

10c

 $\mathcal{NP}$ -Vollständigkeit

Prof. Dr. Jasmin Blanchette

Lehr- und Forschungseinheit für
Theoretische Informatik und Theorembeweisen

Stand: 8. April 2025
Basierend auf Folien von PD Dr. David Sabel



Definition

Für eine Funktion $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ 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

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

Definition

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

Definition

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

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

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.

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 $f : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$ 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**.

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 $f : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$ 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 $f : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$ 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:

$$\begin{aligned} L_1 \leq L_2 \text{ und } L_2 \text{ (semi-)entscheidbar} \\ \implies L_1 \text{ (semi-)entscheidbar} \end{aligned}$$
$$\begin{aligned} L_1 \leq_p L_2 \text{ und } L_2 \in (\mathcal{N})\mathcal{P} \\ \implies L_1 \in (\mathcal{N})\mathcal{P} \end{aligned}$$

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. □

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 $L' \leq_p L$.

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 $\mathcal{NP}$.

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.

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
 $\implies L_2$ unentscheidbar

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

$\Leftarrow$ 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

$\Leftarrow$ Offensichtlich.

$\Rightarrow$ 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

$\Leftarrow$ Offensichtlich.

$\Rightarrow$ 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

$\Leftarrow$ Offensichtlich.

$\Rightarrow$ 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

$\Leftarrow$ Offensichtlich.

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

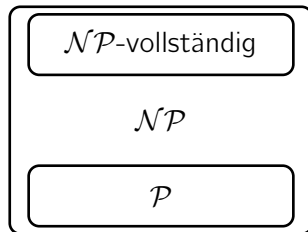
Aus $\mathcal{NP}$ -Schwere von L folgt:

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).

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.

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. $L_0 \leq_p L$.

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.