der Mächtigkeit k ?

arsnova.hs-rm.de
6750 1376



Komplementgraph

Für Graph $G = (V, E)$ ist der **Komplementgraph zu G** der Graph

$$\bar{G} = (V, \bar{E}) \text{ mit } \bar{E} = \{\{u, v\} \mid u, v \in V, u \neq v, \{u, v\} \notin E\}$$

Für Graph $G = (V, E)$ ist der **Komplementgraph zu G** der Graph

$$\bar{G} = (V, \bar{E}) \text{ mit } \bar{E} = \{\{u, v\} \mid u, v \in V, u \neq v, \{u, v\} \notin E\}$$

Lemma

Für jeden ungerichteten Graph G gilt: G hat eine unabhängige Knotenmenge der Größe k genau dann, wenn \bar{G} eine Clique der Größe k hat.

Für Graph $G = (V, E)$ ist der **Komplementgraph zu G** der Graph

$$\bar{G} = (V, \bar{E}) \text{ mit } \bar{E} = \{\{u, v\} \mid u, v \in V, u \neq v, \{u, v\} \notin E\}$$

Lemma

Für jeden ungerichteten Graph G gilt: G hat eine unabhängige Knotenmenge der Größe k genau dann, wenn \bar{G} eine Clique der Größe k hat.

Beweis:

V' ist unabhängige Knotenmenge der Größe k

Für Graph $G = (V, E)$ ist der **Komplementgraph zu G** der Graph

$$\bar{G} = (V, \bar{E}) \text{ mit } \bar{E} = \{\{u, v\} \mid u, v \in V, u \neq v, \{u, v\} \notin E\}$$

Lemma

Für jeden ungerichteten Graph G gilt: G hat eine unabhängige Knotenmenge der Größe k genau dann, wenn \bar{G} eine Clique der Größe k hat.

Beweis:

V' ist unabhängige Knotenmenge der Größe k

g.d.w. $V' \subseteq V$ mit $u, v \in V' \implies \{u, v\} \notin E$ und $|V'| = k$

Für Graph $G = (V, E)$ ist der **Komplementgraph zu G** der Graph

$$\bar{G} = (V, \bar{E}) \text{ mit } \bar{E} = \{\{u, v\} \mid u, v \in V, u \neq v, \{u, v\} \notin E\}$$

Lemma

Für jeden ungerichteten Graph G gilt: G hat eine unabhängige Knotenmenge der Größe k genau dann, wenn \bar{G} eine Clique der Größe k hat.

Beweis:

V' ist unabhängige Knotenmenge der Größe k

g.d.w. $V' \subseteq V$ mit $u, v \in V' \implies \{u, v\} \notin E$ und $|V'| = k$

g.d.w. $V' \subseteq V$ mit $u, v \in V' \implies \{u, v\} \in \bar{E}$ und $|V'| = k$

Für Graph $G = (V, E)$ ist der **Komplementgraph zu G** der Graph

$$\overline{G} = (V, \overline{E}) \text{ mit } \overline{E} = \{\{u, v\} \mid u, v \in V, u \neq v, \{u, v\} \notin E\}$$

Lemma

Für jeden ungerichteten Graph G gilt: G hat eine unabhängige Knotenmenge der Größe k genau dann, wenn \overline{G} eine Clique der Größe k hat.

Beweis:

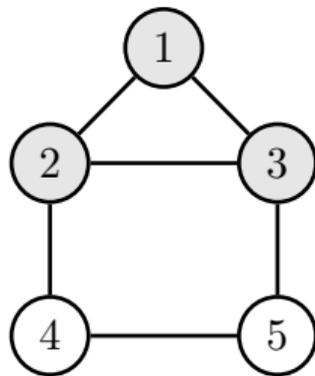
V' ist unabhängige Knotenmenge der Größe k

g.d.w. $V' \subseteq V$ mit $u, v \in V' \implies \{u, v\} \notin E$ und $|V'| = k$

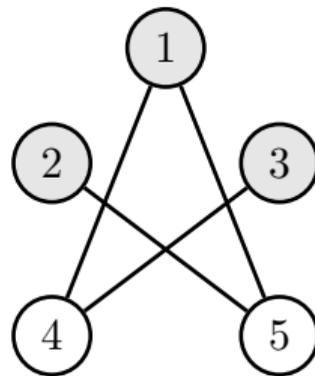
g.d.w. $V' \subseteq V$ mit $u, v \in V' \implies \{u, v\} \in \overline{E}$ und $|V'| = k$

g.d.w. V' ist eine Clique der Größe k in \overline{G}

Beispiel

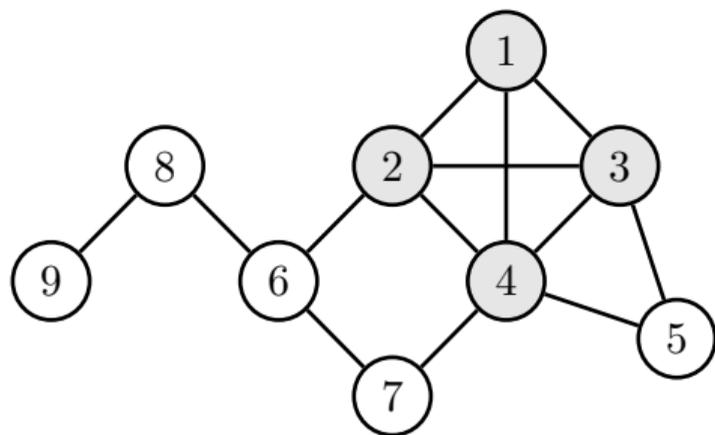


Graph

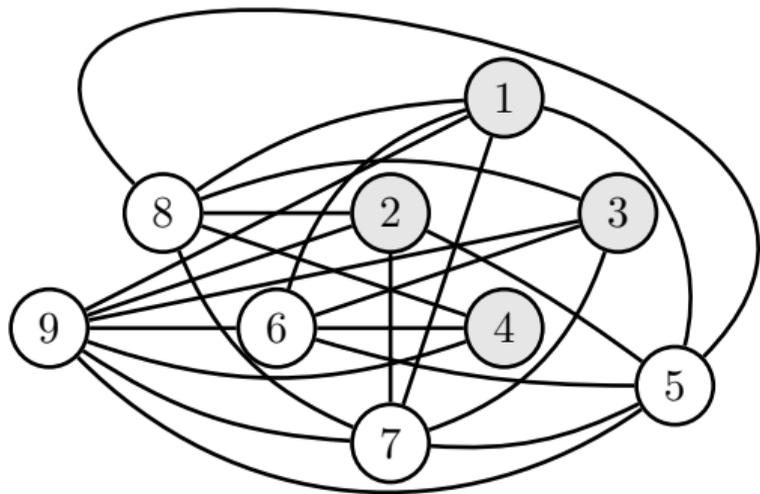


Komplementgraph

Beispiel (2)



Graph



Komplementgraph

Definition (INDEPENDENT-SET-Problem)

Das **INDEPENDENT-SET-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: Ein ungerichteter Graph $G = (V, E)$ und eine Zahl $k \in \mathbb{N}_0$.

gefragt: Besitzt G eine unabhängige Knotenmenge der Größe mindestens k ?

Satz

INDEPENDENT-SET ist \mathcal{NP} -vollständig.

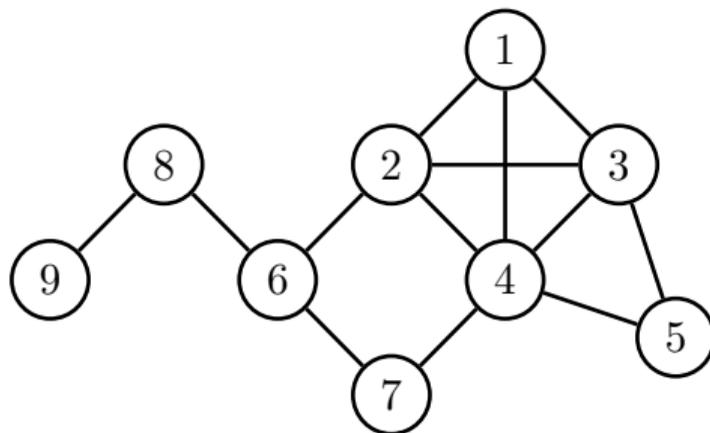
Definition

Für einen Graph $G = (V, E)$ ist $V' \subseteq V$ eine **überdeckende Knotenmenge** (vertex cover), wenn jede Kante aus E mindestens 1 Knoten in V' hat, d.h. für alle Knoten $u, v \in V : \{u, v\} \in E \implies u \in V' \vee v \in V'$.

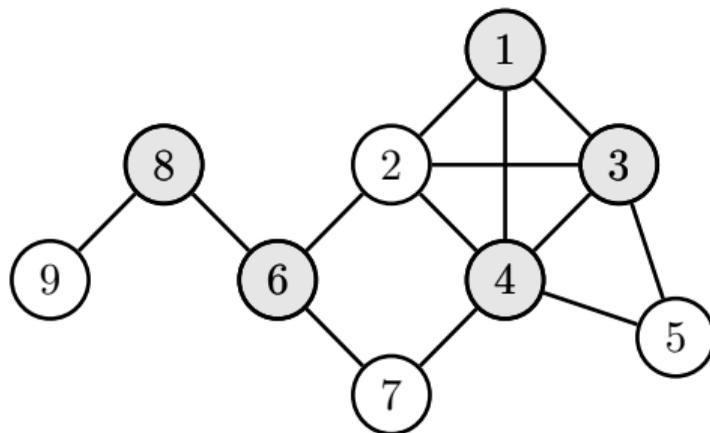
Beachte:

- V ist immer eine überdeckende Knotenmenge
- Man möchte ein möglichst kleine Menge V' finden.

