11c
$\mathcal{NP}$-Vollständigkeit

Prof. Dr. Jasmin Blanchette

Lehr- und Forschungseinheit für
Theoretische Informatik und Theorembeweisen

Stand: 3. Juli 2024
Basierend auf Folien von PD Dr. David Sabel

Wiederholung: $\mathcal{P}$

Definition

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

Definition

Die Klasse $\mathcal{P}$ ist definiert als

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

Wiederholung: $\mathcal{NP}$

Definition

Für eine Funktion $f : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ sei die Klasse $NTIME(f(n))$ genau die Menge der Sprachen L, für die es eine stets anhaltende Mehrband-NTM M gibt mit $L(M) = L$ und $ntime_M(w) \leq f(|w|)$ für alle $w \in \Sigma^*$.

Definition

Die Klasse $\mathcal{NP}$ ist definiert als

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

Wiederholung: $\mathcal{P}$ vs. $\mathcal{NP}$

Die Frage „Gilt $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$ oder $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$?“ ist bis heute ungelöst.

- $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$ ist klar.
- Es gibt gute Gründe, $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ zu vermuten.

Bedeutung von $\mathcal{P}$ vs. $\mathcal{NP}$

Obwohl man die $\mathcal{P}$-vs.-$\mathcal{NP}$-Frage nicht geklärt hat, will man wissen, wie schwer ein Problem ist:

Bedeutung von $\mathcal{P}$ vs. $\mathcal{NP}$

Obwohl man die $\mathcal{P}$-vs.-$\mathcal{NP}$-Frage nicht geklärt hat, will man wissen, wie schwer ein Problem ist:

- Wenn man weiß, dass das Problem in $\mathcal{P}$ liegt, dann existiert ein effizienter Algorithmus.

Bedeutung von $\mathcal{P}$ vs. $\mathcal{NP}$

Obwohl man die $\mathcal{P}$-vs.-$\mathcal{NP}$-Frage nicht geklärt hat,
will man wissen, wie schwer ein Problem ist:

- Wenn man weiß, dass das Problem in $\mathcal{P}$ liegt,
  dann existiert ein effizienter Algorithmus.
- Wenn man nur weiß, dass das Problem in $\mathcal{NP}$ liegt,
  dann kennt man nur Algorithmen, die in deterministischer Exponentialzeit laufen.

Bedeutung von $\mathcal{P}$ vs. $\mathcal{NP}$

Obwohl man die $\mathcal{P}$-vs.-$\mathcal{NP}$-Frage nicht geklärt hat,
will man wissen, wie schwer ein Problem ist:

- Wenn man weiß, dass das Problem in $\mathcal{P}$ liegt,
  dann existiert ein effizienter Algorithmus.
- Wenn man nur weiß, dass das Problem in $\mathcal{NP}$ liegt,
  dann kennt man nur Algorithmen, die in deterministischer Exponentialzeit laufen.

Heute: $\mathcal{NP}$-Vollständigkeit:
Zeige, dass ein gegebenes Problem zu den schwersten Problemen in $\mathcal{NP}$ zählt.

Polynomialzeit-Reduktion

Definition

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
$f : \Sigma_1^* \to \Sigma_2^*$ gibt, sodass für alle $w \in \Sigma_1^*$ gilt: $w \in L_1$ g.d.w. $f(w) \in L_2$.
Die Funktion f nennt man Polynomialzeit-Reduktion.

Polynomialzeit-Reduktion

Definition

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 $f : \Sigma_1^* \to \Sigma_2^*$ gibt, sodass für alle $w \in \Sigma_1^*$ gilt: $w \in L_1$ g.d.w. $f(w) \in L_2$.
Die Funktion f nennt man Polynomialzeit-Reduktion.

Die Definition von $L_1 \leq_p L_2$ ist analog zu der von $L_1 \leq L_2$, mit dem Zusatz, dass f in deterministischer Polynomialzeit berechenbar sein muss.

Polynomialzeit-Reduktion

Definition

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 $f : \Sigma_1^* \to \Sigma_2^*$ gibt, sodass für alle $w \in \Sigma_1^*$ gilt: $w \in L_1$ g.d.w. $f(w) \in L_2$.
Die Funktion f nennt man Polynomialzeit-Reduktion.

