

Grundlagen der Theoretischen Informatik

Komplexitätstheorie (III)

17.07.2019

Viorica Sofronie-Stokkermans

Dennis Peuter

e-mail: sofronie@uni-koblenz.de

Übersicht

1. Motivation
2. Terminologie
3. Endliche Automaten und reguläre Sprachen
4. Kellerautomaten und kontextfreie Sprachen
5. Turingmaschinen und rekursiv aufzählbare Sprachen
6. Berechenbarkeit, (Un-)Entscheidbarkeit
7. Komplexitätsklassen P und NP

Bis jetzt

Definition [NTIME($T(n)$), DTIME($T(n)$)]

Basismodell: k -DTM \mathcal{M} (ein Band für die Eingabe).

- **DTIME**($T(n)$) ist die Klasse der Sprachen, die von $T(n)$ -zeitbeschränkten DTMs akzeptiert werden.
- **NTIME**($T(n)$) ist die Klasse der Sprachen, die von $T(n)$ -zeitbeschränkten NTMs akzeptiert werden.

Definition [NSPACE($S(n)$), DSPACE($S(n)$)]

Basismodell: k -DTM \mathcal{M} , davon ein spezielles Eingabeband (**offline DTM**).

- **DSPACE**($S(n)$) ist die Klasse der Sprachen, die von $S(n)$ -speicherbeschränkten DTMs akzeptiert werden.
- **NSPACE**($S(n)$) ist die Klasse der Sprachen, die von $S(n)$ -speicherbeschränkten NTMs akzeptiert werden.

Bis jetzt

$\text{DTIME}(f(n)) \subseteq \text{NTIME}(f(n))$ **$\text{DSPACE}(f(n)) \subseteq \text{NSPACE}(f(n))$** .

Versucht man aber eine NTM durch eine DTM zu simulieren, braucht man (vermutlich) exponentiell mehr Zeit.

$\text{NSPACE}(f(n)) \subseteq \text{DSPACE}(f^2(n))$.

$\text{DTIME}(f(n)) \subseteq \text{DSPACE}(f(n))$ **$\text{NTIME}(f(n)) \subseteq \text{NSPACE}(f(n))$** .

Bis jetzt

Definition [P, NP, PSPACE]

$$\begin{aligned} \mathbf{P} &:= \bigcup_{i \geq 1} \mathbf{DTIME}(n^i) \\ \mathbf{NP} &:= \bigcup_{i \geq 1} \mathbf{NTIME}(n^i) \\ \mathbf{PSPACE} &:= \bigcup_{i \geq 1} \mathbf{DSPACE}(n^i) \end{aligned}$$

$$\mathbf{P} \subseteq \mathbf{NP} \subseteq \mathbf{PSPACE}$$

Komplexitätsklassen für Funktionen

Eine Funktion $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ ist in **P**, falls es eine DTM \mathcal{M} und ein Polynom $p(n)$ gibt, so dass für jedes n der Funktionswert $f(n)$ in höchstens $p(\text{länge}(n))$ Schritten von \mathcal{M} berechnet wird.

Dabei gilt $\text{länge}(n) = \lg n$, denn man braucht $\lg n$ Zeichen, um die Zahl n binär darzustellen.

Beziehungen zwischen den Komplexitätsklassen

Frage:

Wie zeigen wir, dass ein gegebenes Problem in einer bestimmten Klasse ist?

Antwort

Reduktion auf ein bekanntes!

Frage:

Können wir in **NP** Probleme finden, die **die schwierigsten in NP** sind?

Antwort

Es gibt mehrere Wege, ein schwerstes Problem zu definieren. Sie hängen davon ab, welchen **Begriff von Reduzierbarkeit** wir benutzen.

Für einen gegebenen Begriff von Reduzierbarkeit ist die Antwort: **Ja**.

Bis jetzt

Definition (Polynomial-Zeit-Reduzibilität)

Seien L_1, L_2 Sprachen.