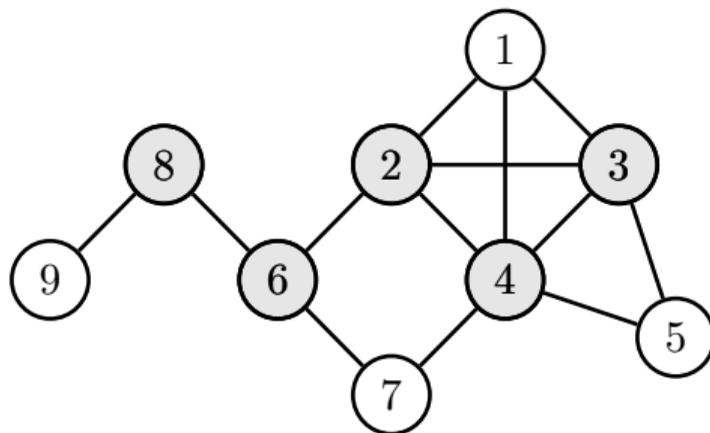
Beispiel



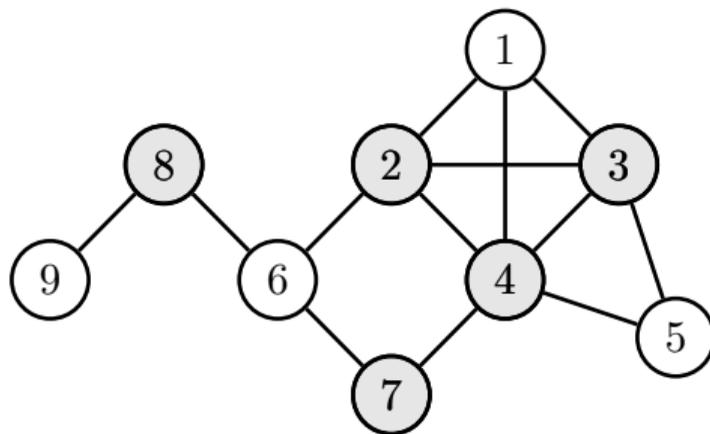
Beispiel



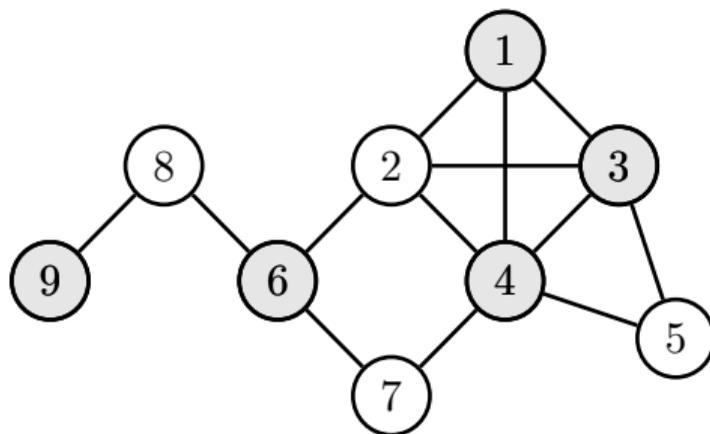
Beispiel



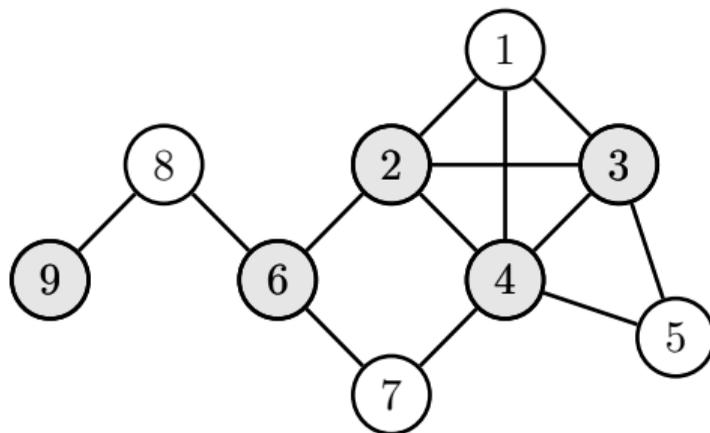
Beispiel



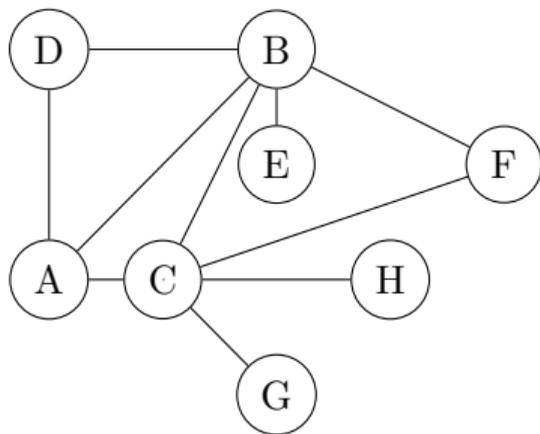
Beispiel



Beispiel



Quiz 5



Welches ist die kleinste Zahl k , so dass gilt: Der Graph hat eine überdeckende Knotenmenge der Mächtigkeit k ?

arsnova.hs-rm.de

6750 1376



Überdeckende Knotenmengen vs. unabhängige Knotenmengen

Lemma

$G = (V, E)$ hat eine unabhängige Knotenmenge der Größe k
g.d.w.
 G hat eine überdeckende Knotenmenge der Größe $|V| - k$.

Beweis:

$V' \subseteq V$ ist unabhängige Knotenmenge

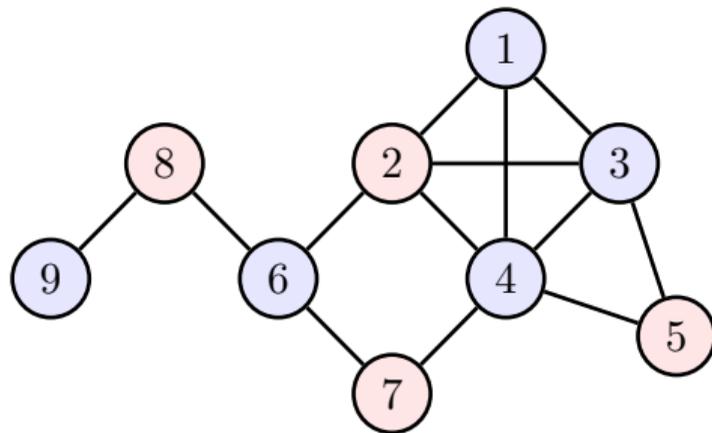
g.d.w. $u, v \in V' \implies \{u, v\} \notin E$

g.d.w. $\{u, v\} \in E \implies u \notin V' \vee v \notin V'$

g.d.w. $\{u, v\} \in E \implies (u \in V \setminus V') \vee (v \in V \setminus V')$

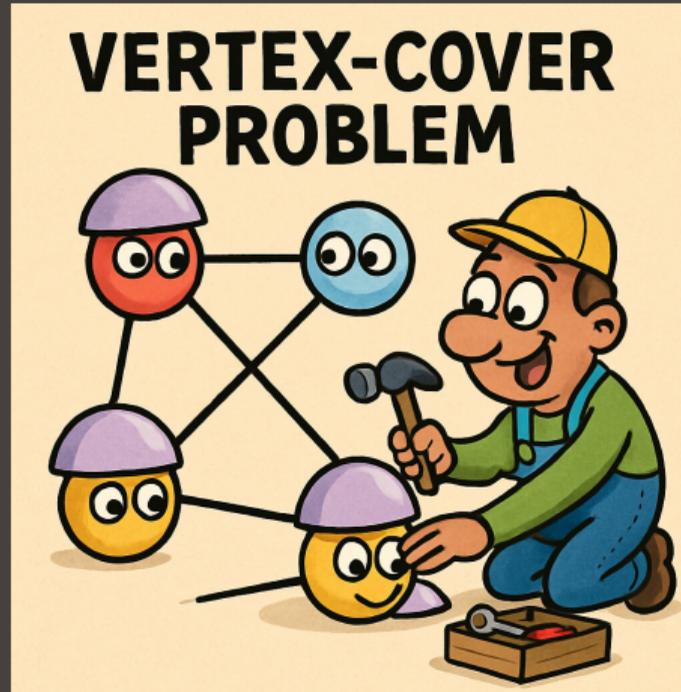
g.d.w. $V \setminus V'$ ist überdeckende Knotenmenge

Beispiel



 unabhängige Knotenmenge

 überdeckende Knotenmenge



Definition (VERTEX-COVER-Problem)

Das **VERTEX-COVER-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: Ein ungerichteter Graph $G = (V, E)$ und eine Zahl $k \in \mathbb{N}_0$.

gefragt: Besitzt G eine überdeckende Knotenmenge der Größe höchstens k ?

Satz

VERTEX-COVER- ist \mathcal{NP} -vollständig.

