Einführung in die Theoretische Informatik

Javier Esparza

CIT School
TU München

Sommersemester 2023

Version vom 19. Juni 2023

Kapitel I Organisatorisches

Siehe https://www.cs.cit.tum.de/tcs/lehre/sommersemester-2023/theo/

Vorkenntnisse und weiterführende Vorlesungen

- Vorkenntnisse:
  - IN0001 Einführung in die Informatik
  - IN0015 Diskrete Strukturen
- Weiterführende Vorlesungen:
  - Automaten und formale Sprachen
  - Komplexitätstheorie
  - Logik
  - Model Checking
  - Compilerbau
  - ...

Inhalt und Gliederung der Vorlesung

- Endliche Automaten und reguläre Ausdrücke
  - Grundlagen der Textanalyse, der lexikalischen Analyse von Programmiersprachen, und der Spezifikation und Analyse von Kommunikationsprotokollen.
- Kontextfreie Grammatiken
  - Grundlagen der syntaktischen Analyse von Programmiersprachen, Parsing, Compilerbau.
- Theorie der Berechenbarkeit
  - Untersuchung der Grenzen, was Rechner prinzipiell können.
- Komplexitätstheorie
  - Untersuchung der Grenzen, was Rechner mit begrenzten Ressourcen können.

Literatur


John E. Hopcroft, Rajeev Motwani, Jeffrey D. Ullman.
Introduction to Automata Theory, Languages, and Computation.


Dexter Kozen.
Automata and Computability.


Michael Sipser.
Introduction to the Theory of Computation.


Katrin Erk, Lutz Priese.
Theoretische Informatik: Eine umfassende Einführung.


Uwe Schöning.
Theoretische Informatik — kurzgefasst.

Kapitel II Formale Sprachen

1. Einleitung: Kommunikation mit Rechnern

Abbildung: Rechenmaschinen für arithmetische Operationen, XVII-XX Jh.
(Addition, Substraktion, Multiplikation, Division)
(By Ezrdr (Own work), via Wikipedia)

Abbildung: Gezeitenrechenmaschine im Deutschen Museum, gebaut 1935-39. (Quelle: Deutsches Museum)

Für die Berechnung von Funktionen der Gestalt $f(t) = \sum_{i=1}^{34} a_i \cos w_i t$

ON COMPUTABLE NUMBERS, WITH AN APPLICATION TO THE ENTSCHEIDUNGSPROBLEM

By A. M. TURING.

[Received 28 May, 1936.—Read 12 November, 1936.]

6. *The universal computing machine.*

It is possible to invent a single machine which can be used to compute any computable sequence. If this machine $\mathfrak{U}$ is supplied with a tape on

Abbildung: Alan Turings Artikel (1936), in dem er eine (abstrakte) universelle Rechenmaschine beschreibt

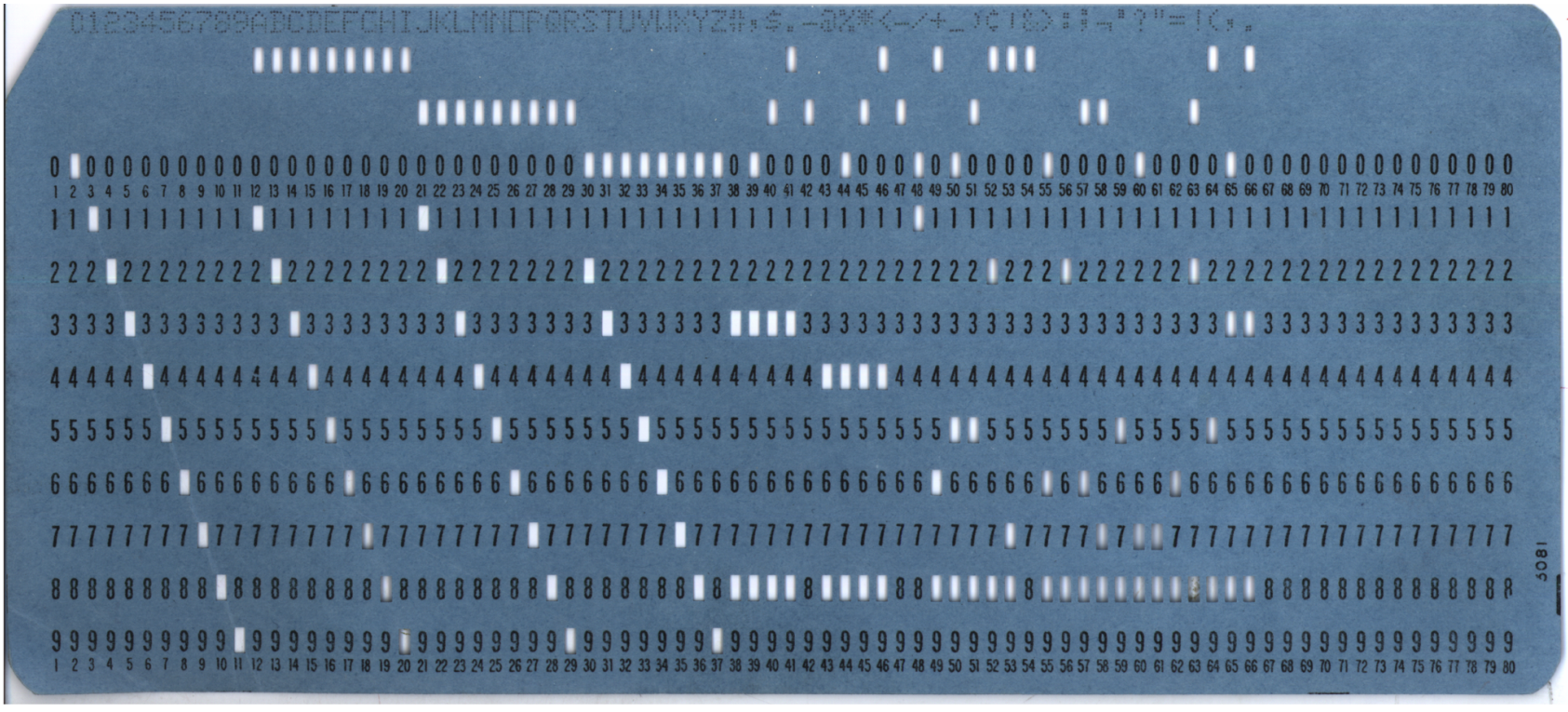


Abbildung: Programmieren mit Lochkarten in den 1960er Jahre

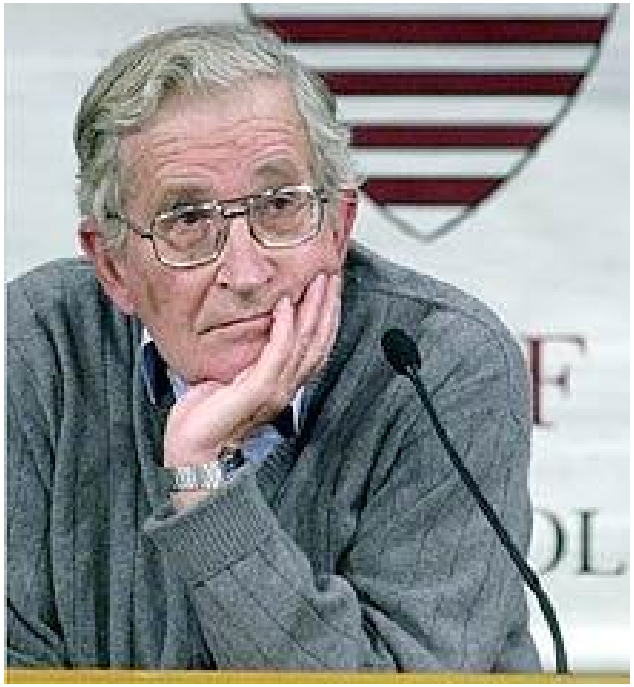
- In den 1950er setzt sich die Idee durch,

  Programmiersprachen

  für die Kommunikation mit Maschinen zu entwickeln.
- Gleichzeitig entwickelt der Linguist Noam Chomsky eine neue Theorie (Transformationgrammatik) der natürlichen Sprachen, mit dem Ziel, die Mechanismen zu erklären, die Menschen verwenden, um Sätze zu bauen.

  Noam Chomsky.
  Three Models for the Description of Language.
  Transactions on Information Theory, 113-124, 1956.
- Sein Begriff der formalen Grammatiken wird 1960 von dem ALGOL 60 Kommittee übernommen
  (ALGOL = ALGOrithmic Language)
- Seitdem wird die Syntax von Programmiersprachen durch formale Grammatiken beschrieben.



Noam Chomsky ist emeritierter Professor für Linguistik am MIT, einer der weltweit bekanntesten linken Intellektuellen und seit den 1960er Jahren einer der prominentesten Kritiker der US-amerikanischen Politik.

Chomsky gehört zu den bekanntesten Linguisten der Gegenwart. Er übte durch die Verbindung der Linguistik, Kognitionswissenschaften und Informatik besonders in der zweiten Hälfte des 20. Jahrhunderts starken Einfluss auf deren Entwicklung aus.

[Quelle: Wikipedia]

- Beispiele von Regeln für den Bau von Sätzen:

$$
\begin{aligned}
\text{Satz} &\rightarrow \text{Nominalphrase Verbalphrase} \\
\text{Verbalphrase} &\rightarrow \text{Verb Nominalphrase} \\
\text{Nominalphrase} &\rightarrow \text{Artikel Nomen} \\
\text{Satz} &\rightarrow \text{Präpositionalphrase Verbalphrase}
\end{aligned}
$$

- Beispiele von Regeln für den Bau von Programmen:

$$
\begin{aligned}
\text{keyword\_item} &\rightarrow \text{identifier “=” expression} \\
\text{identifier} &\rightarrow \text{letter identifier2} \\
\text{identifier2} &\rightarrow \text{letter identifier2} \\
\text{identifier2} &\rightarrow \text{“ ”}
\end{aligned}
$$

- Das Erkennungsproblem: Ist eine gegebene Zeichenkette ein Programm, d.h. kann sie von den Regeln erzeugt werden?
- Recognizer: Programm, welches das Erkennungsproblem für eine gegebene Grammatik löst.
  Recognizer $\rightarrow$ Parser $\rightarrow$ Compiler
- Hauptfragen:
  - Für welche Grammatiken gibt es effiziente Recognizer?
  - Gegeben eine Grammatik, wie kann ein Recognizer automatisch konstruiert werden?

2. Grundbegriffe

Definition 2.1

- Ein Alphabet Σ ist eine endliche Menge.
  Bsp: $\{0, 1\}$, ASCII, Unicode.
- Ein Wort/String über Σ is eine endliche Folge von Zeichen aus Σ, zB 010.
- $|w|$ bezeichnet die Länge eines Wortes w.
- Das leere Wort (das einzige Wort der Länge 0) wird mit ϵ bezeichnet.
- Sind u und v Wörter, so ist uv ihre Konkatenation.
- Ist w ein Wort, so ist w^n definiert durch $w^0 = \epsilon$ und $w^{n+1} = ww^n$. Bsp: $(ab)^3 = ababab$.
- Σ^* ist die Menge aller Wörter über Σ.
- Eine Teilmenge $L \subseteq \Sigma^*$ ist eine (formale) Sprache.

Beispiel 2.2 (Formale Sprachen)

- Die Menge aller Wörter im Duden (24. Aufl.)
- Die Menge der deutschen Sätze ist keine formale Sprache
- $L_1 = \{\epsilon, ab, abab, ababab, \ldots\} = \{(ab)^n \mid n \in \mathbb{N}\}$
  $(\Sigma_1 = \{a, b\})$
- $L_2 = \{\epsilon, ab, aabb, aaabbb, \ldots\} = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$
  $(\Sigma_2 = \{a, b\})$
- $L_3 = \{\epsilon, 1, 100, 1001, 10000, \ldots\} =$
  $\{w \in \{0,1\}^* \mid w$ ist eine binär kodierte Quadratzahl$\}$
  $(\Sigma_3 = \{0, 1\})$
- $\emptyset$
- $\{\epsilon\}$
- ϵ oder ab sind keine Sprachen

Definition 2.3 (Operationen auf Sprachen)

Seien $A, B \subseteq \Sigma^*$.

- Konkatenation: $AB = \{uv \mid u \in A \wedge v \in B\}$
  Bsp: $\{ab, b\}\{a, bb\} = \{aba, abbb, ba, bbb\}$
  NB: $\{ab, b\} \times \{a, bb\} = \{(ab, a), (ab, bb), (b, a), (b, bb)\}$
- $A^n = \{w_1 \dots w_n \mid w_1, \dots, w_n \in A\} = \underbrace{A \cdots A}_{n}$ Bsp:

  $\{ab, ba\}^2 = \{abab, abba, baab, baba\}$
  Rekursiv: $A^0 = \{\epsilon\}$ und $A^{n+1} = AA^n$
- $A^* = \{w_1 \dots w_n \mid n \geq 0 \wedge w_1, \dots, w_n \in A\} = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} A^n$
  Bsp: $\{01\}^* = \{\epsilon, 01, 0101, 010101, \dots\} \neq \{0, 1\}^*$
- $A^+ = AA^* = \bigcup_{n \geq 1} A^n$
  Bsp: $\Sigma^+ =$ Menge aller nicht-leeren Wörter über Σ

Achtung:

- Für alle A: $\epsilon \in A^*$
- $\emptyset^* = \{\epsilon\}$

Einige Rechenregeln:

Lemma 2.4

- $\emptyset A = \emptyset$
- $\{\epsilon\} A = A$

Lemma 2.5

- $A(B \cup C) = AB \cup AC$
- $(A \cup B)C = AC \cup BC$

Achtung: i.A. gilt $A(B \cap C) = AB \cap AC$ *nicht*.

Lemma 2.6

$A^* A^* = A^*$

2.1 Grammatiken

Definition 2.7

Eine Grammatik ist ein 4-Tupel $G = (V, \Sigma, P, S)$, wobei

- V ist eine endliche Menge von Nichtterminalzeichen (oder Nichtterminale, oder Variablen),
- Σ ist eine endliche Menge von Terminalzeichen (oder Terminale), disjunkt von V, auch genannt ein Alphabet,
- $P \subseteq (V \cup \Sigma)^* \times (V \cup \Sigma)^*$ ist eine Menge von Produktionen, und
- $S \in V$ ist das Startsymbol.

Konventionen:

- $A, B, C, \ldots$ sind Nichtterminale,
- $a, b, c, \ldots$ (und Sonderzeichen wie $+, *, \ldots$) sind Terminale,
- $\alpha, \beta, \gamma, \ldots \in (V \cup \Sigma)^*$
- Produktionen schreiben wir $\alpha \to \beta$ statt $(\alpha, \beta) \in P$.
- Statt $\alpha \to \beta_1, \ldots, \alpha \to \beta_n$ schreiben wir $\alpha \to \beta_1 \mid \cdots \mid \beta_n$

Beispiel 2.8 (Arithmetische Ausdrücke)

- $V = \{\langle \text{Expr} \rangle, \langle \text{Term} \rangle, \langle \text{Factor} \rangle\}$
- $\Sigma = \{a, b, c, +, *, (,)\}$
- $S = \langle \text{Expr} \rangle$
- Die Menge P enthält folgende Produktionen:

$$
\begin{aligned}
\langle \text{Expr} \rangle &\rightarrow \langle \text{Term} \rangle \\
\langle \text{Expr} \rangle &\rightarrow \langle \text{Expr} \rangle + \langle \text{Term} \rangle \\
\langle \text{Term} \rangle &\rightarrow \langle \text{Factor} \rangle \\
\langle \text{Term} \rangle &\rightarrow \langle \text{Term} \rangle * \langle \text{Factor} \rangle \\
\langle \text{Factor} \rangle &\rightarrow a \mid b \mid c \\
\langle \text{Factor} \rangle &\rightarrow (\langle \text{Expr} \rangle)
\end{aligned}
$$

Definition 2.9

Eine Grammatik $G = (V, \Sigma, P, S)$ induziert eine Ableitungsrelation $\rightarrow_G$ auf Wörtern über $V \cup \Sigma$:

$$\alpha \rightarrow_G \alpha'$$

gdw es eine Regel $\beta \rightarrow \beta'$ in P und Wörter α_1, α_2 gibt, so dass

$$\alpha = \alpha_1 \beta \alpha_2 \quad \text{und} \quad \alpha' = \alpha_1 \beta' \alpha_2$$

Beispiel : Für die Grammatik der arithmetischen Ausdrücken gilt

$$a + \langle \text{Term} \rangle + b \quad \rightarrow_G \quad a + \langle \text{Term} \rangle * \langle \text{Factor} \rangle + b$$

Eine Sequenz $\alpha_1 \rightarrow_G \alpha_2 \rightarrow_G \cdots \rightarrow_G \alpha_n$ ist eine Ableitung von α_n aus α_1.

Wenn $\alpha_1 = S$ und $\alpha_n \in \Sigma^*$, dann erzeugt G das Wort α_n.

Die Sprache von G ist die Menge aller Wörter, die von G erzeugt werden. Sie wird mit $L(G)$ bezeichnet.

Beispiel 2.10 (Arithmetische Ausdrücke)

$$
\begin{array}{rcl}
\langle \text{Expr} \rangle & \to & \langle \text{Term} \rangle \\
\langle \text{Expr} \rangle & \to & \langle \text{Expr} \rangle + \langle \text{Term} \rangle \\
\langle \text{Term} \rangle & \to & \langle \text{Factor} \rangle \\
\langle \text{Term} \rangle & \to & \langle \text{Term} \rangle * \langle \text{Factor} \rangle \\
\langle \text{Factor} \rangle & \to & a \mid b \mid c \\
\langle \text{Factor} \rangle & \to & (\langle \text{Expr} \rangle)
\end{array}
$$

Das Startsymbol ist $\langle \text{Expr} \rangle$.

Eine Ableitung von $a * (b + c)$:

$\langle \text{Expr} \rangle \to$

$\to a * (b + c)$

Beispiel 2.11

Welche Grammatik erzeugt $L = \{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\}$?

$$
\begin{array}{llll}
G_1: & S & \to & abcS \mid \epsilon \\
 & ba & \to & ab \\
 & cb & \to & bc \\
 & ca & \to & ac
\end{array}
\qquad\qquad
\begin{array}{llll}
G_2: & S & \to & aBSc \mid \epsilon \\
 & Ba & \to & aB \\
 & Bb & \to & bB \\
 & Bc & \to & bc
\end{array}
$$

Es gilt $L(G_1) \neq L$ weil $S \to abcS \to abcabcS \to abcabc$

Aber $L \subseteq L(G_1)$. Ableitung von $aabbcc$ aus S:

$S \to abcS \to abcabcS \to abcabc \to abacbc \to aabcbc \to aabbcc$

Es gilt: $L(G_2) = M$. Ableitung von $aabbcc$ aus S:

$S \to aBSc \to aBaBScc \to aBaBcc \to aaBBcc \to aaBbcc \to$
$aabBcc \to aabbcc$

Definition 2.12 (Reflexive transitive Hülle)

$$\begin{aligned}
\alpha &\to_G^0 \alpha \\
\alpha \to_G^{n+1} \gamma &\quad :\Leftrightarrow \quad \exists \beta.\ \alpha \to_G^n \beta \to_G \gamma \\
\alpha \to_G^* \beta &\quad :\Leftrightarrow \quad \exists n.\ \alpha \to_G^n \beta \\
\alpha \to_G^+ \beta &\quad :\Leftrightarrow \quad \exists n > 0.\ \alpha \to_G^n \beta
\end{aligned}$$

Beispiel: $\langle \text{Expr} \rangle \to_G^{11} a * (b + c)$ und so $\langle \text{Expr} \rangle \to_G^* a * (b + c)$.

Es gilt: $L(G) = \{w \in \Sigma^* \mid S \to_G^* w\}$

2.2 Die Chomsky-Hierarchie

Eine Grammatik G ist vom

- Typ 0 immer.
- Typ 1 falls für jede Produktion $\alpha \to \beta$ außer $S \to \epsilon$ gilt $|\alpha| \leq |\beta|$
- Typ 2 falls G vom Typ 1 ist und für jede Produktion $\alpha \to \beta$ gilt $\alpha \in V$.
- Typ 3 falls G vom Typ 2 ist und für jede Produktion $\alpha \to \beta$ außer $S \to \epsilon$ gilt $\beta \in \Sigma \cup \Sigma V$.

Offensichtlich gilt:

$$\text{Typ 3} \subset \text{Typ 2} \subset \text{Typ 1} \subset \text{Typ 0}$$

Grammatiken und Sprachklassen:

Typ 3	Rechtslineare Grammatik	Reguläre Sprachen
Typ 2	Kontextfreie Grammatik	Kontextfreie Sprachen
Typ 1	Kontextsensitive Grammatik	Kontextsens. Sprachen
Typ 0	Phrasenstrukturgrammatik	Rekursiv aufzählbare Sprachen

Satz 2.13

$L(\text{Typ 3}) \subset L(\text{Typ 2}) \subset L(\text{Typ 1}) \subset L(\text{Typ 0})$

Bemerkung Wir benutzen später eine etwas liberalere Definition von kontextfreien Grammatiken, die aber die gleiche Klasse von kontextfreien Sprachen erzeugt.

Das Wortproblem:

Gegeben: eine Grammatik G, ein Wort $w \in \Sigma^*$
Frage: Gilt $w \in L(G)$?

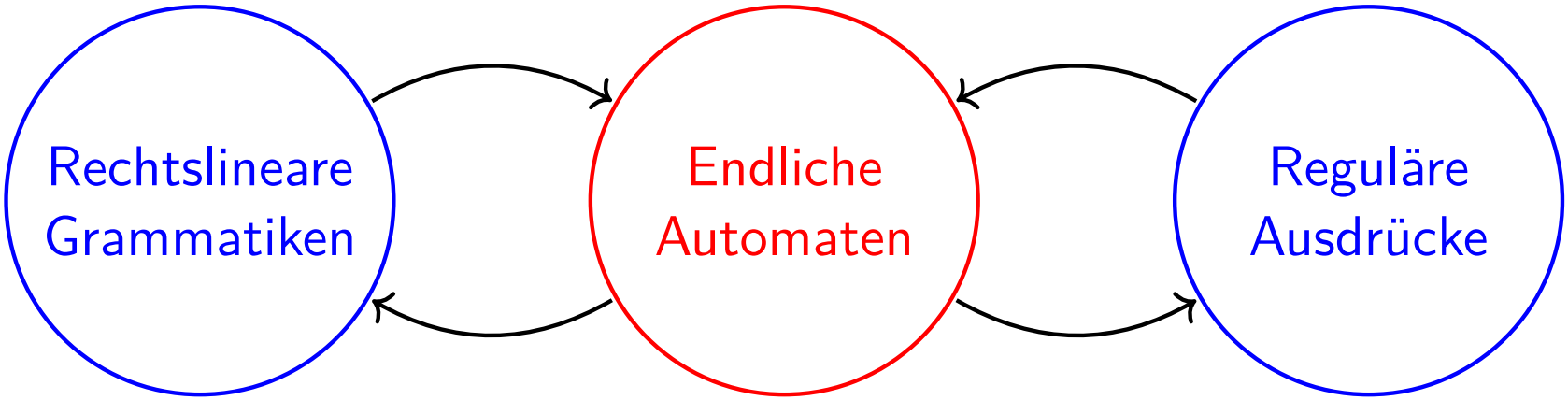
In den kommenden Wochen untersuchen wir das Wortproblem für Grammatiken vom Typ 3 und Typ 2.

Wir studieren Algorithmen, die für eine gegebene Grammatik G einen Automaten A_G konstruieren, und untersuchen ihre Laufzeit.

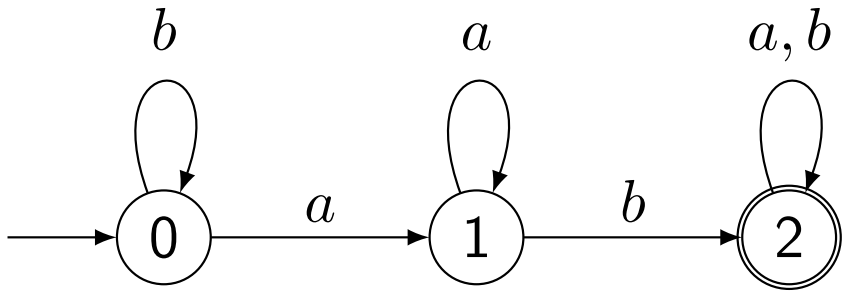
A_G ist eine abstrakte Beschreibung eines Programms zur Lösung des Wortproblems.

Der Algorithmus mit G als Eingabe und A_G als Ausgabe ist eine abstrakte Beschreibung eines Programms für die automatische Synthese von Recognizern (lex, yacc).

3. Reguläre Sprachen



3.1 Deterministische endliche Automaten



Eingabewort $baba \rightsquigarrow$ Zustandsfolge 0,0,1,2,2.

Erkannte Sprache: Menge der Wörter, die vom Startzustand in einen Endzustand führen.

Recognizer, die nur einmal das Wort durchläuft und in linearer Zeit es akzeptiert oder ablehnt.

Definition 3.1

Ein deterministischer endlicher Automat (*deterministic finite automaton*, DFA) $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ besteht aus

- einer endlichen Menge von Zuständen Q,
- einem (endlichen) Eingabealphabet Σ,
- einer (totalen!) Übergangsfunktion $\delta : \ Q \times \Sigma \to Q$,
- einem Startzustand $q_0 \in Q$, und
- einer Menge $F \subseteq Q$ von Endzuständen (akzeptierenden Zust.)

Definition 3.2

Die von M akzeptierte Sprache ist

$$L(M) := \{w \in \Sigma^* \mid \hat{\delta}(q_0, w) \in F\} \ ,$$

wobei $\hat{\delta} : Q \times \Sigma^* \to Q$ induktiv definiert ist durch

$$\begin{aligned} \hat{\delta}(q, \epsilon) &= q \\ \hat{\delta}(q, aw) &= \hat{\delta}(\delta(q, a), w) \quad \text{für } a \in \Sigma, w \in \Sigma^* \ . \end{aligned}$$

($\hat{\delta}(q, w)$ bezeichnet den Zustand, den man aus q mit w erreicht.)

Eine Sprache ist regulär gdw sie von einem DFA akzeptiert wird.

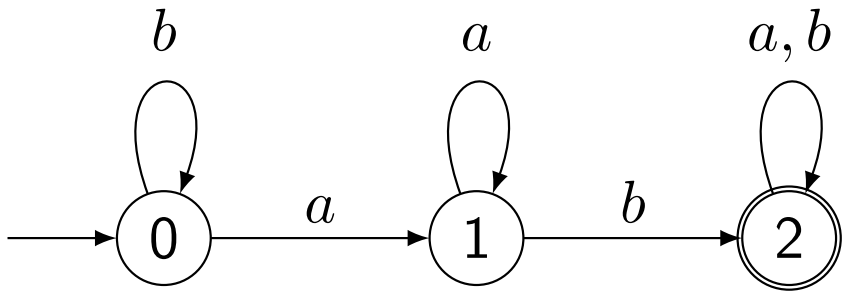
Eigenschaften von $\hat{\delta}$:

- $\hat{\delta}(q, a) = \delta(q, a)$.
- $\hat{\delta}(q, wa) = \delta(\hat{\delta}(q, w), a)$.

Graphische Darstellung

- Endliche Automaten können durch gerichtete und markierte Zustandsgraphen veranschaulicht werden:
  - Knoten $\widehat{=}$ Zuständen
  - Kanten $\widehat{=}$ Übergängen: $p \xrightarrow{a} q \;\widehat{=}\; \delta(p, a) = q$
- Der Anfangszustand wird durch einen Pfeil, Endzustände werden durch doppelte Kreise gekennzeichnet.

Beispiel 3.3

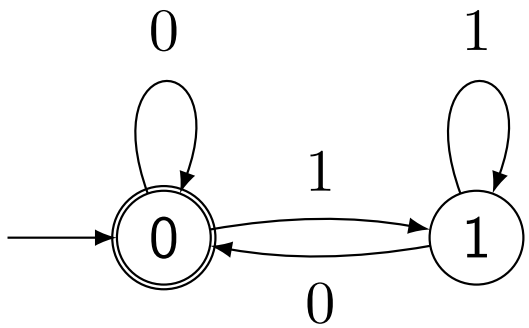


Die Sprache des DFAs ist die Menge aller Wörter über $\{a, b\}$, die ab enthalten.

- Jedes Wort, das akzeptiert wird, enthält ab.
  Sei w ein Wort, welches akzeptiert wird.
  Betrachte in der Zustandsfolge für w den Zeitpunkt, in dem Zustand 1 zum letzten Mal besucht wird (existiert weil die Folge in Zustand 2 endet).
  Unmittelbar davor wird a gelesen und unmittelbar danach b.
- Jedes Wort, das ab enthält, wird akzeptiert.
  Für alle $q \in \{0, 1, 2\}$ gilt: $\hat{\delta}(q, ab) = 2$ und Zustand 2 kann nich verlassen werden.

Beispiel 3.4

Für $w \in \{0,1\}^*$ sei $\#w$ die von w binär repräsentierte Zahl,
zB $\#100 = 4$.

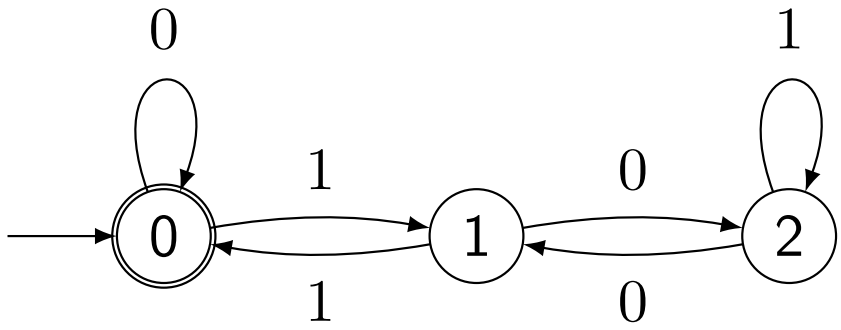


Der DFA akzeptiert genau die $w \in \{0,1\}^*$ so dass $\#w$ gerade ist.

Beweis:

Für alle $w \neq \epsilon$, $\#w$ ist gerade gdw w endet mit 0.
1. $\hat{\delta}(0, w0) = \delta(\hat{\delta}(0,w),0) = 0 \in F$, daher $w0 \in L(A)$
2. $\hat{\delta}(0, w1) = \delta(\hat{\delta}(0,w),1) = 1 \notin F$, daher $w1 \notin L(A)$
Für $w = \epsilon$, $\hat{\delta}(0,w) = 0$, daher $\epsilon \in L(A)$ und $\#\epsilon = 0$. □

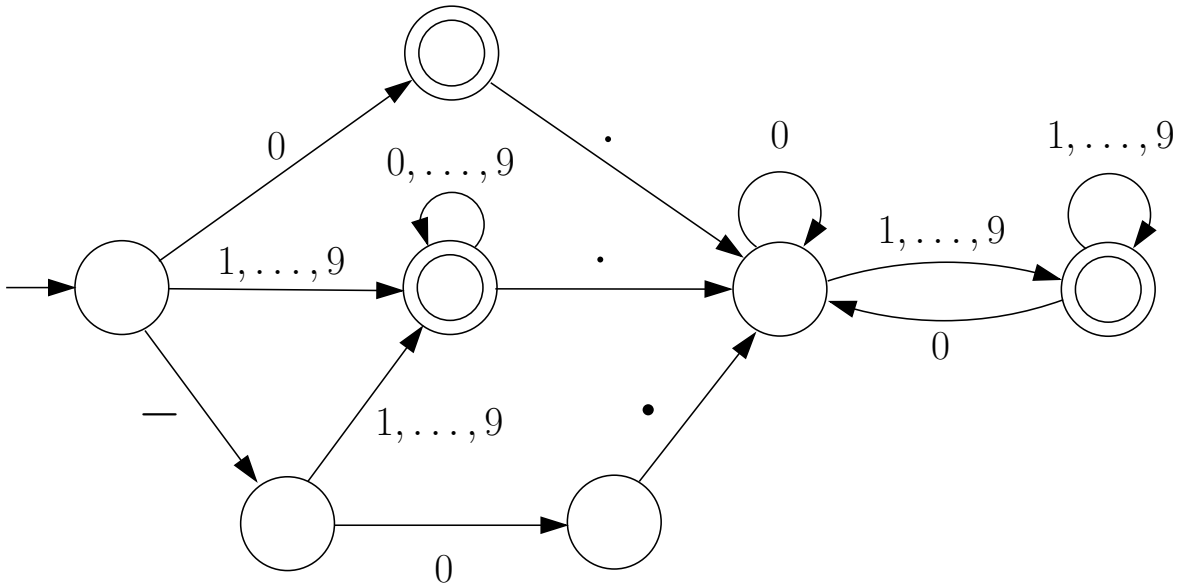
Beispiel 3.5



Für $w \in \{0,1\}^*$ sei $\#w$ die von w binär repräsentierte Zahl, zB $\#100 = 4$.

Der DFA akzeptiert genau die Wörter $w \in \{0,1\}^*$ mit: $\#w$ ist ein vielfaches von 3.

Beispiel 3.6



Ein DFA für die Gleitkommazahlen

3.2 Von rechtslinearen Grammatiken zu DFA (und zurück)

Rechtslineare Grammatik: Produktionen der Gestalt $A \to a$ und $A \to aB$

Wir zeigen:

- Für jede rechtslineare Grammatik G gibt es einen DFA M mit $L(M) = L(G)$.
- Für jeden DFA M gibt es eine rechtslineare Grammatik G mit $L(G) = L(M)$.

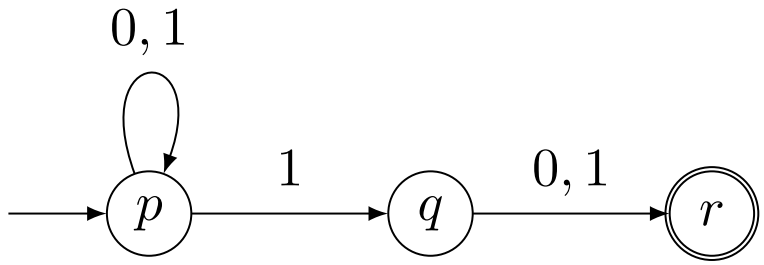
Wir führen nichtdeterministische endliche Automaten (NFA) als "Zwischenschritt" ein. Wir zeigen:

- Für jede rechtslineare Grammatik G gibt es einen NFA N mit $L(N) = L(G)$.
- Für jeden NFA N gibt es einen DFA M mit $L(M) = L(N)$.
- Für jeden DFA M gibt es eine rechtslineare Grammatik G mit $L(G) = L(M)$.