Die Definition von $L_1 \leq_p L_2$ ist analog zu der von $L_1 \leq L_2$, mit dem Zusatz, dass f in deterministischer Polynomialzeit berechenbar sein muss.

Analogie:

$L_1 \leq L_2$ und L_2 (semi-)entscheidbar	$L_1 \leq_p L_2$ und $L_2 \in (\mathcal{N})\mathcal{P}$
$\Longrightarrow L_1$ (semi-)entscheidbar	$\Longrightarrow L_1 \in (\mathcal{N})\mathcal{P}$

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{P}$

Lemma

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

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{P}$

Lemma

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

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{P}$

Lemma

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

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit berechnet.

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{P}$

Lemma

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

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit berechnet.

Seien $L_2 \in \mathcal{P}$ und M_2 eine DTM, sodass $L(M_2) = L_2$,
wobei M_2 stets in deterministischer Polynomialzeit anhält.

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{P}$

Lemma

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

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit berechnet.

Seien $L_2 \in \mathcal{P}$ und M_2 eine DTM, sodass $L(M_2) = L_2$,
wobei M_2 stets in deterministischer Polynomialzeit anhält.

Sei $M_f; M_2$ die Hintereinanderausführung von M_f und M_2. Dann gilt $L(M_f; M_2) = L_1$.

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{P}$

Lemma

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

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit berechnet.

Seien $L_2 \in \mathcal{P}$ und M_2 eine DTM, sodass $L(M_2) = L_2$,
wobei M_2 stets in deterministischer Polynomialzeit anhält.

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 deterministischer Polynomialzeit.

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{P}$

Lemma

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

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit berechnet.

Seien $L_2 \in \mathcal{P}$ und M_2 eine DTM, sodass $L(M_2) = L_2$,
wobei M_2 stets in deterministischer Polynomialzeit anhält.

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 deterministischer Polynomialzeit.

Daher gilt $L_1 \in \mathcal{P}$. □

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{NP}$

Lemma

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

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{NP}$

Lemma

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

Der Beweis ist analog:

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{NP}$

Lemma

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

Der Beweis ist analog:

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit berechnet.

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{NP}$

Lemma

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

Der Beweis ist analog:

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit berechnet.

Seien $L_2 \in \mathcal{NP}$ und M_2 eine NTM, sodass $L(M_2) = L_2$,
wobei M_2 stets in nichtdeterministischer Polynomialzeit anhält.

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{NP}$

Lemma

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

Der Beweis ist analog:

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit berechnet.

Seien $L_2 \in \mathcal{NP}$ und M_2 eine NTM, sodass $L(M_2) = L_2$,
wobei M_2 stets in nichtdeterministischer Polynomialzeit anhält.

Sei $M_f; M_2$ die Hintereinanderausführung von M_f (deterministisch) und
M_2 (nichtdeterministisch). Dann gilt: $L(M_f; M_2) = L_1$.

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{NP}$

Lemma

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

Der Beweis ist analog:

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit berechnet.

Seien $L_2 \in \mathcal{NP}$ und M_2 eine NTM, sodass $L(M_2) = L_2$,
wobei M_2 stets in nichtdeterministischer Polynomialzeit anhält.

Sei $M_f; M_2$ die Hintereinanderausführung von M_f (deterministisch) und
M_2 (nichtdeterministisch). Dann gilt: $L(M_f; M_2) = L_1$.

$M_f; M_2$ hält stets in nichtdeterministischer Polynomialzeit.

Nachweis der Zugehörigkeit zu $\mathcal{NP}$

Lemma

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

Der Beweis ist analog:

Beweis Seien $L_1 \leq_p L_2$ und f in Polynomialzeit berechenbar.

Sei M_f die DTM, die f in Polynomialzeit berechnet.

Seien $L_2 \in \mathcal{NP}$ und M_2 eine NTM, sodass $L(M_2) = L_2$,
wobei M_2 stets in nichtdeterministischer Polynomialzeit anhält.