SET COVER



Definition (SETCOVER-Problem)

Das **SETCOVER-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: Mengen T_1, \dots, T_k mit $T_1, \dots, T_k \subseteq M$, wobei M eine endliche Grundmenge ist und eine Zahl $n \leq k$.

gefragt: Gibt es eine Auswahl von n Mengen T_{i_1}, \dots, T_{i_n} ($i_j \in \{1, \dots, k\}$) mit $T_{i_1} \cup \dots \cup T_{i_n} = M$?

Definition (SETCOVER-Problem)

Das **SETCOVER-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: Mengen T_1, \dots, T_k mit $T_1, \dots, T_k \subseteq M$, wobei M eine endliche Grundmenge ist und eine Zahl $n \leq k$.

gefragt: Gibt es eine Auswahl von n Mengen T_{i_1}, \dots, T_{i_n} ($i_j \in \{1, \dots, k\}$) mit $T_{i_1} \cup \dots \cup T_{i_n} = M$?

Beispiel:

$T_1 = \{1, 2, 3, 5\}, T_2 = \{1, 2\}, T_3 = \{3, 4\}, T_4 = \{3\}$ mit $M = \{1, 2, 3, 4, 5\}$ und $n = 2$

Definition (SETCOVER-Problem)

Das **SETCOVER-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: Mengen T_1, \dots, T_k mit $T_1, \dots, T_k \subseteq M$, wobei M eine endliche Grundmenge ist und eine Zahl $n \leq k$.

gefragt: Gibt es eine Auswahl von n Mengen T_{i_1}, \dots, T_{i_n} ($i_j \in \{1, \dots, k\}$) mit $T_{i_1} \cup \dots \cup T_{i_n} = M$?

Beispiel:

$T_1 = \{1, 2, 3, 5\}, T_2 = \{1, 2\}, T_3 = \{3, 4\}, T_4 = \{3\}$ mit $M = \{1, 2, 3, 4, 5\}$ und $n = 2$

Lösung: T_1, T_3 , da $T_1 \cup T_3 = M$.

Definition (SETCOVER-Problem)

Das **SETCOVER-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: Mengen T_1, \dots, T_k mit $T_1, \dots, T_k \subseteq M$, wobei M eine endliche Grundmenge ist und eine Zahl $n \leq k$.

gefragt: Gibt es eine Auswahl von n Mengen T_{i_1}, \dots, T_{i_n} ($i_j \in \{1, \dots, k\}$) mit $T_{i_1} \cup \dots \cup T_{i_n} = M$?

Beispiel:

$T_1 = \{1, 2, 3, 5\}, T_2 = \{1, 2\}, T_3 = \{3, 4\}, T_4 = \{3\}$ mit $M = \{1, 2, 3, 4, 5\}$ und $n = 2$

Lösung: T_1, T_3 , da $T_1 \cup T_3 = M$.

Satz

SETCOVER ist \mathcal{NP} -vollständig.

Quiz 6

Ein Lehrer möchte sicherstellen, dass alle Themen abgedeckt sind, indem er eine minimale Anzahl von Unterrichtseinheiten auswählt.

Unterrichtseinheiten und Themen:

Einheit 1: A,C Einheit 2: A,B

Einheit 3: B,C Einheit 4: B,D

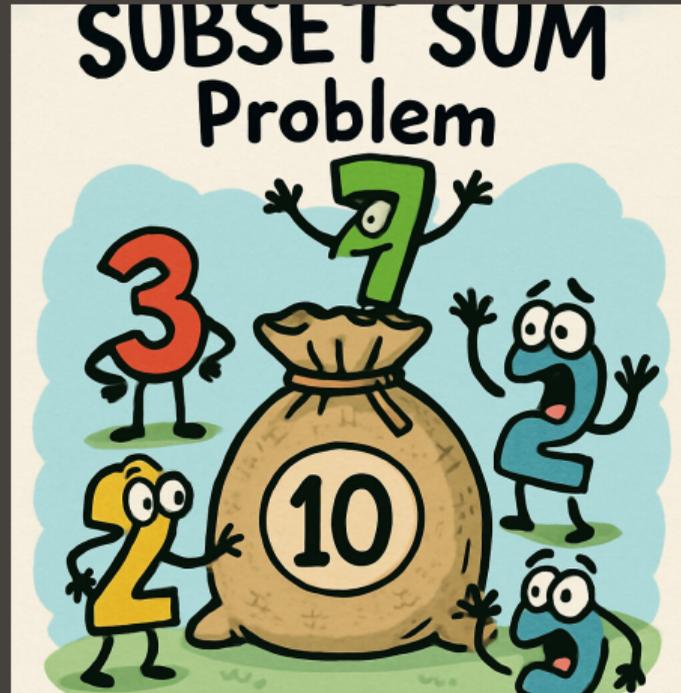
Welche Unterrichtseinheiten sollten ausgewählt werden, um alle Themen A,B,C,D abzudecken?

- ① 1,2
- ② 1,2,3
- ③ 1,2,4
- ④ 1,4

arsnova.hs-rm.de

6750 1376





Definition (SUBSETSUM-Problem)

Das **SUBSETSUM-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: Natürliche Zahlen $a_1, \dots, a_k \in \mathbb{N}_0$ und $s \in \mathbb{N}_0$

gefragt: Gibt es eine Teilmenge $I \subseteq \{1, \dots, k\}$,

$$\text{sodass } \sum_{i \in I} a_i = s?$$

Beispiel: $a_1, \dots, a_6 = 1, 21, 5, 16, 12, 19$ und $s = 49$

Lösung: 2, 4, 5, da $21 + 16 + 12 = 49$

Satz

Das SUBSETSUM-Problem ist \mathcal{NP} -vollständig.

Quiz 7

Sie haben ein Budget von 1000 Euro für die Dekoration einer Veranstaltung. Sie haben verschiedene Dekorationsartikel zur Auswahl, die unterschiedliche Kosten haben:

Dekorationsartikel:

Artikel A: 200 Euro Artikel D: 400 Euro

Artikel B: 300 Euro Artikel E: 250 Euro

Artikel C: 150 Euro

Gibt es eine Kombination von Dekorationsartikeln, die genau Ihr Budget von 1000 Euro erreicht?

- Ja, A,C,D • Ja B,C,E
- Ja, A,A,C,D,E • Nein

arsnova.hs-rm.de

6750 1376



KNAPSACK



Definition (KNAPSACK-Problem)

Das **KNAPSACK-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: k Gegenstände mit Gewichten $w_1, \dots, w_k \in \mathbb{N}_0$ und
Nutzenwerten $n_1, \dots, n_k \in \mathbb{N}_0$,
sowie zwei Zahlen $s_w, s_n \in \mathbb{N}_0$.

gefragt: Gibt es Teilmenge $I \subseteq \{1, \dots, k\}$, sodass $\sum_{i \in I} w_i \leq s_w$ und $\sum_{i \in I} n_i \geq s_n$?

Definition (KNAPSACK-Problem)

Das **KNAPSACK-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: k Gegenstände mit Gewichten $w_1, \dots, w_k \in \mathbb{N}_0$ und
Nutzenwerten $n_1, \dots, n_k \in \mathbb{N}_0$,
sowie zwei Zahlen $s_w, s_n \in \mathbb{N}_0$.

gefragt: Gibt es Teilmenge $I \subseteq \{1, \dots, k\}$, sodass $\sum_{i \in I} w_i \leq s_w$ und $\sum_{i \in I} n_i \geq s_n$?

Beachte für $w_i = n_i$ und $s_n = s_w$ ergibt sich genau das SUBSETSUM-Problem!

Definition (KNAPSACK-Problem)

Das **KNAPSACK-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: k Gegenstände mit Gewichten $w_1, \dots, w_k \in \mathbb{N}_0$ und
Nutzenwerten $n_1, \dots, n_k \in \mathbb{N}_0$,
sowie zwei Zahlen $s_w, s_n \in \mathbb{N}_0$.

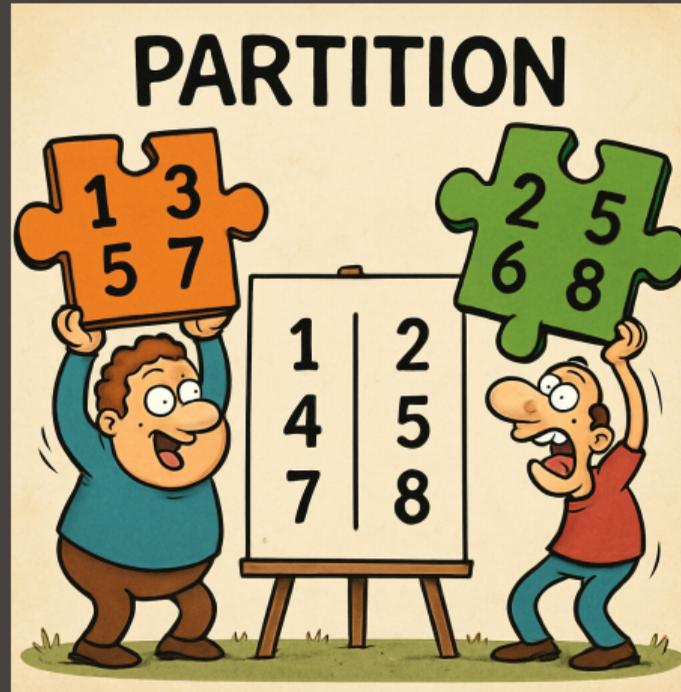
gefragt: Gibt es Teilmenge $I \subseteq \{1, \dots, k\}$, sodass $\sum_{i \in I} w_i \leq s_w$ und $\sum_{i \in I} n_i \geq s_n$?