NFA sind eine Verallgemeinerung von DFA: Aus einem Zustand känn es $0, 1, 2, \ldots$ Übergänge mit derselben Beschriftung geben.

Beispiel 3.7

Erkennung der Binärzahlen, deren vorlezte Ziffer 1 ist:



Eingabewort $0111 \rightsquigarrow$ Mehrere Zustandsfolgen:

$$p, p, p, p, p \qquad p, p, p, p, q \qquad p, p, p, q, r$$

Wort wird akzeptiert gdw mindestens eine dieser Zustandfolgen zu einem Endzustand führt.
Intuitive Vorstellung: Der Automat "rät" den richtigen Weg.

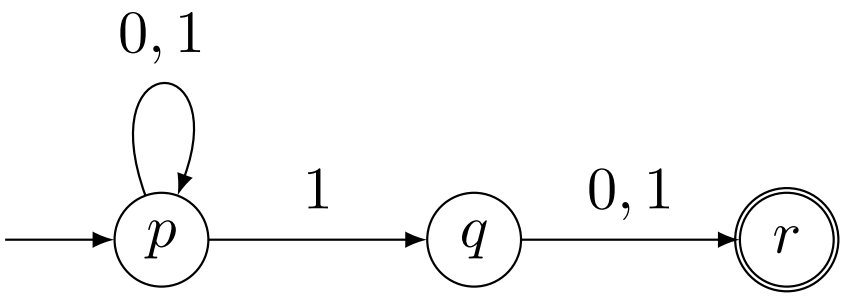
NFA nicht nutzlich als Recognizer, aber als Zwischenschritt oder Datenstruktur.

Definition 3.8

Ein nichtdeterministischer endlicher Automat (*nondeterministic finite automaton*, NFA) ist ein 5-Tupel $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, so dass

- Q, Σ, q_0 und F sind wie bei einem DFA
- $\delta : Q \times \Sigma \to \mathcal{P}(Q)$
  $\mathcal{P}(Q)$ = Menge aller Teilmengen von $Q = 2^Q$.
  Alternative: Relation $\delta \subseteq Q \times \Sigma \times Q$.

Beispiel



δ	0	1
p	$\{p\}$	$\{p, q\}$
q	$\{r\}$	$\{r\}$
r	$\emptyset$	$\emptyset$

Erweiterung von δ : $Q \times \Sigma \to \mathcal{P}(Q)$

auf $\bar{\delta} : \mathcal{P}(Q) \times \Sigma \to \mathcal{P}(Q)$ definiert durch

$$\bar{\delta}(S, a) := \bigcup_{q \in S} \delta(q, a)$$

Es folgt: $\hat{\bar{\delta}} : \mathcal{P}(Q) \times \Sigma^* \to \mathcal{P}(Q)$

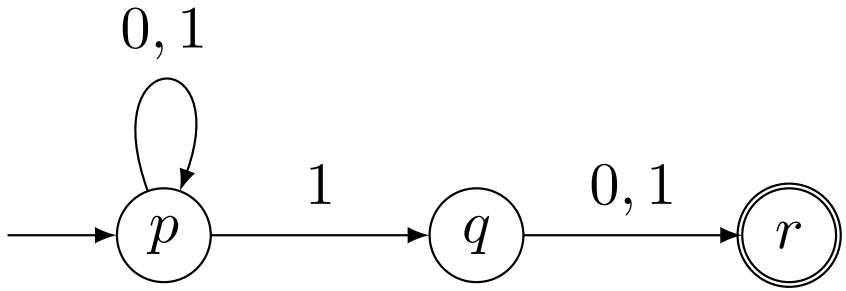
Intuition: $\hat{\bar{\delta}}(S, w)$ ist Menge aller Zustände die sich von einem Zustand in S aus mit w erreichen lassen.

Die von $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ akzeptierte Sprache ist

$$L(N) := \{w \in \Sigma^* \mid \hat{\bar{\delta}}(\{q_0\}, w) \cap F \neq \emptyset\}$$

Oft schreiben wir nur δ statt $\bar{\delta}$ und $\hat{\delta}$ statt $\hat{\bar{\delta}}$
(vgl. overloading in Programmiersprachen).

Beispiel



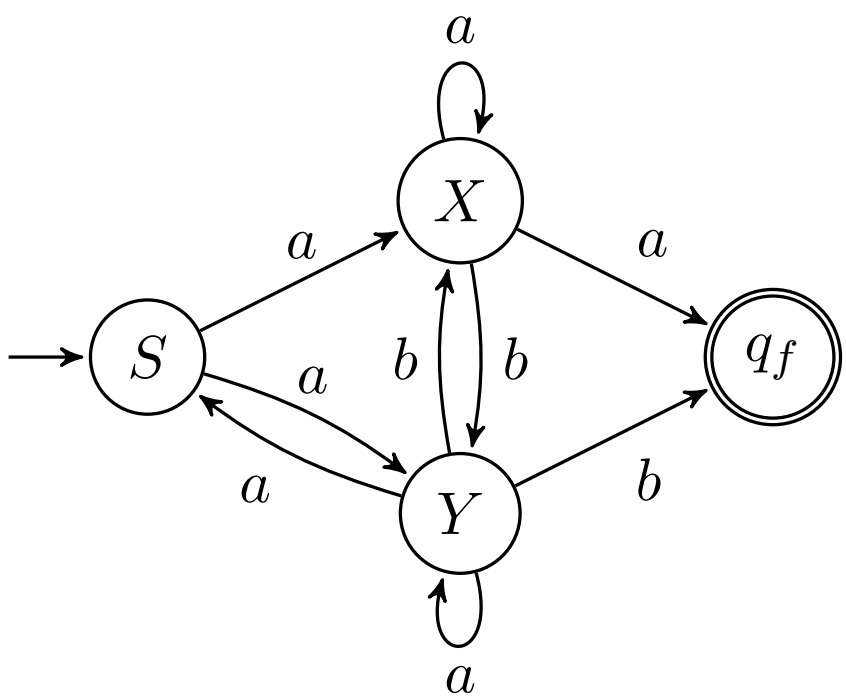
$$
\begin{aligned}
& \hat{\bar{\delta}}(\{p,q\},10) \\
= \quad & \hat{\bar{\delta}}(\bar{\delta}(\{p,q\},1),0) \\
= \quad & \hat{\bar{\delta}}(\delta(p,1) \cup \delta(q,1),0) \\
= \quad & \hat{\bar{\delta}}(\{p,q,r\},0) \\
= \quad & \bar{\delta}(\{p,q,r\},0) \\
= \quad & \delta(p,0) \cup \delta(q,0) \cup \delta(r,0) \\
= \quad & \{p\} \cup \{r\} \cup \emptyset \;=\; \{p,r\}
\end{aligned}
$$

Satz 3.9

Für jede rechtslineare Grammatik G gibt es einen NFA M mit $L(G) = L(M)$.

Beispiel

$S \to aX \mid aY \quad X \to aX \mid bY \mid a \quad Y \to aS \mid bX \mid aY \mid b$



Aufgabe: Und wenn $S \to aX \mid aY \mid \epsilon$?

Beweis:

Sei $G = (V, \Sigma, P, S)$ eine rechtslineare Grammatik ohne die Produktion $S \to \epsilon$. Definiere den NFA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ mit

- $Q = V \cup \{q_f\}$ (wobei $q_f \notin V$)
- $Y \in \delta(X, a)$ gdw $(X \to aY) \in P$
- $q_f \in \delta(X, a)$ gdw $(X \to a) \in P$
- $q_0 = S$
- $F = \{q_f\}$

Es gilt (Induktion über n):

$$S \to a_1 X_1 \to_G a_1 a_2 X_2 \to_G \cdots \to_G a_1 \ldots a_{n-1} X_{n-1} \to_G a_1 \ldots a_n$$

ist eine Ableitung von G gdw

$$q_f \in \delta(S, a_1 \ldots a_n) \ .$$

Damit gilt $L(G) = L(A)$. (Fall mit $S \to \epsilon$: Aufgabe)

Lösung der Aufgabe: Wenn die Grammatik die Produktion $S \to \epsilon$ enthält, dann setze $F = \{S, q_f\}$.

Aufgabe: Sei $G = (V, T, P, S)$ eine rechtslineare Grammatik, die die Produktion $S \to \epsilon$ nicht enthält. Definiere die Grammatik $G' = (V, T, P \cup \{S \to \epsilon\}, S)$ (d.h., wir fügen $S \to \epsilon$ zu P hinzu).

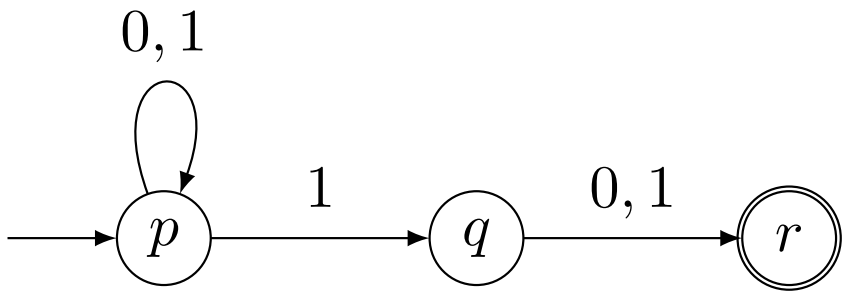
- Gilt immer $L(G') = L(G) \cup \{\epsilon\}$?
- Geben Sie eine Grammatik G'' mit $L(G'') = L(G) \cup \{\epsilon\}$ an.

Satz 3.10

Für jeden NFA N gibt es einen DFA M mit $L(N) = L(M)$.

.

Beispiel



Beweis:

Sei $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein NFA.

Definiere den DFA $M = (\mathcal{P}(Q), \Sigma, \bar{\delta}, \{q_0\}, F_M)$:

$$F_M := \{S \subseteq Q \mid S \cap F \neq \emptyset\}$$

Dann gilt:

$$\begin{aligned} w \in L(N) &\Leftrightarrow \hat{\bar{\delta}}(\{q_0\}, w) \cap F \neq \emptyset && \text{Def.} \\ &\Leftrightarrow \hat{\bar{\delta}}(\{q_0\}, w) \in F_M && \text{Def.} \\ &\Leftrightarrow w \in L(M) && \text{Def.} \end{aligned}$$

□

Dies nennt man die Potenzmengen- oder Teilmengenkonstruktion.

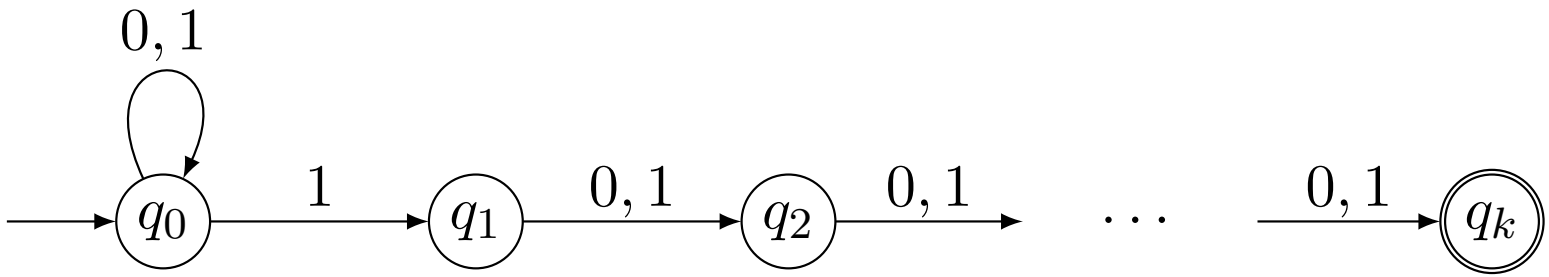
In der Praxis werden nur die aus q_0 erreichbaren Zuständen konstruiert.

Trotzdem: Für einen NFA mit n Zuständen kann der entsprechende DFA bis zu 2^n Zustände haben.

Beispiel 3.11

$$L_k := \{w \in \{0,1\}^* \mid \text{das } k\text{-letzte Bit von } w \text{ ist } 1\}$$

Ein NFA für diese Sprache:



Die Potenzmengenkonstruktion liefert einen DFA für L_k mit 2^k Zuständen. Geht es kompakter?

Lemma 3.12

Jeder DFA M mit $L(M) = L_k$ hat mindestens 2^k Zuständen.

Im *schlimmsten* Fall ist ein exponentieller Sprung unvermeidlich.

Beweis:

Indirekt. Sei M ein DFA mit $< 2^k$ Zuständen, so dass $L(M) = L_k$.

- Zuerst zeigen wir für alle $w_1, w_2 \in \{0,1\}^k$:
  wenn $w_1 \neq w_2$ dann $\hat{\delta}(q_0, w_1) \neq \hat{\delta}(q_0, w_2)$.
  Annahme: Es gibt $w_1, w_2 \in \{0,1\}^k$ mit $w_1 \neq w_2$ aber $\hat{\delta}(q_0, w_1) = \hat{\delta}(q_0, w_2)$. Wir leiten einen Widerspruch ab:
- Sei $w_1 = wa_i \dots a_k$ und $w_2 = wb_i \dots b_k$ mit $a_i \neq b_i$

  OE sei $a_i = 1$, $b_i = 0$.

  Es gilt einerseits: $w_1 0^{i-1} = wa_i \dots a_k 0^{i-1} \in L_k$
  $w_2 0^{i-1} = wb_i \dots b_k 0^{i-1} \notin L_k$

  Aber es gilt auch: $\hat{\delta}(q_0, w_1 0^{i-1}) = \hat{\delta}(\hat{\delta}(q_0, w_1), 0^{i-1}) =$
  $\hat{\delta}(\hat{\delta}(q_0, w_2), 0^{i-1}) = \hat{\delta}(q_0, w_2 0^{i-1})$ ↯
- Es folgt: M hat mindestens 2^k Zustände.

□

Satz 3.13

Für jeden DFA M gibt es eine rechtslineare Grammatik G mit $L(M) = L(G)$.

Beweis:

Sei $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$. Die Grammatik $G = (V, T, P, S)$ mit

- $V = Q$, $T = \Sigma$, $S = q_0$,
- $(q_1 \to aq_2) \in P$ gdw $\delta(q_1, a) = q_2$,
- $(q_1 \to a) \in P$ gdw $\delta(q_1, a) \in F$, und
- $(q_0 \to \epsilon) \in P$ gdw $q_0 \in F$,

ist von Typ 3 und erfüllt $L(M) = L(G)$. □

3.3 NFAs mit ϵ-Übergängen

Grammatiken von Programmiersprachen enthalten viele Produktionen der Gestalt $A \to B$.

Beispiel 3.14

Ein kleines Fragment der Grammatik von Java:

```
Literal:
    IntegerLiteral
    FloatingPointLiteral
    CharacterLiteral
    StringLiteral
    BooleanLiteral
    NullLiteral
```

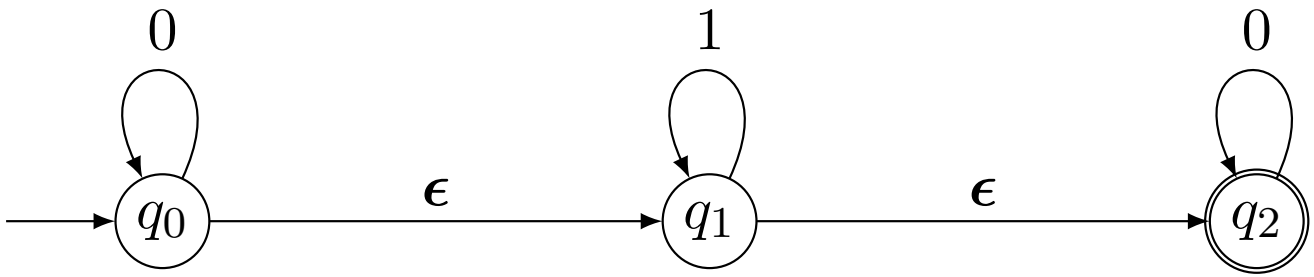
Wir suchen Recognizer für Typ 3 Grammatiken, die auch solche Produktionen enthalten.

Definition 3.15

Ein NFA mit ϵ-Übergängen (auch ϵ-NFA) ist ein NFA mit einem speziellen Symbol $\epsilon \notin \Sigma$ und mit

$$\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\epsilon\}) \to \mathcal{P}(Q) \ .$$

Ein ϵ-Übergang darf ausgeführt werden, ohne dass ein Eingabezeichen gelesen wird.



Akzeptiert: ϵ, 00, 11, ... Nicht akzeptiert: 101, ...

Bemerkung: $\epsilon \neq \epsilon$; ϵ ist ein einzelnes Symbol, ϵ das leere Wort.

Lemma 3.16

Für jeden ϵ-NFA N gibt es einen NFA N' mit $L(N) = L(N')$.

Beweis:

Seie $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein ϵ-NFA. Wir definieren den NFA $N' = (Q, \Sigma, \delta', q_0, F')$ mit folgenden Definitionen für δ' und F':

- $\delta' : Q \times \Sigma \to \mathcal{P}(Q)$

$$\delta'(q, a) := \bigcup_{i \geq 0, j \geq 0} \hat{\delta}(\{q\}, \epsilon^i a \epsilon^j) \; .$$

- Falls N das leere Wort ϵ akzeptiert, also falls

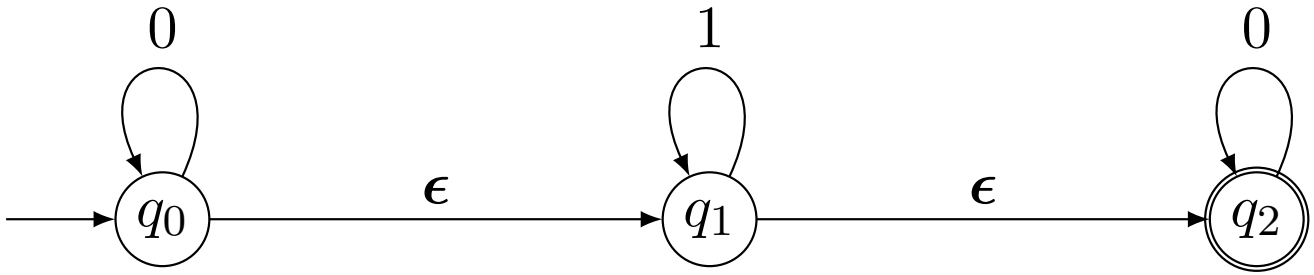
$$\exists i \geq 0. \; \hat{\delta}(\{q_0\}, \epsilon^i) \cap F \neq \emptyset$$

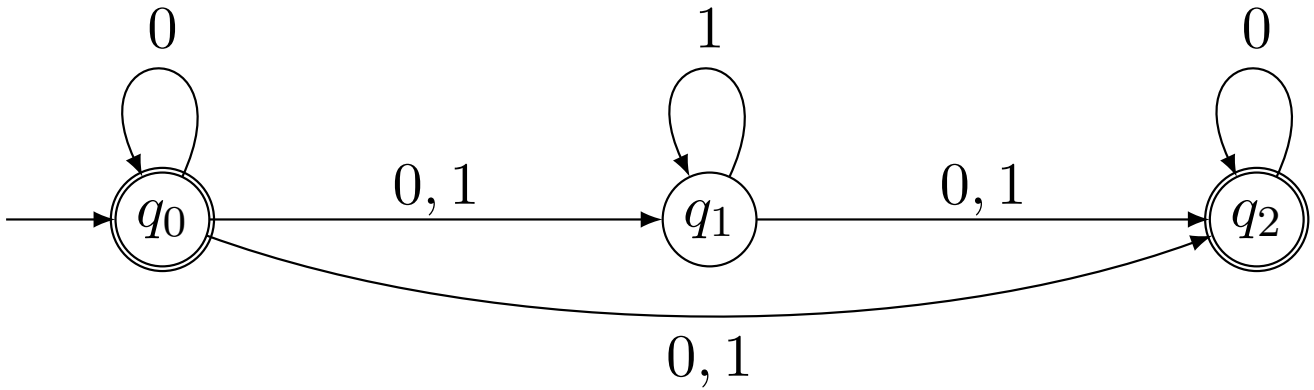
dann setze $F' := F \cup \{q_0\}$, sonst setze $F' := F$.

□

Ab jetzt: "ϵ-Übergang" und "ϵ-NFA".

Beispiel 3.17





Fazit: Die Automatentypen

- DFA
- NFA
- ϵ-NFA

sind gleich mächtig und Erkennen die Sprachen der Grammatiken mit Produktionen folgender Gestalt:

- $X \to aY$
- $X \to a$
- $X \to Y$
- $X \to \epsilon$

3.4 Reguläre Ausdrücke

Reguläre Ausdrücke sind eine alternative Notation für die Definition von formalen Sprachen.

Werden oft in Kombination mit Grammatiken verwendet.

Beispiel 3.18

Ein Fragment der Grammatik für Python (`https://docs.python.org/2/reference/grammar.html`)

```
simple_stmt: small_stmt (';' small_stmt)* [';'] NEWLINE
```

Steht für eine unendliche Menge von Produktionen:

```
simple_stmt → small_stmt NEWLINE
simple_stmt → small_stmt ';' NEWLINE
simple_stmt → small_stmt ';' small_stmt NEWLINE
simple_stmt → small_stmt ';' small_stmt ';' NEWLINE
...
```

Definition 3.19

Reguläre Ausdrücke (*regular expressions*, REs) sind induktiv definiert:

- $\emptyset$ ist ein regulärer Ausdruck.
- ϵ ist ein regulärer Ausdruck.
- Für jedes $a \in \Sigma$ ist a ist ein regulärer Ausdruck.
- Wenn α und β reguläre Ausdrücke sind, dann auch
  - $\alpha\beta$
  - $\alpha \mid \beta$ (oft $\alpha + \beta$ geschrieben)
  - α^*
- Nichts sonst ist ein regulärer Ausdruck.

$*$ ist die Kleene'sche Iteration (Kleene iteration, Kleene star).

Bindungsstärke: * bindet stärker als Konkatenation stärker als $\mid$

- $ab^* = a(b^*) \neq (ab)^*$
- $ab \mid c = (ab) \mid c \neq a(b \mid c)$

Definition 3.20

Zu einem regulären Ausdruck γ ist die zugehörige Sprache $L(\gamma)$ rekursiv definiert:

- $L(\boldsymbol{\emptyset}) = \emptyset$
- $L(\boldsymbol{\epsilon}) = \{\epsilon\}$
- $L(a) = \{a\}$
- $L(\alpha\beta) = L(\alpha)L(\beta)$
- $L(\alpha \mid \beta) = L(\alpha) \cup L(\beta)$
- $L(\alpha^*) = L(\alpha)^*$

Beispiel 3.21

Sei das zugrunde liegende Alphabet $\Sigma = \{0, 1\}$.

- Alle Wörter, die mit 00 enden:

$$(0|1)^*00$$

- Alle Wörter gerader Länge, in denen 0 und 1 alternieren:

$$(01)^* \mid (10)^*$$

- Alle Wörter, die eine gerade Anzahl von 1'en enthalten:

$$(0^*10^*1)^*0^*$$

- Alle Wörter, die die Binärdarstellung einer durch 3 teilbaren Zahl darstellen, also

$$0, 11, 110, 1001, 1100, 1111, 10010, \ldots$$

  Hausaufgabe!

Beispiel 3.22

Gleitkommazahlen: $\Sigma = \{., -, 0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9\}$

$$(- \mid \boldsymbol{\epsilon})(DD^* \mid DD^*.D^* \mid D^*.DD^*)$$

wobei $D = (0|1|2|3|4|5|6|7|8|9)$

Version von Beispiel **??**:

$$0 \mid (- \mid \boldsymbol{\epsilon})\big(ED^* \mid (0 \mid ED^*).D^*E\big)$$

wobei $D = (0|1|2|3|4|5|6|7|8|9)$ und $E = (1|2|3|4|5|6|7|8|9)$

Erweiterte reguläre Ausdrücke in UNIX:

$$
\begin{aligned}
\texttt{.} &= a_1|\ldots|a_n \text{ wobei } \Sigma = \{a_1, \ldots a_n\} \\
\texttt{[}a_1 \ldots a_n\texttt{]} &= a_1|\ldots|a_n \\
\texttt{[\^{}}a_1 \ldots a_n\texttt{]} &= b_1|\ldots|b_m \text{ wobei } \{b_1, \ldots, b_m\} = \Sigma \setminus \{a_1, \ldots a_n\} \\
\alpha\texttt{?} &= \epsilon|\alpha \\
\alpha\texttt{+} &= \alpha\alpha^* \\
\alpha\texttt{\{}n\texttt{\}} &= \alpha \ldots \alpha \ (n \text{ copies}) \\
&\ldots
\end{aligned}
$$

Für die Gleitkommazahlen (erste Version) erhalten wir z. B.

```
-?([0-9]+|[0-9]+\.[0-9]*|[0-9]*\.[0-9]+)
```

Satz 3.23 (Kleene 1956)

Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist genau dann durch einen regulären Ausdruck darstellbar, wenn sie regulär ist.

Für den Beweis definieren wir:

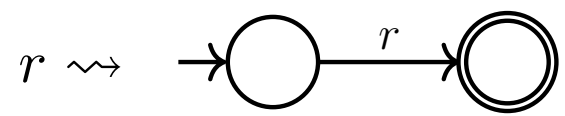
Definition 3.24

Ein NFA mit RE-Übergängen ist ein NFA M, dessen Übergänge mit regulären Ausdrücken über demselben Alphabet Σ beschriftet sind. Ein Wort $w \in \Sigma^*$ wird von M akzeptiert gdw M einen Pfad

$$q_0 \xrightarrow{\gamma_1} q_1 \xrightarrow{\gamma_2} q_2 \ \cdots \ q_{n-1} \xrightarrow{\gamma_n} q_n$$

mit folgende Eigenschaften enthält: q_0 ist der Anfangszustand, q_n ist Endzustand und $w \in L(\gamma_1\gamma_2 \cdots \gamma_n)$.

NFA mit ϵ-Übergängen sind ein Spezialfall. Reguläre Ausdrücke auch:



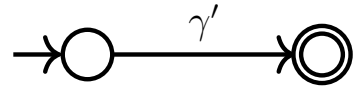
Beweis:

"$\Longrightarrow$": Sei γ ein regulärer Ausdruck. Wir konstruieren einen ϵ-NFA N mit $L(\gamma) = L(N)$ in zwei Schritten:

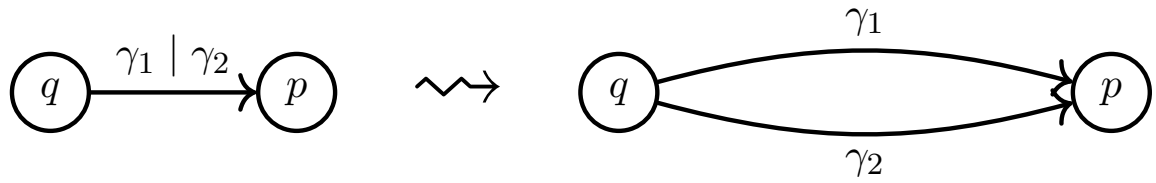
Schritt 1 (preprocessing): Wir wenden folgende Ersetzungsregeln so lange wie möglich auf γ an:

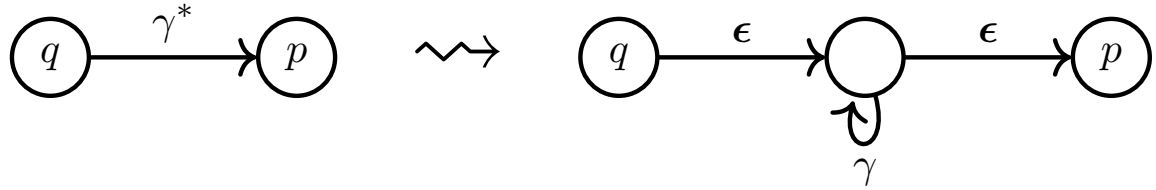
$$\gamma\,\emptyset \rightsquigarrow \emptyset \qquad \gamma \mid \emptyset \rightsquigarrow \gamma \qquad \emptyset^* \rightsquigarrow \epsilon$$
$$\emptyset\,\gamma \rightsquigarrow \emptyset \qquad \emptyset \mid \gamma \rightsquigarrow \gamma$$

Die Regeln erhalten die Sprache des regulären Ausdrucks.
Das Endergebnis γ' ist entweder $\emptyset$ (z.B. wenn $\gamma = \emptyset\emptyset$) oder ein regulärer Ausdruck ohne Vorkommnisse von $\emptyset$ (z.B. wenn $\gamma = a|\emptyset$).
Im ersten Fall setzen wir N als der NFA mit nur einen Zustand, keine Endzustände und keine Übergänge. Im zweiten Fall machen wir mit Schritt 2 weiter.

Schritt 2: Wir wenden folgende Transformationsregeln so lange wie möglich auf den Automaten  an.

Konkatenation: 

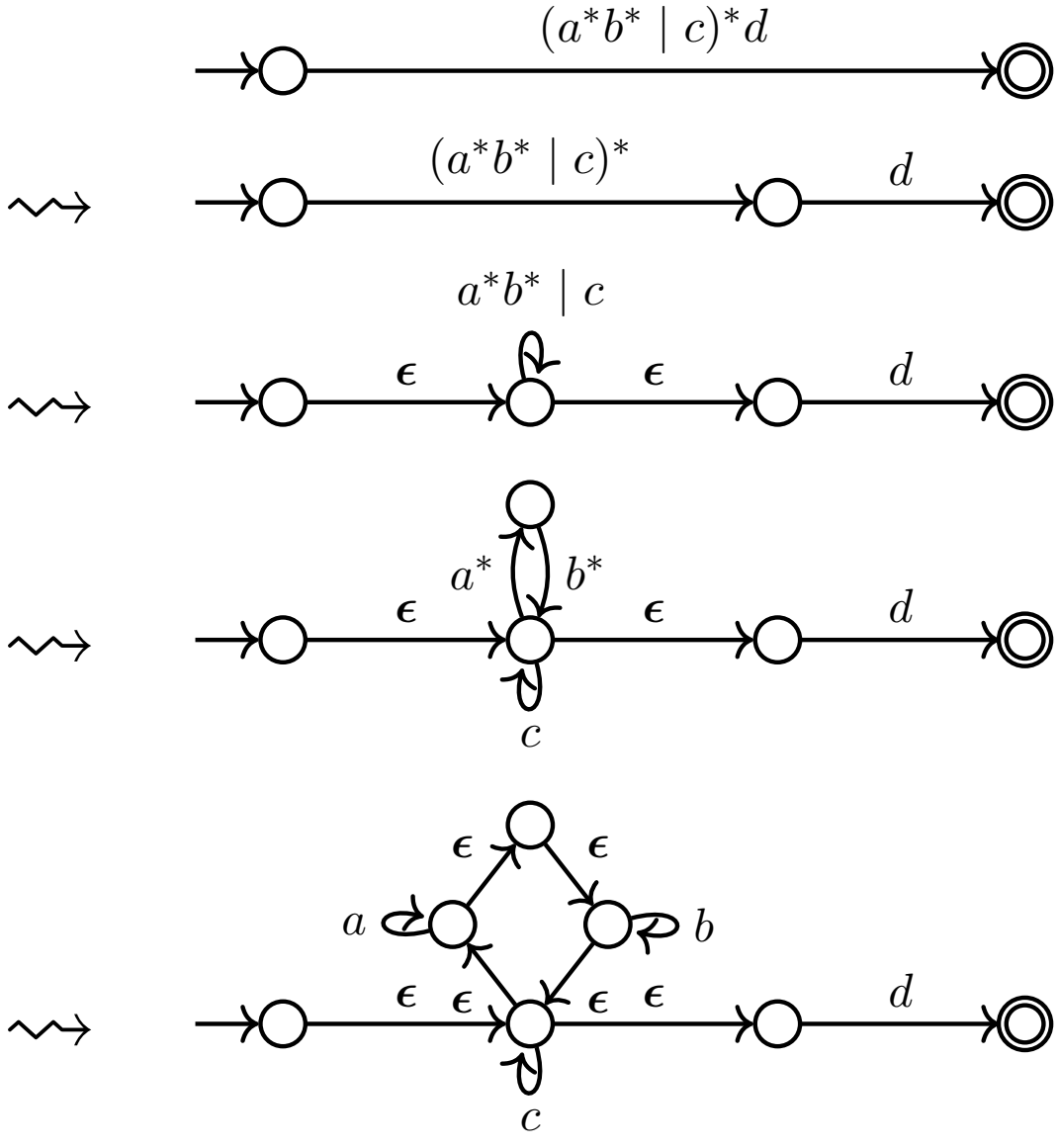
Auswahl: 

Iteration: 

Beachte: $q = p$ ist möglich und sowohl q wie auch p können Anfang oder Endzustände sein!.
Die Regeln erhalten die Sprache. (Übung!).
Das Endergebnis ist ein NFA mit ϵ-Übergängen.

Beispiel 3.25

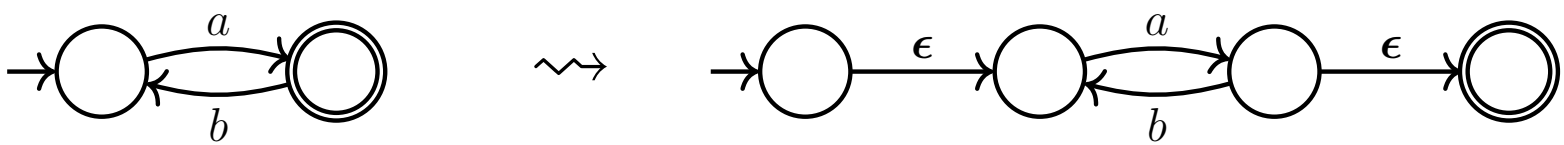
Betrachte den regulären Ausdruck $(a^*b^* \mid c)^*d$.