Sei $M_f; M_2$ die Hintereinanderausführung von M_f (deterministisch) und
M_2 (nichtdeterministisch). Dann gilt: $L(M_f; M_2) = L_1$.

$M_f; M_2$ hält stets in nichtdeterministischer Polynomialzeit.

Daher gilt $L_1 \in \mathcal{NP}$. □

Transitivität der Polynomialzeit-Reduktion

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 $L_1 \leq_p L_3$.

Transitivität der Polynomialzeit-Reduktion

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 Die Komposition von zwei Polynomen bleibt ein Polynom. □

$\mathcal{NP}$-Vollständigkeit

Definition

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

1. $L \in \mathcal{NP}$ und
2. L ist $\mathcal{NP}$-schwer: für alle $L' \in \mathcal{NP}$ gilt $L' \leq_p L$.

$\mathcal{NP}$-Vollständigkeit

Definition

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

1. $L \in \mathcal{NP}$ und
2. L ist $\mathcal{NP}$-schwer: für alle $L' \in \mathcal{NP}$ gilt $L' \leq_p L$.

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

$\mathcal{NP}$-Vollständigkeit

Definition

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

1. $L \in \mathcal{NP}$ und
2. L ist $\mathcal{NP}$-schwer: 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 $\mathcal{NP}$ lösen kann.

$\mathcal{NP}$-Vollständigkeit

Definition

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

1. $L \in \mathcal{NP}$ und
2. L ist $\mathcal{NP}$-schwer: 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 $\mathcal{NP}$ lösen kann.

$\mathcal{NP}$-schwer wird manchmal auch $\mathcal{NP}$-hart genannt.

Nachweis der $\mathcal{NP}$-Vollständigkeit

Nachweis der $\mathcal{NP}$-Vollständigkeit einer Sprache L:

1. Zugehörigkeit zu $\mathcal{NP}$:
   Gib eine Polynomialzeit-beschränkte NTM an, die L entscheidet.
   (Alternativ: Gib eine Polynomialzeit-Reduktion von $L \leq_p L_1$ an mit $L_1 \in \mathcal{NP}$.)

Nachweis der $\mathcal{NP}$-Vollständigkeit

Nachweis der $\mathcal{NP}$-Vollständigkeit einer Sprache L:

1. Zugehörigkeit zu $\mathcal{NP}$:
   Gib eine Polynomialzeit-beschränkte NTM an, die L entscheidet.
   (Alternativ: Gib eine Polynomialzeit-Reduktion von $L \leq_p L_1$ an mit $L_1 \in \mathcal{NP}$.)
2. $\mathcal{NP}$-Schwere:
   Statt jedes mal neu zu beweisen, dass alle Probleme aus $\mathcal{NP}$ auf L polynomiell reduzierbar sind, wähle ein $\mathcal{NP}$-schweres Problem L_0 und zeige $L_0 \leq_p L$.

Nachweis der $\mathcal{NP}$-Vollständigkeit

Nachweis der $\mathcal{NP}$-Vollständigkeit einer Sprache L:

1. Zugehörigkeit zu $\mathcal{NP}$:
   Gib eine Polynomialzeit-beschränkte NTM an, die L entscheidet.
   (Alternativ: Gib eine Polynomialzeit-Reduktion von $L \leq_p L_1$ an mit $L_1 \in \mathcal{NP}$.)
2. $\mathcal{NP}$-Schwere:
   Statt jedes mal neu zu beweisen, dass alle Probleme aus $\mathcal{NP}$ auf L polynomiell reduzierbar sind, wähle ein $\mathcal{NP}$-schweres Problem L_0 und zeige $L_0 \leq_p L$.

   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: $L' \leq_p L$ für alle $L' \in \mathcal{NP}$.