Beachte für $w_i = n_i$ und $s_n = s_w$ ergibt sich genau das SUBSETSUM-Problem!

Satz

KNAPSACK ist \mathcal{NP} -vollständig.

PARTITION



Definition (PARTITION-Problem)

Das **PARTITION-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: Natürliche Zahlen $a_1, \dots, a_k \in \mathbb{N}_0$

gefragt: Gibt es eine Teilmenge $I \subseteq \{1, \dots, k\}$, sodass
$$\sum_{i \in I} a_i = \sum_{i \in \{1, \dots, k\} \setminus I} a_i?$$

Satz

PARTITION ist \mathcal{NP} -vollständig.

BINPACKING



Definition (BINPACKING-Problem)

Das **BINPACKING-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: Natürliche Zahlen $a_1, \dots, a_k \in \mathbb{N}_0$, die Behältergröße $b \in \mathbb{N}_0$ und die Anzahl der Behälter m

gefragt: Kann man alle gegebenen Zahlen so auf die Behälter aufteilen, sodass keiner der Behälter überläuft?

Formal: Gibt es eine totale Funktion $assign : \{1, \dots, k\} \rightarrow \{1, \dots, m\}$, sodass für alle $j \in \{1, \dots, m\}$ gilt: $\sum_{assign(i)=j} a_i \leq b$?

Satz

BINPACKING ist \mathcal{NP} -vollständig.

Definition

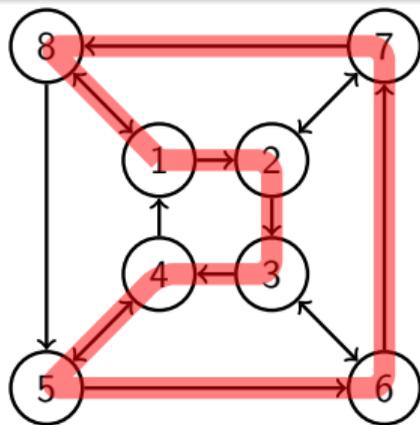
In einem gerichteten Graphen ist ein **Hamilton-Kreis**, ein Kreis, der genau alle Knoten einmal besucht.

Formal: Für $G = (V, E)$ mit $V = \{v_1, \dots, v_n\}$ ist ein Hamilton-Kreis eine Permutation $\pi : \{1, \dots, n\} \rightarrow \{1, \dots, n\}$, sodass $(v_{\pi(i)}, v_{\pi(i+1)}) \in E$ und $(v_{\pi(n)}, v_{\pi(1)}) \in E$.

Definition

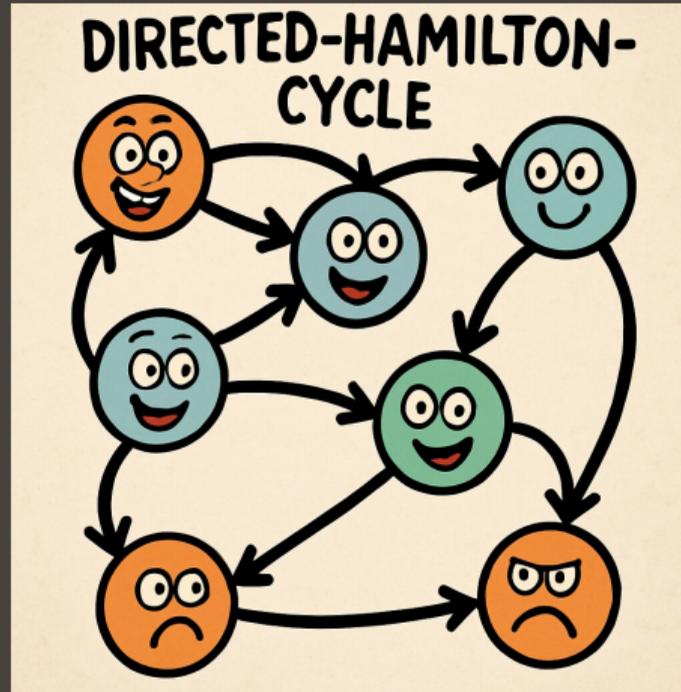
In einem gerichteten Graphen ist ein **Hamilton-Kreis**, ein Kreis, der genau alle Knoten einmal besucht.

Formal: Für $G = (V, E)$ mit $V = \{v_1, \dots, v_n\}$ ist ein Hamilton-Kreis eine Permutation $\pi : \{1, \dots, n\} \rightarrow \{1, \dots, n\}$, sodass $(v_{\pi(i)}, v_{\pi(i+1)}) \in E$ und $(v_{\pi(n)}, v_{\pi(1)}) \in E$.



Beispiel:

DIRECTED HAMILTON CYCLE



Definition (DIRECTED-HAMILTON-CYCLE-Problem)

Das **DIRECTED-HAMILTON-CYCLE-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

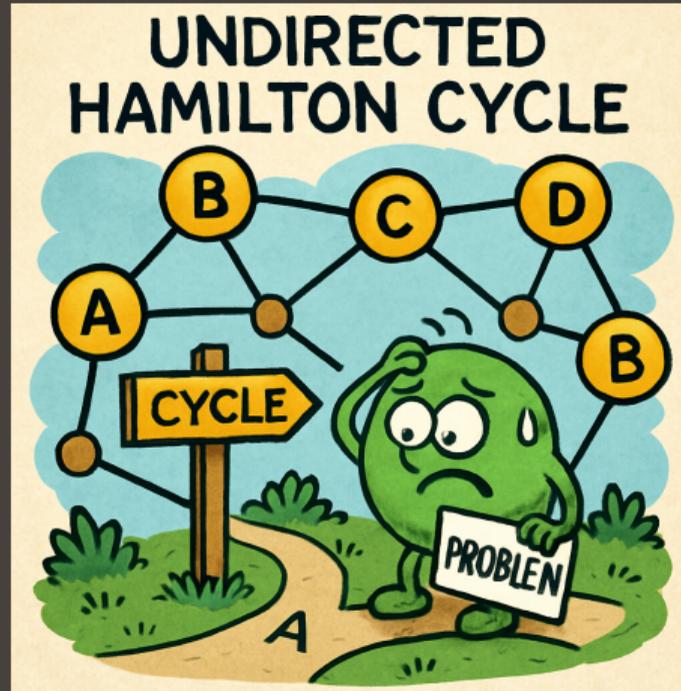
gegeben: Ein gerichteter Graph $G = (V, E)$ mit $V = \{v_1, \dots, v_n\}$

gefragt: Gibt es einen Hamilton-Kreis in G ?

Satz

DIRECTED-HAMILTON-CYCLE ist \mathcal{NP} -vollständig.

UNDIRECTED HAMILTON CYCLE



Hamilton-Kreis im ungerichteten Graph

Sei $G = (V, E)$ ein ungerichteter Graph. Ein **Hamilton-Kreis** ist eine Permutation $\pi : \{1, \dots, n\} \rightarrow \{1, \dots, n\}$, sodass $\{v_{\pi(i)}, v_{\pi(i+1)}\} \in E$ und $\{v_{\pi(n)}, v_{\pi(1)}\} \in E$?

Definition (UNDIRECTED-HAMILTON-CYCLE-Problem)

Das **UNDIRECTED-HAMILTON-CYCLE-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

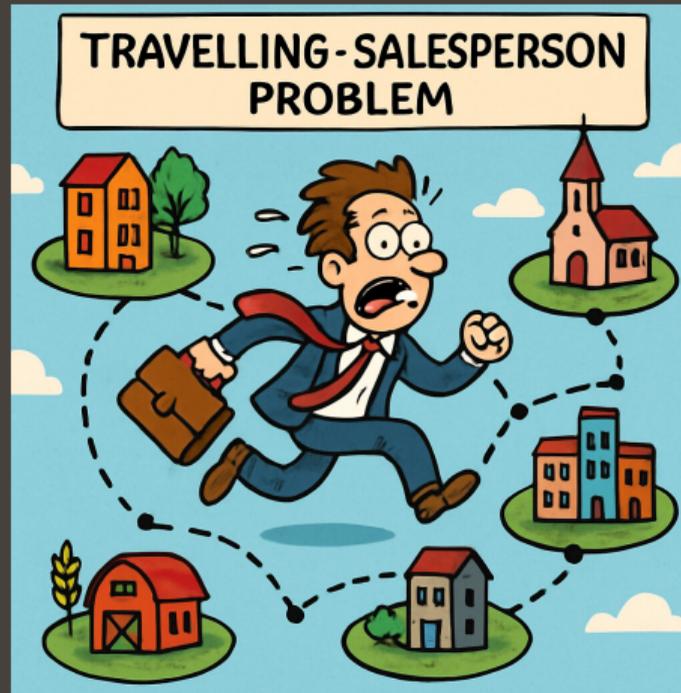
gegeben: Ein ungerichteter Graph $G = (V, E)$.

gefragt: Gibt es einen Hamilton-Kreis in G ?

Satz

UNDIRECTED-HAMILTON-CYCLE ist \mathcal{NP} -vollständig.