"$\Longleftarrow$": Sei $M = (Q, \Sigma, \delta, q_1, F)$ ein NFA mit ϵ-Übergänge.
Wir konstruieren einen RE γ mit $L(M) = L(\gamma)$ in zwei Schritten:

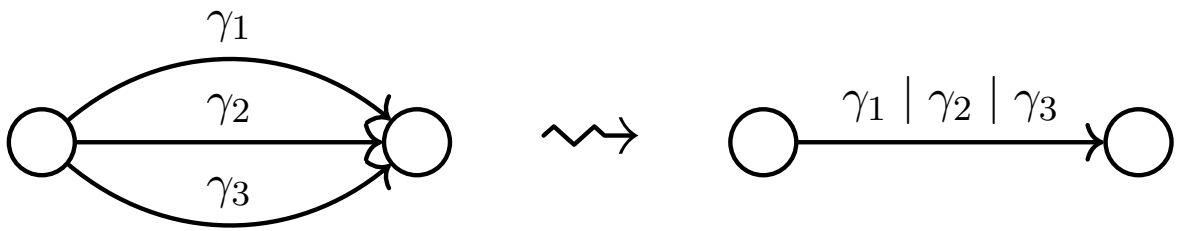
Schritt 1 (preprocessing): Wir transformieren M in einen äquivalenten Automaten a) mit höchstens einem Endzustand, b) ohne in den Anfangszustand einkommende Übergänge und c) ohne aus dem Endzustand ausgehende Übergänge:

- Hat q_1 Eingangsübergänge, dann fügen wir einen neuen Zustand q_0 hinzu sowie einen ϵ-Übergäng von q_0 nach q_1 und setzen q_0 als neuer Anfangsszustand.
- Enthält F mehr als einen Zustand oder einen Zustand mit Ausgangsübergangen, dann fügen wir einen neuen Zustand q_e sowie ϵ-Übergänge vom jedem Zustand von F zu q_e und setzen q_e als (einizigen) neuen Endzustand.

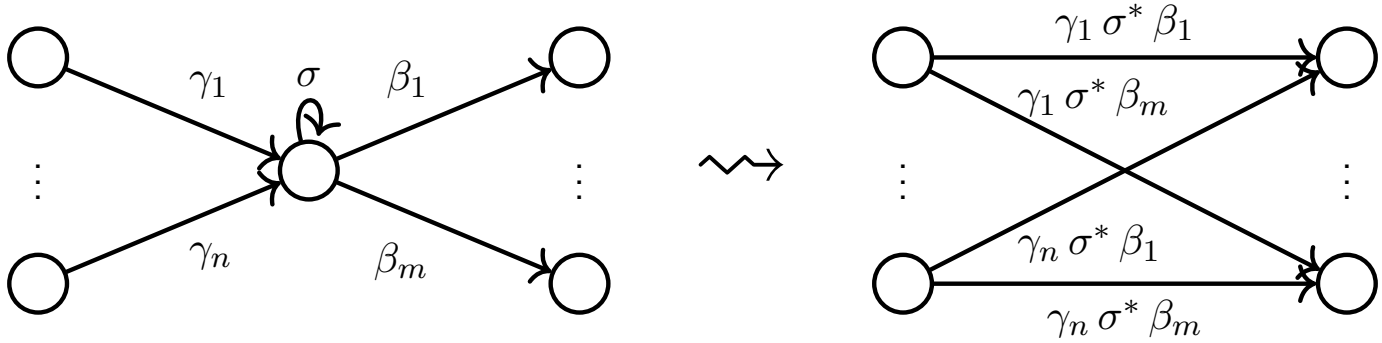


Schritt 2: Wiederhole so lang wie möglich:

- Solange es Übergänge (q, γ_1, p) and (q, γ_2, p) gibt, ersetze sie durch einen einzigen Übergang $(q, \gamma_1 \mid \gamma_2, q')$.

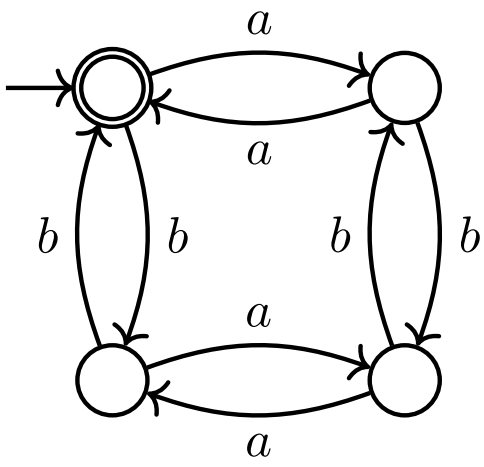


- Wähle Zustand q der weder Anfang- noch Endzustand ist.
- Hat q eine Schleife (q, σ, q), dann ersetze jedes Paar (p, γ, q), (q, β, p') von Übergängen mit $p \neq q \neq p'$ (aber möglicherweise $p = p'$) durch $(p, \gamma\sigma^*\beta, p')$, sonst durch $(p, \gamma\beta, p')$.
- Entferne den Zustand q zusammen mit all seinen eingehenden und ausgehenden Übergängen.

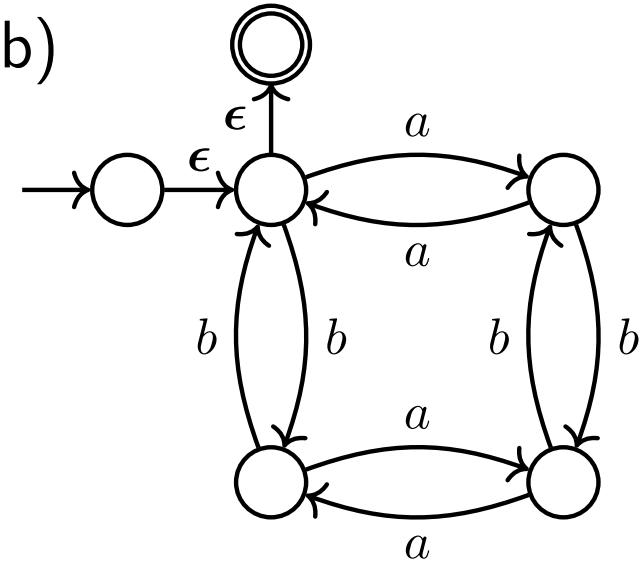


Beispiel 3.26

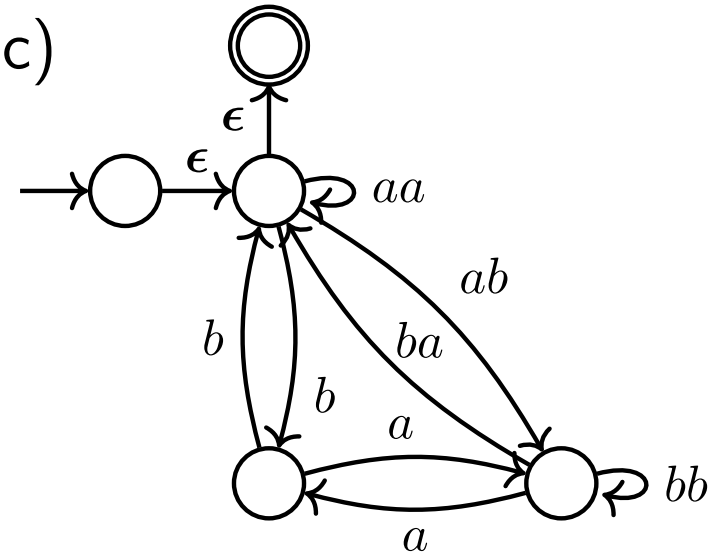
(a)



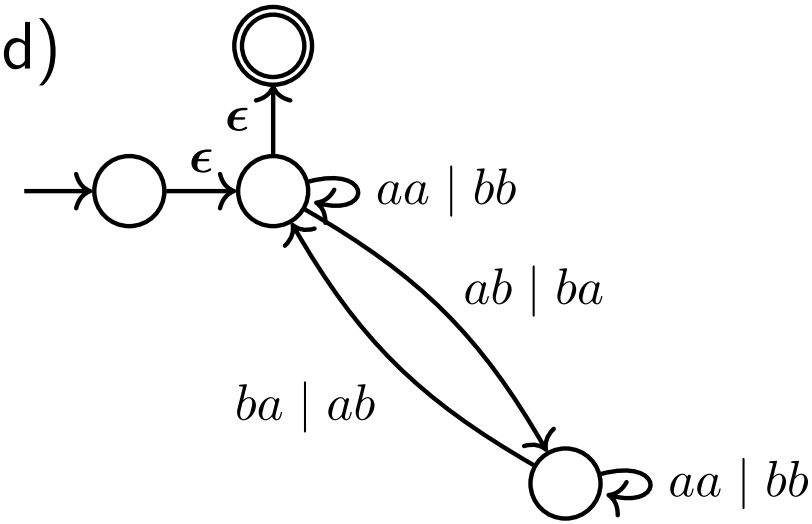
(b)



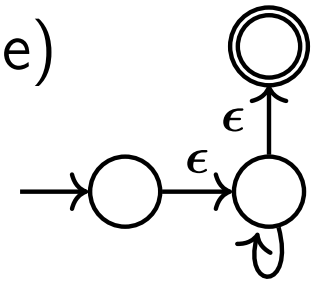
(c)



(d)

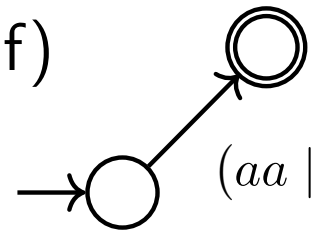


(e)



$$aa \mid bb \mid (ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab)$$

(f)



$$(aa \mid bb \mid (ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab))^*$$

3.5 Von NFA zu RE als Lösung eines Gleichungssystems

Gleichungen, deren Variablen für unbekannte reguläre Ausdrücke und das Gleichheitszeichen für Sprachäquivalenz stehen.

Beispiel 3.27

$X \equiv aX \mid b$ Lösungen: alle RE γ mit $\gamma \equiv a^*b$.

$X \equiv X \mid aX$ Lösungen: ?

$X \equiv aX$ Lösungen: ?

Satz 3.28 (Ardens Lemma)

Sind α, β und X reguläre Ausdrücke mit $\epsilon \notin L(\alpha)$, so gilt

$$X \equiv \alpha X \mid \beta \quad \Longrightarrow \quad X \equiv \alpha^*\beta$$

Beweis von Ardens Lemma

Wir nehmen an $X \equiv \alpha X \mid \beta$.

$$\begin{aligned} X &\equiv \alpha(\alpha X \mid \beta) \mid \beta \equiv \alpha^2 X \mid \alpha\beta \mid \beta \\ &\equiv \alpha^2(\alpha X \mid \beta) \mid \alpha\beta \mid \beta \equiv \alpha^3 X \mid \alpha^2\beta \mid \alpha\beta \mid \beta \equiv \ldots \end{aligned}$$

Wir zeigen mit Induktion für alle $n \in \mathbb{N}$:

$$X \equiv \alpha^{n+1} X \mid (\alpha^n \mid \alpha^{n-1} \mid \cdots \mid \alpha \mid \boldsymbol{\epsilon})\beta \qquad (1)$$

$n = 0$: Behauptung wird zu $X \equiv \alpha X \mid \beta$, die Annahme.

$n \to n+1$:
$$\begin{aligned} X &\equiv \alpha^{n+1} X \mid (\alpha^n \mid \cdots \mid \alpha \mid \boldsymbol{\epsilon})\beta \\ &\equiv \alpha^{n+1}(\alpha X \mid \beta) \mid (\alpha^n \mid \cdots \mid \alpha \mid \boldsymbol{\epsilon})\beta \\ &\equiv \alpha^{n+2} X \mid \alpha^{n+1}\beta \mid (\alpha^n \mid \cdots \mid \alpha \mid \boldsymbol{\epsilon})\beta \\ &\equiv \alpha^{n+2} X \mid (\alpha^{n+1} \mid \alpha^n \mid \cdots \mid \alpha \mid \boldsymbol{\epsilon})\beta \end{aligned}$$

Wir zeigen nun $X \equiv \alpha^*\beta$, d.h. $L(X) = L(\alpha^*\beta)$.

$L(\alpha^*\beta) \subseteq L(X)$:

$$
\begin{aligned}
& w \in L(\alpha^*\beta) = \bigcup_{n \geq 0} L(\alpha^n\beta) \\
\Longrightarrow\ & \exists n.\ w \in L(\alpha^n\beta) \\
\Longrightarrow\ & w \in L(X) && \text{(wegen (1))}
\end{aligned}
$$

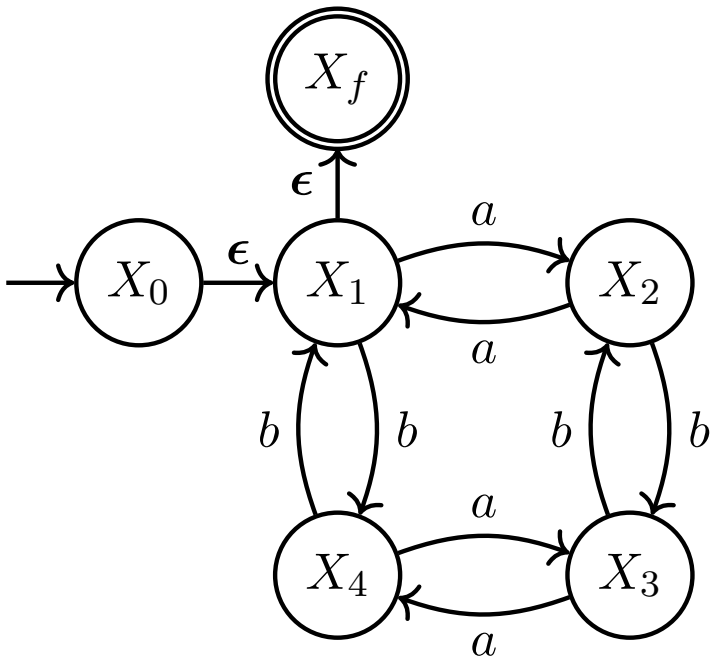
$L(X) \subseteq L(\alpha^*\beta)$: Sei $w \in L(X)$ und $n := |w|$.

$$
\begin{aligned}
& \epsilon \notin L(\alpha) \\
\Longrightarrow\ & \forall u \in L(\alpha^{n+1}).\ |u| \geq n+1 \\
\Longrightarrow\ & w \notin L(\alpha^{n+1}X) \\
\Longrightarrow\ & w \in L((\alpha^n \mid \cdots \mid \alpha \mid \boldsymbol{\epsilon})\beta) && \text{(wegen (1))} \\
\Longrightarrow\ & w \in L(\alpha^*\beta)
\end{aligned}
$$

□

Von NFA nach RE.

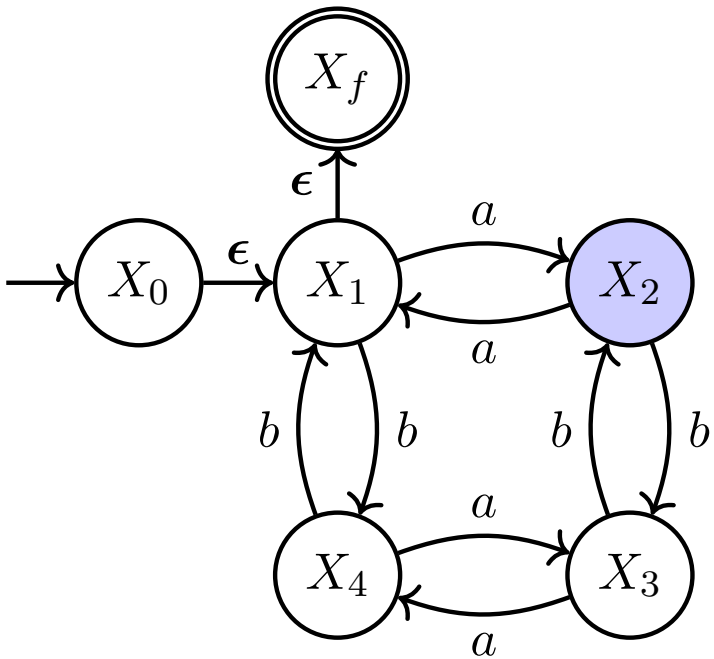
Erster Schritt: NFA als Gleichungssytem darstellen:



$$X_0 \equiv X_1$$
$$X_1 \equiv aX_2 \mid bX_4 \mid X_f$$
$$X_2 \equiv aX_1 \mid bX_3$$
$$X_3 \equiv aX_4 \mid bX_2$$
$$X_4 \equiv aX_3 \mid bX_1$$
$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

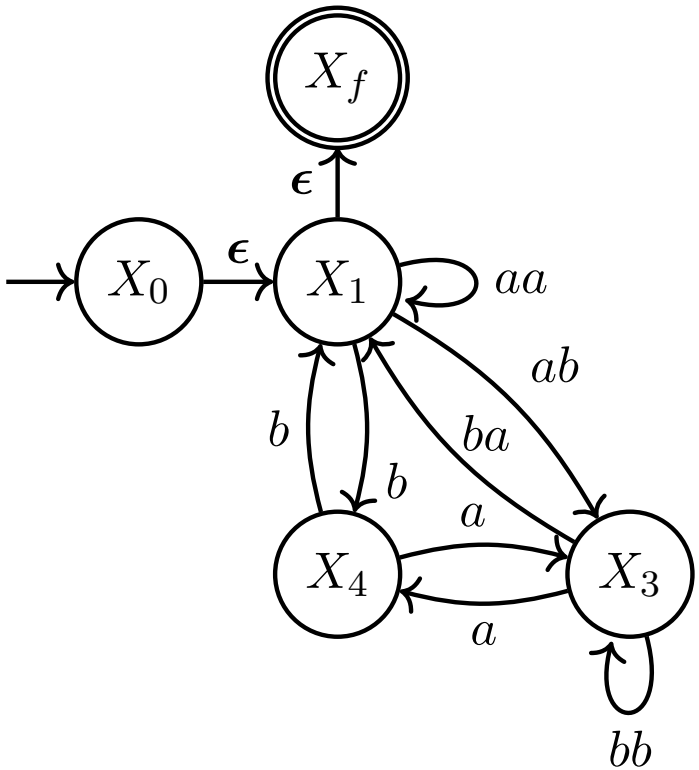
1. Zustand X_2 eliminieren $\rightsquigarrow$
   Variable X_2 eliminieren durch Einsetzen



$$X_0 \equiv X_1$$
$$X_1 \equiv aX_2 \mid bX_4 \mid X_f$$
$$X_2 \equiv aX_1 \mid bX_3$$
$$X_3 \equiv aX_4 \mid bX_2$$
$$X_4 \equiv aX_3 \mid bX_1$$
$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

1. Zustand X_2 eliminieren $\rightsquigarrow$
   Variable X_2 eliminieren durch Einsetzen

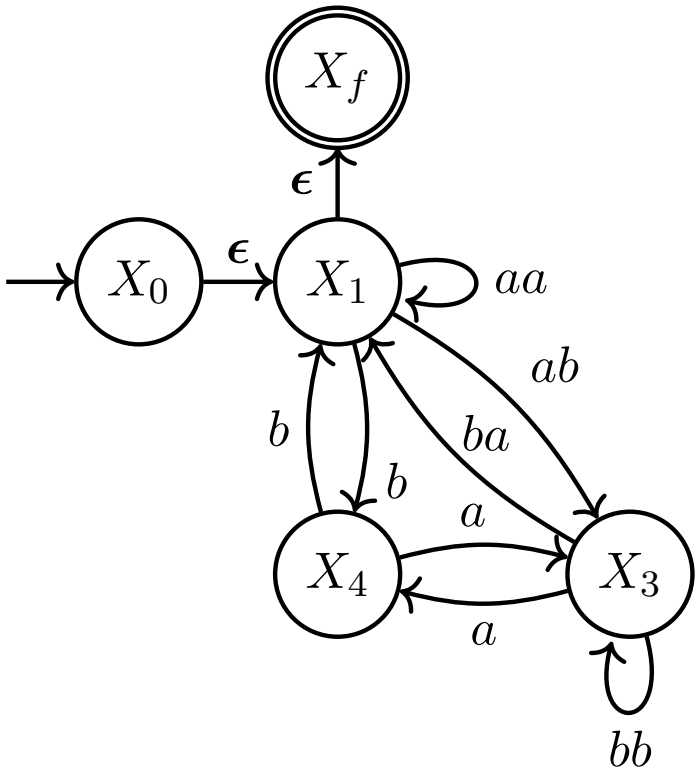


$$X_0 \equiv X_1$$
$$X_1 \equiv a(aX_1 \mid bX_3) \mid bX_4 \mid X_f$$

$$X_3 \equiv aX_4 \mid b(aX_1 \mid bX_3)$$
$$X_4 \equiv aX_3 \mid bX_1$$
$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

1. Zustand X_2 eliminieren $\rightsquigarrow$
   Variable X_2 eliminieren durch Einsetzen

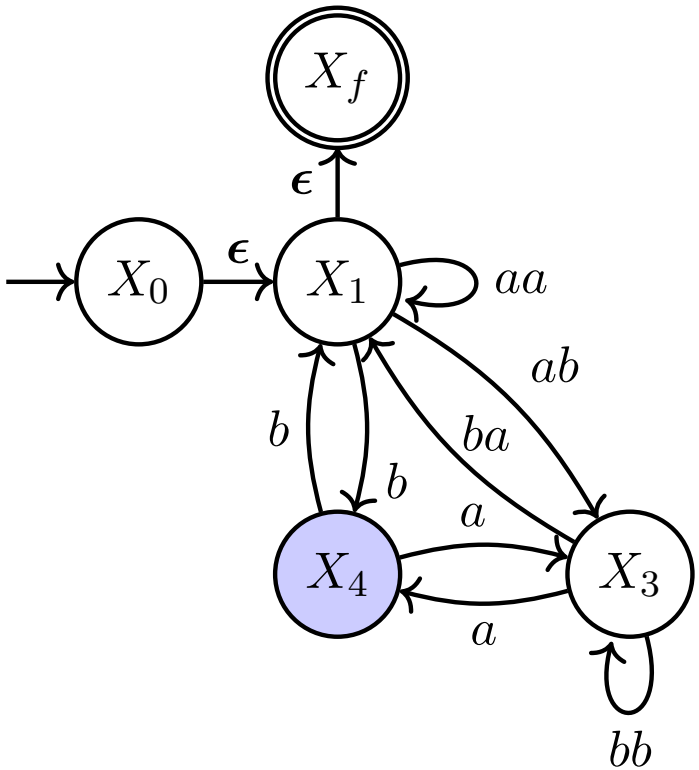


$$X_0 \equiv X_1$$
$$X_1 \equiv aaX_1 \mid abX_3 \mid bX_4 \mid X_f$$

$$X_3 \equiv baX_1 \mid aX_4 \mid bbX_3$$
$$X_4 \equiv aX_3 \mid bX_1$$
$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

2. Zustand X_4 eliminieren $\rightsquigarrow$
   Variable X_4 eliminieren durch Einsetzen

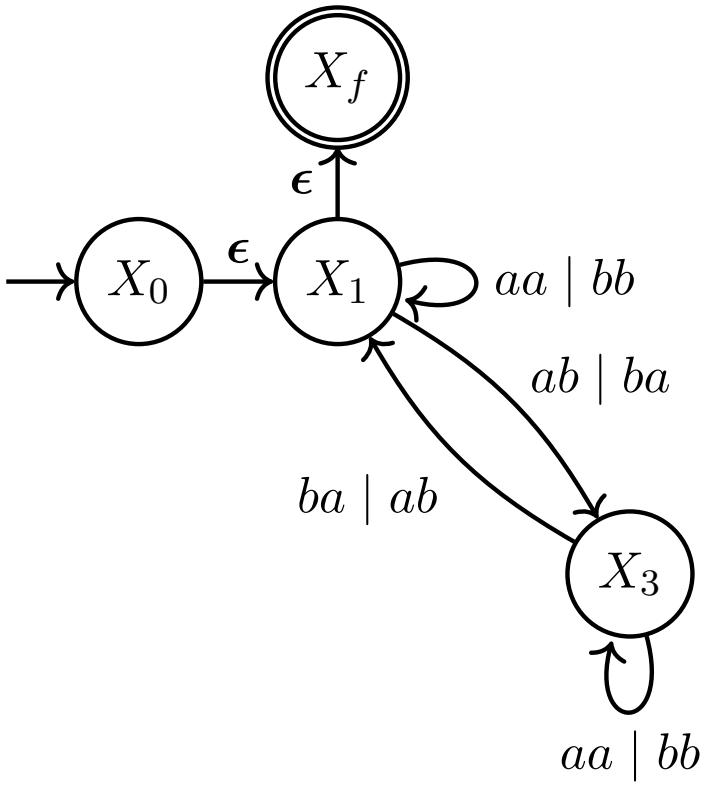


$$X_0 \equiv X_1$$
$$X_1 \equiv aaX_1 \mid abX_3 \mid bX_4 \mid X_f$$

$$X_3 \equiv baX_1 \mid aX_4 \mid bbX_3$$
$$X_4 \equiv aX_3 \mid bX_1$$
$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

2. Zustand X_4 eliminieren $\rightsquigarrow$
   Variable X_4 eliminieren durch Einsetzen

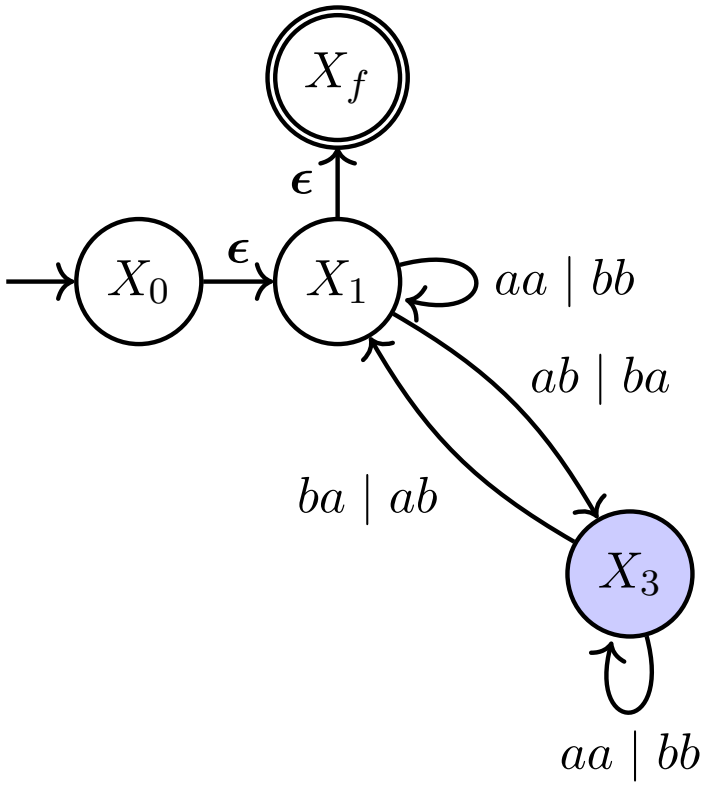


$$X_0 \equiv X_1$$
$$X_1 \equiv (aa \mid bb)X_1 \mid (ab \mid ba)X_3 \mid X_f$$
$$X_3 \equiv (ba \mid ab)X_1 \mid (aa \mid bb)X_3$$

$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

3. Zustand X_3 eliminieren $\rightsquigarrow$
   Variable X_3 eliminieren mit Hilfe von Ardens Lemma

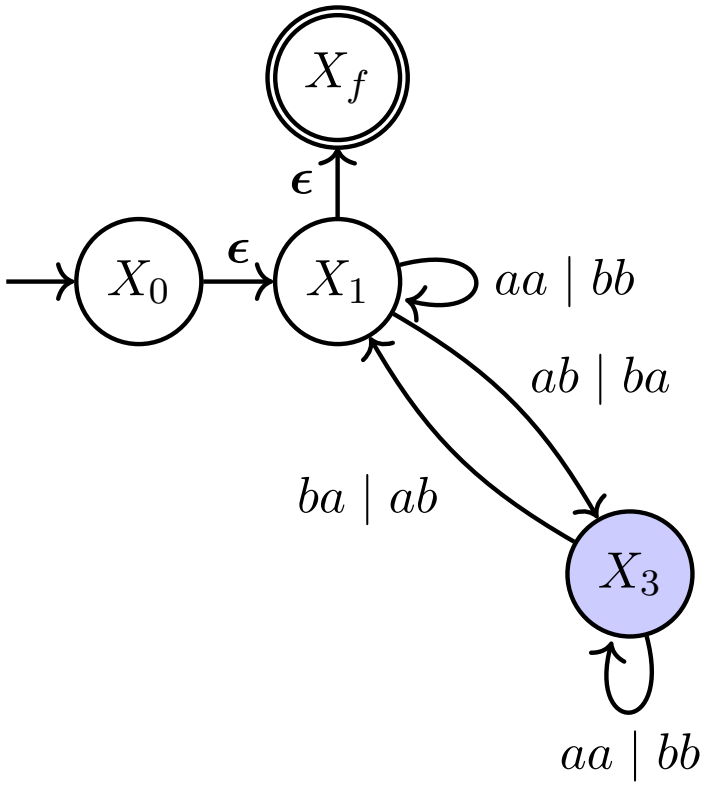


$$X_0 \equiv X_1$$
$$X_1 \equiv (aa \mid bb)X_1 \mid (ab \mid ba)X_3 \mid X_f$$
$$X_3 \equiv (ba \mid ab)X_1 \mid (aa \mid bb)X_3$$

$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

3. Zustand X_3 eliminieren $\rightsquigarrow$
   Variable X_3 eliminieren mit Hilfe von Ardens Lemma



$$X_0 \equiv X_1$$

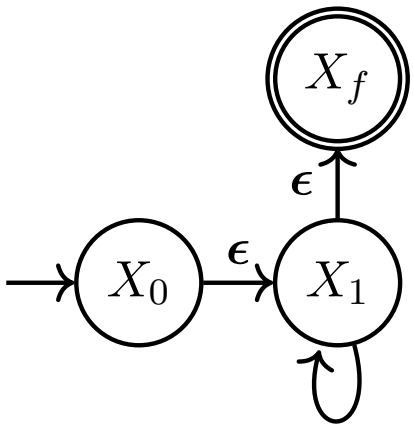
$$X_1 \equiv (aa \mid bb)X_1 \mid (ab \mid ba)X_3 \mid X_f$$

$$X_3 \equiv (aa \mid bb)^*(ba \mid ab)X_1$$

$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

3. Zustand X_3 eliminieren $\rightsquigarrow$
   Variable X_3 eliminieren mit Hilfe von Ardens Lemma

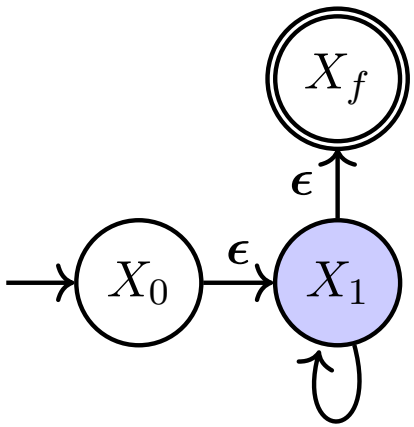


$aa \mid bb \mid$
$(ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab)$

$$X_0 \equiv X_1$$
$$X_1 \equiv \big(aa \mid bb \mid (ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab)\big)X_1 \mid X_f$$
$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

4. Zustand X_1 eliminieren $\rightsquigarrow$
   Variable X_1 eliminieren mit Hilfe von Ardens Lemma

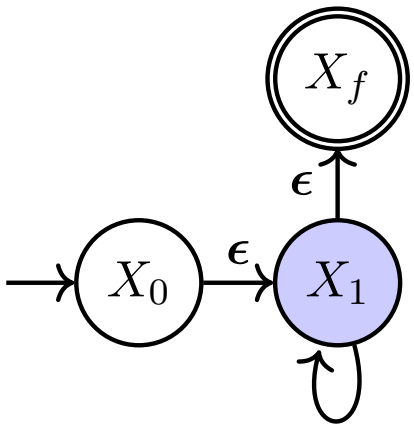


$aa \mid bb \mid$
$(ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab)$

$$X_0 \equiv X_1$$
$$X_1 \equiv (aa \mid bb \mid (ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab))X_1 \mid X_f$$
$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

4. Zustand X_1 eliminieren $\rightsquigarrow$
   Variable X_1 eliminieren mit Hilfe von Ardens Lemma



$$aa \mid bb \mid (ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab)$$

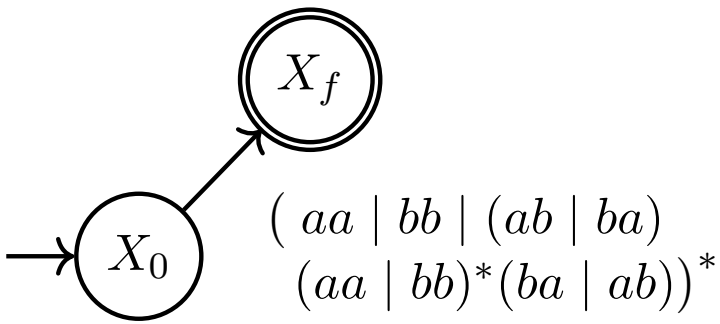
$$X_0 \equiv X_1$$

$$X_1 \equiv (aa \mid bb \mid (ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab))^* X_f$$

$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

4. Zustand X_1 eliminieren $\rightsquigarrow$
   Variable X_1 eliminieren mit Hilfe von Ardens Lemma

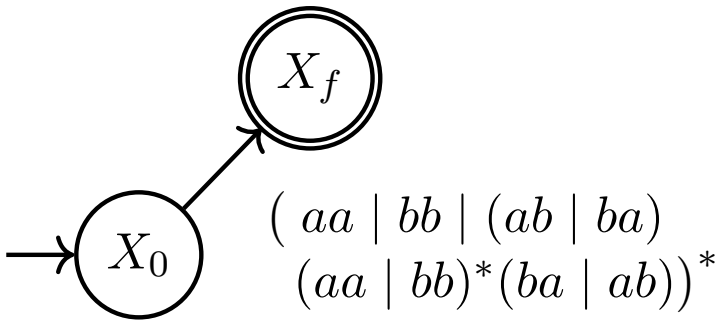


$$X_0 \equiv\ (aa \mid bb \mid (ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab))^* X_f$$

$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

5. Variable X_f eliminieren durch Einsetzen

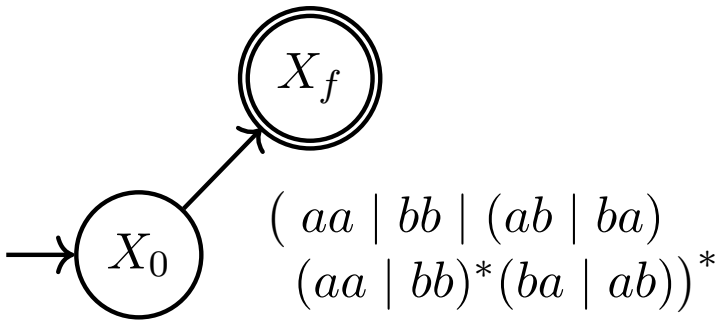


$$X_0 \equiv \ (aa \mid bb \mid (ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab))^* X_f$$

$$X_f \equiv \epsilon$$

Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

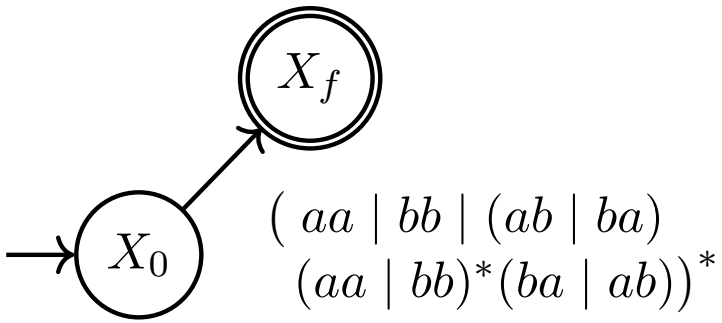
5. Variable X_f eliminieren durch Einsetzen



$$X_0 \equiv\ (aa \mid bb \mid (ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab))^* \boldsymbol{\epsilon}$$

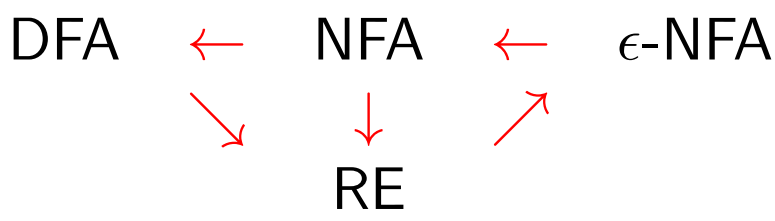
Zweiter Schritt: Gleichungssystem lösen:

5. Variable X_f eliminieren durch Einsetzen



$$X_0 \equiv\ (aa \mid bb \mid (ab \mid ba)(aa \mid bb)^*(ba \mid ab))^*$$

Unsere Konversionen auf einen Blick:



RE $\to$ ϵ-NFA:	RE der Länge $n \rightsquigarrow O(n)$ Zustände
ϵ-NFA $\to$ NFA:	$Q \rightsquigarrow Q$
NFA $\to$ DFA:	n Zustände $\rightsquigarrow O(2^n)$ Zustände
NFA $\to$ RE:	n Zustände $\rightsquigarrow$ RE der Länge $O(3^n)$

Beweis NFA$\to$RE: $m_k :=$ maximale Länge der RE nach Entfernung von k Zuständen

- $m_0 = 1$
- $m_{k+1} \leq 3m_k + 1$
- Länge des Gesamtausdrucks: $O(3^n)$

3.6 Rechnen mit regulären Ausdrücken

Definition 3.29
Zwei reguläre Ausdrücke sind äquivalent gdw sie die gleiche Sprache darstellen:

$$\alpha \equiv \beta \;\; :\Leftrightarrow \;\; L(\alpha) = L(\beta)$$

Beispiel zum Unterschied von $=$ (syntaktische Identität) und $\equiv$ (Bedeutungsäquivalenz):
$(\alpha \mid \beta) \equiv (\beta \mid \alpha)$ aber $(\alpha \mid \beta) \neq (\beta \mid \alpha)$.