Nachweis der $\mathcal{NP}$-Vollständigkeit

Nachweis der $\mathcal{NP}$-Vollständigkeit einer Sprache L:

1. Zugehörigkeit zu $\mathcal{NP}$:
   Gib eine Polynomialzeit-beschränkte NTM an, die L entscheidet.
   (Alternativ: Gib eine Polynomialzeit-Reduktion von $L \leq_p L_1$ an mit $L_1 \in \mathcal{NP}$.)
2. $\mathcal{NP}$-Schwere:
   Statt jedes mal neu zu beweisen, dass alle Probleme aus $\mathcal{NP}$ auf L polynomiell reduzierbar sind, wähle ein $\mathcal{NP}$-schweres Problem L_0 und zeige $L_0 \leq_p L$.

   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: $L' \leq_p L$ für alle $L' \in \mathcal{NP}$.

   Daher ist L $\mathcal{NP}$-schwer.

Nachweis der $\mathcal{NP}$-Schwere

Analog zum Vorgehen wie bei der Unentscheidbarkeit, wesentlicher Unterschied: Polynomialzeit-Reduktion:

$L_1 \leq L_2$ und L_1 unentscheidbar
$\Longrightarrow L_2$ unentscheidbar

$L_1 \leq_p L_2$ und L_1 $\mathcal{NP}$-schwer
$\Longrightarrow L_2$ $\mathcal{NP}$-schwer

Bedingung für $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$

Satz

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

Bedingung für $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$

Satz

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

Beweis

$\Longleftarrow$ Offensichtlich.

Bedingung für $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$

Satz

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

Beweis

$\Longleftarrow$ Offensichtlich.

$\Longrightarrow$ Sei L $\mathcal{NP}$-vollständig und $L \in \mathcal{P}$.

Bedingung für $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$

Satz

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

Beweis

$\Longleftarrow$ Offensichtlich.

$\Longrightarrow$ 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 $L' \in \mathcal{P}$.

Bedingung für $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$

Satz

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

Beweis

$\Longleftarrow$ Offensichtlich.

$\Longrightarrow$ 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 $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$. □

Bedingung für $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$

Satz

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

Beweis

$\Longleftarrow$ Offensichtlich.

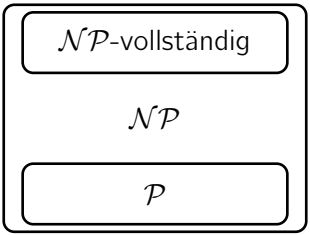
$\Longrightarrow$ Sei L $\mathcal{NP}$-vollständig und $L \in \mathcal{P}$.

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 nachzuweisen, dass ein $\mathcal{NP}$-vollständiges Problem in $\mathcal{P}$ bzw. nicht in $\mathcal{P}$ liegt, um die $\mathcal{P}$-vs.-$\mathcal{NP}$-Frage ein für allemal beantworten zu können.

Vermutete Lage der Probleme



Unter der Annahme $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ gibt es Probleme in $\mathcal{NP}$,
die nicht in $\mathcal{P}$ liegen und nicht $\mathcal{NP}$-vollständig sind (Ladner 1975).

Ausblick

Was fehlt noch? Ein erstes Problem L_0, dass man direkt als $\mathcal{NP}$-vollständig beweist.
Ein solches L_0 und den $\mathcal{NP}$-Vollständigkeitsbeweis sehen wir in der nächsten Vorlesung.

Ausblick

Was fehlt noch? Ein erstes Problem L_0, dass man direkt als $\mathcal{NP}$-vollständig beweist. Ein solches L_0 und den $\mathcal{NP}$-Vollständigkeitsbeweis sehen wir in der nächsten Vorlesung.

Danach können wir $\mathcal{NP}$-Vollständigkeit von L zeigen durch

1. $L \in \mathcal{NP}$
2. $L_0 \leq_p L$.

Ausblick

Was fehlt noch? Ein erstes Problem L_0, dass man direkt als $\mathcal{NP}$-vollständig beweist. Ein solches L_0 und den $\mathcal{NP}$-Vollständigkeitsbeweis sehen wir in der nächsten Vorlesung.

Danach können wir $\mathcal{NP}$-Vollständigkeit von L zeigen durch

1. $L \in \mathcal{NP}$
2. $L_0 \leq_p L$.

Danach lernen wir eine Auswahl an $\mathcal{NP}$-vollständigen Problemen kennen.