L_1 ist Polynomial-Zeit-reduzibel auf L_2 , bezeichnet mit $L_1 \preceq_{\text{pol}} L_2$, wenn es eine **Polynomial-Zeit-beschränkte DTM** gibt, die für jede Eingabe w eine Ausgabe $f(w)$ erzeugt, so dass

$$w \in L_1 \text{ gdw } f(w) \in L_2.$$

Lemma [Polynomial-Zeit-Reduktionen]

1. Sei L_1 Polynomial-Zeit-reduzibel auf L_2 ($L_1 \preceq_{\text{pol}} L_2$). Dann gilt:
Wenn L_2 in **NP** ist, dann ist auch L_1 in **NP**.
Wenn L_2 in **P** ist, dann ist auch L_1 in **P**.
2. Die Komposition zweier Polynomial-Zeit-Reduktionen ist wieder eine Polynomial-Zeit-Reduktion.

Vollständige und harte Probleme

Vollständige und harte Probleme

Definition [NP-vollständig, NP-hart]

- Eine Sprache L heißt **NP-hart (NP-schwer)**, wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{NP}$ Polynomial-Zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **NP-vollständig**, wenn sie
 1. in \mathbf{NP} ist ($L \in \mathbf{NP}$), und
 2. **NP-hart** ist.

Vollständige und harte Probleme

Definition [NP-vollständig, NP-hart]

- Eine Sprache L heißt **NP-hart (NP-schwer)**, wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{NP}$ Polynomial-Zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **NP-vollständig**, wenn sie
 1. in \mathbf{NP} ist ($L \in \mathbf{NP}$), und
 2. **NP-hart** ist.

Definition [PSPACE-vollständig, PSPACE-hart]

- Eine Sprache L heißt **PSPACE-hart (PSPACE-schwer)**, wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{PSPACE}$ Polynomial-Zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **PSPACE-vollständig**, wenn sie
 1. in \mathbf{PSPACE} ist ($L \in \mathbf{PSPACE}$) und
 2. **PSPACE-hart** ist.

Vollständige und harte Probleme

Bemerkenswert

- Wenn gezeigt werden kann, dass auch nur ein einziges **NP**-hartes Problem in **P** liegt, dann ist **P = NP**.
- Wenn **P** \neq **NP** gilt, dann ist kein einziges **NP**-vollständiges Problem in polynomieller Zeit lösbar.

Vollständige und harte Probleme

Bemerkenswert

- Wenn gezeigt werden kann, dass auch nur ein einziges **NP**-hartes Problem in **P** liegt, dann ist **P = NP**.
- Wenn **P** \neq **NP** gilt, dann ist kein einziges **NP**-vollständiges Problem in polynomieller Zeit lösbar.

Eine Million Euro für den, der das „P = NP“-Problem löst!

(Millenium-Probleme)

Vollständige und harte Problem

Wie zeigt man NP-Vollständigkeit?

Um zu zeigen, dass eine Sprache L **NP**-vollständig ist:

- Zeige, dass $L \in \mathbf{NP}$.
- Finde bekanntermaßen **NP**-vollständige Sprache L' und
- reduziere sie auf L :

$$L' \preceq_{\text{pol}} L$$

Das genügt, da jede Sprache aus **NP** auf L' reduzierbar ist und wegen $L' \preceq_{\text{pol}} L$ dann auch auf L .

Hierfür häufig verwendet:

SAT-Problem, d.h.

$$L' = L_{\text{sat}} = \text{SAT} = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel}\}$$

Cook's Theorem

Theorem $SAT = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel}\}$
ist NP-vollständig.

Cook's Theorem

Theorem $SAT = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel}\}$
ist NP-vollständig.

Beweis: (Idee)

- Zu zeigen:
- (1) $SAT \in NP$
 - (2) für alle $L \in NP$, $L \preceq_{\text{pol}} SAT$

Cook's Theorem

Theorem $SAT = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel}\}$
ist NP-vollständig.

Beweis: (Idee)

Zu zeigen: (1) $SAT \in NP$

(2) für alle $L \in NP$, $L \preceq_{\text{pol}} SAT$

(1) Gegeben sei F . Man kann in polynomieller Zeit bestimmen, ob F eine aussagenlogische Formel ist. Falls F aussagenlogische Formel: Wertebelegung \mathcal{A} "raten", in polynomieller Zeit zeigen, dass $\mathcal{A}(F) = 1$.

Cook's Theorem

Theorem $SAT = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel}\}$
ist NP-vollständig.

Beweis: (Idee)

Zu zeigen: (1) $SAT \in NP$

(2) für alle $L \in NP$, $L \preceq_{\text{pol}} SAT$

(1) Gegeben sei F . Man kann in polynomieller Zeit bestimmen, ob F eine aussagenlogische Formel ist. Falls F aussagenlogische Formel: Wertebelegung \mathcal{A} "raten", in polynomieller Zeit zeigen, dass $\mathcal{A}(F) = 1$.