TRAVELLING SALES PERSON



Definition (TRAVELLING-SALESPERSON-Problem)

Das TRAVELLING-SALESPERSON-Problem in der gegeben/gefragt-Notation:

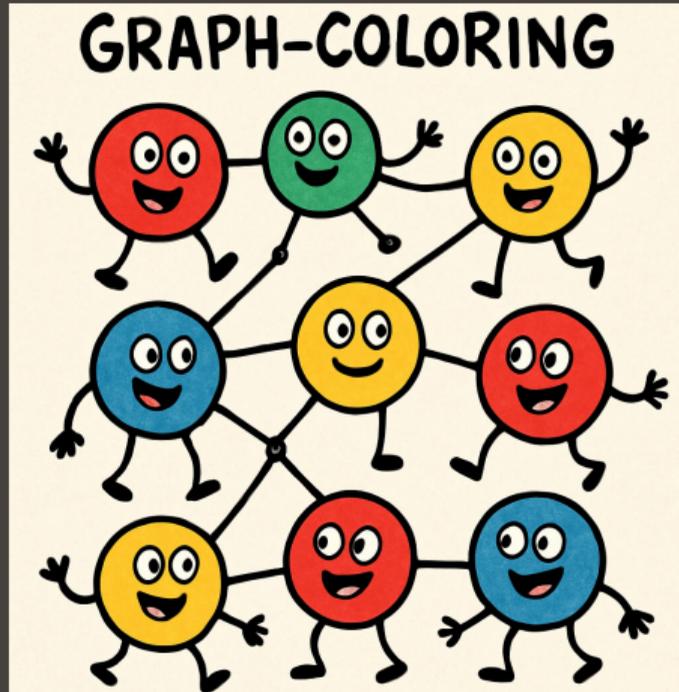
gegeben: Ein Menge von Knoten (Städten) $V = \{v_1, \dots, v_n\}$, eine $(n \times n)$ -Matrix $(M_{i,j})$ mit Entfernungen $M_{i,j} \in \mathbb{N}_0$ zwischen den Städten v_i und v_j , sowie eine Zahl $k \in \mathbb{N}_0$.

gefragt: Gibt es eine Rundreise, die alle Städte besucht, der Startort gleich dem Zielort ist, und nicht länger als k ist. Formal: Gibt es eine Permutation $\pi : \{1, \dots, n\} \rightarrow \{1, \dots, n\}$, sodass $(\sum_{i=1}^{n-1} M_{\pi(i), \pi(i+1)}) + M_{\pi(n) + \pi(1)} \leq k$.

Satz

Das TRAVELLING-SALESPERSON-Problem ist \mathcal{NP} -vollständig.

GRAPH COLORING



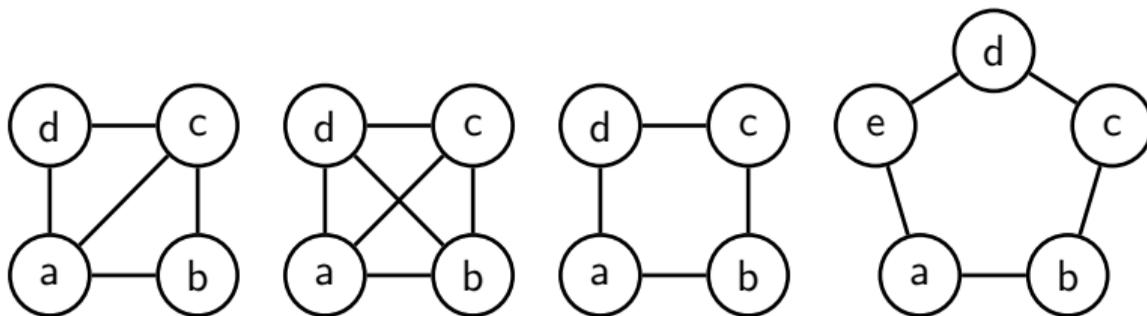
Definition (GRAPH-COLORING-Problem)

Das **GRAPH-COLORING-Problem** in der gegeben/gefragt-Notation:

gegeben: Ein ungerichteter Graph $G = (V, E)$ und eine Zahl $k \in \mathbb{N}_0$.

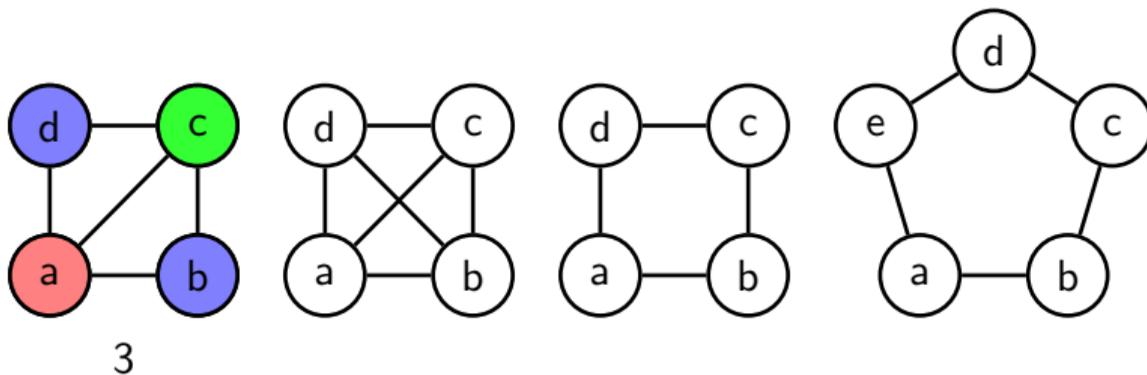
gefragt: Gibt es Färbung der Knoten in V mit $\leq k$ Farben, sodass keine zwei benachbarten Knoten in G , die gleiche Farbe erhalten.

Beispiel



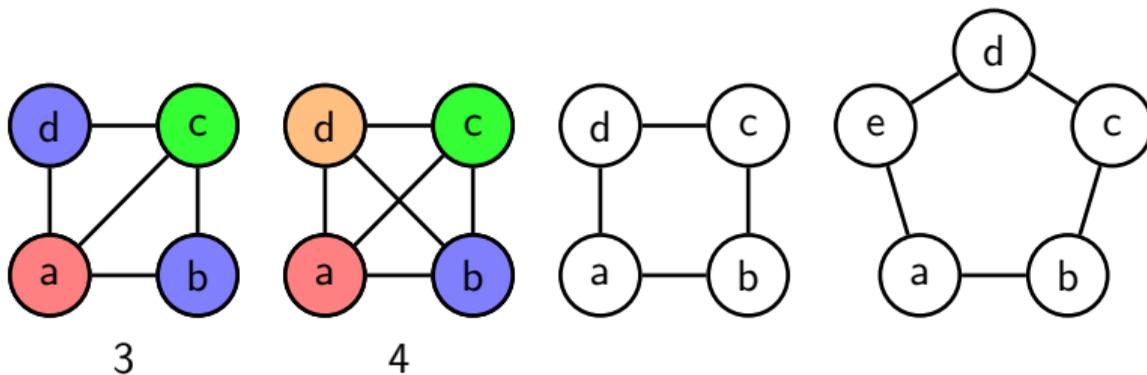
Wie viele Farben sind jeweils minimal notwendig?

Beispiel



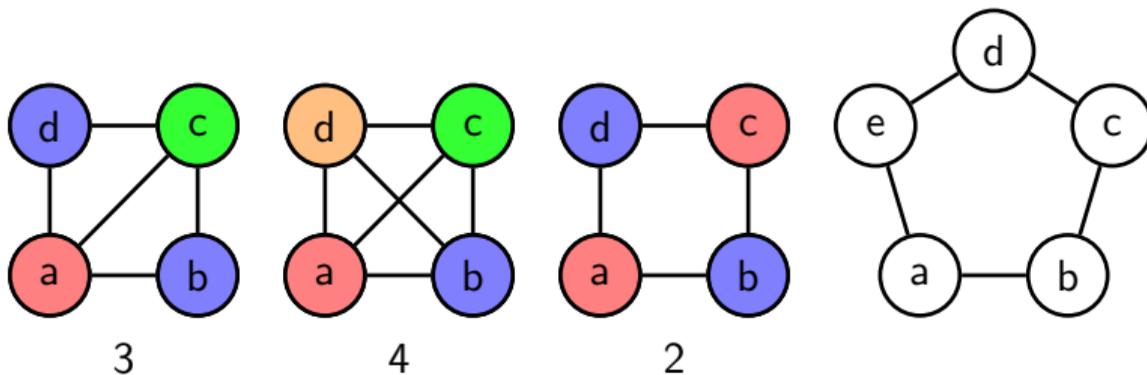
Wie viele Farben sind jeweils minimal notwendig?

Beispiel



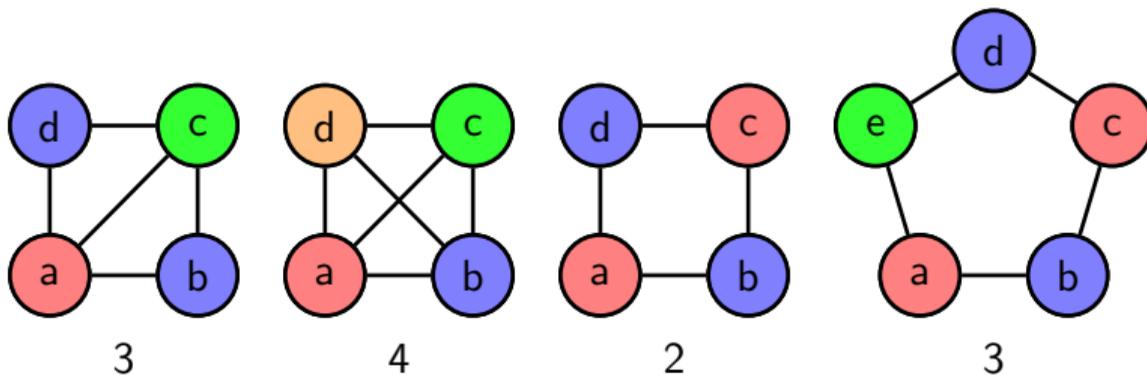
Wie viele Farben sind jeweils minimal notwendig?