Null und Eins:

Lemma 3.30

- $\emptyset \mid \alpha \equiv \alpha \mid \emptyset \equiv \alpha$
- $\emptyset\alpha \equiv \alpha\emptyset \equiv \emptyset$
- $\epsilon\alpha \equiv \alpha\epsilon \equiv \alpha$
- $\emptyset^* \equiv \epsilon$
- $\epsilon^* \equiv \epsilon$

Lemma 3.31

Assoziativität:

- $(\alpha \mid \beta) \mid \gamma \equiv \alpha \mid (\beta \mid \gamma)$
- $(\alpha\beta)\gamma \equiv \alpha(\beta\gamma)$

Kommutativität:

- $\alpha \mid \beta \equiv \beta \mid \alpha$

Distributivität:

- $\alpha(\beta \mid \gamma) \equiv \alpha\beta \mid \alpha\gamma$
- $(\alpha \mid \beta)\gamma \equiv \alpha\gamma \mid \beta\gamma$

Idempotenz:

- $\alpha \mid \alpha \equiv \alpha$

Stern:

Lemma 3.32

- $\boldsymbol{\epsilon} \mid \alpha\alpha^* \equiv \alpha^*$
- $\alpha^*\alpha \equiv \alpha\alpha^*$
- $(\alpha^*)^* \equiv \alpha^*$

Beispiel 3.33

Herleitung einer Äquivalenz aus obigen Lemmas:

$$
\begin{aligned}
& \boldsymbol{\epsilon} \mid \alpha^* \\
\equiv\ & \boldsymbol{\epsilon} \mid (\boldsymbol{\epsilon} \mid \alpha\alpha^*) && \text{Stern Lemma} \\
\equiv\ & (\boldsymbol{\epsilon} \mid \boldsymbol{\epsilon}) \mid \alpha\alpha^* && \text{Assoziativität} \\
\equiv\ & \boldsymbol{\epsilon} \mid \alpha\alpha^* && \text{Idempotenz} \\
\equiv\ & \alpha^* && \text{Stern Lemma}
\end{aligned}
$$

Lässt sich jede gültige Äquivalenz $\alpha \equiv \beta$ aus den obigen Lemmas für $\equiv$ herleiten?

Satz 3.34 (Redko 1964)

Es gibt keine endliche Menge von gültigen Äquivalenzen aus denen sich alle gültigen Äquivalenzen herleiten lassen.

Wenn man mehr als nur Äquivalenzen zulässt:

Arto Salomaa.
Two Complete Axiom Systems for the Algebra of Regular Events. Journal of the ACM, 1966.

3.7 Abschlusseigenschaften regulärer Sprachen

Satz 3.35

Seien $R, R_1, R_2 \subseteq \Sigma^*$ reguläre Sprachen. Dann sind auch

$$R_1 R_2,\ R_1 \cup R_2,\ R^*,\ \overline{R}\ (:= \Sigma^* \setminus R),\ R_1 \cap R_2,\ R_1 \setminus R_2$$

reguläre Sprachen.

Beweis:

$R_1 R_2$, $R_1 \cup R_2$, und R^*: klar.

$\overline{R}$ Sei $R = L(A)$ für einen DFA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$.
Betrachte $A' = (Q, \Sigma, \delta, q_0, Q \setminus F)$.
Dann ist $L(A') = \overline{L(A)} = \overline{R}$

$R_1 \cap R_2 = \overline{\overline{R_1} \cup \overline{R_2}}$ (De Morgan)

$R_1 \setminus R_2 = R_1 \cap \overline{R_2}$

□

Bemerkung
Komplementierung ($\overline{R}$) durch Vertauschen von Endzuständen und Nicht-Endzuständen funktioniert nur bei DFAs, nicht bei NFAs!

Bei NFAs:

Komplementierung erzwingt Determinierung.

Komplementierung ist (potenziell) teuer.

Die Produkt-Konstruktion: Durchschnitt direkt auf DFAs, ohne Umweg über de Morgan.

Beide DFAs laufen synchron parallel, Wort wird akzeptiert wenn *beide* akzeptieren.

Parallelismus = Kreuzprodukt der Zustandsräume

Satz 3.36
Sind $M_1 = (Q_1, \Sigma, \delta_1, s_1, F_1)$ *und* $M_2 = (Q_2, \Sigma, \delta_2, s_2, F_2)$ *DFAs, dann ist der Produkt-Automat*

$$M := (Q_1 \times Q_2, \Sigma, \delta, (s_1, s_2), F_1 \times F_2)$$
$$\delta((q_1, q_2), a) := (\delta_1(q_1, a), \delta_2(q_2, a))$$

ein DFA der $L(M_1) \cap L(M_2)$ *akzeptiert.*

Erinnerung: $|Q_1 \times Q_2| = |Q_1||Q_2|$.

Beweis:

Durch Induktion über w läßt sich zeigen:

$$\hat{\delta}((q_1, q_2), w) = (\hat{\delta}_1(q_1, w), \hat{\delta}_2(q_2, w)).$$

Damit gilt:

$$\begin{aligned}
& w \in L(M) \\
\Leftrightarrow \quad & (\hat{\delta}((s_1, s_2), w) \in F_1 \times F_2 \\
\Leftrightarrow \quad & (\hat{\delta}_1(s_1, w), \hat{\delta}_2(s_2, w)) \in F_1 \times F_2 \\
\Leftrightarrow \quad & \hat{\delta}_1(s_1, w) \in F_1 \wedge \hat{\delta}_2(s_2, w) \in F_2 \\
\Leftrightarrow \quad & w \in L(M_1) \wedge w \in L(M_2) \\
\Leftrightarrow \quad & w \in L(M_1) \cap L(M_2)
\end{aligned}$$

□

Funktioniert Durchschnitt durch Produkt auch für NFAs?

3.8 Pumping Lemma

Oder: *Wie zeigt man, dass eine Sprache nicht regulär ist?*

Für Typ-3-Sprachen können wir automatisch effiziente Recognizer synthetisieren.

Sind Typ-3-Grammatiken mächtig genug für den Entwurf von Programmiersprachen?

- Jede Programmiersprache braucht arithmethische Ausdrücke.
- Die Grammatik für arithmethische Ausdrücke aus Beispiel **??** ist nicht rechtslinear.
- Das zeigt jedoch noch nicht, dass die Sprache der arithmethischen Ausdrücke nicht regulär ist. Es könnte eine andere rechtslineare Grammatik geben (vielleicht viel größer als die aus Beispiel **??**), die dieselbe Sprache erzeugt.

Satz 3.37 (Pumping Lemma für reguläre Sprachen)

Sei $R \subseteq \Sigma^*$ *regulär. Dann gibt es ein* $n > 0$*, so dass sich jedes* $z \in R$ *mit* $|z| \geq n$ *so in* $z = uvw$ *zerlegen lässt, dass*

- $v \neq \epsilon$,
- $|uv| \leq n$, *und*
- $\forall i \geq 0.\ uv^i w \in R$.

Beweis:

Sei $R = L(A)$, $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$.

Sei $n = |Q|$. Sei nun $z = a_1 \dots a_m \in R$ mit $m \geq n$.

Die beim Lesen von z durchlaufene Zustandsfolge sei

$$q_0 = p_0 \xrightarrow{a_1} p_1 \xrightarrow{a_2} p_2 \dots \xrightarrow{a_m} p_m$$

Dann muss es $0 \leq i < j \leq n$ geben mit $p_i = p_j$.

Wir teilen z wie folgt auf: $\underbrace{a_1 \dots a_i}_{u} \underbrace{a_{i+1} \dots a_j}_{v} \underbrace{a_{j+1} \dots a_{|z|}}_{w}$

Damit gilt:

- $|uv| \leq n$,
- $v \neq \epsilon$, und
- $\forall l \geq 0.\ uv^l w \in R$.

□

[Darf A NFA sein?]

- Logische Struktur: für jede reguläre Sprache R

  $\exists n > 0.\ \forall z \in R$ mit $|z| \geq n.\ \exists u, v, w.\ z = uvw \wedge \ldots$

- Spielbasierte Formulierung.
  Sei R eine Sprache (regulär oder nicht). Eine Partie des R-Spiels zwischen zwei Spielern läuft so:
  - Spieler I wählt eine Zahl $n > 0$
  - Spieler II wählt ein Wort $z \in R$ mit $|z| \geq n$
  - Spieler I wählt eine Zerlegung uvw von z.

  Spieler I gewinnt, wenn uvw die gewünschten Eigenschaften erfüllt, sonst gewinnt Spieler II.

- Das Pumping Lemma sagt: für jede reguläre Sprache R, Spieler I hat eine *Gewinnstrategie* im R-Spiel, d.h., wenn er richtig spielt, dann gewinnt er jede Partie.

- Gewinnstrategie für Spieler I: Regeln, um erst eine Pumping-Lemma-Zahl n, und dann eine gute Zerlegung uvw zu wählen (eine Zerlegung, die die Eigenschaften erfüllt).

Falls $L(M) = R$ so ist $|Q_M|$ eine Pumping-Lemma-Zahl für R.

Anwendung des Pumping Lemmas:

- Um zu beweisen, dass R nicht regulär ist, zeige, dass Spieler I keine Gewinnstrategie hat.
  - Durch Widerspruch
  - Äquivalent: Zeige, dass Spieler II eine Gewinnstrategie hat (Regeln, um z in Abhängigkeit von R und n zu wählen).

Satz 3.38

Die Sprache $\{a^i b^i \mid i \in \mathbb{N}\}$ ist nicht regulär.

Beweis:

Angenommen, L sei doch regulär.
Sei n eine Pumping-Lemma-Zahl für L.
Wähle $z = a^n b^n \in L$.
Jede gute Zerlegung uvw von z erfüllt
$u, v \in \{a\}^*$ (weil $|uv| \leq n$) und $v \neq \epsilon$.
Damit müsste gelten $a^{n-|v|} b^n = uw \in L$. $\lightning$ □

"Endliche Automaten können nicht unbegrenzt zählen"

Ist die Sprache $\{a^n b^n \mid n \leq 10^6\}$ regulär?

Satz 3.39

$L = \{0^{m^2} \mid m \geq 0\}$ *ist nicht regulär.*

Beweis:

Angenommen, L sei doch regulär.
Sei n eine Pumping-Lemma-Zahl für L.
Wähle $z = 0^{n^2} \in L$. Sei uvw eine Zerlegung von z mit

$$1 \leq |v| \leq |uv| \leq n$$

Wir zeigen $uv^2w \notin L$. D.h., wir beweisen, dass $|uv^2w|$ keine Quadratzahl ist. Mit

$$n^2 = |z| = |uvw| < |uv^2w| \leq n^2 + n < n^2 + 2n + 1 = (n+1)^2$$

gilt $n^2 < |uv^2w| < (n+1)^2$. Zwischen n^2 und $(n+1)^2$ liegt keine Quadratzahl. □

Satz 3.40

Die Sprache der wohlgeklammerten Ausdrücke über dem Alphabet $\{(,)\}$ *ist nicht regulär.*

Beweis:

Aufgabe. □

Satz 3.41

Die Sprache $Arith$ *der arithmetischen Ausdrücken ist nicht regulär.*

Beweis:

Angenommen, $Arith$ sei doch regulär.
Dann gibt es einen DFA A mit $L(A) = Arith$.
Ersetze alle Transitionen von A, die nicht mit $($ oder $)$ beschriftet sind durch ϵ-Transitionen.
Der resultierende ϵ-NFA erkennt die Sprache der wohlgeklammerten Ausdrücke. Widerspruch zu Satz **??**. □

Bemerkung

Es gibt nicht-reguläre Sprachen, für die das Pumping-Lemma gilt!

$\Rightarrow$ Pumping-Lemma hinreichend aber nicht notwendig um Nicht-Regularität zu zeigen.

$$\text{regulär} \subset \text{Pumping-Lemma gilt} \subset \text{alle Sprachen}$$

3.9 Entscheidungsverfahren

Wir untersuchen Entscheidungsprobleme für reguläre Sprachen, d.h., Probleme der Gestalt

Eingabe: Ein oder mehrere Objekte, die reguläre Sprachen beschreiben (DFA, NFA, RE Typ 3 Gram., ...)
Frage: Haben die Sprachen dieser Objekte eine Eigenschaft X?

Ein (Entscheidungs)Problem ist entscheidbar, wenn es einen Algorithmus gibt, der bei jeder Eingabe in endlicher Zeit die richtige Antwort auf die Frage festellt.

In der zweiten Hälfte der Vorlesung wird gezeigt, dass nicht alle Entscheidungsprobleme für Grammatiken entscheidbar sind!

Welche Entscheidungsprobleme sind für rechtslineare Grammatiken (oder DFA; NFA; RE ...) entscheidbar?

Wie hängt die Laufzeit des Algorithmus mit der Beschreibung zusammen?

Definition 3.42

Sei D ein DFA, NFA, RE, rechtslineare Grammatik ....

Wortproblem: Gegeben w und D, gilt $w \in L(D)$?

Leerheitsproblem: Gegeben D, gilt $L(D) = \emptyset$?

Endlichkeitsproblem: Gegeben D, ist $L(D)$ endlich?

Äquivalenzproblem: Gegeben D_1, D_2, gilt $L(D_1) = L(D_2)$?

Lemma 3.43

Das Wortproblem ist für ein Wort w und DFA M in Zeit $O(|w| + |M|)$ entscheidbar.

Lemma 3.44

Das Wortproblem ist für ein Wort w und NFA N in Zeit $O(|Q|^2|w| + |N|)$ entscheidbar.

Beweis:

Sei $w = a_1 \dots a_n$.

$S := \{q_0\}$
for $i := 1$ **to** n **do** $S := \bigcup_{q \in S} \delta(q, a_i)$
return $(S \cap F \neq \emptyset)$

□

Lemma 3.45

Das Leerheitsproblem ist für NFAs und DFAs entscheidbar (in Zeit $O(|Q|^2|\Sigma|)$ bzw $O(|Q||\Sigma|)$).

Beweis:

$L(M) = \emptyset$ gdw kein Endzustand von q_0 erreichbar ist.
Dies ist eine einfache Suche in einem Graphen, die jede Kante maximal ein Mal benutzen muss.
Ein NFA hat $\leq |Q|^2|\Sigma|$ Kanten, ein DFA hat $\leq |Q||\Sigma|$ Kanten. □

Ist Σ fix, z.B. ASCII, so wird daraus $O(|Q|^2)$ bzw $O(|Q|)$.

Lemma 3.46

Das Endlichkeitsproblem ist für DFAs oder NFAs entscheidbar.

Beweis:

$|L(M)| = \infty$ gdw von q_0 aus eine nicht-leere Schleife erreichbar ist, von der aus F erreichbar ist.

$Reach(K) =$ $R := \emptyset$; $W := K$
while $W \neq \emptyset$ **do**
pick and remove some $p \in W$
if $p \notin R$ **then**
$R := R \cup \{p\}$; $W := W \cup \bigcup_{a \in \Sigma} \delta(p, a)$
return R

$Finite(Q, \Sigma, \delta, q_0, F) =$ $R := Reach(\{q_0\})$
$C := \{p \in R \mid p \in Reach(\bigcup_{a \in \Sigma} \delta(p, a))\}$
return $(Reach(C) \cap F = \emptyset)$

□

Lemma 3.47

Das Äquivalenzproblem ist für DFAs entscheidbar.

Beweis:

Folgt direkt aus

$$\begin{aligned} L_1 \subseteq L_2 &\Leftrightarrow L_1 \cap \overline{L_2} = \emptyset \\ L_1 = L_2 &\Leftrightarrow L_1 \subseteq L_2 \wedge L_2 \subseteq L_1 \end{aligned}$$

da für DFAs Komplement und Durchschnitt wieder endliche Automaten liefern und das Leerheitsproblem für endliche Automaten entscheidbar ist. □

Satz 3.48

Das Äquivalenzproblem für DFAs ist in Zeit $O(|Q_1||Q_2||\Sigma|)$ entscheidbar.

Beweis:

Gegeben: DFAs M_1 mit m und M_2 mit n Zuständen.
Mit Hilfe der Produkt-Konstruktion für $\cap$ folgt:

	Anzahl der Zustände
$L(M_1) \cap \overline{L(M_2)}$	mn
$\overline{L(M_1)} \cap L(M_2)$	mn

□

Korollar 3.49

Das Äquivalenzproblem für NFAs ist in Zeit $O(2^{|Q_1|+|Q_2|})$ entscheidbar (bei fixem Σ).

Beweis:

2 NFAs mit m und n Zuständen $\rightsquigarrow$
2 DFAs mit 2^m und 2^n Zuständen $\rightsquigarrow$
Äquivalenztest in Zeit $O(2^m 2^n)$ □

Korollar 3.50

Das Äquivalenzproblem für reguläre Ausdrücke ist entscheidbar.

Fazit:

Die Kodierung der Eingabe (DFA, NFA, RE, ...) kann entscheidend für die Komplexität eines Problems sein.

3.10 Minimierung endlicher Automaten

Wir zeigen, dass jede reguläre Sprache einen einzigen minimalen Recognizer hat und geben Algorithmen an, die diesen Recognizer konstruieren.

1. Beispiele
2. Algorithmen
3. Minimalitätsbeweis

Algorithmus zur Minimierung eines DFA

1. Entferne alle von q_0 aus nicht erreichbaren Zustände.
2. Berechne die äquivalenten Zustände des Automaten.
3. Kollabiere den Automaten durch Zusammenfassung aller äquivalenten Zustände.

Zustände p und q sind unterscheidbar wenn es $w \in \Sigma^*$ gibt mit $\hat{\delta}(p, w) \in F$ und $\hat{\delta}(q, w) \notin F$ oder umgekehrt.
Zustände sind äquivalent wenn sie nicht unterscheidbar sind, d.h. wenn für alle $w \in \Sigma^*$ gilt:

$$\hat{\delta}(p, w) \in F \quad \Leftrightarrow \quad \hat{\delta}(q, w) \in F$$

- Gilt $p \in F$ und $q \notin F$, dann sind p und q unterscheidbar.
- Sind $\delta(p, a)$ und $\delta(q, a)$ unterscheidbar, dann auch p und q.

  $\Rightarrow$ Unterscheidbarkeit pflanzt sich rückwärts fort.

Berechnung äquivalenter Zustände eines DFA

Eingabe: DFA $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$

Ausgabe: Äquivalenzrelation auf Q.

Datenstruktur: Eine Menge U *ungeordneter* Paare $\{p, q\} \subseteq Q$.

Algorithmus U:

1. $U := \{\{p, q\} \mid p \in F \wedge q \notin F\}$
2. **while** $\exists \{p, q\} \notin U.\ \exists a \in \Sigma.\ \{\delta(p, a), \delta(q, a)\} \in U$
   do $U := U \cup \{\{p, q\}\}$

Invariante: $\{p, q\} \in U \implies p$ und q unterscheidbar

Lemma 3.51

Am Ende gilt: U ist Menge aller unterscheidbaren Zustandspaare.

Beweis:

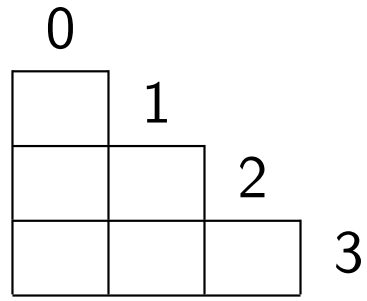
$\{p, q\} \in U \implies p$ und q unterscheidbar:

Invariante p und q unterscheidbar $\implies \{p, q\} \in U$:

Induktion über die Länge eines unterscheidenden Worts. □

Implementierung von U:

Tabelle von anfangs unmarkierten Paaren $\{p, q\}$, $p \neq q$.



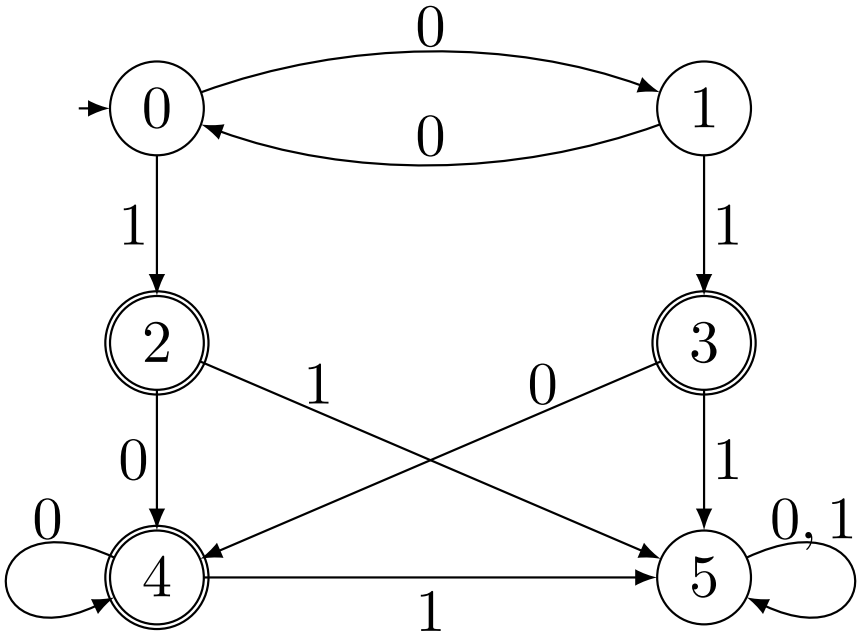
for all $p \in F$, $q \in Q \setminus F$ **do** markiere $\{p, q\}$
while $\exists$ unmarkiertes $\{p, q\}$ $\exists a \in \Sigma$. $\{\delta(p, a), \delta(q, a)\}$ ist markiert
do markiere $\{p, q\}$

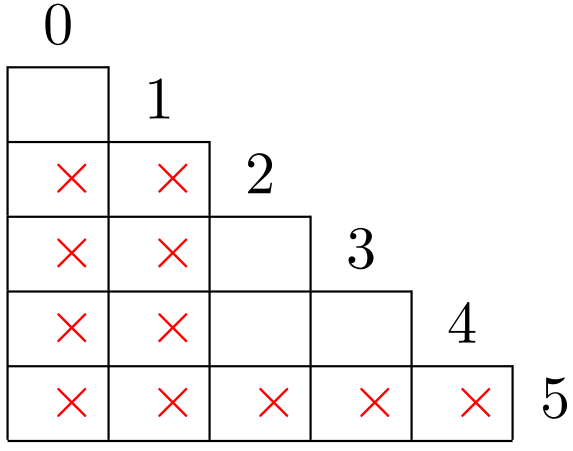
Komplexität:

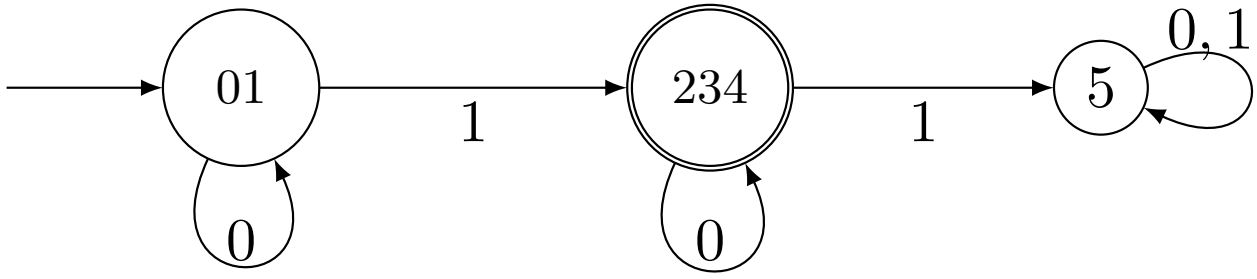
$$O\left(\binom{n}{2} + \binom{n}{2}\binom{n}{2}|\Sigma|\right) = O\left(\frac{n(n-1)}{2} + \frac{n^2(n-1)^2}{4}|\Sigma|\right) = O(n^4)$$

bei fixem Σ.

Beispiel 3.52







Von $O(n^4)$ zu $O(n^2)$ mit Abhängigkeitsanalyse:

$$\{p', q'\} \text{ unterscheidbar } \Longrightarrow$$
$$\{p, q\} \text{ unterscheidbar falls } \{p, q\} \xrightarrow{a} \{p', q'\}$$

$D[\{p', q'\}]$: Menge der Paare $\{p, q\}$ wie oben, anfangs leer

for all $\{p, q\} \subseteq Q$ mit $p \neq q$, $a \in \Sigma$ **do**
  $p' := \delta(p, a)$; $q' := \delta(q, a)$
  if $p' \neq q'$ **then** $D[\{p', q'\}] := D[\{p', q'\}] \cup \{\{p, q\}\}$
for all $p' \in F$, $q' \in Q \setminus F$ **do** $mark(\{p', q'\})$

$mark(\{p', q'\}) =$
  if $\{p', q'\}$ unmarkiert **then**
    markiere $\{p', q'\}$
    for all $\{p, q\} \in D[\{p', q'\}]$ **do** $mark(\{p, q\})$

Komplexität: $O(n^2 + n^2) = O(n^2)$.

John Hopcroft.
An $n \log n$ Algorithm for Minimizing the States in a Finite Automaton. 1971.

Eine weitere Anwendung: Äquivalenztest von DFAs.

1. Gegeben DFAs M_1 und M_2, bilde disjunkte Vereiningung. („Male M_1 und M_2 nebeneinander.“)
2. Berechne Menge der äquivalenten Zustände.
3. $L(M_1) = L(M_2)$ gdw die beiden Startzustände äquivalent sind.

Bisher: Der Minimierungsalgorithmus (zur Erinnerung).

1. Entferne alle von q_0 aus nicht erreichbaren Zustände.
2. Berechne die *äquivalenten* Zustände des Automaten.
3. Kollabiere den Automaten durch Zusammenfassung aller äquivalenten Zustände.

Formale Definition des “kollabierten Automaten”

Eine Relation $\approx \subseteq A \times A$ ist eine Äquivalenzrelation falls

- Reflexivität: $\forall a \in A.\ a \approx a$
- Symmetrie: $\forall a, b \in A.\ a \approx b \implies b \approx a$
- Transitivität: $\forall a, b, c \in A.\ a \approx b \wedge b \approx c \implies a \approx c$

Äquivalenzklasse:

$$[a]_\approx \ := \ \{b \mid a \approx b\}$$

Es gilt:

$$[a]_\approx = [b]_\approx \quad \Leftrightarrow \quad a \approx b$$

Quotientenmenge:

$$A/\approx \ := \ \{[a]_\approx \mid a \in A\}$$

Im Folgenden sei $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein DFA ohne unerreichbare Zustände und sei $L = L(M)$.

Die Sprache des Zustands $q \in Q$ ist die Menge

$$L_M(q) := \{w \in \Sigma^* \mid \hat{\delta}(q, w) \in F\} \ .$$

Definition 3.53 (Äquivalenz von Zuständen eines DFAs)

$$p \equiv_M q \quad \Leftrightarrow \quad L_M(p) = L_M(q)$$

(Intuition: *Zwei Zustände sind äquivalent wenn sie die gleiche Sprache erkennen.*)

Fakt: $\equiv_M$ ist eine Äquivalenzrelation und die Anzahl der Äquivalenzklassen von $\equiv_M$ (d.h. $|Q/\equiv_M|$) ist die Anzahl der Sprachen, die von den Zuständen von M erkannt werden.

Wir schreiben $\equiv$ statt $\equiv_M$ wenn M klar ist.

Die „Kollabierung“ von M bzgl. $\equiv$ ist der *Quotientenautomat*:

Definition 3.54 (Quotientenautomat)

$$\begin{aligned} M/{\equiv} &:= (Q/{\equiv},\ \Sigma, \delta',\ [q_0]_\equiv,\ F/{\equiv}) \\ \delta'([p]_\equiv, a) &:= [\delta(p,a)]_\equiv \end{aligned}$$

Die Definition von δ' ist wohlgeformt da unabhängig von der Wahl des Repräsentanten p:

$$\begin{aligned} [p]_\equiv = [p']_\equiv \quad &\Longrightarrow \quad p \equiv p' \quad \Longrightarrow \quad \delta(p,a) \equiv \delta(p',a) \\ &\Longrightarrow \quad [\delta(p,a)]_\equiv = [\delta(p',a)]_\equiv \end{aligned}$$

Lemma 3.55

M und $M/{\equiv}$ erkennen die gleiche Sprache: $L(M/{\equiv}) = L(M)$.

Beweis: Übung.

Minimalität des Quotientenautomaten

Die Residualsprache von L bzgl. $w \in \Sigma^*$ ist die Menge

$$L^w := \{z \in \Sigma^* \mid wz \in L\} \ .$$

$L' \subseteq \Sigma^*$ ist Residualsprache von L wenn es w gibt mit $L' = L^w$.

Definition 3.56 (Äquivalenz von Wörtern bzgl. L)

$$u \equiv_L v \quad \Leftrightarrow \quad L^u = L^v$$

(Intuition: *Zwei Wörter sind äquivalent wenn sie die gleiche Residualsprache haben.*)

Fakt: $\equiv_L$ ist eine Äquivalenzrelation und die Anzahl der Äquivalenzklassen von $\equiv_L$ (d.h. $|\Sigma^*/\equiv_L|$) ist die Anzahl der Residualsprachen von L (kann unendlich sein!).

Erste Beobachtung

Sei $p := \hat{\delta}(q_0, u)$ und $q := \hat{\delta}(q_0, v)$. Es gilt:

$$
\begin{aligned}
p \equiv_M q \quad &\Leftrightarrow \quad L_M(p) = L_M(q) \\
&\Leftrightarrow \quad \forall w \in \Sigma^*.\ \hat{\delta}(p, w) \in F \Leftrightarrow \hat{\delta}(q, w) \in F \\
&\Leftrightarrow \quad \hat{\delta}(q_0, uw) \in F \Leftrightarrow \hat{\delta}(q_0, vw) \in F \\
&\Leftrightarrow \quad \forall w \in \Sigma^*.\ uw \in L \Leftrightarrow vw \in L \\
&\Leftrightarrow \quad \forall w \in \Sigma^*.\ w \in L^u \Leftrightarrow w \in L^v \\
&\Leftrightarrow \quad L^u = L^v \\
&\Leftrightarrow \quad u \equiv_L v
\end{aligned}
$$

Intuition:

- *Nicht-äquivalente Wörter führen zu nicht-äquivalenten Zuständen.*
- *Nicht-äquivalente Zustände werden von nicht-äquivalenten Wörtern erreicht.*

Zweite Beobachtung

Nicht-äquivalente Wörter führen zu nicht-äquivalenten Zuständen und alle Zustände von M sind erreichbar $\Longrightarrow |Q/\equiv_M| \geq |\Sigma^*/\equiv_L|$

Nicht-äquivalente Zustände werden nur von nicht-äquivalenten Wörtern erreicht $\Longrightarrow |Q/\equiv_M| \leq |\Sigma^*/\equiv_L|$

Damit: $|Q/\equiv_M| = |\Sigma^*/\equiv_L|$

Satz 3.57

Sei M ein DFA ohne unerreichbare Zustände. Der Quotientenautomat $M/\equiv$ ist ein minimaler DFA für $L(M)$.

Beweis:

Sei M' ein beliebiger DFA für $L(M)$. Es gilt:

$$|Q'| \geq |Q'/\equiv_{M'}| = |\Sigma^*/\equiv_L| = |Q/\equiv_M| = |\text{Zustände von } M/\equiv|$$

□

Sei $\mathcal{R}_L$ die Menge der Residualsprachen von L.

Definition 3.58 (Kanonischer Minimalautomat)

$$M_L := (\mathcal{R}_L, \Sigma, \delta_L, L, F_L)$$

mit $\delta_L(R, a) := R^a$ und $F_L := \{R \in \mathcal{R}_L \mid \epsilon \in R\}$.