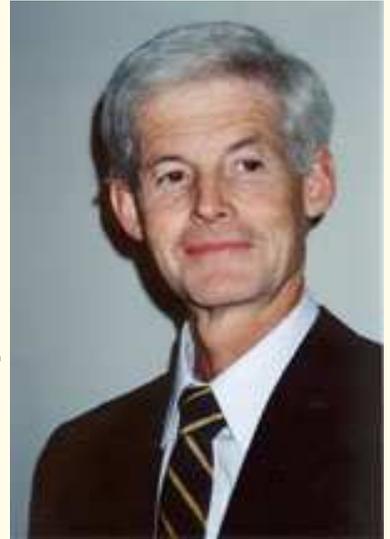
(2) Sei $L \in NP$. Dann existiert eine polynomiell zeitgebundene NTM \mathcal{M} , mit $L(\mathcal{M}) = L$. Für \mathcal{M} und w kann man eine aussagenlogische Sprache definieren und in polynomieller Zeit eine Formel $T_{\mathcal{M},w}$ finden, so dass

$w \in L(\mathcal{M})$ gdw. $T_{\mathcal{M},w}$ erfüllbar ist.

Stephen Cook

Stephen Arthur Cook (geboren 1939)

- Einer der bedeutendsten Forschern in der Komplexitätstheorie.
- 1971 'The Complexity of Theorem Proving Procedures'
 - formalisiert die Polynomialzeitreduktion
 - begründet mit dem Satz von Cook das Problem der NP-Vollständigkeit und im Besonderen das P-NP-Problem.
- Professor der Informatik an der University of Toronto in Kanada.
- 1982: Turing award



Vollständige und harte Probleme

Nota Bene: Es gibt NP-harte Probleme, die nicht in NP sind (und z.B. sogar nicht entscheidbar sein können).

Vollständige und harte Probleme

Nota Bene: Es gibt NP-harte Probleme, die nicht in NP sind (und z.B. sogar nicht entscheidbar sein können).

Beispiel: $SAT \preceq_{\text{pol}} SAT_{\text{PL}}$, wobei:

$$SAT = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel}\}$$

$$SAT_{\text{PL}} = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare Formel in der Prädikatenlogik}\}$$

Sei $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$ mit
$$\begin{cases} f(w) = w & \text{falls } w \text{ eine aussagenlogische Formel ist} \\ f(w) = \varepsilon & \text{sonst} \end{cases}$$

(kann von einer Polynomial-Zeit-beschränkten DTM berechnet werden).

Dann: $F \in SAT$ gdw. F ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel
 gdw. $f(F) = F$ ist eine erfüllbare Formel in der Prädikatenlogik
 gdw. $f(F) \in SAT_{\text{PL}}$

- SAT ist NP-vollständig, also ist SAT_{PL} NP-hart.
- $SAT_{\text{PL}} \notin \text{NP}$. (SAT_{PL} ist nicht entscheidbar: die Menge aller erfüllbaren prädikatenlogischen Formeln ist nicht entscheidbar).

Abgeschlossenheit der Komplexitätsklassen

Abgeschlossenheit der Komplexitätsklassen

P, PSPACE sind abgeschlossen unter Komplement

Alle Komplexitätsklassen, die mittels **deterministischer Turing-Maschinen** definiert sind, sind **abgeschlossen unter Komplement-Bildung**

Denn:

Wenn eine Sprache L dazu gehört, dann auch ihr Komplement (einfach die alte Maschine ausführen und die Ausgabe invertieren).

Abgeschlossenheit der Komplexitätsklassen

Abgeschlossenheit von NP unter Komplement

Frage:

Ist **NP** abgeschlossen unter Komplementbildung?

Abgeschlossenheit der Komplexitätsklassen

Abgeschlossenheit von NP unter Komplement

Frage:

Ist **NP** abgeschlossen unter Komplementbildung?

Antwort:

Keiner weiß es!

Die Komplexitätsklasse co-NP

Definition [co-NP]

co-NP ist die Klasse der Sprachen, deren Komplemente in **NP** liegen:

$$\text{co-NP} = \{L \mid \bar{L} \in \text{NP}\}$$

Beziehungen zwischen Komplexitätsklassen

Die folgenden Beziehungen sind momentan noch unbekannt

1. $P \stackrel{?}{=} NP$.
2. $NP \stackrel{?}{=} co-NP$.
3. $P \stackrel{?}{=} PSPACE$.
4. $NP \stackrel{?}{=} PSPACE$.