Beispiel



Wie viele Farben sind jeweils minimal notwendig?

Beispiel



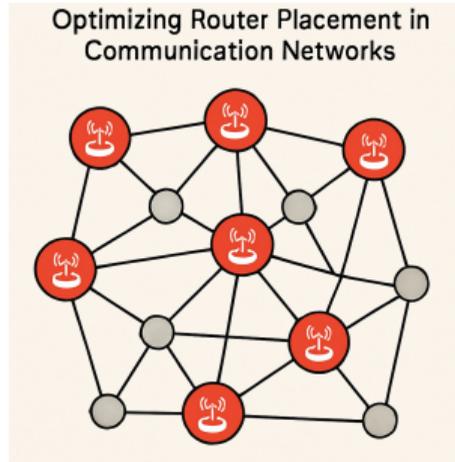
Wie viele Farben sind jeweils minimal notwendig?

Satz

GRAPH-COLORING ist \mathcal{NP} -vollständig.

Treten \mathcal{NP} -vollständige Probleme in der Praxis auf?

Ja!



Router-Platzieren:
minimale Anzahl an Knoten für die Router finden
→ VERTEX-COVER



Löcherbohren in Leiterplatten:
Finde kürzeste „Rundreise“ für den Bohrer
→ TRAVELLING-SALESPERSON



Playlist erstellen:
X Minuten mit Songs füllen.
→ SUBSETSUM

Wie geht man in der Praxis damit um?

- Bewusst machen, dass es **schwierig** wird.
- Aber: Aufgeben ist keine Wahl!
- Verschiedene Vorgehensweisen, je nach Ziel und Gegebenheiten:
 - Exponentielle Laufzeit hinnehmen
(funktioniert nur bei sehr kleinen Instanzen)
 - Exponentielle Laufzeit angreifen
 - Auf optimale Ergebnisse verzichten

Exponentielle Laufzeit hinnehmen

Brute-Force-Methode:

Alle Möglichkeiten durchprobieren

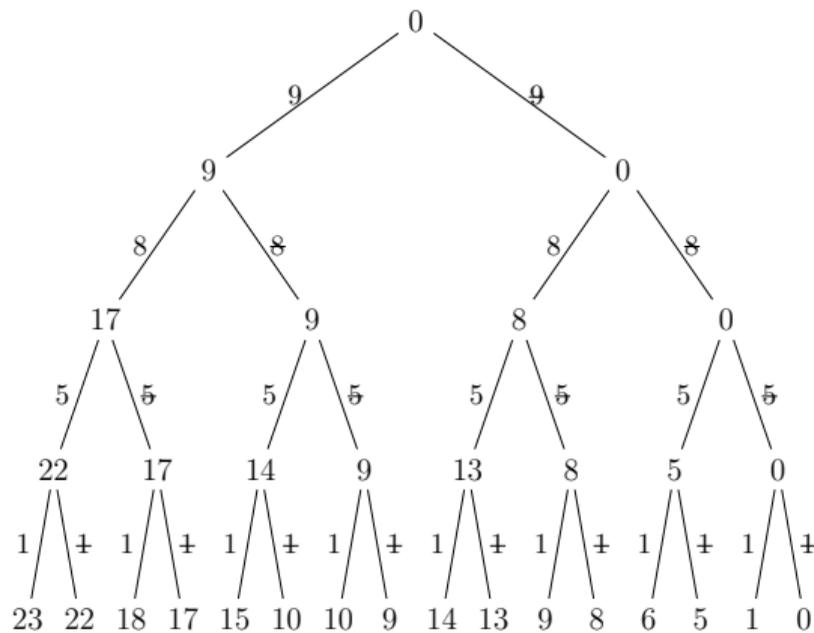
Z.B. mit Entscheidungsbaum und Tiefensuche

Evtl. sinnvoll, wenn man

- **sehr kleine** Instanzen hat, oder
- kleine Instanzen und Zeit hat

Beispiele:

- SUBSETSUM mit wenigen Elementen
- Plan, der nur sehr selten berechnet wird



Beispiel (SUBSETSUM): {9, 8, 5, 1} und 13

Exponentielle Laufzeit angreifen: Verbessern des Brute-Force-Ansatzes

Suchraum verkleinern, z.B. durch:

- **Vorverarbeitung**: Eingabe vereinfachen oder Teillösungen vorberechnen.

Z.B. SUBSETSUM: Zahlen in S , die größer als Zielsumme z sind, können entfernt werden

Exponentielle Laufzeit angreifen: Verbessern des Brute-Force-Ansatzes

Suchraum verkleinern, z.B. durch:

- **Vorverarbeitung:** Eingabe vereinfachen oder Teillösungen vorberechnen.

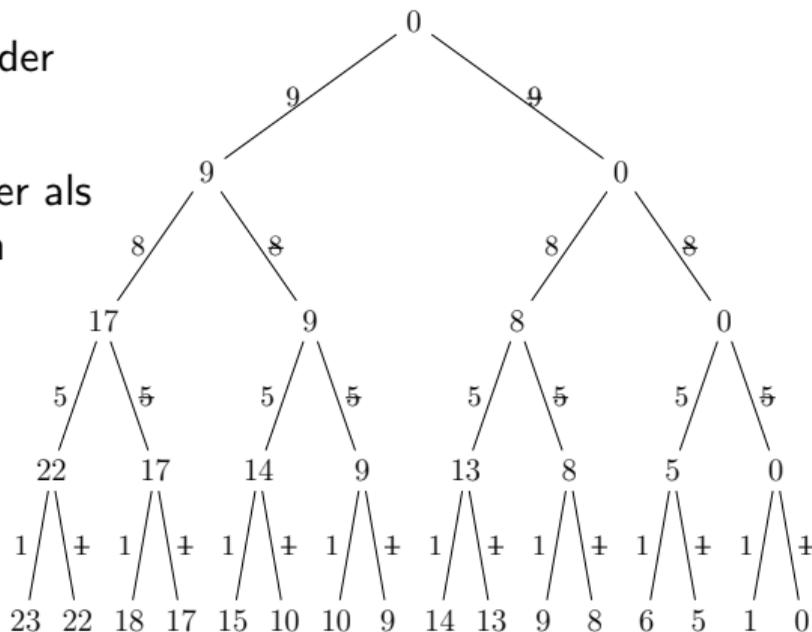
Z.B. SUBSETSUM: Zahlen in S , die größer als Zielsumme z sind, können entfernt werden

- **Abschneiden des Entscheidungsbaums**

Ziel: Basis verkleinern ($2^n \rightarrow 1, \dots, n$)

Beachte (bei 1 Operation = 10^{-9} s) gilt:

- $2^{42} \approx 1,2$ h
- $1,5^{72} \approx 1,3$ h
- $1,2^{160} \approx 1,3$ h
- $1,1^{305} \approx 1,2$ h



Exponentielle Laufzeit angreifen: Verbessern des Brute-Force-Ansatzes

Suchraum verkleinern, z.B. durch:

- **Vorverarbeitung:** Eingabe vereinfachen oder Teillösungen vorberechnen.

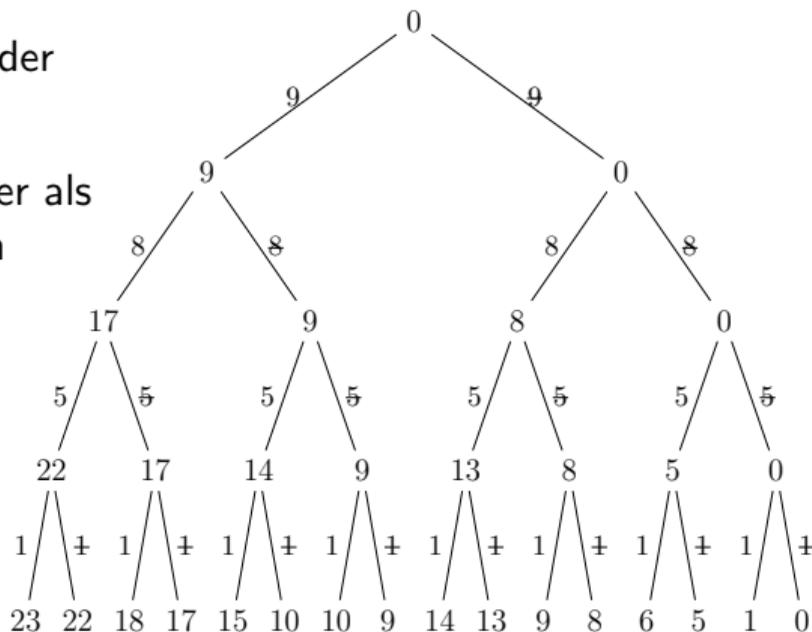
Z.B. SUBSETSUM: Zahlen in S , die größer als Zielsumme z sind, können entfernt werden

- **Abschneiden des Entscheidungsbaums**

Ziel: Basis verkleinern ($2^n \rightarrow 1, \dots, n$)

Beachte (bei 1 Operation = 10^{-9} s) gilt:

- $2^{42} \approx 1,2$ h
- $1,5^{72} \approx 1,3$ h
- $1,2^{160} \approx 1,3$ h
- $1,1^{305} \approx 1,2$ h



Entscheidungsbaum für SUBSETSUM mit $\{9, 8, 5, 1\}$ und 13

Exponentielle Laufzeit angreifen: Verbessern des Brute-Force-Ansatzes

Suchraum verkleinern, z.B. durch:

- **Vorverarbeitung:** Eingabe vereinfachen oder Teillösungen vorberechnen.