δ_L ist wohldefiniert und $\hat{\delta}_L(R, w) = R^w$. Jeder Zustand R erkennt die Sprache R und somit $L(M_L) = L$.

Satz 3.59

Jeder minimaler DFA für eine reguläre Sprache L unterscheidet sich vom kanonischen Minimalautomaten M_L nur durch eine Umbenennung der Zustände.

Beweis:

(Skizze.) Sei M minimaler DFA für L. Jeder Zustand von M erkennt eine andere Residualsprache von L. Das gleiche gilt für M_L. Die Bijektion, die jedem Zustand von M den Zustand von M_L mit der selben Sprache zuordnet, ist die gesuchte Umbenennung. □

Satz 3.60

Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ ist genau dann regulär, wenn sie endlich viele Residualsprachen hat.

Beweis:

„$\Longrightarrow$“: Ist L regulär, so wird L von einem DFA M akzeptiert. Daher hat L so viele Residualsprachen wie $M/\equiv_M$ Zustände.
„$\Longleftarrow$“: Hat L endlich viele Residualsprachen, so ist M_L ein DFA mit $L(M_L) = L$. □

Wie sieht M_L aus wenn L *nicht* regulär ist?

Beispiel 3.61

$L = \{w \in \{0,1\} \mid \#_0(w) = \#_1(w)\}$ $\quad \#_a(w) =$ Anzahl der a in w

$$\ldots \underset{0}{\overset{1}{\rightleftarrows}} L^{00} \underset{0}{\overset{1}{\rightleftarrows}} L^{0} \underset{0}{\overset{1}{\rightleftarrows}} \underset{\downarrow}{L^{\epsilon}} \underset{0}{\overset{1}{\rightleftarrows}} L^{1} \underset{0}{\overset{1}{\rightleftarrows}} L^{11} \underset{0}{\overset{1}{\rightleftarrows}} \ldots$$

Endzustände?

$$L^{1^i} = \{w \mid \#_1(w) = \#_0(w) + i\}$$

Warum $L^{1^i} \neq L^{1^j}$ falls $i \neq j$?

Vollständige Methode um Nichtregularität von L zu zeigen:

Gib unendliche Menge $w_1, w_2, \ldots$ an mit $L^{w_i} \neq L^{w_j}$ falls $i \neq j$.

Bemerkung

Eindeutigkeit des minimalen Automaten (modulo Umbenennung der Zustände) gilt nur bei DFAs, nicht bei NFAs!

Aufgabe: Finde Gegenbeispiel für NFAs

Rückblick reguläre Sprachen

- DFA, NFA, ϵ-NFA und RE definieren die gleiche Sprachklasse.
  - Potenzmengenkonstruktion (exponentiell)
  - Strukturelle Übersetzung von RE nach ϵ-NFA
  - Übersetzung NFA nach RE, zB über Gleichungssysteme (exponentiell)
- Regularitätserhaltende Konstruktionen auf Sprachen bzw Automaten:
  - $\cup$, $\cap$, $\ldots$, ^{R}, $\ldots$
  - Für welche Darstellung wie teuer? (Komplement, Produkt, $\ldots$)
  - NFA kompakt aber oft teuer; DFA oft billiger
- Entscheidungsprobleme auf Automaten und REs:
  - Direkt entscheidbar? Auf Automat? (Oft mit Erreichbarkeit) Auf RE?
  - Reduzierbar auf anderes Problem? ZB $L(A) \subseteq L(B)$ auf $L(A) \cap \overline{L(B)} = \emptyset$
  - Für welche Darstellung wie teuer?

- Pumping-Lemma
- Äquivalenzen $\equiv$ zw REs:
  - Standardregeln: Kommutativität etc, Beweis mit $L(.)$
  - $\alpha \equiv \beta$ entscheidbar da $L(\alpha) = L(\beta)$ über Automaten entscheidbar
  - Auch für REs mit Variablen entscheidbar: betrachte Variablen als Konstanten
  - Gleichungssysteme lösbar
    durch Variablenelimination mit Ardens Lemma
- Minimierung
  - Algorithmen zur Kollabierung
  - Relationen $\equiv_M$ und $\equiv_L$
  - Quotientenautomat $M/\equiv_M$ minimal,
    da gleichgroß wie kanonischer minimaler Automat $M_{L(M)}$
  - L genau dann regulär wenn sie endlich viele Residualsprachen hat.

4. Kontextfreie Sprachen

4.1 Kontextfreie Grammatiken

Beispiel 4.1 (Arithmetische Ausdrücke)

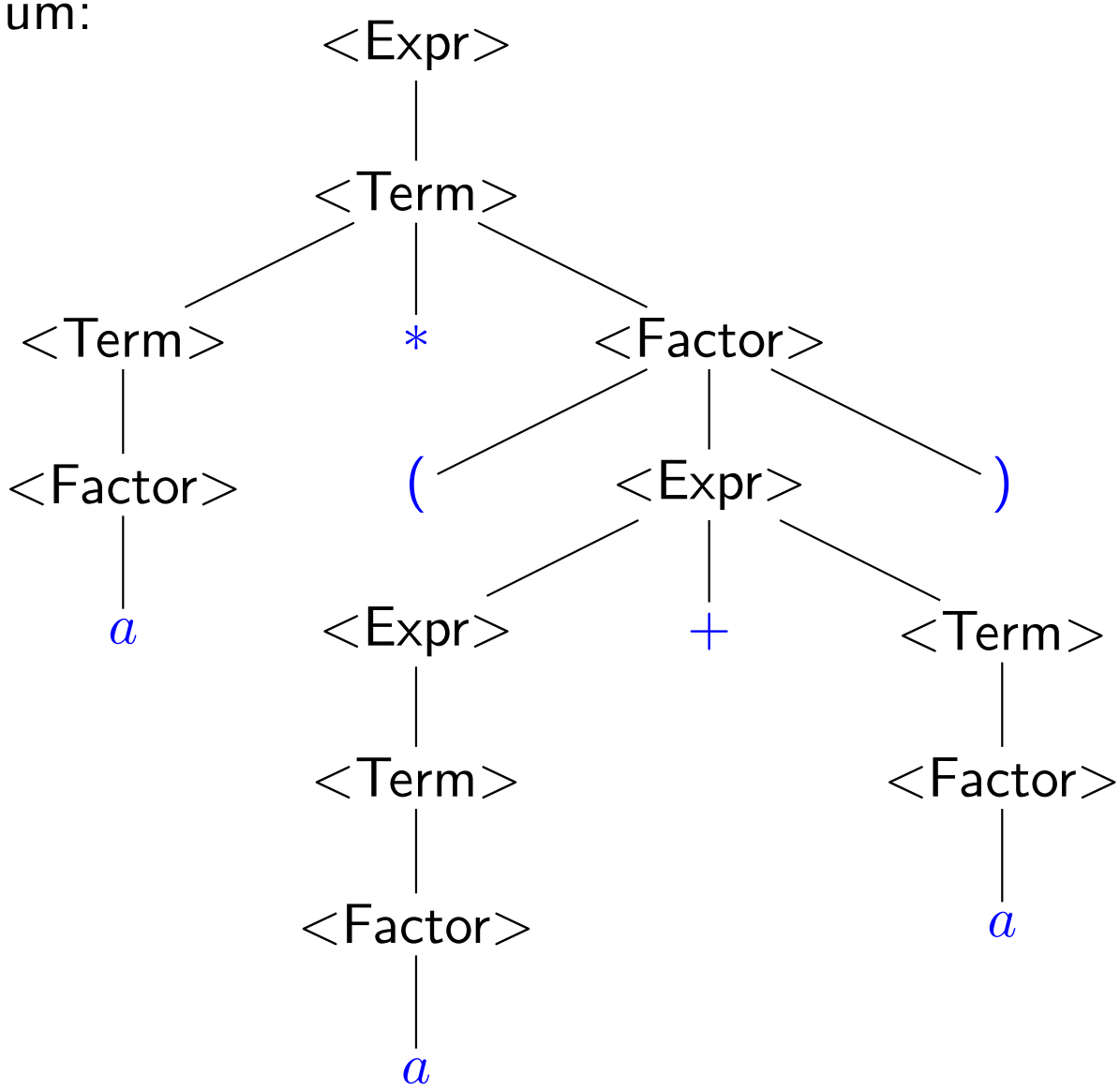
$$
\begin{array}{rcl}
\text{<Expr>} & \to & \text{<Term>} \\
\text{<Expr>} & \to & \text{<Expr>} + \text{<Term>} \\
\text{<Term>} & \to & \text{<Factor>} \\
\text{<Term>} & \to & \text{<Term>} * \text{<Factor>} \\
\text{<Factor>} & \to & a \\
\text{<Factor>} & \to & (\text{<Expr>})
\end{array}
$$

Eine (Links)Ableitung:

<Expr> $\to$

$$\to a * (a + a)$$

Der Syntaxbaum:



Die Blätter des Baums, von links nach rechts gelesen, ergeben das abgeleitete Wort

Bemerkungen

- Der vollständige Syntaxbaum enthält die gesamte Information über die Ableitung, bis auf die (irrelevante) Reihenfolge des Aufbaus.
- Kontextfreie Grammatiken dienen zur Spezifikation von Sprachen. Das Parsen ist:
  - Die Überprüfung, ob ein Wort von einer Grammatik abgeleitet werden kann, bzw
  - Die Erzeugung des Syntaxbaums (*parse tree*).

Parsen ist die Transformation eines Worts in einen Syntaxbaum.

Definition 4.2

Eine kontextfreie Grammatik $G = (V, \Sigma, P, S)$ ist ein 4-Tupel:

V ist eine endliche Menge von Nichtterminalzeichen (oder Variablen),

Σ ist ein Alphabet von Terminalzeichen, disjunkt von V,

$P \subseteq V \times (V \cup \Sigma)^*$ ist eine endliche Menge von Produktionen und

$S \in V$ ist das Startsymbol.

Konventionen:

- $A, B, C, \ldots$ sind Nichtterminale,
- $a, b, c, \ldots$ (und Sonderzeichen wie $+, *, \ldots$) sind Terminale,
- $\alpha, \beta, \gamma, \ldots \in (V \cup \Sigma)^*$
- Produktionen schreiben wir $A \to \alpha$ statt $(A, \alpha) \in P$.
- Statt $A \to \alpha_1$, $A \to \alpha_2$, $A \to \alpha_3$ schreiben wir einfach

$$A \to \alpha_1 \mid \alpha_2 \mid \alpha_3$$

Beispiel 4.3 (Arithmetische Ausdrücke)

$$V = \{E, T, F\}$$

$$\Sigma = \{a, +, *, (,)\}$$

$$P = \left\{ \begin{array}{lll} E & \rightarrow & T \mid E + T \\ T & \rightarrow & F \mid T * F \\ F & \rightarrow & a \mid (E) \end{array} \right\}$$

$$S = E$$

Definition 4.4

Eine kontextfreie Grammatik $G = (V, \Sigma, P, S)$ induziert eine Ableitungsrelation $\rightarrow_G$ auf Wörtern über $V \cup \Sigma$:

$$\alpha \rightarrow_G \beta$$

gdw es eine Regel $A \rightarrow \gamma$ in P gibt, und Wörter α_1, α_2, so dass

$$\alpha = \alpha_1 A \alpha_2 \quad \text{und} \quad \beta = \alpha_1 \gamma \alpha_2$$

Beispiel:

$$a + T + a \quad \rightarrow_G \quad a + T * F + a$$

Definition 4.5 (Reflexive transitive Hülle)

$$\begin{aligned}
\alpha \to_G^0 \alpha & \\
\alpha \to_G^{n+1} \gamma \quad &:\Leftrightarrow \quad \exists \beta.\ \alpha \to_G^n \beta \to_G \gamma \\
\alpha \to_G^* \beta \quad &:\Leftrightarrow \quad \exists n.\ \alpha \to_G^n \beta \\
\alpha \to_G^+ \beta \quad &:\Leftrightarrow \quad \exists n > 0.\ \alpha \to_G^n \beta
\end{aligned}$$

Beispiel: $E \to_G^{11} a * (a + a)$ und daher $E \to_G^* a * (a + a)$.

Wir nennen

$$\alpha_1 \to_G \alpha_2 \to_G \cdots \to_G \alpha_n$$

eine Linksableitung gdw in jedem Schritt das linkeste Nichtterminal in α_i ersetzt wird.

Definition 4.6 (Kontextfreie Sprache)

Eine kontextfreie Grammatik $G = (V, \Sigma, P, S)$ erzeugt die Sprache

$$L(G) := \{w \in \Sigma^* \mid S \to_G^* w\}$$

Eine Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ heißt kontextfrei gdw es eine kontextfreie Grammatik G gibt mit $L = L(G)$.

Abkürzungen:

CFG Kontextfreie Grammatik (*context-free grammar*)

CFL Kontextfreie Sprache (*context-free language*)

Konvention:

Ist G aus dem Kontext eindeutig ersichtlich, so schreibt man auch nur $\alpha \to \beta$ statt $\alpha \to_G \beta$.

Beispiel 4.7

Die nicht-reguläre Sprache $L = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$ ist kontextfrei, da sie von der CFG

$$S \to aSb \mid \epsilon$$

erzeugt wird. Genauer: $L = L(G)$ wobei $G = (V, \Sigma, P, S)$ mit

$$\begin{aligned} V &= \{S\} \\ \Sigma &= \{a, b\} \\ P &= \{S \to aSb \mid \epsilon\} \end{aligned}$$

Der unendliche Baum aller möglichen (Links-)Ableitungen:

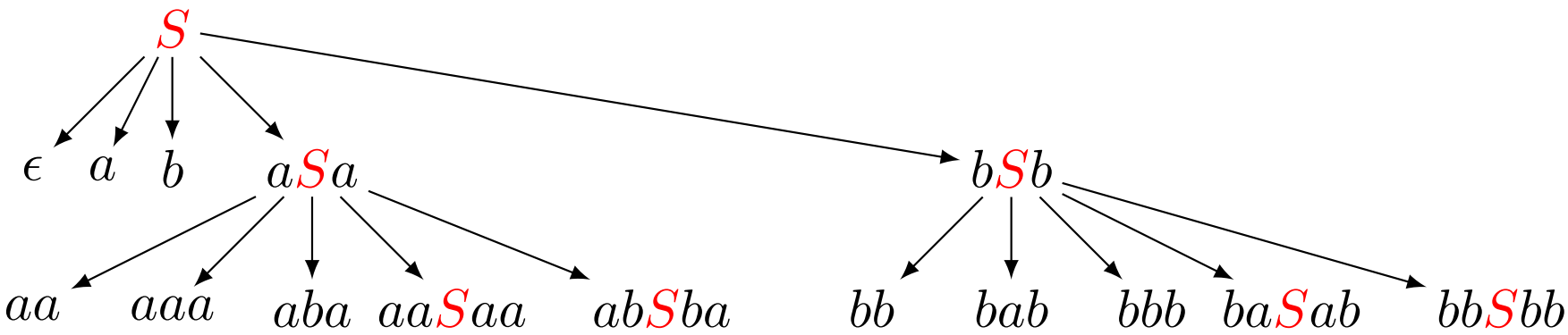
$$\begin{array}{ccccccccc} S & \to & aSb & \to & a^2Sb^2 & \to & a^3Sb^3 & \to & \dots \\ & \searrow & & \searrow & & \searrow & & \searrow & \\ & & \epsilon & & ab & & a^2b^2 & & a^3b^3 \end{array}$$

Beispiel 4.8

Die nicht-reguläre Sprache der Palindrome ($w = w^R$) über $\{a, b\}$ wird von folgender CFG erzeugt:

$$S \to \epsilon \mid a \mid b \mid aSa \mid bSb$$

Der Anfang des unendlichen Baums aller (Links-)Ableitungen (Achtung, dies ist *kein* Syntaxbaum!):



4.2 Induktive Definitionen, Syntaxbäume und Ableitungen

1. Beispiel: Balancierte Klammern
2. Induktive Definitionen und Syntaxbäume allgemein
3. Äquivalenz von Ableitung, Syntaxbaum und induktiver Erzeugung

Beispiel 4.9

$$S \to \epsilon \mid [S] \mid SS$$

Um zu zeigen, dass diese Grammatik die Menge aller balancierten Klammerwörter in $\{[,]\}^*$ erzeugt, betrachten wir die Grammatik als induktive Definition einer Sprache $L_G(S)$:

$$\begin{array}{rcl} & & \epsilon \in L_G(S) \\ u \in L_G(S) & \Longrightarrow & [u] \in L_G(S) \\ u \in L_G(S) \wedge v \in L_G(S) & \Longrightarrow & uv \in L_G(S) \end{array}$$

Damit gilt zB:

$\epsilon \in L_G(S) \implies [] \in L_G(S) \implies [[]] \in L_G(S)$
$\implies [[]][] \in L_G(S)$

Bemerkungen

- Die Produktionen ($\rightarrow$) erzeugen Wörter *top-down*, d.h. von einem Nichtterminal zu einem Wort hin.
- Die induktive Definition ($\Longrightarrow$) erzeugt Wörter *bottom-up*, d.h. sie setzt kleinere Wörter zu größeren zusammen.
- Die induktive Definition betrachtet nur Wörter aus Σ^*.

Zur induktiven Definition von $L_G(S)$ gehört ein Induktionsprinzip:

Um zu zeigen, dass für alle $u \in L_G(S)$ eine Eigenschaft $P(u)$ gilt, dh $\forall u \in L_G(S).\ P(u)$, zeige:

$$\begin{array}{rcl} & & P(\epsilon) \\ P(u) & \Longrightarrow & P(\texttt{[}u\texttt{]}) \\ P(u) \wedge P(v) & \Longrightarrow & P(uv) \end{array}$$

„Induktion über die Erzeugung von u“

Lemma 4.10

Alle $u \in L_G(S)$ enthalten gleich viele [wie].

Beweis:

Mit Induktion über die Erzeugung von u:

- ϵ enthält 0 [und].
- Enthält u gleich viele [wie], so auch $[u]$.
- Enthalten u und v gleich viele [wie], so auch uv.

□

Definition 4.11 (Balancierte Klammerausdrücke)

Präfix:

$$u \preceq w \quad :\Leftrightarrow \quad \exists v.\ uv = w$$

Anzahl der Vorkommen:

$$\#_a(w) := \text{Anzahl der Vorkommen von } a \text{ in } w$$

Seien:

$$A(w) := \#_{\texttt{[}}(w) \qquad B(w) := \#_{\texttt{]}}(w)$$

Wir nennen $w \in \{\texttt{[}, \texttt{]}\}^*$ balanciert gdw

(1) $A(w) = B(w)$ und

(2) für alle Präfixe u von w gilt $A(u) \geq B(u)$

- Balanciert: `[]`, `[[]]`, `[][]`, `[[[][]][]]`
- Nicht balanciert: `][`, `[]][[]`

Satz 4.12

Die Grammatik $S \to \epsilon \mid [S] \mid SS$ erzeugt genau die Menge der balancierten Wörter.

Beweis:

$u \in L_G(S) \implies u$ balanciert:

Mit Ind. über die Erzeugung von u. (1) bewiesen, wir zeigen (2).

ϵ: $p \preceq \epsilon \implies p = \epsilon \implies A(p) = B(p)$

$[u]$: Sei $p \preceq [u]$

Fall $p = \epsilon$: $A(p) = B(p)$

Fall $p = [u]$: $A(p) = A(u) + 1 = B(u) + 1 = B(p)$

Fall $p = [q$ mit $q \preceq u$:

$A(p) = A(q) + 1 \geq B(q) + 1 > B(q) = B(p)$

uv: Sei $p \preceq uv$.

Fall $p \preceq u$: $A(p) \geq B(p)$ mit IA für u

Fall $p = uq$ und $q \preceq v$:

$A(p) = A(u) + A(q) = B(u) + A(q) \geq B(u) + B(q) = B(uq) = B(p)$

Beweis (Forts.)

u balanciert $\implies$ $u \in L_G(S)$:

Mit vollständiger Induktion über $n := |u|$. (dh $u = a_1 \dots a_n$)

IA: Jedes balancierte Wort $< n$ liegt in $L_G(S)$.

Zz: $u \in L_G(S)$.

Falls $n = 0$, so $u = \epsilon \in L_G(S)$.

Sei $n > 0$.

Betrachte Werteverlauf von $h(w) := A(w) - B(w)$:

$h(\epsilon)$, $h(a_1)$, $h(a_1 a_2)$,..., $h(a_1 \dots a_n)$ (alle ≥ 0!).

Insb. gilt $a_1 =$ [und $a_n =$]. Wir betrachten zwei Fälle:

- Es gibt nur die Nullstellen $h(\epsilon)$ und $h(a_1 \dots a_n)$.
  Dann ist $v := a_2 \dots a_{n-1}$ balanciert:
  (1) $A(v) = A(\,[v]\,) - 1 = B(\,[v]\,) - 1 = B(v)$
  (2) $p \preceq v$: $h(\,[p) = A(\,[p) - B(\,[p) > 0 \implies$
  $A(p) = A(\,[p) - 1 > B(\,[p) - 1 = B(p) - 1 \implies$
  $A(p) \geq B(p)$
  $\implies$ $v \in L_G(S)$ (nach IA) $\implies$ $u = [v] \in L_G(S)$

Beweis (Forts.):

- Es gibt noch eine Nullstelle $h(a_1 \dots a_k)$.
  Sei $u_1 := a_1 \dots a_k$, $u_2 := a_{k+1} \dots a_n$
  Dann sind u_1 und u_2 balanciert:
  (1) $A(u_1) = B(u_1)$ da $h(u_1) = 0$;
  $A(u_2) = A(u) - A(u_1) = B(u) - B(u_1) = B(u_2)$
  (2) $p \preceq u_1 \implies p \preceq u \implies A(p) \geq B(p)$
  $p \preceq u_2$: $A(p) = A(u_1 p) - A(u_1) \geq B(u_1 p) - B(u_1) = B(p)$
  $\implies u_1, u_2 \in L_G(S)$ (nach IA, da $|u_i| < n$)
  $\implies u = u_1 u_2 \in L_G(S)$

□

Moral:

- „$w \in L_G(S) \implies P(w)$“ beweist man immer schematisch mit Induktion über die Erzeugung von w.
- „$P(w) \implies w \in L_G(S)$“ beweist man oft mit Induktion über $|w|$. Erfordert meist Kreativität.

Wir übertragen die Idee der induktiven Erzeugung auf beliebige CFGs $G = (V, \Sigma, P, S)$. Sei $V = \{A_1, \ldots, A_k\}$. Damit ist jede Produktion von der Form

$$A_i \to w_0 A_{i_1} w_1 \ldots w_{n-1} A_{i_n} w_n$$

Man kann G als eine (simultane) induktive Definition von Sprachen $L_G(A_i)$ für all $A_i \in V$ sehen. Jede Produktion korrespondiert zu einer Erzeugungsregel

$$u_1 \in L_G(A_{i_1}) \wedge \cdots \wedge u_n \in L_G(A_{i_n}) \implies w_0 u_1 w_1 \ldots u_n w_n \in L_G(A_i)$$

Aussagen der Form

$$(u \in L_G(A_1) \implies P_1(u)) \wedge \cdots \wedge (u \in L_G(A_k) \implies P_k(u))$$

werden durch simultane Induktion über die Erzeugung von u bewiesen, indem man für jede Produktion zeigt:

$$P_{i_1}(u_1) \wedge \cdots \wedge P_{i_n}(u_n) \implies P_i(w_0 u_1 w_1 \ldots w_{n-1} u_n w_n)$$

Beispiel 4.13

Grammatik:

$$A \to \epsilon \mid aB \qquad B \to Aa$$

Induktive Definition:

- $\epsilon \in L_G(A)$
- $w \in L_G(B) \implies aw \in L_G(A)$
- $w \in L_G(A) \implies wa \in L_G(B)$

Beim induktiven Beweis von

$$\begin{aligned}&(w \in L_G(A) \implies \#_a(w) \text{ ist gerade}) \wedge \\ &(w \in L_G(B) \implies \#_a(w) \text{ ist ungerade})\end{aligned}$$

muss man zeigen

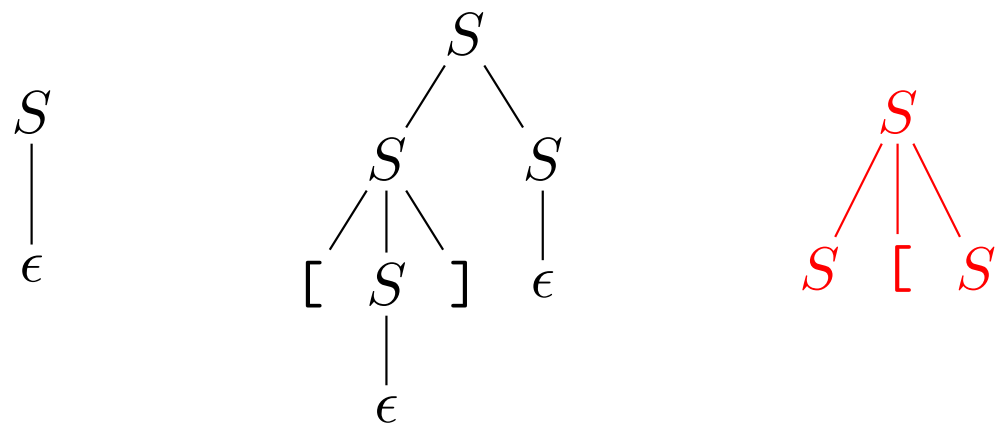
- $\#_a(\epsilon)$ ist gerade
- $\#_a(w)$ ist ungerade $\implies$ $\#_a(aw)$ ist gerade
- $\#_a(w)$ ist gerade $\implies$ $\#_a(wa)$ ist ungerade

Definition 4.14 (Syntaxbaum)

Ein Syntaxbaum für eine Ableitung mit einer Grammatik $G = (V, \Sigma, P, S)$ ist ein Baum, so dass

- jedes Blatt mit einem Zeichen aus $\Sigma \cup \{\epsilon\}$ beschriftet ist,
- jeder innere Knoten mit einem $A \in V$ beschriftet ist, und falls die Nachfolger (von links nach rechts) mit $X_1, \ldots, X_n \in V \cup \Sigma \cup \{\epsilon\}$ beschriftet sind, dann ist $A \to X_1 \ldots X_n$ eine Produktion in P,
- ein Blatt ϵ der einzige Nachfolger seines Vorgängers ist.

Beispiel 4.15 (Syntaxbäume für $S \to \epsilon \mid [S] \mid SS$)



Satz 4.16

Für eine CFG und ein $w \in \Sigma^*$ sind folgende Bedingungen äquivalent:

1. $A \to_G^* w$
2. $w \in L_G(A)$ *(gemäß der induktiven Definition)*
3. *Es gibt einen Syntaxbaum mit Wurzel A, dessen Rand (Blätter von links nach rechts gelesen) das Wort w ist.*

Definition 4.17

- Eine CFG G heißt mehrdeutig gdw es ein $w \in L(G)$ gibt, das zwei verschiedene Syntaxbäume hat, also zwei verschiedene Syntaxbäume mit Wurzel S und Rand w.
- Eine CFL L heißt inhärent mehrdeutig gdw jede CFG G mit $L(G) = L$ mehrdeutig ist.

Beispiel 4.18

Die Grammatik $E \to E + E \mid E * E \mid (E) \mid a$ ist mehrdeutig — betrachte $a + a * a$. Die erzeugte Sprache ist aber nicht inhärent mehrdeutig (siehe Beispiel Arithmetische Ausdrücke).

Satz 4.19

Die Sprache $\{a^i b^j c^k \mid i = j \vee j = k\}$ *ist inhärent mehrdeutig.*

4.3 Die Chomsky-Normalform

Definition 4.20

Eine kontextfreie Grammatik G ist in Chomsky-Normalform gdw alle Produktionen eine der Formen

$$A \to a \quad \text{oder} \quad A \to BC$$

haben.

Wir konstruieren und beweisen nun schrittweise:

Satz 4.21

Zu jeder CFG G kann man eine CFG G' in Chomsky-Normalform konstruieren mit $L(G') = L(G) \setminus \{\epsilon\}$.

Wir nennen $A \to \epsilon$ eine ϵ-Produktion.

Lemma 4.22

Zu jeder CFG $G = (V, \Sigma, P, S)$ kann man eine CFG G' konstruieren, die keine ϵ-Produktionen enthält, so dass gilt $L(G') = L(G) \setminus \{\epsilon\}$

Beweis:

Wir erweitern P induktiv zu eine Obermenge $\hat{P}$:

1. Jede Produktion aus P ist in $\hat{P}$
2. Sind $B \to \epsilon$ und $A \to \alpha B \beta$ in $\hat{P}$, so füge auch $A \to \alpha\beta$ hinzu.

Offensichtlich gilt $L(\hat{G}) = L(G)$: Jede neue Produktion kann von 2 alten simuliert werden.

Wir definieren G' als $\hat{G}$ ohne die ϵ-Produktionen.
Denn diese sind nun überflüssig:

Beweis (Forts.):

Sei $S \to^*_{\hat{G}} w$, $w \neq \epsilon$, eine Ableitung minimaler Länge.
Käme darin $B \to \epsilon$ vor, also

$$S \to^*_{\hat{G}} \gamma B \delta \to_{\hat{G}} \gamma\delta \to^*_{\hat{G}} w$$

so wäre γ oder δ nichtleer, dh B muss durch eine Produktion $A \to \alpha B \beta$ eingeführt worden sein:

$$S \to^k_{\hat{G}} \alpha' A \beta' \to_{\hat{G}} \alpha'\alpha B \beta\beta' \to^m_{\hat{G}} \gamma B \delta \to_{\hat{G}} \gamma\delta \to^n_{\hat{G}} w$$

Dann wäre aber folgende Ableitung mit $(A \to \alpha\beta) \in \hat{P}$ kürzer:

$$S \to^k_{\hat{G}} \alpha' A \beta' \to_{\hat{G}} \alpha'\alpha\beta\beta' \to^m_{\hat{G}} \gamma\delta \to^n_{\hat{G}} w$$

Also kommen in Ableitungen minimaler Länge keine ϵ-Produktionen vor. Letztere sind also überflüssig. □

Beispiel 4.23

$$S \to AB, \quad A \to aAA \mid B, \qquad B \to bBS \mid \epsilon$$

Wir nennen $A \to B$ eine Kettenproduktion.

Lemma 4.24

Zu jeder CFG $G = (V, \Sigma, P, S)$ kann man eine CFG G' konstruieren, die keine Kettenproduktionen enthält, so dass gilt $L(G') = L(G)$.

Beweis:

Wir erweitern P induktiv zu eine Obermenge $\hat{P}$:

1. Jede Produktion aus P ist in $\hat{P}$
2. Sind $A \to B$ und $B \to \alpha$ in $\hat{P}$ mit $\alpha \neq A$, so füge auch $A \to \alpha$ hinzu.

Das Ergebnis G' ist $\hat{G}$ ohne die (nun überflüssigen) Kettenproduktionen.
Rest des Beweises analog zur Elimination von ϵ-Produktionen. □

Beispiel 4.25

$$A \to a \mid B, \qquad B \to b \mid C \mid aBB, \qquad C \to A \mid AB$$

Konstruktion einer Chomsky-Normalform

Eingabe: Eine kontextfreie Grammatik $G = (V, \Sigma, P, S)$

1. Füge für jedes $a \in \Sigma$, das in einer rechten Seite der Länge ≥ 2 vorkommt, ein neues Nichtterminal A_a zu V hinzu, ersetze a in allen rechten Seiten der Länge ≥ 2 durch A_a, und füge $A_a \to a$ zu P hinzu.
2. Ersetze jede Produktion der Form

   $$A \to B_1 B_2 \cdots B_k \ (k \geq 3)$$

   durch

   $$A \to B_1 C_2,\ C_2 \to B_2 C_3,\ \ldots,\ C_{k-1} \to B_{k-1} B_k$$

   wobei $C_2, \ldots, C_{k-1}$ neue Nichtterminale sind.
3. Eliminiere alle ϵ-Produktionen.
4. Eliminiere alle Kettenproduktionen.

Aufgabe:

- Zeige: Mit diesem Algorithmus ist das Ergebnis höchstens quadratisch größer als G.
- Zeige: die Reihenfolge der Schritte ist wichtig!
  - Finde eine andere Reihenfolge, die inkorrekt ist: Das resultierende Verfahren ergibt nicht immer eine Grammatik in CNF.
  - Finde eine andere Reihenfolge, die zwar zu einem korrekten Verfahren führt, aber eine Grammatik in CNF produzieren kann, die exponentiell größer als G ist.

Definition 4.26

Eine CFG ist in Greibach-Normalform (benannt nach Sheila Greibach, UCLA), falls jede Produktion von der Form

$$A \to aA_1 \dots A_n$$

ist.

Satz 4.27

Zu jeder CFG G gibt es eine CFG G' in Greibach-Normalform mit $L(G') = L(G) \setminus \{\epsilon\}$.

4.4 Das Pumping-Lemma für kontextfreie Sprachen

Zur Erinnerung: Das Pumping-Lemma für reguläre Sprachen: Für jede reguläre Sprache L gibt es ein $n \in \mathbb{N}$, so dass sich jedes Wort $z \in L$ mit $|z| \geq n$ zerlegen lässt in $z = uvw$ mit $|uv| \leq n$, $v \neq \epsilon$ und $uv^*w \subseteq L$.

Zum Beweis haben wir $n = |Q|$ gewählt, wobei Q die Zustandsmenge eines L erkennenden DFA war. Das Argument war dann, dass beim Erkennen von z (mindestens) ein Zustand zweimal besucht werden muss und damit der dazwischen liegende Weg im Automaten beliebig oft wiederholt werden kann.

Ein ähnliches Argument kann auch auf kontextfreie Grammatiken angewendet werden.

Satz 4.28 (Pumping-Lemma)

Für jede kontextfreie Sprache L gibt es ein $n \geq 1$, so dass sich jedes Wort $z \in L$ mit $|z| \geq n$ zerlegen lässt in

$$z = uvwxy,$$

mit

- $vx \neq \epsilon$,
- $|vwx| \leq n$, *und*
- $\forall i \in \mathbb{N}.\ uv^i wx^i y \in L$.