Beispiele

NP-vollständige Probleme

- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)

NP-vollständige Probleme

- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)

NP-vollständige Probleme

Definition[CNF, DNF]

DNF: Eine Formel ist in **disjunktiver Normalform**, wenn sie von folgender Form ist:

$$(l_{11} \wedge \dots \wedge l_{1n_1}) \vee \dots \vee (l_{m1} \wedge \dots \wedge l_{mn_m})$$

CNF: Eine Formel ist in **konjunktiver Normalform**, wenn sie von folgender Form ist:

$$(l_{11} \vee \dots \vee l_{1n_1}) \wedge \dots \wedge (l_{m1} \vee \dots \vee l_{mn_m})$$

NP-vollständige Probleme

Definition[k -CNF, k -DNF]

k -DNF: Eine Formel ist in k -DNF, wenn sie in DNF ist und jede ihrer Konjunktionen genau k Literale hat.

k -CNF: Eine Formel ist in k -CNF, wenn sie in CNF ist und jede ihrer Disjunktionen genau k Literale hat.

NP-vollständige Probleme

Definition[SAT, CNF-SAT, k -CNF-SAT]

- $SAT = L_{\text{sat}} = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel}\}$
- $CNF-SAT = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel in CNF}\}$
- $k\text{-CNF-SAT} = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel in } k\text{-CNF}\}$

Definition[DNF-SAT, k -DNF-SAT]

- $DNF-SAT = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel in DNF}\}$
- $k\text{-DNF-SAT} = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel in } k\text{-DNF}\}$

NP-vollständige Probleme

Theorem [NP-vollständige Probleme]

Die folgenden Probleme sind **NP**-vollständig:

- L_{sat} (SAT)
- CNF-SAT
- k -CNF-SAT für $k \geq 3$

NP-vollständige Probleme

Theorem [NP-vollständige Probleme]

Die folgenden Probleme sind **NP**-vollständig:

- L_{sat} (SAT)
- CNF-SAT
- k -CNF-SAT für $k \geq 3$

Theorem [Probleme in P]

Die folgenden Probleme liegen in P:

- DNF-SAT
- k -DNF-SAT für alle k
- 2-CNF-SAT

NP-vollständige Probleme

Einige Beispiel-Reduktionen

- $L_{\text{sat}} \preceq_{\text{pol}} L_{3\text{-CNF-SAT}}$,
- $L_{\text{sat}} \preceq_{\text{pol}} L_{\text{CNF-SAT}}$,

NP-vollständige Probleme

Beispiel: $\text{SAT} \preceq_{\text{pol}} \text{3-CNF-SAT}$

- Schritt:** Wir eliminieren \rightarrow , \leftrightarrow und ziehen \neg ganz nach innen (NNF)
- Schritt:** Zusätzliche Klammern einführen (\wedge , \vee binär)
- Schritt:** Wir ordnen jedem Klammerausdruck $A \text{ op } B$ ($\text{op} \in \{\vee, \wedge\}$) ein neues Atom $P_{A \text{ op } B}$ zu. Dass $P_{A \text{ op } B}$ denselben Wahrheitswert erhält wie $A \text{ op } B$, erzwingen wir durch die Formel $P_{A \text{ op } B} \leftrightarrow (A \text{ op } B)$.
- Schritt:** Wir ersetzen:
 $P_{A \vee B} \leftrightarrow (A \vee B)$ durch $(\neg P_{A \vee B} \vee A \vee B) \wedge (\neg A \vee P_{A \vee B}) \wedge (\neg B \vee P_{A \vee B})$
 $P_{A \wedge B} \leftrightarrow (A \wedge B)$ durch $(\neg P_{A \vee B} \vee A) \wedge (\neg P_{A \vee B} \vee B) \wedge (\neg A \vee \neg B \vee P_{A \vee B})$
 $\mapsto P_F \wedge \text{Rename}(F) =: f(F)$

$F \in \text{SAT}$ gdw. F erfüllbare aussagenlogische Formel
 gdw. $P_F \wedge \text{Rename}(F)$ erfüllbar
 gdw. $f(F) \in \text{3-CNF-SAT}$

