

10b

Laufzeitkomplexität und die Klassen $\mathcal{P}$ und $\mathcal{NP}$

Prof. Dr. Jasmin Blanchette

Lehr- und Forschungseinheit für
Theoretische Informatik und Theorembeweisen

Stand: 11. Februar 2025
Basierend auf Folien von PD Dr. David Sabel



Die Komplexitätstheorie ist ein Teilgebiet der Theoretischen Informatik, das sich mit der Komplexität von **entscheidbaren Problemen** befasst.

Maße zum Messen des Ressourcenbedarfs von Algorithmen:

- ▶ Rechenzeit
- ▶ Platzbedarf
- ▶ usw.

Die Komplexität eines Problems ist die Komplexität des **besten** Algorithmus bezüglich des Maßes.

Das Ziel ist die Einordnung von Problemen in **Komplexitätsklassen**.

1. Teilbereich: Nachweis von **oberen Schranken**:

- ▶ Finde möglichst guten Algorithmus für konkretes Problem.
- ▶ Analysiere die Laufzeit- und Platzkomplexität.
- ▶ Gesucht sind möglichst genaue Schranken (bezüglich der O -Notation).

2. Teilbereich: Nachweis von **unteren Schranken**:

- ▶ Zeige, dass es keinen besseren Algorithmus gibt.
- ▶ Schwieriger, da man über **alle** Algorithmen argumentieren muss.
- ▶ Gesucht werden möglichst genaue Schranken (bezüglich der Ω -Notation).

3. Teilbereich: Auswirkung der **Maschinenmodelle auf den Ressourcenbedarf** insbesondere **Determinismus vs. Nichtdeterminismus**:

- ▶ Eine wichtige ungelöste Frage ist das **$\mathcal{P}$ -vs.- $\mathcal{NP}$ -Problem**.
- ▶ Komplexitätsklassen sind im Allgemeinen ungenauer (größer) als in den vorher genannten Teilbereichen.
- ▶ Wir beschäftigen uns im letzten Teil der Lehrveranstaltung 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 „Verwirf“-Zustände gibt,
für die die Turingmaschine keine Nachfolgekonfiguration besitzen.
- ▶ NTMs haben solche Zustände von Haus aus.

Mehrband- vs. Einband-Turingmaschinen:

- ▶ Wir nehmen **Mehrband-TMs**, da sie flexibler sind.
- ▶ Unterschied: n Schritte auf Mehrband-TM können in $O(n^2)$ Schritten auf Einband-TM ausgeführt werden.
- ▶ Der Unterschied macht sich in den Komplexitätsklassen $\mathcal{P}$ und $\mathcal{NP}$ nicht bemerkbar.

Die Klasse $TIME(f(n))$

Definition

Sei M eine stets anhaltende Mehrband-DTM mit Startzustand z_0 .

Für Eingabe w definieren wir

$$time_M(w) := i$$

wenn für die Startkonfiguration für z_0 und w nach i Schritten ein Endzustand oder Verwirf-Zustand erreichbar ist.

Die Klasse $TIME(f(n))$

Definition

Sei M eine stets anhaltende Mehrband-DTM mit Startzustand z_0 .

Für Eingabe w definieren wir

$$time_M(w) := i$$

wenn für die Startkonfiguration für z_0 und w nach i Schritten ein Endzustand oder Verwirf-Zustand erreichbar ist.

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 $w \in \Sigma^*$.

Die Klasse $TIME(f(n))$

Definition

Sei M eine stets anhaltende Mehrband-DTM mit Startzustand z_0 .

Für Eingabe w definieren wir

$$time_M(w) := i$$

wenn für die Startkonfiguration für z_0 und w nach i Schritten ein Endzustand oder Verwirf-Zustand erreichbar ist.

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 $w \in \Sigma^*$.

Eine 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.

Definition

Ein **Polynom** ist eine Funktion $p : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ von 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 $a_i \in \mathbb{N}$ und $k \in \mathbb{N}$.

Definition

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

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

Definition

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

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

Sprechweise: Problem ist **effizient lösbar** = Problem in $\mathcal{P}$.