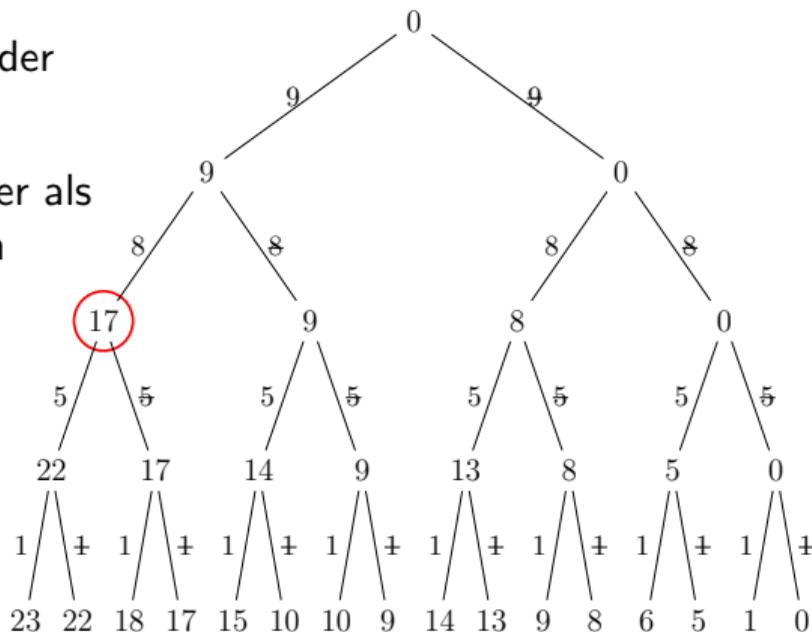
Z.B. SUBSETSUM: Zahlen in S , die größer als Zielsumme z sind, können entfernt werden

- **Abschneiden des Entscheidungsbaums**

Ziel: Basis verkleinern ($2^n \rightarrow 1, \dots, n$)

Beachte (bei 1 Operation = 10^{-9} s) gilt:

- $2^{42} \approx 1,2$ h
- $1,5^{72} \approx 1,3$ h
- $1,2^{160} \approx 1,3$ h
- $1,1^{305} \approx 1,2$ h



Exponentielle Laufzeit angreifen: Verbessern des Brute-Force-Ansatzes

Suchraum verkleinern, z.B. durch:

- **Vorverarbeitung:** Eingabe vereinfachen oder Teillösungen vorberechnen.

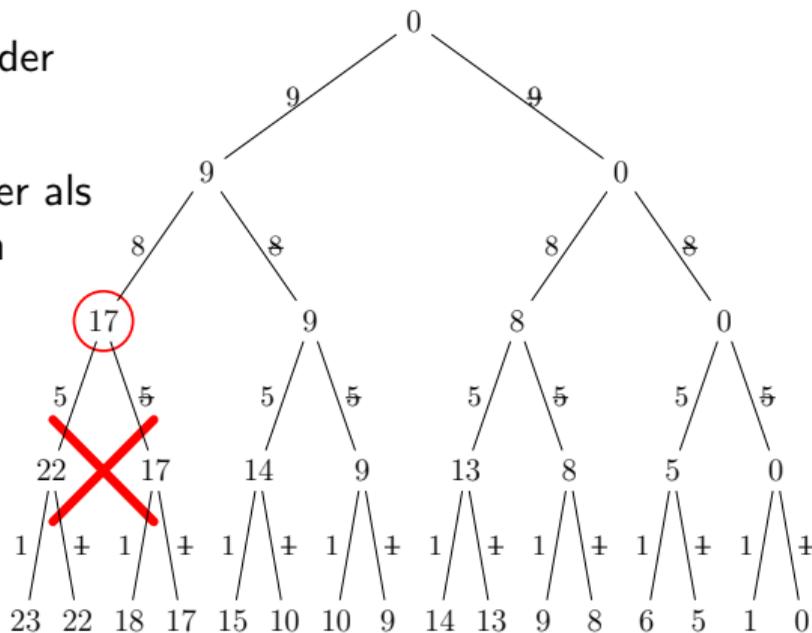
Z.B. SUBSETSUM: Zahlen in S , die größer als Zielsumme z sind, können entfernt werden

- **Abschneiden des Entscheidungsbaums**

Ziel: Basis verkleinern ($2^n \rightarrow 1, \dots, n$)

Beachte (bei 1 Operation = 10^{-9} s) gilt:

- $2^{42} \approx 1,2$ h
- $1,5^{72} \approx 1,3$ h
- $1,2^{160} \approx 1,3$ h
- $1,1^{305} \approx 1,2$ h



Exponentielle Laufzeit angreifen: Verbessern des Brute-Force-Ansatzes

Suchraum verkleinern, z.B. durch:

- **Vorverarbeitung:** Eingabe vereinfachen oder Teillösungen vorberechnen.

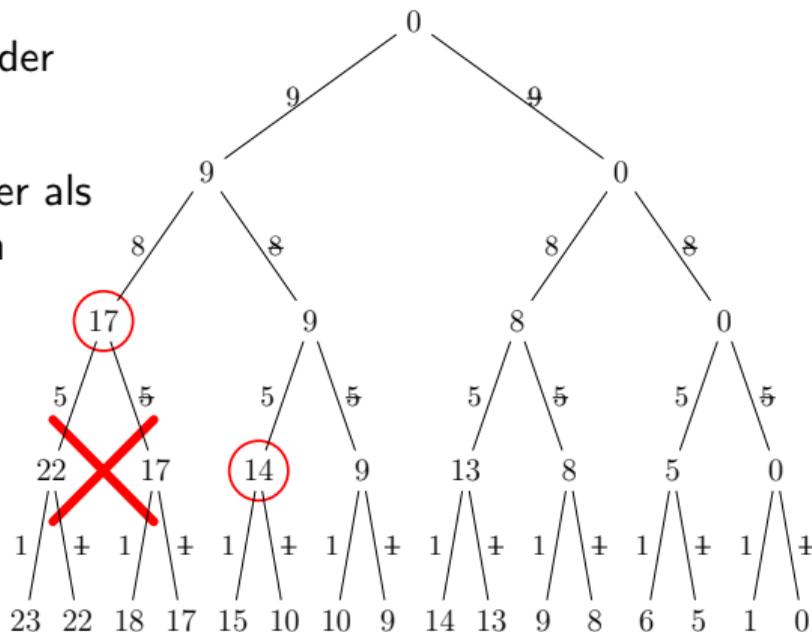
Z.B. SUBSETSUM: Zahlen in S , die größer als Zielsumme z sind, können entfernt werden

- **Abschneiden des Entscheidungsbaums**

Ziel: Basis verkleinern ($2^n \rightarrow 1, \dots, n$)

Beachte (bei 1 Operation = 10^{-9} s) gilt:

- $2^{42} \approx 1,2$ h
- $1,5^{72} \approx 1,3$ h
- $1,2^{160} \approx 1,3$ h
- $1,1^{305} \approx 1,2$ h



Entscheidungsbaum für SUBSETSUM mit $\{9, 8, 5, 1\}$ und 13

Exponentielle Laufzeit angreifen: Verbessern des Brute-Force-Ansatzes

Suchraum verkleinern, z.B. durch:

- **Vorverarbeitung:** Eingabe vereinfachen oder Teillösungen vorberechnen.

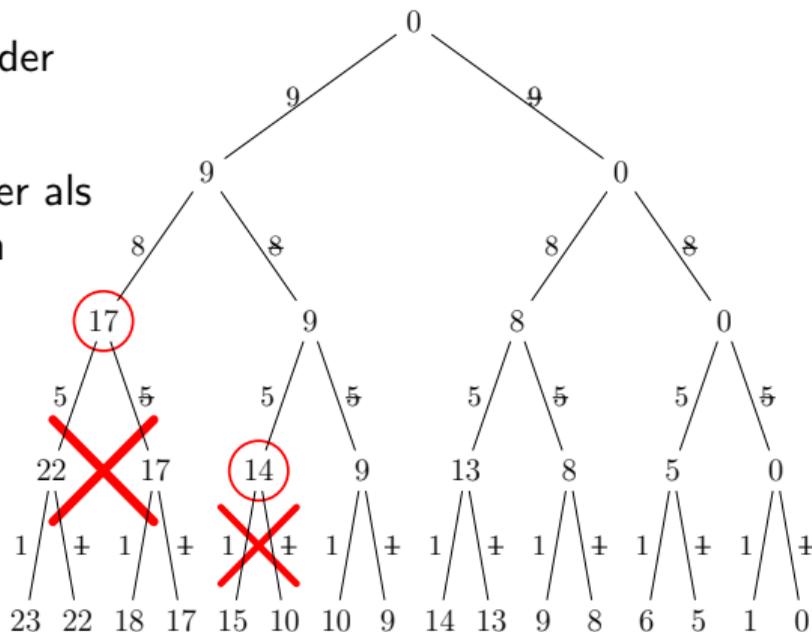
Z.B. SUBSETSUM: Zahlen in S , die größer als Zielsumme z sind, können entfernt werden

- **Abschneiden des Entscheidungsbaums**

Ziel: Basis verkleinern ($2^n \rightarrow 1, \dots, n$)

Beachte (bei 1 Operation = 10^{-9} s) gilt:

- $2^{42} \approx 1,2$ h
- $1,5^{72} \approx 1,3$ h
- $1,2^{160} \approx 1,3$ h
- $1,1^{305} \approx 1,2$ h



Entscheidungsbaum für SUBSETSUM mit $\{9, 8, 5, 1\}$ und 13

Exponentielle Laufzeit angreifen: Verbessern des Brute-Force-Ansatzes

Suchraum verkleinern, z.B. durch:

- **Vorverarbeitung:** Eingabe vereinfachen oder Teillösungen vorberechnen.