Beispiel

Sei F die Formel:

$$[(Q \wedge \neg P \wedge \neg(\neg(\neg Q \vee \neg R))) \vee (Q \wedge \neg P \wedge \neg(Q \wedge \neg P))] \wedge (P \vee R).$$

1. **Schritt:** Wir eliminieren \rightarrow , \leftrightarrow und ziehen \neg ganz nach innen (NNF)

$$F_1 = [(Q \wedge \neg P \wedge (\neg Q \vee \neg R)) \vee (Q \wedge \neg P \wedge (\neg Q \vee P))] \wedge (P \vee R)$$

2. **Schritt:** Zusätzliche Klammern einführen (\wedge , \vee binär)

$$F_2 = [((Q \wedge \neg P) \wedge (\neg Q \vee \neg R)) \vee (Q \wedge (\neg Q \vee P) \wedge \neg P)] \wedge (P \vee R)$$

3. **Schritt:** Wir ordnen jedem Klammersausdruck ein neues Atom zu:

$$\underbrace{\underbrace{(Q \wedge \neg P)}_{P_1} \wedge \underbrace{(\neg Q \vee \neg R)}_{P_2}}_{P_6} \vee \underbrace{\underbrace{(Q \wedge \neg P)}_{P_1} \wedge \underbrace{(\neg Q \vee P)}_{P_4}}_{P_7} \wedge \underbrace{(P \vee R)}_{P_5}.$$

$\underbrace{\hspace{15em}}_{P_8}$

$\underbrace{\hspace{25em}}_{P_F}$

Example

3. Schritt: Wir ordnen jedem Klammerausdruck ein neues Atom zu:

$$\begin{array}{c}
 \underbrace{((Q \wedge \neg P) \wedge (\neg Q \vee \neg R))}_{P_1} \vee \underbrace{((Q \wedge \neg P) \wedge (\neg Q \vee P))}_{P_2} \wedge \underbrace{(P \vee R)}_{P_5} \\
 \underbrace{}_{P_6} \vee \underbrace{}_{P_7} \\
 \underbrace{}_{P_8} \wedge \\
 \underbrace{}_{P_F}
 \end{array}$$

F ist erfüllbar genau dann, wenn $P_F \wedge \text{Rename}(F)$ erfüllbar:

$$\begin{array}{l}
 P_F \wedge (P_F \leftrightarrow (P_8 \wedge P_5)) \wedge (P_1 \leftrightarrow (Q \wedge \neg P)) \\
 \wedge (P_8 \leftrightarrow (P_6 \vee P_7)) \wedge (P_2 \leftrightarrow (\neg Q \vee \neg R)) \\
 \wedge (P_6 \leftrightarrow (P_1 \wedge P_2)) \wedge (P_4 \leftrightarrow (\neg Q \vee P)) \\
 \wedge (P_7 \leftrightarrow (P_1 \wedge P_4)) \wedge (P_5 \leftrightarrow (P \vee R))
 \end{array}$$

Example

F ist erfüllbar genau dann, wenn $P_F \wedge \text{Rename}(F)$ erfüllbar:

$$\begin{aligned} P_F &\wedge (P_F \leftrightarrow (P_8 \wedge P_5)) && \wedge (P_1 \leftrightarrow (Q \wedge \neg P)) \\ &\wedge (P_8 \leftrightarrow (P_6 \vee P_7)) && \wedge (P_2 \leftrightarrow (\neg Q \vee \neg R)) \\ &\wedge (P_6 \leftrightarrow (P_1 \wedge P_2)) && \wedge (P_4 \leftrightarrow (\neg Q \vee P)) \\ &\wedge (P_7 \leftrightarrow (P_1 \wedge P_4)) && \wedge (P_5 \leftrightarrow (P \vee R)) \end{aligned}$$