Beweis:

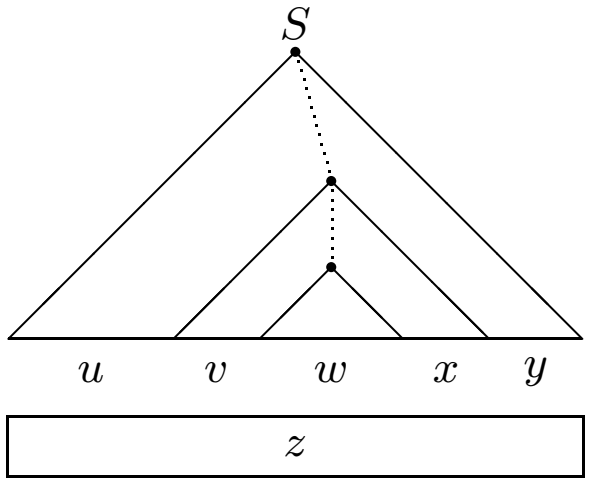
Sei $G = (V, \Sigma, P, S)$ eine CFG in Chomsky-Normalform mit $L(G) = L \setminus \{\epsilon\}$. Wähle $n = 2^{|V|}$. Sei $z \in L(G)$ mit $|z| \geq n$.

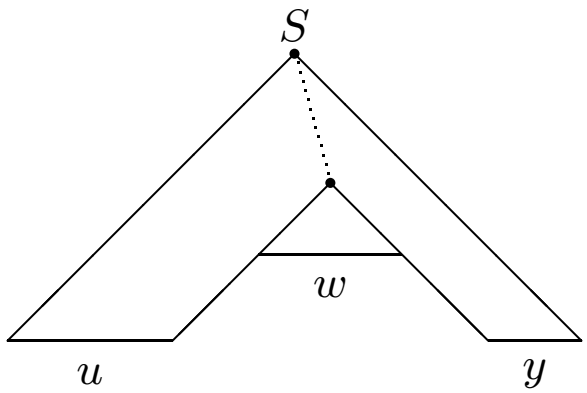
Jeder Binärbaum mit $\geq 2^k$ Blättern hat die Höhe $\geq k$

Dann hat der Syntaxbaum für z (ohne die letzte Stufe für die Terminale) mindestens einen Pfad der Länge $\geq |V|$, da er wegen der Chomsky-Normalform ein Binärbaum ist: Wir betrachten einen solchen Pfad maximaler Länge.

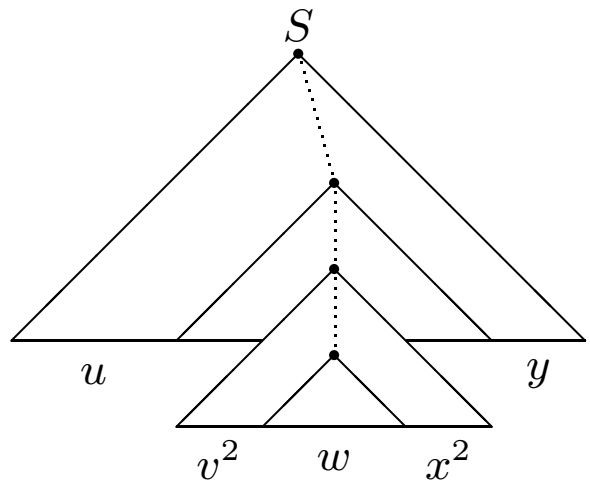
Auf diesem Pfad der Länge $\geq |V|$ kommen $\geq |V| + 1$ Nichtterminale vor, also mindestens eins doppelt. Nennen wir es A.

Die zwischen zwei Vorkommen von A liegende Teilableitung kann nun beliebig oft wiederholt werden.





Dieser Ableitungsbaum zeigt
$uwy \in L$



Dieser Ableitungsbaum zeigt
$uv^2wx^2y \in L$

Beweis (Forts.):

Die Bedingung $vx \neq \epsilon$ folgt, da das obere der beiden A's mit $A \to BC$ abgeleitet werden muss.

Um $|vwx| \leq n$ zu erreichen, darf das obere A maximal $|V| + 1$ Schritte von jedem Blatt entfernt sein. Da der ausgewählte Pfad maximale Länge hat, genügt es, dass das obere A vom Blatt dieses Pfads $|V| + 1$ Schritte entfernt ist. Da es nur $|V|$ Nichtterminale gibt, muss ein solches doppeltes A existieren. □

Beispiel 4.29

Wir zeigen, dass die Sprache

$$L := \{a^i b^i c^i \mid i \in \mathbb{N}\}$$

nicht kontextfrei ist.

Wäre L kontextfrei, so gäbe es eine dazugehörige Pumping-Lemma Zahl n und wir könnten jedes $z \in L$ mit $|z| \geq n$, insb. $z = a^n b^n c^n$, zerlegen und aufpumpen, ohne aus der Sprache herauszufallen.

Eine Zerlegung $z = uvwxy$ mit $|vwx| \leq n$ bedeutet aber, dass vwx nicht a's und c's enthalten kann. OE nehmen wir an, vwx enhält nur a's und b's. Da $vx \neq \epsilon$, muss vx mindestens ein a oder ein b enthalten.

Damit gilt aber $\#_a(uv^2wx^2y) > \#_c(uv^2wx^2y)$ oder $\#_b(uv^2wx^2y) > \#_c(uv^2wx^2y)$. Also $uv^2wx^2y \notin L$. ↯

Beispiel 4.30

Mit dem Pumping-Lemma kann man zeigen, dass die Sprache $\{ww \mid w \in \{a, b\}^*\}$ nicht kontextfrei ist.

Dies zeigt, dass Kontextbedingungen in Programmiersprachen, etwa „*Deklaration vor Benutzung*“, nicht durch kontextfreie Grammatiken ausgedrückt werden können.

4.5 Abschlusseigenschaften

Satz 4.31

Seien kontextfreie Grammatiken $G_1 = (V_1, \Sigma_1, P_1, S_1)$ *und* $G_2 = (V_2, \Sigma_2, P_2, S_2)$ *gegeben. Dann kann man in linearer Zeit kontextfreie Grammatiken für*

1. $L(G_1) \cup L(G_2)$
2. $L(G_1)L(G_2)$
3. $(L(G_1))^*$
4. $(L(G_1))^R$

konstruieren.

Die Klasse der kontextfreien Sprachen ist also unter Vereinigung, Konkatenation, Stern und Spiegelung abgeschlossen.

Beweis:

OE nehmen wir an, dass $V_1 \cap V_2 = \emptyset$.

1. $V = V_1 \cup V_2 \cup \{S\}$; S neu
   $P = P_1 \cup P_2 \cup \{S \to S_1 \mid S_2\}$
2. $V = V_1 \cup V_2 \cup \{S\}$; S neu
   $P = P_1 \cup P_2 \cup \{S \to S_1 S_2\}$
3. $V = V_1 \cup \{S\}$; S neu
   $P = P_1 \cup \{S \to \epsilon \mid S_1 S\}$
4. $P = \{A \to \alpha^R \mid (A \to \alpha) \in P_1\}$

□

Es folgt: Verallgemeinerte kontextfreie Grammatiken mit Produktionen der Gestalt $X \to r$, wobei r ein regulärer Ausdruck über $(V \cup T)$ ist, erzeugen kontextfreie Sprachen.

Satz 4.32

Die Menge der kontextfreien Sprachen ist nicht abgeschlossen unter Durchschnitt oder Komplement.

Beweis:

$$L_1 := \{a^i b^i c^j \mid i, j \in \mathbb{N}\} \text{ ist kontextfrei}$$

$$L_2 := \{a^i b^j c^j \mid i, j \in \mathbb{N}\} \text{ ist kontextfrei}$$

$$L_1 \cap L_2 = \{a^i b^i c^i \mid i \in \mathbb{N}\} \text{ ist nicht kontextfrei}$$

Wegen de Morgan (1806–1871) können die CFLs daher auch nicht unter Komplement abgeschlossen sein. □

4.6 Algorithmen für kontextfreie Grammatiken

Wie üblich: $G = (V, \Sigma, P, S)$ ist eine CFG.

Ein Symbol $X \in V \cup \Sigma$ ist

- **nützlich** gdw es eine Ableitung $S \to_G^* w \in \Sigma^*$ gibt, in der X vorkommt.
- **erzeugend** gdw es eine Ableitung $X \to_G^* w \in \Sigma^*$ gibt.
- **erreichbar** gdw es eine Ableitung $S \to_G^* \alpha X \beta$ gibt.

Fakt 4.33

Nützliche Symbole sind erzeugend und erreichbar.
Aber nicht notwendigerweise umgekehrt:

$$S \to AB \mid a, \quad A \to b$$

Ziel: Elimination der unnützen Symbole und der Produktionen, in denen sie vorkommen.

Beispiel 4.34

$$S \to AB \mid a, \quad A \to b$$

1. Elimination nicht erzeugender Symbole:

$$S \to a, \quad A \to b$$

2. Elimination unerreichbarer Symbole:

$$S \to a$$

Umgekehrte Reihenfolge:

1. Elimination unerreichbarer Symbole:

$$S \to AB \mid a, \quad A \to b$$

2. Elimination nicht erzeugender Symbole:

$$S \to a, \quad A \to b$$

Satz 4.35

Eliminiert man aus einer Grammatik G

1. *alle nicht erzeugenden Symbole, mit Resultat G_1, und*
2. *aus G_1 alle unerreichbaren Symbole, mit Resultat G_2,*

dann enthält G_2 nur noch nützliche Symbole und $L(G_2) = L(G)$.

Beweis:

Wir zeigen zuerst $L(G_2) = L(G)$.

Da $P_2 \subseteq P$ gilt $L(G_2) \subseteq L(G)$.

Umgekehrt, sei $w \in L(G)$, dh $S \to_G^* w$.
Jedes Symbol in dieser Ableitung ist erreichbar und erzeugend.
Also gilt auch $S \to_{G_2}^* w$, dh $w \in L(G_2)$.

Beweis (Forts.): [G_1 : erzeugend in G, G_2 : erreichbar in G_1]

Wir zeigen: Alle $X \in V_2 \cup \Sigma_2$ sind nützlich in G_2, dh

$$S \quad \to^*_{G_2} \quad \ldots X \ldots \quad \to^*_{G_2} \quad \ldots \in \Sigma_2^*$$

X muss in G_1 erreichbar sein, dh $S \to^*_{G_1} \alpha X \beta$.
Da alle Symbole in der Ableitung erreichbar sind: $S \to^*_{G_2} \alpha X \beta$.

Alle Symbole in $\alpha X \beta$ müssen in G erzeugend sein:

$$\forall Y \in \alpha X \beta.\ \exists u \in \Sigma^*.\ Y \to^*_G u$$

Da alle Symbole in den Ableitungen $Y \to^*_G u$ erzeugend sind:

$$\forall Y \in \alpha X \beta.\ \exists u \in \Sigma_1^*.\ Y \to^*_{G_1} u$$

Also gibt es $w \in \Sigma_1^*$ mit $\alpha X \beta \to^*_{G_1} w$.

Die Ableitung $\alpha X \beta \to^*_{G_1} w$ enthält nur Symbole, die in G_1 erreichbar sind. Daher auch $\alpha X \beta \to^*_{G_2} w$.

$$S \ \to^*_{G_2} \ \alpha X \beta \ \to^*_{G_2} \ w$$

□

Satz 4.36

Die Menge der erzeugenden Symbole einer CFG sind berechenbar.

Beweis:

Wir berechnen die erzeugenden Symbole induktiv:

- Alle Symbole in Σ sind erzeugend.
- Falls $(A \to \alpha) \in P$ und alle Symbole in α sind erzeugend, dann ist auch A erzeugend.

□

Beispiel 4.37

$$S \to SAB, \quad A \to BC, \quad B \to C, \quad C \to c$$

Erzeugend: $\{c, C, B, A\}$.

Korollar 4.38

Für eine kontextfreie Grammatik G ist entscheidbar, ob $L(G) = \emptyset$.

Beweis:

□

Satz 4.39

Die Menge der erreichbaren Symbole einer CFG ist berechenbar.

Beweis:

Wir berechnen die erreichbaren Symbole induktiv:

- S ist erreichbar.
- Ist A erreichbar und $(A \to \alpha X \beta) \in P$,
  so ist auch X erreichbar.

$\square$

Satz 4.40

Das Wortproblem ($w \in L(G)$?) ist für eine CFG G entscheidbar.

Beweis:

OE sei $w \neq \epsilon$. Wir eliminieren zuerst alle ϵ-Produktionen aus G (wie in Lemma **??**).
Dann berechnen wir induktiv die Menge R aller von S ableitbaren Wörter $\in (V \cup \Sigma)^*$, die nicht länger als w sind:

- $S \in R$
- Wenn $\alpha B \gamma \in R$ und $(B \to \beta) \in P$ und $|\alpha\beta\gamma| \leq |w|$, dann auch $\alpha\beta\gamma \in R$.

Es gilt:

$$w \in L_V(G) \quad \Leftrightarrow \quad w \in R$$

wobei $L_V(G) := \{w \in (V \cup \Sigma)^* \mid S \to_G^* w\}$.
Da R endlich ist ($|R| \leq |V \cup \Sigma|^{|w|}$), ist $w \in R$ entscheidbar, und damit auch $w \in L_V(G)$, und damit auch $w \in L(G)$. □

4.7 Der Cocke-Younger-Kasami-Algorithmus

Der CYK-Algorithmus entscheidet das Wortproblem für kontextfreie Grammatiken in Chomsky-Normalform.

Eingabe: Grammatik $G = (V, \Sigma, P, S)$ in Chomsky-Normalform, $w = a_1 \dots a_n \in \Sigma^*$.

Definition 4.41

$$V_{ij} := \{A \in V \mid A \to_G^* a_i \dots a_j\} \quad \text{für } i \leq j$$

Damit gilt:

$$w \in L(G) \quad \Leftrightarrow \quad S \in V_{1n}$$

Der CYK-Algorithmus berechnet die V_{ij} rekursiv nach wachsendem $j - i$:

$$V_{ii} = \{A \in V \mid (A \to a_i) \in P\}$$

$$V_{ij} = \left\{ A \in V \mid \begin{array}{c} \exists i \leq k < j,\ B \in V_{ik},\ C \in V_{k+1,j}. \\ (A \to BC) \in P \end{array} \right\} \quad \text{für } i < j$$

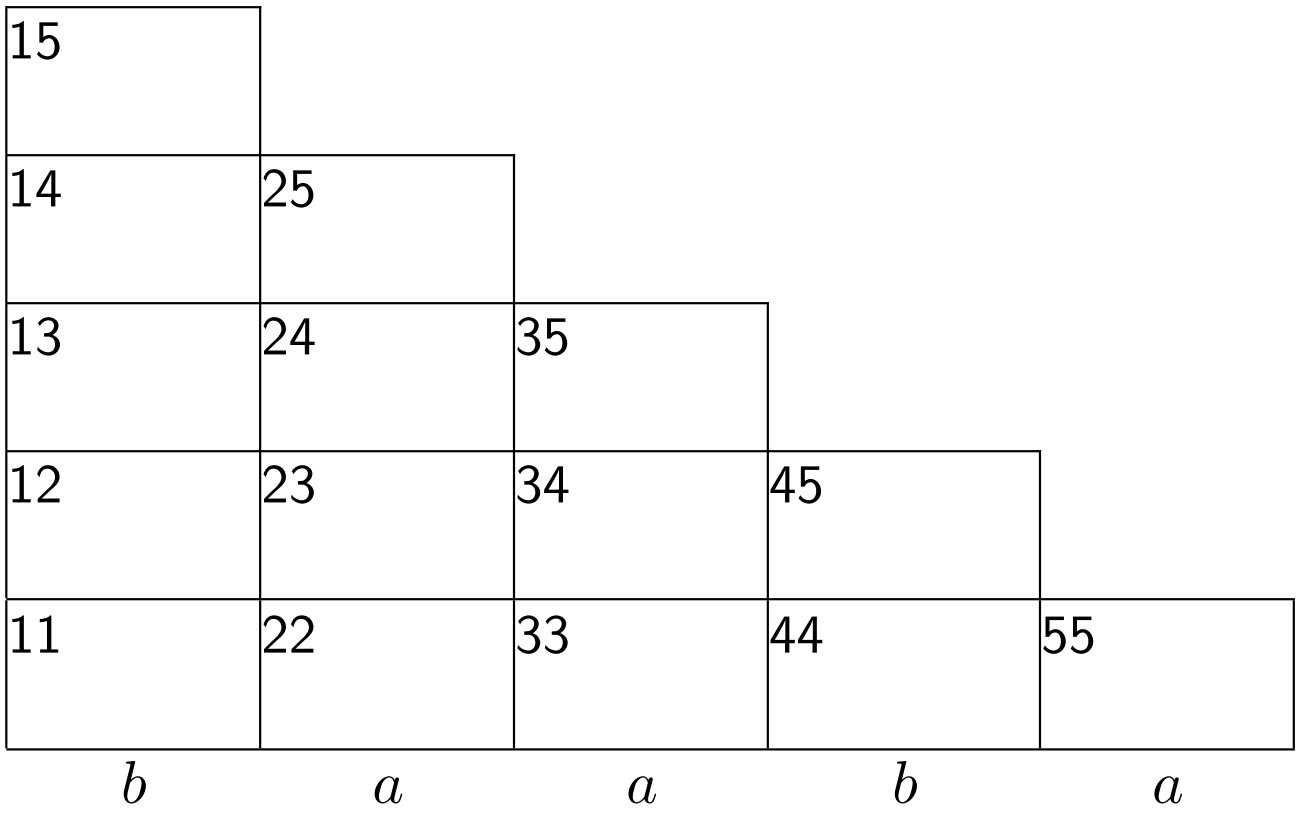
Korrektheitsbeweis: Induktion nach $j - i$.

Die V_{ij} als Tabelle (mit ij statt V_{ij}):

14			
13	24		
12	23	34	
11	22	33	44
a_1	a_2	a_3	a_4

Beispiel 4.42

$$
\begin{array}{lcl}
S & \to & AB \mid BC \\
A & \to & BA \mid a \\
B & \to & CC \mid b \\
C & \to & AB \mid a
\end{array}
$$



Satz 4.43

Der CYK-Algorithmus entscheidet das Wortproblem $w \in L(G)$ für eine fixe CFG G in Chomsky-Normalform in Zeit $O(|w|^3)$.

Beweis:

Sei $n := |w|$. Es werden $\frac{n(n-1)}{2} \in O(n^2)$ Mengen V_{ij} berechnet.

$$V_{ij} = \left\{ A \in V \mid \begin{array}{c} \exists i \leq k < j,\ B \in V_{ik},\ C \in V_{k+1,j} \cdot \\ (A \to BC) \in P \end{array} \right\} \quad (i < j)$$

Für jede dieser Mengen werden

- $j - i < n$ Werte für k betrachtet,
- für jedes k wird für alle Produktionen $A \to BC$ untersucht, ob $B \in V_{ik}$ und $C \in V_{k+1,j}$, wobei $|V_{ik}|, |V_{k+1,j}| \leq |V|$.

Gesamtzeit: $O(n^3)$, denn $|P|$ und $|V|$ sind Konstanten unabhängig von n. [Konstruktion jeder Menge V_{ii}: $O(1)$. Für alle V_{ii} also $O(n)$.] □

Erweiterung Der CYK-Algorithmus kann so erweitert werden, dass er nicht nur das Wortproblem entscheidet, sondern auch die Menge der Syntaxbäume für die Eingabe berechnet.

Realisierung:

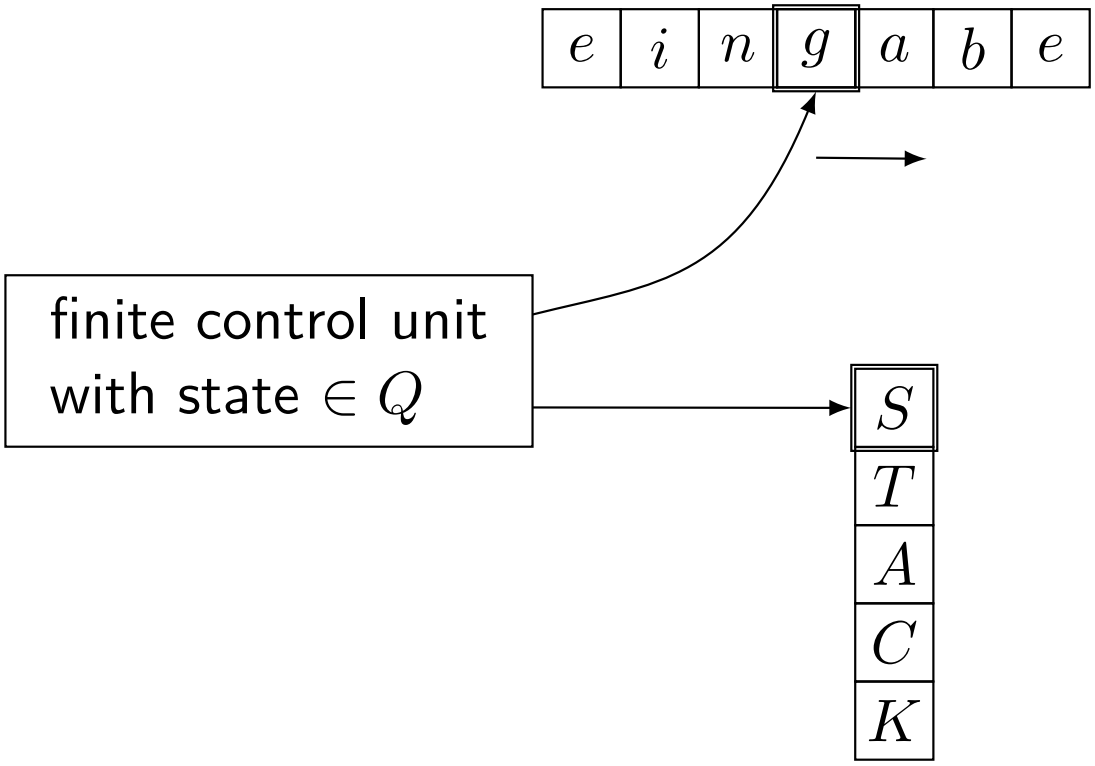
- V_{ij} ist die Menge der Syntaxbäume mit Rand $a_i \dots a_j$.
- Statt A enthält V_{ij} die Syntaxbäume, dessen Wurzel mit A beschriftet ist.

Vorschau

Für CFGs sind folgende Probleme nicht entscheidbar:

- Äquivalenz: $L(G_1) = L(G_2)$?
- Schnittproblem: $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$?
- Regularität: $L(G)$ regulär?
- Mehrdeutigkeit: Ist G mehrdeutig?

4.8 Kellerautomaten



Definition 4.44

Ein (nichtdeterministischer) Kellerautomat $M = (Q, \Sigma, \Gamma, q_0, Z_0, \delta, F)$ besteht aus

- einer endlichen Menge von Zuständen Q,
- einem endlichen Eingabealphabet Σ,
- einem endlichen Kelleralphabet Γ,
- einem Anfangszustand q_0,
- einem untersten Kellerzeichen Z_0,
- einer Übergangsfunktion $\delta\colon Q \times (\Sigma \cup \{\epsilon\}) \times \Gamma \to \mathcal{P}_e(Q \times \Gamma^*)$, (Hierbei bedeutet $\mathcal{P}_e$ die Menge aller endlichen Teilmengen)
- einer Menge $F \subseteq Q$ von Endzuständen.

Intuitive Bedeutung von $(q', \alpha) \in \delta(q, a, Z)$:

> *Wenn sich M in Zustand q befindet, das Eingabezeichen a liest, und Z das oberste Kellerzeichen ist, so kann M im nächsten Schritt in q' übergehen und Z durch α ersetzen.*

Intuitive Bedeutung von $(q', \alpha) \in \delta(q, a, Z)$:

> *Wenn sich M in Zustand q befindet, das Eingabezeichen a liest, und Z das oberste Kellerzeichen ist, so kann M im nächsten Schritt in q' übergehen und Z durch α ersetzen.*

Spezialfälle:

POP-Operation:	$\alpha = \epsilon$.
	Das oberste kellerzeichen Z wird entfernt.
PUSH-Operation:	$\alpha = Z'Z$.
	Z' wird als neues oberstes Kellerzeichen gePUSHt.
ϵ-Übergang	$a = \epsilon$.
	Ohne Lesen eines Eingabezeichens.

Aufgabe: Jeder Schritt kann durch eine Sequenz von diesen drei Operationen simuliert werden. (Hilfszustände verwenden.)

Definition 4.45

Eine Konfiguration eines Kellerautomaten M ist ein Tripel (q, w, α) mit $q \in Q$, $w \in \Sigma^*$ und $\alpha \in \Gamma^*$.
Die Anfangskonfiguration von M für die Eingabe $w \in \Sigma^*$ ist (q_0, w, Z_0).

Intuitiv stellt eine Konfiguration (q, w, α) eine "Momentaufnahme" des Kellerautomaten dar:

- Der momentane Zustand ist q.
- Der noch zu lesende Teil der Eingabe ist w.
- Der aktuelle Kellerinhalt ist α (das oberste Kellerzeichen ganz links stehend).

Definition 4.46

Auf der Menge aller Konfigurationen definieren wir eine binäre Relation $\rightarrow_M$ wie folgt:

$$(q, aw, Z\alpha) \rightarrow_M \begin{cases} (q', w, \beta\alpha) & \text{falls } (q', \beta) \in \delta(q, a, Z) \\ (q', aw, \beta\alpha) & \text{falls } (q', \beta) \in \delta(q, \epsilon, Z) \end{cases}$$

Die reflexive und transitive Hülle von $\rightarrow_M$ wird mit $\rightarrow_M^*$ bezeichnet.

Intuitive Bedeutung von $(q, w, \alpha) \rightarrow_M (q', w', \alpha')$:

> *Wenn M sich in der Konfiguration (q, w, α) befindet, dann kann er in einen Schritt in die Nachfolgerkonfiguration (q', w', α') übergehen.*

Achtung: eine Konfiguration kann mehrere Nachfolger haben (Nichtdeterminismus!)

Definition 4.47

- Ein PDA M akzeptiert $w \in \Sigma^*$ mit Endzustand gdw

$$(q_0, w, Z_0) \to_M^* (f, \epsilon, \gamma) \text{ für ein } f \in F,\ \gamma \in \Gamma^*.$$

$$L_F(M) := \{w \mid \exists f \in F, \gamma \in \Gamma^*.\ (q_0, w, Z_0) \to_M^* (f, \epsilon, \gamma)\}$$

- Ein PDA M akzeptiert $w \in \Sigma^*$ mit leeren Keller gdw

$$(q_0, w, Z_0) \to_M^* (q, \epsilon, \epsilon) \text{ für ein } q \in Q.$$

$$L_\epsilon(M) := \{w \mid \exists q \in Q.\ (q_0, w, Z_0) \to_M^* (q, \epsilon, \epsilon)\}$$

Konvention: Wir blenden die F-Komponente von M aus, wenn wir nur an $L_\epsilon(M)$ interessiert sind.

Beispiel 4.48

Die Sprache $L = \{ww^R \mid w \in \{0,1\}^*\}$ wird vom PDA

$$M = (\{p,q,r\},\ \{0,1\},\{0,1,Z_0\},p,\ Z_0,\ \delta,\ \{r\})$$

$$\begin{array}{lcll}
\delta(p,a,Z) & = & \{(p,\ aZ)\} & \text{für } a \in \{0,1\},\ Z \in \{0,1,Z_0\} \\
\delta(p,\epsilon,Z) & = & \{(q,\ Z)\} & \text{für } Z \in \{0,1,Z_0\} \\
\delta(q,a,a) & = & \{(q,\ \epsilon\ )\} & \text{für } a \in \{0,1\} \\
\delta(q,\epsilon,Z_0) & = & \{(r,\ \epsilon)\} &
\end{array}$$

sowohl mit Endzustand als auch mit leerem Keller akzeptiert.

Bsp: $(p, 110011, Z_0) \to_M^* (r, \epsilon, \epsilon)$.

Ziel:

Akzeptanz durch Endzustände und leeren Keller gleich mächtig.

Satz 4.49 (Endzustand $\rightarrow$ leerer Keller)

Zu jedem PDA $M = (Q, \Sigma, \Gamma, q_0, Z_0, \delta, F)$ kann man in linearer Zeit einen PDA $M' = (Q', \Sigma, \Gamma', q_0', Z_0', \delta')$ konstruieren mit $L_F(M) = L_\epsilon(M')$.

Ziel:

$$(q_0, w, Z_0) \rightarrow_M^* (f, \epsilon, \gamma) \quad \Leftrightarrow \quad (q_0', w, Z_0') \rightarrow_{M'}^* (q, \epsilon, \epsilon)$$

Beweisskizze:

M' (mit leerem Keller) simuliert M (mit Endzustand). Zusätzlich:

- Sobald M einen Endzustand erreicht, darf M' den Keller leeren (im neuen Zustand $\bar{q}$).
- Um zu verhindern, dass der Keller von M' leer wird, ohne dass M in einem Endzustand ist, führen wir ein neues Kellersymbol Z_0' ein.

$$\begin{aligned} Q' &:= Q \uplus \{\bar{q}, q_0'\} \\ \Gamma' &:= \Gamma \uplus \{Z_0'\} \end{aligned}$$

Wir erweitern δ zu δ':

$$\begin{aligned} \delta'(q_0', \epsilon, Z_0') &= \{(q_0, Z_0 Z_0')\} \\ \delta'(q, b, Z) &= \delta(q, b, Z) && \text{für } q \in Q \setminus F,\ b \in \Sigma \cup \{\epsilon\},\ Z \in \Gamma \\ \delta'(f, a, Z) &= \delta(f, a, Z) && \text{für } f \in F,\ a \in \Sigma,\ Z \in \Gamma \\ \delta'(f, \epsilon, Z) &= \delta(f, \epsilon, Z) \cup \{(\bar{q}, \epsilon)\} && \text{für } f \in F,\ Z \in \Gamma' \\ \delta'(\bar{q}, \epsilon, Z) &= \{(\bar{q}, \epsilon)\} && \text{für } Z \in \Gamma' \end{aligned}$$

□

Satz 4.50 (Leerer Keller $\rightarrow$ Endzustand)

Zu jedem PDA $M = (Q, \Sigma, \Gamma, q_0, Z_0, \delta)$ kann man in linearer Zeit einen PDA $M' = (Q', \Sigma, \Gamma', q_0', Z_0', \delta', F)$ konstruieren mit $L_\epsilon(M) = L_F(M')$.

Beweisskizze:

M' (mit Endzustand) simuliert M (mit leerem Keller). Zusätzlich:

- M' schreibt am Anfang Z_0 (das unterste Kellerzeichen von M) auf den Keller, 'uber Z_0'.
- Sobald M' auf dem Keller Z_0' wieder findet, ist der Keller von M leer, und M' geht in den (neuen) Endzustand f.

$$
\begin{array}{lcl}
Q' & := & Q \uplus \{q_0', f\} \\
\Gamma' & := & \Gamma \uplus \{Z_0'\} \\
F & := & \{f\}
\end{array}
$$

$$
\begin{array}{lcll}
\delta'(q_0', \epsilon, Z_0') & = & \{(q_0, Z_0 Z_0')\} & \\
\delta'(q, b, Z) & = & \delta(q, b, Z) & \text{für } q \in Q,\ b \in \Sigma \cup \{\epsilon\},\ Z \in \Gamma \\
\delta'(q, \epsilon, Z_0') & = & \{(f, Z_0')\} & \text{für } q \in Q
\end{array}
$$

□

Die folgenden Sätze erleichtern Beweise über Berechnungen von PDAs.

Lemma 4.51 (Erweiterungslemma)

$$(q, u, \alpha) \to_M^n (q', u', \alpha') \implies (q, uv, \alpha\beta) \to_M^n (q', u'v, \alpha'\beta)$$

Beweis:

Nach Definition von $\to_M$ gilt

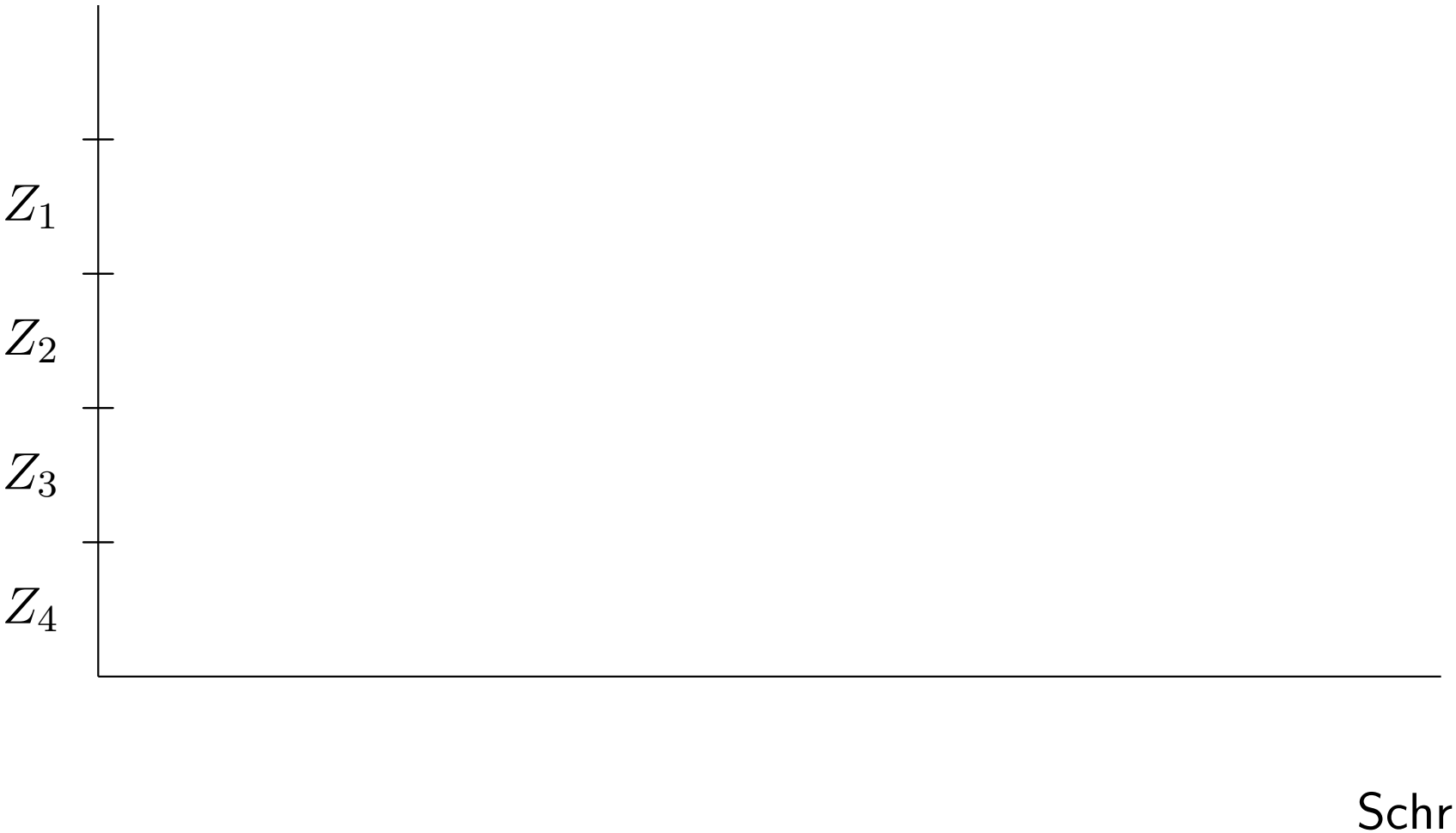
$$\begin{aligned}&(q_i, u_i, \alpha_i) \to_M (q_{i+1}, u_{i+1}, \alpha_{i+1}) \implies \\ &(q_i, u_i v, \alpha_i \beta) \to_M (q_{i+1}, u_{i+1} v, \alpha_{i+1} \beta)\end{aligned}$$

Mit Induktion über n folgt die Behauptung. □

Gilt die Umkehrung, zB

$$(q_1, aa, XZ) \to_M^* (q_3, \epsilon, YZ) \implies (q_1, aa, X) \to_M^* (q_3, \epsilon, Y) \ ?$$

Keller



Satz 4.52 (Zerlegungssatz)

Wenn $(q, w, Z_{1\ldots k}) \to_M^n (q', \epsilon, \epsilon)$
dann gibt es u_i, p_i, n_i, *so dass*

$$(p_{i-1}, u_i, Z_i) \to_M^{n_i} (p_i, \epsilon, \epsilon) \qquad (i = 1, \ldots, k)$$

und $w = u_1 \ldots u_k$, $p_0 = q$, $p_k = q'$, $\sum n_i = n$.