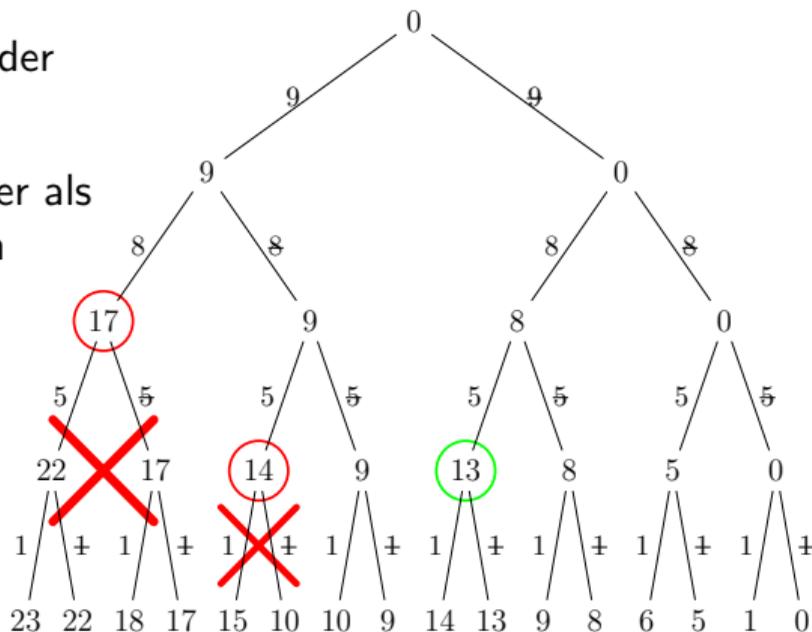
Z.B. SUBSETSUM: Zahlen in S , die größer als Zielsumme z sind, können entfernt werden

- **Abschneiden des Entscheidungsbaums**

Ziel: Basis verkleinern ($2^n \rightarrow 1, \dots, n$)

Beachte (bei 1 Operation = 10^{-9} s) gilt:

- $2^{42} \approx 1,2$ h
- $1,5^{72} \approx 1,3$ h
- $1,2^{160} \approx 1,3$ h
- $1,1^{305} \approx 1,2$ h



Entscheidungsbaum für SUBSETSUM mit $\{9, 8, 5, 1\}$ und 13

Exponentielle Laufzeit angreifen: Verbessern des Brute-Force-Ansatzes

Suchraum verkleinern, z.B. durch:

- **Vorverarbeitung:** Eingabe vereinfachen oder Teillösungen vorberechnen.

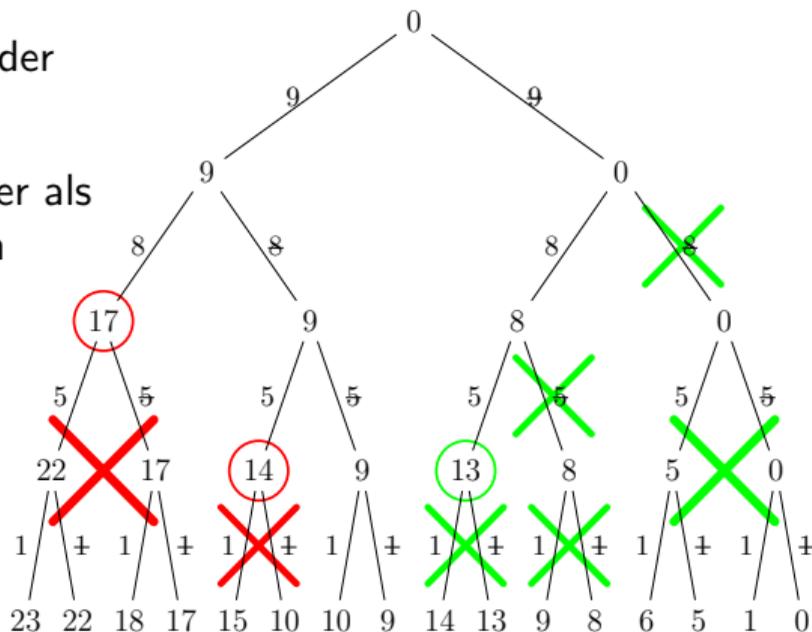
Z.B. SUBSETSUM: Zahlen in S , die größer als Zielsumme z sind, können entfernt werden

- **Abschneiden des Entscheidungsbaums**

Ziel: Basis verkleinern ($2^n \rightarrow 1, \dots, n$)

Beachte (bei 1 Operation = 10^{-9} s) gilt:

- $2^{42} \approx 1,2$ h
- $1,5^{72} \approx 1,3$ h
- $1,2^{160} \approx 1,3$ h
- $1,1^{305} \approx 1,2$ h



Entscheidungsbaum für SUBSETSUM mit $\{9, 8, 5, 1\}$ und 13

Exponentielle Laufzeit angreifen: Weitere Möglichkeiten

- Kodieren des Problems in **bekannte Probleme** (LP,SAT,SMT). Anschließend einen in der Praxis **guten Solver** verwenden.
- **Polynomielle Verfahren**, wenn **Parameter fest** sind

Beispiel: Summe z im SUBSETSUM-Problem ist nicht zu groß.

Algorithmus mit Zeitkomplexität $O(n \cdot z)$ verwendet dynamisches Programmieren.

Idee: Für $S = \{x_1, \dots, x_n\}$ und z fülle für $i = 1, \dots, n$ und $k = 0, \dots, z$:

$$t[i][k] = \begin{cases} 1, & \text{wenn } \{x_1, \dots, x_i\} \text{ hat Teilmenge mit Summe } k \\ 0, & \text{sonst} \end{cases}$$

Danach prüfe $t[n][z]$.

Auf optimale Ergebnisse verzichten

- Oft muss das Ergebnis nur **gut**, aber **nicht optimal** sein
- **Näherungslösungen** statt genauer Lösung berechnen
- Einige Methoden:
 - Lokale Suche
 - Randomisierte Suche
 - Heuristische Suche
 - Evolutionäre Algorithmen
 - Approximationsalgorithmen
- Kombination der Methoden möglich

Zusammenfassung

Teil I: Formale Sprachen und Automatentheorie

- Chomsky-Grammatiken und die Chomsky-Hierarchie
- Reguläre Sprachen: DFAs, NFAs, reguläre Ausdrücke, Äquivalenz der Formalismen, Pumping-Lemma, Minimierung von DFAs, Abschlusseigenschaften, Entscheidbarkeitsresultate
- Kontextfreie Sprachen: Normalformen, Pumping-Lemma, CYK-Algorithmus, Kellerautomaten (PDA und DPDA), Abschlusseigenschaften und Entscheidbarkeitsresultate
- Kontextsensitive und Typ 0-Sprachen: Turingmaschinen (DTM und NTM), LBAs, Abschlusseigenschaften

Teil II: Berechenbarkeitstheorie

- Berechenbarkeit
- Turingmaschinen und Turingberechenbarkeit
- Unentscheidbarkeit: Halteproblem
- Reduktionen, PCP

Teil III: Komplexitätstheorie

- \mathcal{P} und \mathcal{NP}
- NP-Vollständigkeit
- Polynomialzeitreduktionen
- Satz von Cook
- NP-vollständige Probleme

Klassiker: „Rechenaufgaben“

- Automat angeben
- Transformation NFA in DFA mit Potenzmengenkonstruktion
- Minimierung von DFAs
- CYK-Algorithmus ausführen

Klassiker: „Beweisaufgaben“

- Nichtregulärheit einer Sprache zeigen mit Pumping-Lemma
- Nicht-Kontextfreiheit einer Sprache zeigen mit Pumping-Lemma für CFLs
- Unentscheidbarkeit zeigen mit Reduktion
- ~~NP-Vollständigkeit zeigen, u.a. mit Polynomialzeitreduktionen~~

- Sprachen angeben in einem der vielen Formalismen: DFA, NFA, regulärer Ausdruck, reguläre Grammatik Kontextfreie Grammatik, Kellerautomat, deterministischer Kellerautomat Turingmaschine angeben
- Formalismen ineinander überführen, z.B. regulärer Ausdruck in DFA usw.
- Sprachen „typisieren“ in der Chomsky-Hierarchie