4. Schritt: CNF berechnen:

$$\begin{aligned} P_F &\wedge (\neg P_F \vee P_8) \wedge (\neg P_F \vee P_5) && \wedge (\neg P_1 \vee Q) \wedge (\neg P_1 \vee \neg P) \\ &\wedge (\neg P_8 \vee \neg P_5 \vee P_F) && \wedge (\neg Q \vee P \vee P_1) \\ &\wedge (\neg P_8 \vee P_6 \vee P_7) && \wedge (\neg P_2 \vee \neg Q \vee \neg R) \\ &\wedge (\neg P_6 \vee P_8) \wedge (\neg P_7 \vee P_8) && \wedge (Q \vee P_2) \wedge (R \vee P_2) \\ &\wedge (\neg P_6 \vee P_1) \wedge (\neg P_6 \vee P_2) && \wedge (\neg P_4 \vee \neg Q \vee P) \\ &\wedge (\neg P_1 \vee \neg P_2 \vee P_6) && \wedge (Q \vee P_4) \wedge (\neg P \vee P_4) \\ &\wedge (\neg P_7 \vee P_1) \wedge (\neg P_7 \vee P_4) && \wedge (\neg P_5 \vee P \vee R) \\ &\wedge (\neg P_1 \vee \neg P_4 \vee P_7) && \wedge (\neg P \vee P_5) \wedge (\neg R \vee P_5) \end{aligned}$$

NP-vollständige Probleme

- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)

NP-vollständige Probleme

Definition [Hamilton Circle]

Hamilton-Kreis: Weg entlang der Kanten in einem Graphen, der jeden Knoten genau einmal besucht und wieder zum Ausgangspunkt zurückkehrt.

$L_{\text{Ham}_{\text{undir}}}$: Die Sprache, die aus allen ungerichteten Graphen besteht, in denen es einen Hamilton-Kreis gibt.

$L_{\text{Ham}_{\text{dir}}}$: Die Sprache, die aus allen gerichteten Graphen besteht, in denen es einen Hamilton-Kreis gibt.

NP-vollständige Probleme

- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)

NP-vollständige Probleme

Definition[Maximale Clique: L_{Clique_k}]

Eine **Clique** in einem Graphen ist ein **vollständiger Teilgraph von G** .

Für $k \in \mathbb{N}$:

L_{Clique_k} Die Sprache, die aus allen ungerichteten Graphen besteht, die eine Clique der Größe k enthalten.

$L_{\text{Clique}} = \{(G, k) \mid G \text{ ungerichteter Graph, der eine Clique der Größe } k \text{ enthält.}\}$

NP-vollständige Probleme

- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)

NP-vollständige Probleme

Definition [k -colorability: $L_{\text{Color}_{\leq k}}$]

Ein (ungerichteter) Graph heißt k -färbbar, falls jeder Knoten mit einer von k Farben so gefärbt werden kann, dass benachbarte Knoten verschiedene Farben haben.

Für $k \in \mathbb{N}$:

$L_{\text{Color}_{\leq k}}$ Die Sprache, die aus allen ungerichteten, mit höchstens k Farben färbbaren Graphen besteht.

NP-vollständige Probleme

Einige Beispiel-Reduktionen

- $L_{\text{SAT}} \preceq_{\text{pol}} L_{\text{3-CNF-SAT}}$,
- $L_{\text{SAT}} \preceq_{\text{pol}} L_{\text{CNF-SAT}}$,
- $L_{\text{CNF-SAT}} \preceq_{\text{pol}} L_{\text{Clique}}$,
- $L_{\text{Ham}_{\text{dir}}} \preceq_{\text{pol}} L_{\text{Ham}_{\text{undir}}}, L_{\text{Clique}_k}$,
- $L_{\text{3-CNF-SAT}} \preceq_{\text{pol}} L_{\text{Color}_{\leq 3}}$.

NP-vollständige Probleme

Beispiel: CNF-SAT \preceq_{pol} Clique

Gegeben eine Instanz von CNF

(eine Konjunktion von Klauseln $C_1 \wedge C_2 \wedge \dots \wedge C_k$)

Wir konstruieren daraus einen Graphen:

Knoten: die Paare (x, i) , so dass x ein Literal ist, das in der Klausel C_i vorkommt.

Kanten: Es gibt eine Kante zwischen (x, i) und (y, j) falls:

- (1) $i \neq j$, und
- (2) x, y sind nicht komplementär.

Es gilt dann:

**Die CNF-Formel ist erfüllbar genau dann,
wenn der zugeordnete Graph eine Clique der Größe k hat.**

NP-vollständige Probleme

- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)

Übersicht

1. Motivation
2. Terminologie
3. Endliche Automaten und reguläre Sprachen
4. Kellerautomaten und kontextfreie Sprachen
5. Turingmaschinen und rekursiv aufzählbare Sprachen
6. Berechenbarkeit, (Un-)Entscheidbarkeit
7. Komplexitätsklassen P und NP