Beweis: Mit Induktion über n. Basis trivial.

Schritt: Eine Berechnung der Länge $n+1$ hat die Form

$$(q, bw', Z_{1\ldots k}) \to_M (p, w', Y_{1\ldots l} Z_{2\ldots k}) \to_M^n (q', \epsilon, \epsilon)$$

IA $\Rightarrow \exists v_j, r_j, m_j$ $(j = 1, \ldots, l)$, $\exists u_i, p_i, n_i$ $(i = 2, \ldots, k)$ mit

$$(r_{j-1}, v_j, Y_j) \to_M^{m_j} (r_j, \epsilon, \epsilon) \qquad (p_{i-1}, u_i, Z_i) \to_M^{n_i} (p_i, \epsilon, \epsilon)$$

und $w' = v_{1\ldots l} u_{2\ldots k}$, $r_0 = p$, $r_l = p_1$, $p_k = q'$, $\sum m_j + \sum n_i = n$.

Mit Erweiterungslemma: $(r_{j-1}, v_{j\ldots l}, Y_{j\ldots l}) \to_M^{m_j} (r_j, v_{j+1\ldots l}, Y_{j+1\ldots l})$

$\Rightarrow (r_0, v_{1\ldots l}, Y_{1\ldots l}) \to_M^{n_1 - 1} (r_l, \epsilon, \epsilon)$ wobei $n_1 := 1 + \sum m_j$.

Aus $(q, bv_{1\ldots l}, Z_1) \to_M (p, v_{1\ldots l}, Y_{1\ldots l})$ folgt $(p_0, u_1, Z_1) \to_M^{n_1} (p_1, \epsilon, \epsilon)$
wobei $p_0 := q$, $u_1 := bv_{1\ldots l}$, $p_1 := r_l$.

Damit auch $w = bw' = bv_{1\ldots l} u_{2\ldots k} = u_{1\ldots k}$ und $\sum n_i = n + 1$. □

4.9 Äquivalenz von PDAs und CFGs

Satz 4.53 (CFG $\rightarrow$ PDA)

Zu jeder CFG G kann man einen PDA M konstruieren, der mit leerem Stack akzeptiert, so dass $L_\epsilon(M) = L(G)$.

Konstruktion:

Zuerst bringen wir alle Produktionen von G in die Form

$$A \rightarrow bB_1 \dots B_k$$

wobei $b \in \Sigma \cup \{\epsilon\}$.

Methode: Für jedes $a \in \Sigma$

1. füge ein neues A_a zu V hinzu,
2. ersetze a rechts in P durch A_a (außer am Kopfende),
3. füge eine neue Produkion $A_a \rightarrow a$ hinzu.

Alle Produktionen in $G = (V, \Sigma, P, S)$ haben jetzt die Form

$$A \to bB_1 \dots B_k$$

Der PDA wird wie folgt definiert:

$$M \quad := \quad (\{q\},\, \Sigma,\, V,\, q, S,\, \delta)$$

wobei

$$(A \to b\beta) \in P \implies \delta(q, b, A) \ni (q, \beta)$$

also für alle $b \in \Sigma \cup \{\epsilon\}$ und $A \in V$:

$$\delta(q, b, A) := \{(q, \beta) \mid (A \to b\beta) \in P\}$$

Lemma 4.54

Für alle $u, v \in \Sigma^*$ *und* $\gamma \in V^*$ *und* $A \in V$ *gilt:*

$$A \to_G^n u\gamma \text{ mit Linksableitung gdw } (q, uv, A) \to_M^n (q, v, \gamma)$$

Beweis:

Mit Induktion über n. Basis $n = 0$ trivial. Schritt:

$$A \to_G^{n+1} u\gamma$$
$$\Leftrightarrow$$
$$\exists (B \to b\beta) \in P, w, \alpha.\ A \to_G^n wB\alpha \to_G wb\beta\alpha = u\gamma$$
$$(\text{dh } wb = u, \beta\alpha = \gamma)$$
$$\Leftrightarrow$$
$$(q, wbv, A) \to_M^n (q, bv, B\alpha) \wedge (q, bv, B\alpha) \to_M (q, v, \beta\alpha)$$
$$\Leftrightarrow$$
$$(q, uv, A) \to_M^{n+1} (q, v, \gamma)$$

□

$A \to_G^n u\gamma$ mit Linksableitung gdw $(q, uv, A) \to_M^n (q, v, \gamma)$

Satz 4.55
$L(G) = L_\epsilon(M)$

Beweis:

$u \in L(G)$

$\Leftrightarrow S \to_G^* u$ mit Linksableitung

$\Leftrightarrow (q, u, S) \to_M^* (q, \epsilon, \epsilon)$

$\Leftrightarrow u \in L_\epsilon(M)$ □

Satz 4.56 (PDA $\to$ CFG)

Zu jedem PDA $M = (Q, \Sigma, \Gamma, q_0, Z_0, \delta)$, der mit leerem Keller akzeptiert, kann man eine CFG G konstruieren mit $L(G) = L_\epsilon(M)$.

Konstruktion: $G := (V, \Sigma, P, S)$ mit

$V := Q \times \Gamma \times Q \cup \{S\}$ wobei wir die Tripel mit $[.,.,.]$ notieren

und P die folgenden Produktionen enthält:

- $S \to [q_0, Z_0, q]$ für alle $q \in Q$
- Für alle $\delta(q, b, Z) \ni (r_0, Z_1 \dots Z_k)$ und für alle $r_1, \dots, r_k \in Q$:

$$[q, Z, r_k] \to b[r_0, Z_1, r_1][r_1, Z_2, r_2] \dots [r_{k-1}, Z_k, r_k]$$

Idee: $[q, Z, r_k] \to_G^* w$ gdw $(q, w, Z) \to_M^* (r_k, \epsilon, \epsilon)$

Die $r_1, \dots, r_k$ sind potenzielle Zwischenzustände beim Akzeptieren der Teilwörter von $bu_1 \dots u_k = w$, die zu $Z_1, \dots, Z_k$ gehören. (Zerlegungssatz!)

Lemma 4.57

$[q, Z, p] \to_G^n w$ *gdw* $(q, w, Z) \to_M^n (p, \epsilon, \epsilon)$

Beweis:

($\Rightarrow$): Wenn $[q, Z, p] \to_G^n w$ dann $(q, w, Z) \to_M^n (p, \epsilon, \epsilon)$.
Mit Induktion über n.
IA: Beh. gilt für alle Werte $< n$. Zz: Beh. gilt für n.
Die Ableitung $[q, Z, p] \to_G^n w$ muss von folgender Form sein:

$$\begin{array}{lll} [q, Z, r_k] & \to_G & b[r_0, Z_1, r_1] \dots [r_{k-1}, Z_k, r_k] \\ & \to_G^{n-1} & bu_1 \dots u_k = w \end{array}$$

mit $r_k = p$, $(r_0, Z_1 \dots Z_k) \in \delta(q, b, Z)$,
$[r_{i-1}, Z_i, r_i] \to_G^{n_i} u_i$ $(i = 1, \dots, k)$ und $\sum n_i = n - 1$.
IA $\Rightarrow (r_{i-1}, u_i, Z_i) \to_M^{n_i} (r_i, \epsilon, \epsilon)$
Erweiterungslemma
$\Rightarrow (r_{i-1}, u_i \dots u_k, Z_i \dots Z_k) \to_M^{n_i} (r_i, u_{i+1} \dots u_k, Z_{i+1} \dots Z_k)$
$\Rightarrow (q, w, Z) \to_M (r_0, u_1 \dots u_k, Z_1 \dots Z_k) \to_M^{n-1} (r_k, \epsilon, \epsilon)$ □

Beweis (Forts.):

($\Leftarrow$): Wenn $(q, w, Z) \to_M^n (p, \epsilon, \epsilon)$ dann $[q, Z, p] \to_G^n w$.
Mit Induktion über n.
IA: Beh. gilt für alle Werte $< n$. Zz: Beh. gilt für n.
Die Berechnung $(q, w, Z) \to_M^n (p, \epsilon, \epsilon)$ muss von dieser Form sein:

$$(q, w, Z) \to_M (r_0, w', Z_1 \dots Z_k) \to_M^{n-1} (p, \epsilon, \epsilon)$$

mit $w = bw'$, $(r_0, Z_1 \dots Z_k) \in \delta(q, b, Z)$.
Nach dem Zerlegungssatz muss es r_i, u_i und n_i geben mit

$$(r_{i-1}, u_i, Z_i) \to_M^{n_i} (r_i, \epsilon, \epsilon) \qquad (i = 1, \dots, k)$$

und $w' = u_1 \dots u_k$, $\sum n_i = n - 1$.

$$\begin{array}{lcll} \text{IA} & \Rightarrow & [r_{i-1}, Z_i, r_i] \to_G^{n_i} u_i & \\ & \Rightarrow & [q, Z, p] & \to_G \quad b[r_0, Z_1, r_1] \dots [r_{k-1}, Z_k, r_k] \\ & & & \to_G^{n-1} \quad bu_1 \dots u_k = w \end{array}$$

□

Damit haben wir bewiesen:

Satz 4.58

Eine Sprache ist kontextfrei gdw sie von einem Kellerautomaten akzeptiert wird.

4.10 Deterministische Kellerautomaten

Definition 4.59

Ein PDA heißt deterministisch (DPDA) gdw für alle $q \in Q$, $a \in \Sigma$ und $Z \in \Gamma$

$$|\delta(q, a, Z)| + |\delta(q, \epsilon, Z)| \leq 1$$

Beispiel 4.60

Der folgende DPDA mit $\Sigma = \{0, 1, \$\}$, $\Gamma = \{Z_0, 0, 1\}$ akzeptiert die Sprache $\{w\$w^R \mid w \in \{0, 1\}^*\}$.

Definition 4.61

Eine CFL heißt deterministisch (DCFL) gdw sie von einem DPDA akzeptiert wird.

Man kann zeigen: Die CFL $\{ww^R \mid w \in \{0,1\}^*\}$ ist nicht deterministisch.

Da man jeden DFA leicht mit einem DPDA simulieren kann:

Fakt 4.62

Jede reguläre Sprache ist eine DCFL.

Eine Sprache erfüllt die Präfix Bedingung gdw wenn sie keine zwei Wörter enthält, so dass das eine ein *echtes* Präfix des anderen ist.

Beispiel 4.63

- Die Sprache a^* erfüllt die Präfix Bedingung nicht.
- Die Sprache $\{w\$w^R \mid w \in \{0,1\}^*\}$ erfüllt die Präfix Bedingung.

Lemma 4.64

$\exists$*DPDA* M. $L = L_\epsilon(M) \quad \Leftrightarrow$
$\exists$*DPDA* M. $L = L_F(M)$ *und* L *erfüllt die Präfix Bedingung*

Beweis: Übung!

Es gibt also einen DPDA M mit $L_F(M) = L(a^*)$ aber keinen DPDA mit $L_\epsilon(M) = L(a^*)$.
Im Folgenden: Akzeptanz durch Endzustand.

Satz 4.65

Die Klasse der DCFLs ist unter Komplement abgeschlossen.

Beweis: Komplex. Siehe zB Erk&Priese oder Kozen.

Da die CFLs *nicht* unter Komplement abgeschlossen sind:

Korollar 4.66

Die DCFLs sind eine echte Teilklasse der CFLs.

Hier ist eine konkrete Sprache in CFL\DCFL:
Sei $L_{ww} := \{ww \mid w \in \{a,b\}^*\}$.
Dann ist $L := \{a,b\}^* \setminus L_{ww}$ eine CFL aber keine DCFL.
L wird von folgender CFG erzeugt (ohne Beweis):

$$S \to AB \mid BA \mid A \mid B$$

$$A \to CAC \mid a \qquad B \to CBC \mid b \qquad C \to a \mid b$$

Wäre L eine DCFL, dann auch $\overline{L} = L_{ww}$ (wegen Satz **??**).
Aber mit dem Pumping Lemma kann man zeigen, dass L_{ww} keine CFL ist, und daher erst recht keine DCFL.

Lemma 4.67

Die Klasse der DCFLs ist weder unter Schnitt noch unter Vereinigung abgeschlossen.

Beweis:

Erinnerung: CFLs nicht unter Schnitt abgeschlossen:

$$\begin{aligned} L_1 &:= \{a^i b^i c^j \mid i,j \in \mathbb{N}\} \text{ ist kontextfrei} \\ L_2 &:= \{a^i b^j c^j \mid i,j \in \mathbb{N}\} \text{ ist kontextfrei} \\ L_1 \cap L_2 &= \{a^i b^i c^i \mid i \in \mathbb{N}\} \text{ ist nicht kontextfrei} \end{aligned}$$

Aber L_1 und L_2 sind sogar DCFLs.

Da $L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}}$ können die DCFLs auch nicht unter Vereinigung abgeschlossen sein. □

Lemma 4.68

Jede DCFL ist nicht inhärent mehrdeutig, dh sie wird von einer nicht-mehrdeutigen Grammatik erzeugt.

Beweisidee: Die Konversion PDA $\rightarrow$ CFG erzeugt aus einem DPDA eine nicht-mehrdeutige CFG. [HMU]

Satz 4.69

Das Wortproblem für DCFLs ist in linearer Zeit lösbar.

Mehr Information: Vorlesungen zum Übersetzerbau

4.11 Tabellarischer Überblick

Abschlusseigenschaften

	Schnitt	Vereinigung	Komplement	Produkt	Stern
Regulär	ja	ja	ja	ja	ja
DCFL	nein	nein	ja	nein	nein
CFL	nein	ja	nein	ja	ja

Entscheidbarkeit

	Wortproblem	Leerheit	Äquivalenz	Schnittproblem
DFA	$O(n)$	ja	ja	ja
DPDA	$O(n)$	ja	ja	nein(*)
CFG	$O(n^3)$	ja	nein(*)	nein(*)

Sénizergues (1997), Stirling (2001)

(*) Vorschau

5. Berechenbarkeit, Entscheidbarkeit

Überblick:

- Was kann man berechnen? Dh:
  - Welche Funktionen kann man in endlicher Zeit berechnen?
  - Welche Eigenschaften von Objekten können in endlicher Zeit entschieden werden?
- Mit welchen Sprachen/Maschinen?
- Was kann man in polynomieller Zeit berechnen?

5.1 Der Begriff der Berechenbarkeit

Eine Funktion $f : \mathbb{N}^k \to \mathbb{N}$ ist intuitiv berechenbar, wenn es einen Algorithmus gibt, der bei Eingabe $(n_1, \ldots, n_k) \in \mathbb{N}^k$

- nach endlich vielen Schritten mit Ergebnis $f(n_1, \ldots, n_k)$ hält, falls $f(n_1, \ldots, n_k)$ definiert ist,
- und nicht terminiert, falls $f(n_1, \ldots, n_k)$ nicht definiert ist.

Was bedeutet „Algorithmus“? Assembler? C? Java? OCaml? Macht es einen Unterschied?

Terminologie: Eine Funktion $f : A \to B$ ist

total	gdw $f(a)$ für alle $a \in A$ definiert ist.
partiell	gdw $f(a)$ auch undefiniert sein kann.
echt partiell	gdw sie nicht total ist.

Beispiel 5.1

Jeder Algorithmus berechnet eine partielle Funktion.
Der Algorithmus

```
input(n);
while true do ;
```

berechnet die überall undefinierte Funktion, dh $\emptyset \subset \mathbb{N} \to \mathbb{N}$.

Beispiel 5.2

Ist die Funktion

$$f_1(n) := \begin{cases} 1 & \text{falls } n \text{ als Ziffernfolge Anfangsstück der Dezimalbruchentwicklung von } \pi \text{ ist} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

berechenbar? (Bsp: $f_1(31415) = 1$ aber $f_1(315) = 0$)

Ja, denn es Algorithmen gibt, die π iterativ auf beliebig viele Dezimalstellen genau berechnet werden.

Beispiel 5.3

Ist die Funktion

$$f_2(n) := \begin{cases} 1 & \text{falls } n \text{ als Ziffernfolge irgendwo in der Dezimalbruchentwicklung von } \pi \text{ vorkommt} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

berechenbar? (Bsp: $f_2(415) = 1$)

Unbekannt!

Durch schrittweise Approximation und Suche in der Dezimalbruchentwicklung von π kann man feststellen, dass n vorkommt. Aber wie stellt man fest, dass n *nicht* vorkommt? Nichttermination statt 0!

Vielleicht gibt es aber einen (noch zu findenden) mathematischen Satz, der genaue Aussagen über die in π vorkommenden Ziffernfolgen macht.

Beispiel 5.4

Ist die Funktion

$$f_3(n) := \begin{cases} 1 & \text{falls } \underbrace{00\ldots00}_{10^9 \text{Nullen}} \\ & \text{in der Dezimalbruchentwicklung von } \pi \text{ vorkommt} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

berechenbar?

Ja, denn f_3 ist entweder die konstante Funktion, die 1 für alle $n \geq 0$ zurückgibt, oder die konstante Funktion, die 0 für alle $n \geq 0$ zurückgibt. Beide sind berechenbar.

Dies ist ein nicht-konstruktiver Beweis:
Wir wissen, es gibt einen Algorithmus, der f_3 berechnet,
aber wir wissen nicht, welcher.

Beispiel 5.5

Ist die Funktion

$$f_4(n) := \begin{cases} 1 & \text{falls mindestens } n \text{ mal hintereinander irgendwo in der Dezimalbruchentwicklung von } \pi \text{ eine 0 vorkommt} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

berechenbar?

Ja, denn

- entweder kommt 0^n für beliebig große n vor, dann ist $f_3(n) = 1$ für alle n,
- oder es gibt eine längste vorkommende Sequenz 0^m, dann ist $f_3(n) = 1$ für $n \leq m$ und $f_3(n) = 0$ sonst.

Beide Funktionen sind berechenbar.

Wieder ein nicht-konstruktiver Beweis.

Annahme:

Algorithmen können als Wörter über ein endliches Alphabet kodiert werden.

Gilt insbesondere für alle bekannten Programmiersprachen.

Satz 5.6

Es gibt nicht-berechenbare Funktionen $\mathbb{N} \to \{0, 1\}$.

Beweis:

Es gibt nur abzählbar viele Algorithmen, aber überabzählbar viele Funktionen in $\mathbb{N} \to \{0, 1\}$. □

Erinnerung: Eine Menge M ist abzählbar falls es eine injektive Funktion $M \to \mathbb{N}$ gibt.

Äquivalente Definitionen :

- Entweder gibt es eine Bijektion $M \to \{0, \ldots, n\}$ für ein $n \in \mathbb{N}$, oder eine Bijektion $M \to \mathbb{N}$.
- Es gibt eine Nummerierung der Elemente von M.

Eine Menge ist überabzählbar wenn sie nicht abzählbar ist.

Lemma 5.7

Σ^* ist abzählbar (falls Σ endlich).

Beweis:

Durch Beispiel:

$$\begin{array}{lcl} \{0,1\}^* & = & \{\epsilon,\ 0,\ 1,\ 00,\ 01,\ 10,\ 11,\ 000,\ldots\} \\ \mathbb{N} & = & \{0,\ 1,\ 2,\ 3,\ 4,\ 5,\ 6,\ 7,\ldots\} \end{array}$$

□

$\Longrightarrow$ Die Menge der Algorithmen ist abzählbar.

Satz 5.8

Die Menge aller Funktionen $\mathbb{N} \to \{0,1\}$ ist überabzählbar.

Beweis:

Indirekt. Nimm an, die Menge der Funktionen sei abzählbar.

	0	1	2	3	$\ldots$
f_0	0	1	1	0	$\ldots$
f_1	1	0	0	0	$\ldots$
f_2	0	0	1	0	$\ldots$
f_3	0	0	1	0	$\ldots$
$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$	$\ddots$

Eine Funktion f, die nicht in der Tabelle ist: ¬Diagonale!

f	1	1	0	0	$\ldots$

Widerspruch!

Formal: Sei $f(i) := 1 - f_i(i)$. Dann $f \neq f_i$ für alle i, da $f(i) \neq f_i(i)$. □

Satz 5.9

Wenn Algorithmen als endliche Wörter kodiert werden können, dann gibt es unberechenbare Funktionen $\mathbb{N} \to \{0,1\}$.

Beweis:

Sei $\mathcal{F}$ die Menge aller Funktionen $\mathbb{N} \to \{0,1\}$.
Sei $\mathcal{A}$ die Menge der Wörter, die Algorithmen kodieren.
Beweis durch Widerspruch.
Annahme: Alle Funktionen von $\mathcal{F}$ sind berechenbar.
Da $\mathcal{A}$ abzählbar ist (Lemma **??**), gibt es eine injektive Funktion $anum\colon \mathcal{A} \to \mathbb{N}$.
Definiere $fnum\colon \mathcal{F} \to \mathbb{N}$ durch

$$fnum(f) = \min\{anum(a) \mid a \text{ berechnet } f\ \}$$

$fnum$ is injektiv: Wenn $fnum(f_1) = fnum(f_2)$ dann gibt es einen Algorithmus der sowohl f_1 wie auch f_2 berechnet und so $f_1 = f_2$.
Aber dann ist $\mathcal{F}$ abzählbar. Widerspruch zu Satz **??** □

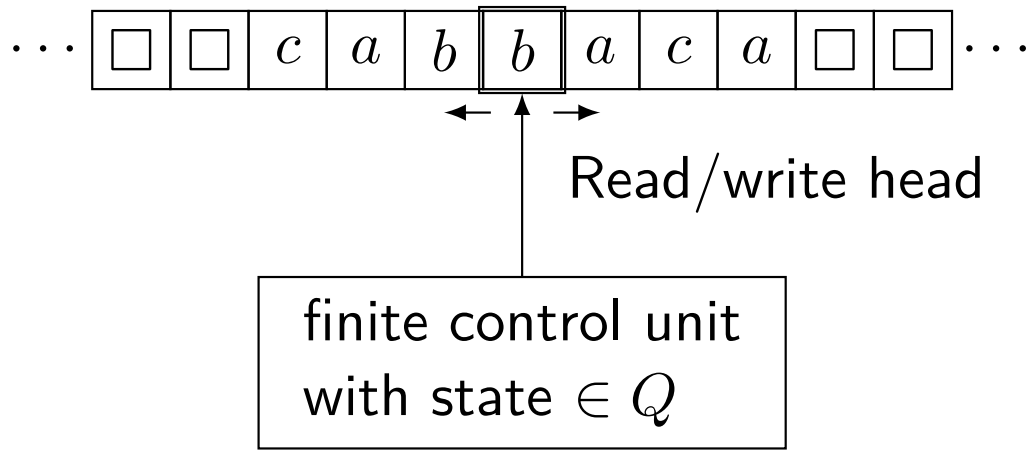
Verschiedene Formalisierungen des Begriffs der Berechenbarkeit:

- Turing-Maschinen (Turing 1936)
- λ-Kalkül (Church 1936)
- μ-rekursive Funktionen
- Markov-Algorithmen
- Registermaschinen
- Awk, Basic, C, Dylan, Eiffel, Fortran, Java, Lisp, Modula, Oberon, Pascal, Python, Ruby, Simula, TEX, . . .-Programme
- while-Programme
- goto-Programme
- DNA-Algorithmen
- Quantenalgorithmen
- . . .

Es wurde bewiesen: Alle diese Beschreibungsmethoden sind in ihrer Mächtigkeit äquivalent.

Churchsche These / Church-Turing These
Der formale Begriff der Berechenbarkeit mit Turing-Maschinen (bzw λ-Kalkül etc) stimmt mit dem intuitiven Berechenbarkeitsbegriff überein.

Die Church-Turing-These ist keine formale Aussage und so nicht beweisbar. Sie wird jedoch allgemein akzeptiert.


Tape
$\cdots$ $\square$ $\square$ c a b b a c a $\square$ $\square$ $\cdots$
Read/write head
finite control unit
with state $\in Q$

Definition 5.10

Eine Turingmaschine (TM) ist ein 7-Tupel $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, \square, F)$ so dass

- Q ist eine endliche Menge von Zuständen.
- Σ ist eine endliche Menge, das Eingabealphabet.
- Γ ist eine endliche Menge, das Bandalphabet, mit $\Sigma \subset \Gamma$
- $\delta : Q \times \Gamma \to Q \times \Gamma \times \{L, R, N\}$ ist die Übergangsfunktion. δ darf partiell sein.
- $q_0 \in Q$ ist der Startzustand.
- $\square \in \Gamma \setminus \Sigma$ ist das Leerzeichen.
- $F \subseteq Q$ ist die Menge der akzeptierenden oder Endzustände.

Annahme: $\delta(q, a)$ is nicht definiert für alle $q \in F$ und $a \in \Gamma$.

Eine nichtdeterministische Turingmaschine hat eine Übergangsfunktion $\delta : Q \times \Gamma \to \mathcal{P}(Q \times \Gamma \times \{L, R, N\})$.

Intuitiv bedeutet $\delta(q, a) = (q', b, D)$:

- Wenn sich M im Zustand q befindet,
- und auf dem Band a liest,
- so geht M im nächsten Schritt in den Zustand q' über,
- überschreibt a mit b,
- und bewegt danach den Schreib-/Lesekopf nach rechts (falls $D = R$), nach links (falls $D = L$), oder nicht (falls $D = N$).

Definition 5.11

Eine Konfiguration einer Turingmaschine ist ein Tripel $(\alpha, q, \beta) \in \Gamma^* \times Q \times \Gamma^*$.

Dies modelliert

- Bandinhalt: $\ldots \square\alpha\beta\square \ldots$
- Zustand: q
- Kopf auf dem ersten Zeichen von $\beta\square$

Die Startkonfiguration der Turingmaschine bei Eingabe $w \in \Sigma^*$ ist (ϵ, q_0, w).

Die Berechnung der TM M wird als Relation $\rightarrow_M$ auf Konfigurationen formalisiert. Falls $\delta(q, \mathit{first}(\beta)) = (q', c, D)$:

$$(\alpha, q, \beta) \rightarrow_M \begin{cases} (\alpha, q', c\ \mathit{rest}(\beta)) & \text{falls } D = N \\ (\alpha c, q', \mathit{rest}(\beta)) & \text{falls } D = R \\ (\mathit{butlast}(\alpha), q', \mathit{last}(\alpha)\ c\ \mathit{rest}(\beta)) & \text{falls } D = L \end{cases}$$

wobei

$$\begin{array}{ll} \mathit{first}(aw) = a & \mathit{first}(\epsilon) = \square \\ \mathit{rest}(aw) = w & \mathit{rest}(\epsilon) = \epsilon \\ \mathit{last}(wa) = a & \mathit{last}(\epsilon) = \square \\ \mathit{butlast}(wa) = w & \mathit{butlast}(\epsilon) = \epsilon \end{array}$$

für $a \in \Gamma$ und $w \in \Gamma^*$.

Falls M nichtdeterministisch ist: $\delta(q, \mathit{first}(\beta)) \ni (q', c, D)$

Beispiel 5.12 (Unär +1)

$$M = (\{q, f\}, \{1\}, \{1, \Box\}, \delta, q, \Box, \{f\})$$

$$\begin{aligned} \delta(q, \Box) &= (f, 1, N) \\ \delta(q, 1) &= (q, 1, R) \end{aligned}$$

- Beispiellauf:

$$(\epsilon, q, 11) \rightarrow_M$$

Beispiel 5.13 (Binär +1)

ZB $1011 \mapsto 1100$

$$M = (\{q_0, q_1, q_2, q_f\}, \{0, 1\}, \{0, 1, \square\}, \delta, q_0, \square, \{q_f\})$$

wobei

$$\begin{array}{lll}
\delta(q_0, 0) = (q_0, 0, R) & \delta(q_1, 1) = (q_1, 0, L) & \delta(q_2, 0) = (q_2, 0, L) \\
\delta(q_0, 1) = (q_0, 1, R) & \delta(q_1, 0) = (q_2, 1, L) & \delta(q_2, 1) = (q_2, 1, L) \\
\delta(q_0, \square) = (q_1, \square, L) & \delta(q_1, \square) = (q_f, 1, N) & \delta(q_2, \square) = (q_f, \square, R)
\end{array}$$

Beispiellauf:

$(\epsilon, q_0, 101) \to_M (1, q_0, 01) \to_M (10, q_0, 1) \to_M (101, q_0, \epsilon) \to_M$
$(10, q_1, 1\square) \to_M (1, q_1, 00\square) \to_M$
$(\epsilon, q_2, 110\square) \to_M (\epsilon, q_2, \square 110\square) \to_M$
$(\square, q_f, 110\square)$

Definition 5.14

Eine Turingmaschine M akzeptiert die Sprache

$$L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid \exists q \in F, \alpha, \beta \in \Gamma^*.\ (\epsilon, q_0, w) \to_M^* (\alpha, q, \beta)\}$$

Eine Funktion $f : \mathbb{N}^k \to \mathbb{N}$ heißt Turing-berechenbar gdw es eine Turingmaschine M gibt, so dass für alle $n_1, \ldots n_k, m \in \mathbb{N}$ gilt

$$\begin{aligned} & f(n_1, \ldots, n_k) = m \quad \Leftrightarrow \\ & \exists r \in F.\ (\epsilon, q_0, bin(n_1)\#bin(n_2)\# \ldots \#bin(n_k)) \\ & \qquad \to_M^* (\square \ldots \square, r, bin(m)\square \ldots \square) \end{aligned}$$

wobei $bin(n)$ die Binärdarstellung der Zahl n ist.

Eine Funktion $f : \Sigma^* \to \Sigma^*$ heißt Turing-berechenbar gdw es eine Turingmaschine M gibt, so dass für alle $u, v \in \Sigma^*$ gilt

$$f(u) = v \quad \Leftrightarrow \quad \exists r \in F.\ (\epsilon, q_0, u) \to_M^* (\square \ldots \square, r, v\square \ldots \square)$$

Zum Halten/Terminieren von TM

Eine TM hält wenn sie eine Konfiguration $(\alpha, q, a\beta)$ erreicht und $\delta(q, a)$ nicht definiert oder (bei nichtdetermistische TM) $\delta(q, a) = \emptyset$.

Nach Annahme hält eine TM immer, wenn sie einen Endzustand erreicht. Damit ist die von einer TM berechnete Funktion wohldefiniert.

Eine TM kann auch halten, bevor sie einen Endzustand erreicht.

Satz 5.15

Zu jeder nichtdeterministischen TM N gibt es eine deterministische TM M mit $L(N) = L(M)$.

Beweis:

M durchsucht den Baum der Berechnungen von N in *Breitensuche*, beginnend mit der Startkonfiguration (ϵ, q_0, w), eine Ebene nach der anderen.
Gibt es in dem Baum (auf Ebene n) eine Konfigurationen mit Endzustand, so wird diese (nach Zeit $O(c^n)$) gefunden. □

Satz 5.16

Die von Turingmaschinen akzeptierten Sprachen sind genau die Typ-0-Sprachen der Chomsky Hierarchie.

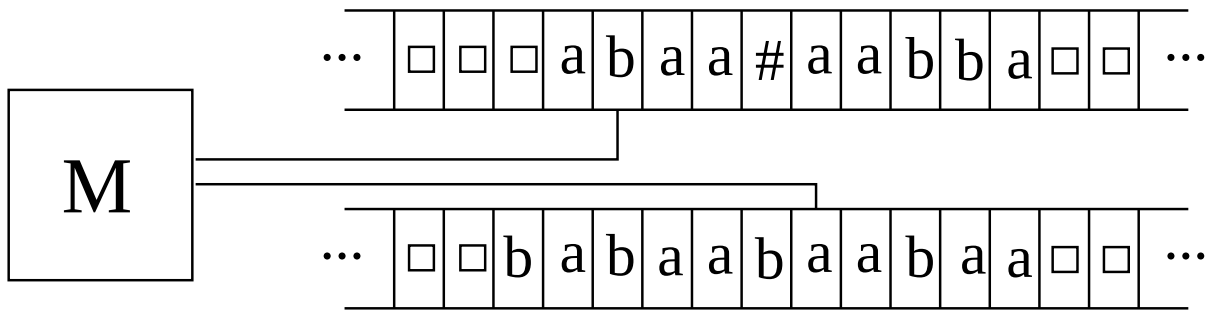
Beweis:

Wir beschreiben nur die Beweisidee. (Mehr Details: [Schöning]).

„$\Longrightarrow$“: Grammatikregeln können direkt die Rechenregeln einer TM simulieren.