Zugehörigkeit zu $\mathcal{P}$

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

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

- ▶ $L(M) = L$
- ▶ $\text{time}_M(w) \leq p(|w|)$ für jedes $w \in \Sigma^*$.

Nichtdeterminismus

Auch für NTMs nehmen wir an, dass sie auf allen Berechnungspfaden anhalten.

Beachte: Ein Wort wird **akzeptiert**, wenn es auf **einem** Berechnungspfad akzeptiert wird.

Auch für NTMs nehmen wir an, dass sie auf allen Berechnungspfaden anhalten.

Beachte: Ein Wort wird **akzeptiert**, wenn es auf **einem** Berechnungspfad akzeptiert wird.

Definition

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

$$ntime_M(w) := \max \{i \mid \text{für die Startkonfiguration für } z_0 \text{ und } w \text{ hält } M \text{ in } i \text{ Schritten}\}$$

Auch für NTMs nehmen wir an, dass sie auf allen Berechnungspfaden anhalten.

Beachte: Ein Wort wird **akzeptiert**, wenn es auf **einem** Berechnungspfad akzeptiert wird.

Definition

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

$$ntime_M(w) := \max \{i \mid \text{für die Startkonfiguration für } z_0 \text{ und } w \text{ hält } M \text{ in } i \text{ Schritten}\}$$

Beachte: Schöning verwendet eine andere Definition. Es macht für die Definition der Klasse $\mathcal{NP}$ aber keinen Unterschied.

Die Klassen $NTIME(f(n))$ und $\mathcal{NP}$

Definition

Für eine Funktion $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ 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 $w \in \Sigma^*$.

Die Klassen $NTIME(f(n))$ und $\mathcal{NP}$

Definition

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

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

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

Lemma

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

Lemma

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

Beweis Jede DTM kann leicht als NTM aufgefasst werden, wobei es nur einen möglichen Berechnungspfad gibt.

Lemma

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

Beweis Jede DTM kann leicht als NTM aufgefasst werden, wobei es nur einen möglichen Berechnungspfad gibt.

Dieser bestimmt $ntime_M(w)$ und es gilt für diese Turingmaschine $time_M(w) = ntime_M(w)$.

Lemma

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

Beweis Jede DTM kann leicht als NTM aufgefasst werden, wobei es nur einen möglichen Berechnungspfad gibt.

Dieser bestimmt $ntime_M(w)$ und es gilt für diese Turingmaschine $time_M(w) = ntime_M(w)$.

Damit folgt, dass aus $L \in TIME(f(n))$ auch $L \in NTIME(f(n))$ folgt.

Lemma

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

Beweis Jede DTM kann leicht als NTM aufgefasst werden, wobei es nur einen möglichen Berechnungspfad gibt.

Dieser bestimmt $ntime_M(w)$ und es gilt für diese Turingmaschine $time_M(w) = ntime_M(w)$.

Damit folgt, dass aus $L \in TIME(f(n))$ auch $L \in NTIME(f(n))$ folgt.

Schließlich zeigt dies auch $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$. □

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

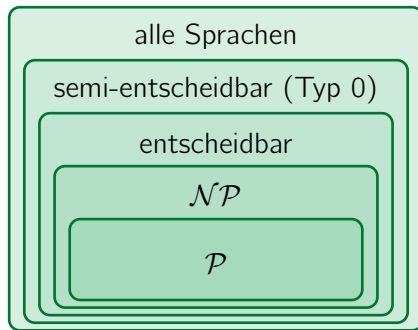
- ▶ Das $\mathcal{P}$ -vs.- $\mathcal{NP}$ -Problem ist eines der sieben sogenannten Millennium-Probleme, die vom Clay Mathematics Institute im Jahr 2000 als Liste ungelöster Probleme der Mathematik herausgegeben wurde.
- ▶ Für dessen Lösung wurde ein Preisgeld von einer Million US-Dollar ausgelobt.

Ein **wesentlicher Grund**, der für $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ spricht:

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

Viele haben gesucht, keiner hat einen solchen Algorithmus gefunden.

Lage der Komplexitätsklasse



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