„$\Longleftarrow$“: Die (nichtdeterministische) TM versucht von ihrer Eingabe aus das Startsymbol der Grammatik zu erreichen, indem sie die Produktionen der Grammatik von rechts nach links anwendet, (nichtdeterministisch) an jeder möglichen Stelle. □

Eine beliebte Modellvariante ist die k-Band-Turingmaschine:



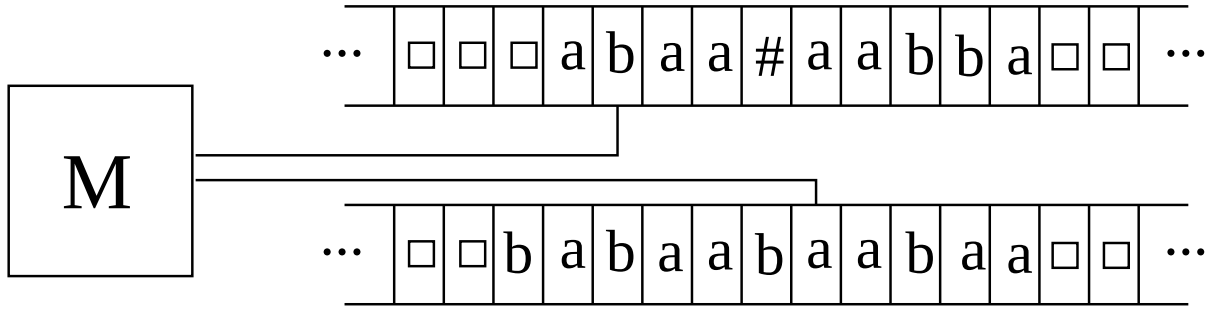
Die k Köpfe sind völlig unabhängig voneinander:

$$\delta : Q \times \Gamma^k \to Q \times \Gamma^k \times \{L, R, N\}^k$$

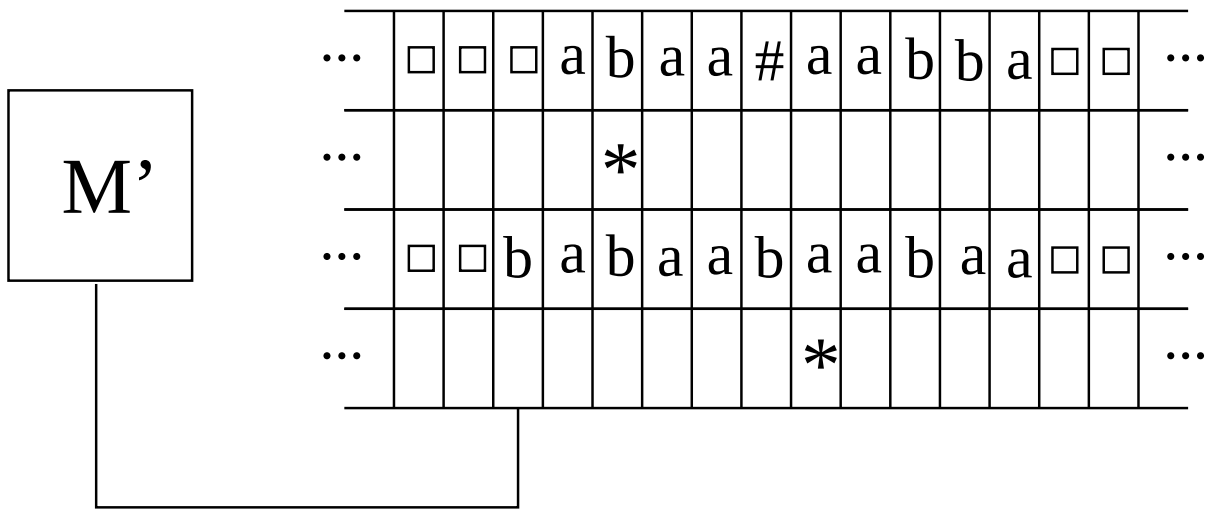
Satz 5.17

Jede k-Band-Turingmaschine kann effektiv durch eine 1-Band-TM simuliert werden.

Beweisidee: Aus



wird



Beweisskizze:

- $\Gamma' := (\Gamma \times \{\star, \square\})^k$
- M' simuliert einen M-Schritt durch mehrere Schritte: M'
  - startet mit Kopf links von allen $\star$.
  - geht nach rechts bis alle $\star$ überschritten sind, und merkt sich dabei (in Q') die Zeichen über jedem $\star$.
  - hat jetzt alle Information, um δ_M anzuwenden.
  - geht nach links über alle $\star$ hinweg und führt dabei δ_M aus.

Beobachtung:

n Schritte von M lassens sich durch
$O(n^2)$ Schritte von M' simulieren.

Denn nach n Schritten von M trennen $\leq 2n$ Felder linkesten und rechtesten Kopf. Obige Simulation eines M-Schritts braucht daher $O(n)$ M'-Schritte. Simulation von n Schritten: $O(n^2)$ Schritte.

Die folgenden Basismaschinen sind leicht programmierbar:

- Band i := Band $i + 1$
- Band i := Band $i - 1$
- Band i := 0
- Band i := Band j

Seien $M_i = (Q_i, \Sigma, \Gamma_i, \delta_i, q_i, \Box, F_i)$, $i = 1, 2$.
Die sequentielle Komposition (Hintereinanderschaltung) von M_1 und M_2 bezeichnen wir mit

$$\longrightarrow M_1 \longrightarrow M_2 \longrightarrow$$

Sie ist wie folgt definiert:

$$M := (Q_1 \cup Q_2, \Sigma, \Gamma_1 \cup \Gamma_2, \delta, q_1, \Box, F_2)$$

wobei (oE) $Q_1 \cap Q_2 = \emptyset$ und

$$\delta := \delta_1 \cup \delta_2 \cup \{(f_1, a) \mapsto (q_2, a, N) \mid f_1 \in F_1, a \in \Gamma_1\}$$

Sind f_1 und f_2 Endzustände von M so bezeichnet

$$\begin{array}{ccccc} \longrightarrow & M & \xrightarrow{f_1} & M_1 & \longrightarrow \\ & \downarrow f_2 & & & \\ & M_2 & & & \\ & \downarrow & & & \end{array}$$

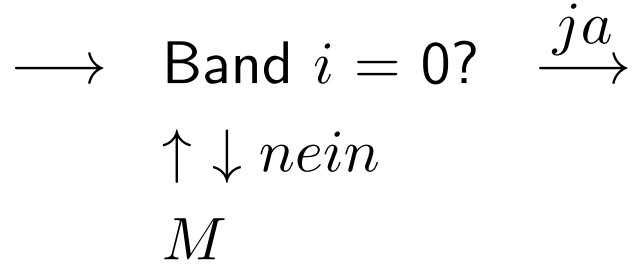
eine Fallunterscheidung, dh eine TM, die vom Endzustand f_1 von M nach M_1 übergeht, und von f_2 aus nach M_2.

Die folgende TM nennen wir „Band=0?“ (bzw „Band $i = 0$?“):

$$\begin{array}{rcll} \delta(q_0, 0) & = & (q_0, 0, R) & \\ \delta(q_0, \Box) & = & (ja, \Box, L) & \\ \delta(q_0, a) & = & (nein, a, N) & \text{für } a \neq 0, \Box \end{array}$$

wobei ja und $nein$ Endzustände sind.

Analog zur Fallunterscheidung kann man auch eine TM für eine Schleife konstruieren



die sich wie `while` Band $i \neq 0$ `do` M verhält.

Moral: Mit TM kann man imperativ programmieren:

`:=`

`;`

`if`

`while`

WHILE	$\equiv$	strukturierte Programme mit `while`-Schleifen
GOTO	$\equiv$	Assembler

Wir definieren WHILE- und GOTO-Berechenbarkeit und zeigen ihre Äquivalenz mit Turing-Berechenbarkeit.

Syntax von WHILE-Programmen:

$$
\begin{aligned}
P \quad &\to \quad X \texttt{ := } X \texttt{ + } C \\
&\mid \quad X \texttt{ := } X \texttt{ - } C \\
&\mid \quad P \texttt{ ; } P \\
&\mid \quad \texttt{IF } X = 0 \texttt{ DO } P \texttt{ ELSE } Q \texttt{ END} \\
&\mid \quad \texttt{WHILE } X \neq 0 \texttt{ DO } P \texttt{ END}
\end{aligned}
$$

wobei X eine der Variablen $x_0, x_1, \ldots$ und C eine der Konstanten $0, 1, \ldots$ sein kann.

Beispiel 5.18

`WHILE` $x_2 \neq 0$ `DO` x_1 `:=` x_0`+1 END`

Die modifizierte Differenz ist $m \dot{-} n := \begin{cases} m - n & \text{falls } m \geq n \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$

Semantik von WHILE-Programmen (informell):

x_i `:=` x_j `+` n	Neuer Wert von x_i ist $x_j + n$.
x_i `:=` x_j `-` n	Neuer Wert von x_i ist $x_j \dot{-} n$.
P_1 `;` P_2	Führe zuerst P_1 und dann P_2 aus.
`WHILE` $x_i \neq 0$ `DO` P `END`	Führe P bis die Variable x_i (wenn je) den Wert 0 annimmt.

Beispiel 5.19

`WHILE` $x_1 \neq 0$ `DO` x_2 `:=` x_2 `+` 1`;` $x_1 := x_1$ `-` 1 `END`
simuliert

Zu Beginn der Ausführung stehen die Eingaben in $x_1, \ldots, x_k$.
Alle anderen Variablen sind 0. Die Ausgabe wird in x_0 berechnet.

Syntaktische Abkürzungen („Zucker“):

x_i := x_j $\equiv$ x_i := x_j + 0

x_i := n $\equiv$ x_i := x_j + n

(x_j wird sonst nirgends benutzt)

x_i := x_j + x_k $\equiv$ x_i := x_j; x_ℓ := x_k

($i \neq k$) WHILE $x_k \neq 0$ DO

$x_i := x_i + 1$; $x_k := x_k$ - 1

END;

x_k := x_ℓ

(x_ℓ wird sonst nirgends benutzt)

x_i := x_j * x_k $\equiv$ x_i := 0; x_ℓ := x_k

($i \neq j, k$) WHILE $x_k \neq 0$ DO

$x_i := x_i + x_j$; $x_k := x_k$ - 1

END;

x_k := x_ℓ

(x_ℓ wird sonst nirgends benutzt)

DIV, MOD, IF $x = n$ THEN P END,

IF $x = n$ AND $y = m$ THEN P END ...

Definition 5.20

Eine totale Funktion $f : \mathbb{N}^k \to \mathbb{N}$ ist WHILE-berechenbar gdw es ein WHILE-Programm P gibt, so dass für alle $n_1, \ldots, n_k \in \mathbb{N}$:

P, gestartet mit $n_1, \ldots, n_k$ in $x_1, \ldots, x_k$ (0 in den anderen Var.) terminiert mit $f(n_1, \ldots, n_k)$ in x_0.

Definition 5.21

Eine partielle Funktion $f : \mathbb{N}^k \to \mathbb{N}$ ist WHILE-berechenbar gdw es ein WHILE-Programm P gibt, so dass für alle $n_1, \ldots, n_k \in \mathbb{N}$:

P, gestartet mit $n_1, \ldots, n_k$ in $x_1, \ldots, x_k$ (0 in den anderen Var.)

- terminiert mit $f(n_1, \ldots, n_k)$ in x_0, falls $f(n_1, \ldots, n_k)$ definiert ist,
- terminiert nicht, falls $f(n_1, \ldots, n_k)$ undefiniert ist.

Turingmaschinen können WHILE-Programme simulieren:

Satz 5.22 (WHILE $\rightarrow$ TM)

Jede WHILE-berechenbare Funktion ist auch Turing-berechenbar.

Beweis:
Jede Programmvariable wird auf einem eigenen Band gespeichert.
Wir haben bereits gezeigt: Alle Konstrukte der WHILE-Sprache können von einer Mehrband-TM simuliert werden, und eine Mehrband-TM kann von einer 1-Band TM simuliert werden. $\square$

Übersetzungen

Ein GOTO-Programm ist eine Sequenzen von markierten Anweisungen

$$M_1 : A_1;\ M_2 : A_2;\ \ldots;\ M_k : A_k$$

(wobei alle Marken verschieden und optional sind)

Mögliche Anweisungen A_i sind:

x_i := x_j + n
x_i := x_j - n
GOTO M_i
IF $x_i = n$ GOTO M_j
HALT

Die Semantik ist wie erwartet.

Fakt 5.23 (WHILE $\rightarrow$ GOTO)

Jedes WHILE-Programm kann durch ein GOTO-Programm simuliert werden.

Satz 5.24 (GOTO $\rightarrow$ WHILE)

Jedes GOTO-Programm kann durch ein WHILE-Programm simuliert werden.

Beweis: Simuliere $M_1 : A_1;\ M_2 : A_2;\ \ldots;\ M_k : A_k$ durch

$$
\begin{array}{l}
pc\ \texttt{:=}\ 1\texttt{;} \\
\texttt{WHILE}\ pc \neq 0\ \texttt{DO} \\
\quad \texttt{IF}\ pc = 1\ \texttt{THEN}\ P_1\ \texttt{ELSE} \\
\quad \vdots \\
\quad \texttt{IF}\ pc = k\ \texttt{THEN}\ P_k\ \texttt{ELSE}\ pc := 0 \\
\texttt{END}
\end{array}
$$

wobei $A_i \mapsto P_i$ wie folgt definiert ist:

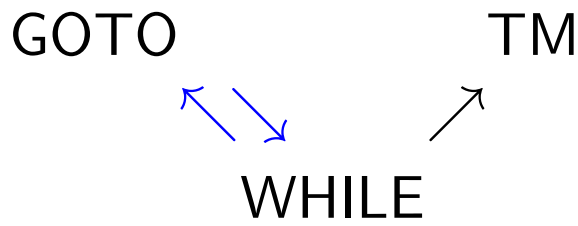
$$
\begin{array}{lcl}
x_i\ \texttt{:=}\ x_j\ \texttt{+/-}\ n & \mapsto & x_i\ \texttt{:=}\ x_j\ \texttt{+/-}\ n\texttt{;}\ pc\ \texttt{:=}\ pc\ \texttt{+}\ 1 \\
\texttt{GOTO}\ M_i & \mapsto & pc\ \texttt{:=}\ i \\
\texttt{IF}\ x_j = 0\ \texttt{GOTO}\ M_i & \mapsto & \texttt{IF}\ x_j = 0 \\
 & & \texttt{THEN}\ pc\ \texttt{:=}\ i\ \texttt{ELSE}\ pc\ \texttt{:=}\ pc\ \texttt{+}\ 1\ \texttt{END} \\
\texttt{HALT} & \mapsto & pc\ \texttt{:=}\ 0
\end{array}
$$

Korollar 5.25

WHILE- und GOTO-Berechenbarkeit sind äquivalent.

Korollar 5.26 (Kleenesche Normalform)

Jedes WHILE-Programm ist zu einem WHILE-Programm mit genau einer WHILE-Schleife äquivalent.



Übersetzungen

Satz 5.27 (TM $\rightarrow$ GOTO)

Jede TM kann durch ein GOTO-Programm simuliert werden.

Übersetzung: TM $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, \Box, F) \rightarrow$ GOTO-Programm.

$$Q = \{q_0, \ldots, q_k\} \qquad \Gamma = \{a_0 (= \Box), \ldots, a_n\}$$

Eine Konfiguration

$$(a_{i_p} \ldots a_{i_1},\ q_l,\ a_{j_1} \ldots a_{j_q})$$

wird durch die Programmvariablen x, y, z wie folgt repräsentiert:

$$x = (i_p \ldots i_1)_b, \quad y = (j_q \ldots j_1)_b, \quad z = l$$

wobei $(i_p \ldots i_1)_b$ die Zahl $i_p \ldots i_1$ zur Basis $b := n + 1$ ist:

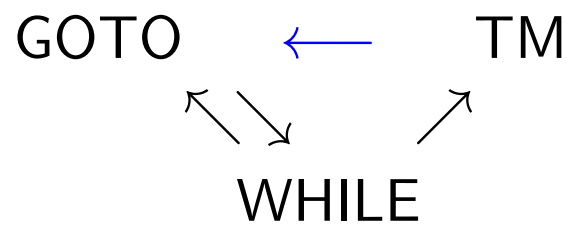
$$x = \sum_{r=1}^{p} i_r b^{r-1}$$

Der Kern des GOTO-Programms ist die iterierte Simulation von δ:

$$
\begin{array}{ll}
M: & \texttt{IF } z \in F \texttt{ GOTO } M_{end}\texttt{;} \\
 & a \texttt{ := } y \texttt{ MOD } b\texttt{;} \\
 & \texttt{IF } z = 0 \texttt{ AND } a = 0 \texttt{ GOTO } M_{00}\texttt{;} \\
 & \texttt{IF } z = 0 \texttt{ AND } a = 1 \texttt{ GOTO } M_{01}\texttt{;} \\
 & \ldots \\
 & \texttt{IF } z = k \texttt{ AND } a = n \texttt{ GOTO } M_{kn}\texttt{;} \\
M_{00}: & P_{00}\texttt{; GOTO } M\texttt{;} \\
M_{01}: & P_{01}\texttt{; GOTO } M\texttt{;} \\
 & \ldots \\
M_{kn}: & P_{kn}\texttt{; GOTO } M
\end{array}
$$

wobei P_{ij} die Simulation von $\delta(q_i, a_j) = (q_r, a_s, D)$ ist. Für $D = L$:

z := r;	Zustand aktualisieren
y := y DIV b;	Löschen von a_j
y := b*y + s;	Schreiben von a_s
y := b*y + (x MOD b);	Bewegung L (I): Einfügen von a_{i_1} in y
x := x DIV b	Bewegung L (II): Löschen von a_{i_1} aus x



Übersetzungen

5.2 Unentscheidbarkeit des Halteproblems

Ziel: Es ist unentscheidbar ob ein Programm terminiert.

Definition 5.28

Eine Menge A ($\subseteq \mathbb{N}$ oder Σ^*) heißt entscheidbar gdw ihre charakteristische Funktion

$$\chi_A(x) := \begin{cases} 1 & \text{falls } x \in A \\ 0 & \text{falls } x \notin A \end{cases}$$

berechenbar ist.

Eine Eigenschaft/Problem $P(x)$ heißt entscheidbar gdw $\{x \mid P(x)\}$ entscheidbar ist.

Fakt 5.29

Die entscheidbaren Mengen sind abgeschlossen unter Komplement: Ist A entscheidbar, dann auch $\overline{A}$.

Kodierung einer TM als Wort über $\Sigma = \{0, 1\}$, exemplarisch:

- Sei $\Gamma = \{a_0, \ldots, a_k\}$ und $Q = \{q_0, \ldots, q_n\}$.
- $\delta(q_i, a_j) = (q_{i'}, a_{j'}, d)$ wird kodiert als

$$\#bin(i)\#bin(j)\#bin(i')\#bin(j')\#bin(m)$$

  wobei $bin : \mathbb{N} \to \{0, 1\}^*$ die Binärkodierung einer Zahl ist und $m = 0/1/2$ falls $d = L/R/N$.
- Kodierung von δ: Konkatenation der Kodierungen aller $\delta(.,.) = (.,.,.)$, in beliebiger Reihenfolge.
- Kodierung von $\{0, 1, \#\}^*$ in $\{0, 1\}^*$:

$$\begin{aligned} 0 &\mapsto 00 \\ 1 &\mapsto 01 \\ \# &\mapsto 11 \end{aligned}$$

Nicht jedes Wort über $\{0,1\}^*$ kodiert eine TM.

Sei $\hat{M}$ eine beliebige feste TM.

Definition 5.30
Die zu einem Wort $w \in \{0,1\}^*$ gehörige TM M_w ist

$$M_w := \begin{cases} M & \text{falls } w \text{ Kodierung von } M \text{ ist} \\ \hat{M} & \text{sonst} \end{cases}$$

Die Kodierung von syntaktischen Objekten (Programmen, Formeln, etc) als Zahlen nennt man Gödelisierung und die Zahlen Gödelnummern.

Definition 5.31

$M[w]$ ist Abk. für „Maschine M mit Eingabe w“

$M[w]\downarrow$ bedeutet, dass $M[w]$ terminiert/hält.

Definition 5.32 (Spezielles Halteproblem)

Gegeben: Ein Wort $w \in \{0,1\}^*$.

Problem: Hält M_w bei Eingabe w ?

Als Menge:

$$K := \{w \in \{0,1\}^* \mid M_w[w]\downarrow\}$$

Satz 5.33

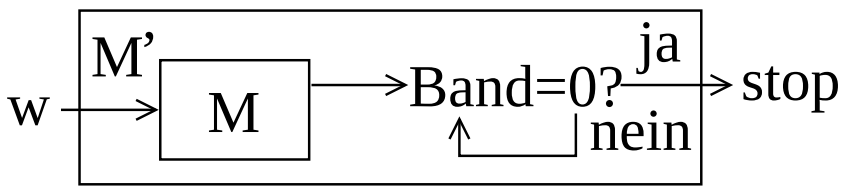
Das spezielle Halteproblem ist nicht entscheidbar.

Beweis:

Angenommen, K sei entscheidbar, dh χ_K ist berechenbar.
Dann ist auch folgende Funktion f berechenbar:

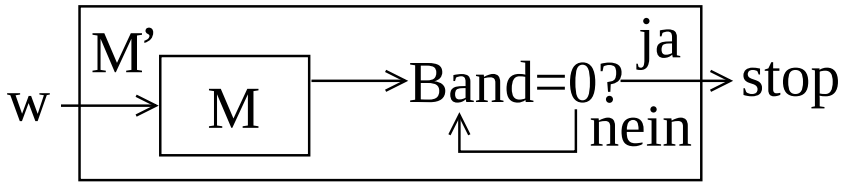
$$f(w) := \begin{cases} 0 & \text{falls } \chi_K(w) = 0 \\ \perp & \text{falls } \chi_K(w) = 1 \end{cases}$$

Denn berechnet eine TM M die Funktion χ_K,
so berechnet die folgende TM M' die Funktion f:



Dann gibt es ein w' mit $M_{w'} = M'$.

Beweis (Forts.):



$$
\begin{aligned}
f(w') = \perp \quad &\Leftrightarrow \quad \chi_K(w') = 1 && \text{(Def. von } f\text{)} \\
&\Leftrightarrow \quad w' \in K && \text{(Def. von } \chi_K\text{)} \\
&\Leftrightarrow \quad M_{w'}[w']\downarrow && \text{(Def. von } K\text{)} \\
&\Leftrightarrow \quad M'[w']\downarrow && (M_{w'} = M') \\
&\Leftrightarrow \quad f(w') \neq \perp && (M' \text{ berechnet } f)
\end{aligned}
$$

Wir erhalten einen Widerspruch: $f(w') = \perp \Leftrightarrow f(w') \neq \perp$.
Die Annahme, K sei entscheidbar, ist damit falsch. □

Definition 5.34 ((Allgemeines) Halteproblem)

Gegeben: Wörter $w, x \in \{0,1\}^*$.

Problem: Hält M_w bei Eingabe x ?

Als Menge:

$$H := \{w\#x \mid M_w[x]\downarrow\}$$

Satz 5.35

Das Halteproblem H ist nicht entscheidbar.

Beweis:

Wäre H entscheidbar, dann trivialerweise auch K:

$$\chi_K(w) = \chi_H(w, w)$$

□

Definition 5.36 (Reduktion)

Eine Menge $A \subseteq \Sigma^*$ ist reduzierbar auf eine Menge $B \subseteq \Gamma^*$ gdw es eine totale und berechenbare Funktion $f : \Sigma^* \to \Gamma^*$ gibt mit

$$\forall w \in \Sigma^*.\ w \in A \Leftrightarrow f(w) \in B$$

Wir schreiben dann $A \leq B$.

Intuition:

- B ist mindestens so schwer zu lösen wie A.
- Ist A unlösbar, dann auch B.
- Ist B lösbar, dann erst recht A.

Lemma 5.37

Falls $A \leq B$ und B ist entscheidbar, so ist auch A entscheidbar.

Beweis:

Es gelte $A \leq B$ mittels f und χ_B sei berechenbar.
Dann ist $\chi_B \circ f$ berechenbar und $\chi_A = \chi_B \circ f$:

$$\chi_A(x) = \begin{cases} 1, & x \in A \\ 0, & x \notin A \end{cases} = \begin{cases} 1, & f(x) \in B \\ 0, & f(x) \notin B \end{cases} = \chi_B(f(x)) \qquad \square$$

Korollar 5.38

Falls $A \leq B$ und A ist unentscheidbar, dann ist auch B unentscheidbar.

Beispiel 5.39

Da $K \leq H$ (mit Reduktion $f(w) := w\#w$) und K unentscheidbar ist, ist auch H unentscheidbar.

Satz 5.40

Das Halteproblem auf leerem Band, H_0, ist unentscheidbar.

$$H_0 := \{w \in \{0,1\}^* \mid M_w[\epsilon]\downarrow\}$$

Beweis:

Wir zeigen $K \leq H_0$ mit einer Funktion $f : \{0,1\}^* \to \{0,1\}^*$
$f(w)$ ist die Kodierung folgender TM:

Überschreibe die Eingabe mit w; führe M_w aus.

Dh f berechnet aus w die Kodierung w_1 einer TM, die w schreibt, und gibt die Kodierung von "$w_1; w$" zurück.
Damit ist f total und berechenbar.
Es gilt:

$$w \in K \;\Leftrightarrow\; M_w[w]\downarrow \;\Leftrightarrow\; M_{f(w)}[\epsilon]\downarrow \;\Leftrightarrow\; f(w) \in H_0$$

□

Fazit:

Es gibt keine allgemeine algorithmische Methode, um zu entscheiden, ob ein Programm terminiert.

Die Unentscheidbarkeit vieler Fragen über die Ausführung von Programmen folgt durch Reduktion des Halteproblems:

- Kann ein WHILE-Programm mit einer bestimmten Eingabe einen bestimmten Programmpunkt erreichen?
  Der Spezialfall Programmpunkt=Programmende ist das Halteproblem.
- Kann Variable x_7 bei einer bestimmten Eingabe je den Wert 2^{32} erreichen?
  Reduktion: Ein Programm P hält gdw
  während der Ausführung von

  $$P;\ x_7 := 2^{32}$$

  Variable x_7 den Wert 2^{32} erreicht.
  (OE: x_7 kommt in P nicht vor)

Quiz

Ist es entscheidbar, ob eine TM

1. mehr als 314 Zustände hat?
2. bei Eingabe ϵ mehr als 314 Schritte macht?
3. bei *irgendeiner* Eingabe mehr als 314 Schritte macht?
4. bei *allen* Eingaben mehr als 314 Schritte macht?
5. bei Eingabe ϵ ihren Kopf mehr als 314 Felder von der 0-Position entfernen kann?
6. bei Eingabe ϵ einen bestimmten Zustand erreichen kann?
7. *irgendeine* Eingabe akzeptieren kann?

Es müssen nicht immer TM sein:

Satz 5.41 (Matiyasevich 1970, Hilberts 10. Problem)

Es ist unentscheidbar, ob ein Polynom in n Variablen mit ganzzahligen Koeffizienten eine ganzzahlige Nullstelle hat ($\in \mathbb{Z}^n$).

Beweis:

$$H \leq H_{10}$$

□

Bemerkungen

- Nicht alle unentscheidbaren Probleme sind gleich schwer
- ZB gilt: Das Äquivalenzproblem

$$Eq := \{u\#v \mid M_u \text{ berechnet die gleiche Funktion wie } M_v\}$$

ist schwerer als das Halteproblem:

$$H \leq Eq \qquad \text{aber} \qquad Eq \not\leq H$$

5.3 Semi-Entscheidbarkeit

Definition 5.42
Eine Menge A ($\subseteq \mathbb{N}$ oder Σ^*) heißt semi-entscheidbar (s-e) gdw

$$\chi'_A(x) := \begin{cases} 1 & \text{falls } x \in A \\ \bot & \text{falls } x \notin A \end{cases}$$

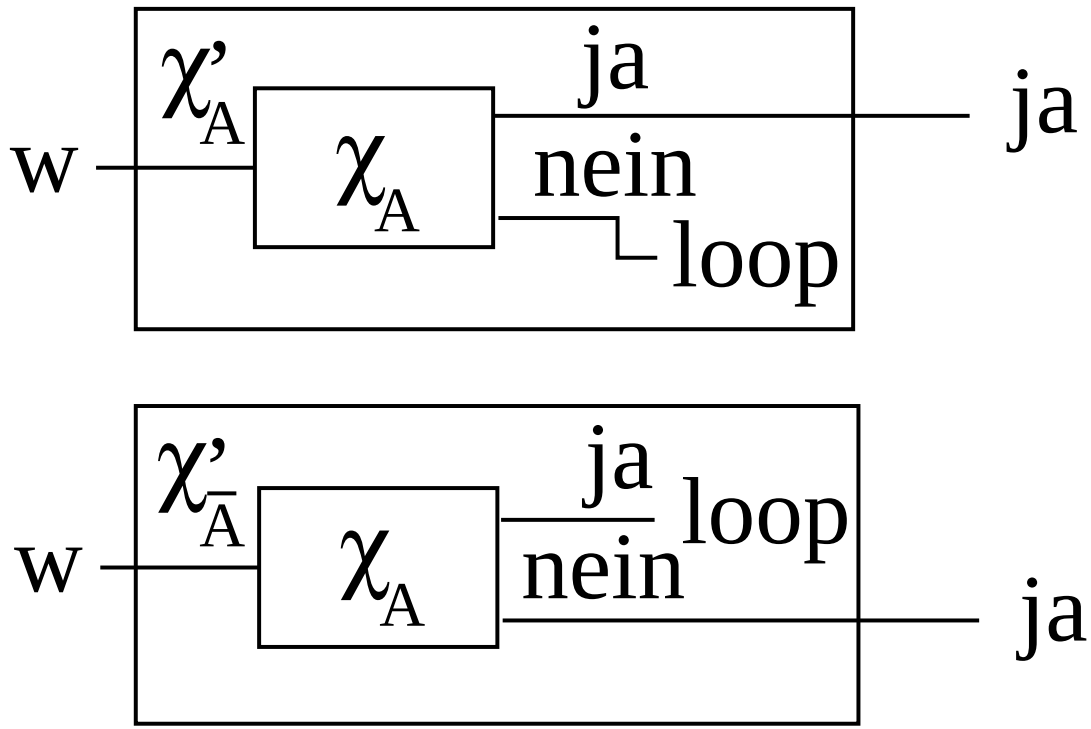
berechenbar ist.

Satz 5.43

Eine Menge A ist entscheidbar gdw sowohl A als auch $\overline{A}$ s-e sind.

Beweis:

„$\Rightarrow$“: Wandle TM für χ_A in TM für χ'_A und $\chi'_{\overline{A}}$ um:



Beweis (Forts.):

„$\Leftarrow$“:
Wandle TM M_1 für χ'_A und TM M_2 für $\chi'_{\overline{A}}$ in TM für χ_A um:

input(x);
for $s := 0, 1, 2, \ldots$ **do**
  if $M_1[x]$ hält in s Schritten **then** output(1); **halt** **fi** ;
  if $M_2[x]$ hält in s Schritten **then** output(0); **halt** **fi**

Formulierung mit Parallelismus:

input(x);
führe $M_1[x]$ und $M_2[x]$ parallel aus;
hält M_1, gib 1 aus, hält M_2, gib 0 aus. □

Lemma 5.44

Ist $A \leq B$ und ist B s-e, so ist auch A s-e.

Beweis: Übung

Definition 5.45

Eine Menge A heißt rekursiv aufzählbar (*recursively enumerable*) gdw $A = \emptyset$ oder es eine berechenbare totale Funktion $f : \mathbb{N} \to A$ gibt, so dass

$$A = \{f(0), f(1), f(2), \ldots\}$$

Bemerkung:

- Es dürfen Elemente doppelt auftreten ($f(i) = f(j)$ für $i \neq j$)
- Die Reihenfolge ist beliebig.

Warnung: Rekursiv aufzählbar $\neq$ abzählbar!

- Rekursiv aufzählbar $\implies$ abzählbar
- Aber nicht umgekehrt:
  jede Sprache ist abzählbar aber nicht jede Sprache ist rekursiv aufzählbar (s.u.)

Lemma 5.46

Eine Menge A ist rekursiv aufzählbar gdw sie semi-entscheidbar ist.

Beweis:

Der Fall $A = \emptyset$ ist trivial. Sei $A \neq \emptyset$.

„$\Rightarrow$“: Sei A rekursiv aufzählbar mit f. Dann ist A semi-entscheidbar:

input(x);
for $i := 0, 1, 2, \ldots$ **do**
  if $f(i) = x$ **then** output(1); **halt** **fi**

„$\Leftarrow$“: O.B.d.A. nehmen wir $A \subseteq \mathbb{N}$ an.
Sei A semi-entscheidbar durch (zB) GOTO-Programm P.
Problem: $P[i]$ muss nicht halten und darf daher nur „zeitbeschränkt“ ausgeführt werden.
Gesucht: Paare (i, j) so dass $P[i]$ nach j Schritten hält.

Beweis (Forts.):

Idee: Wir benutzen eine geeignete Bijektion $c\colon \mathbb{N} \times \mathbb{N} \leftrightarrow \mathbb{N}$.
Seien $p_1 : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ und $p_2 : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ mit

$$p_1(c(n_1, n_2)) = n_1 \qquad \text{und} \qquad p_2(c(n_1, n_2)) = n_2$$

(Umkehrung von c).

Sei $d \in A$ beliebig.
Folgender Algorithmus berechnet eine Aufzählung von A:

input(n);
if $P[p_1(n)]$ hält nach $p_2(n)$ Schritten **then** output($p_1(n)$)
else output(d) **fi**

Korrektheit: Der Algorithmus hält immer und liefert immer ein Element aus A.

Vollständigktheit: Sei $a \in A \subseteq \mathbb{N}$.
Dann hält $P[a]$ nach einer endlichen Zahl k von Schritten. Dann liefert die Eingabe $n = c(a, k)$ die Ausgabe a. □

Folgende Aussagen sind äquivalent:

- A ist semi-entscheidbar
- A ist rekursiv aufzählbar
- χ'_A ist berechenbar
- $A = L(M)$ für eine TM M
- A ist Definitionsbereich einer berechenbaren Funktion
- A ist Wertebereich einer berechenbaren Funktion

Satz 5.47

Die Menge $K = \{w \mid M_w[w]\downarrow\}$ ist semi-entscheidbar.

Beweis:

Die Funktion χ'_K ist wie folgt Turing-berechenbar:

Bei Eingabe w simuliere die Ausführung von $M_w[w]$;
gib 1 aus. □

- Hier haben wir benutzt, dass man einen Interpreter/Simulator für Turingmaschinen als Turingmaschine programmieren kann.
- Ein solcher Interpreter wird oft eine Universelle Turingmaschine (U) genannt.

Korollar 5.48

$\overline{K}$ ist nicht semi-entscheidbar.

Semi-Entscheidbarkeit ist nicht abgeschlossen unter Komplement.

5.4 Die Sätze von Rice und Shapiro

Die von der TM M_w berechnete Funktion bezeichnen wir mit φ_w.
Wir betrachten implizit nur einstellige Funktionen.

Satz 5.49 (Rice)

Sei F eine Menge berechenbarer Funktionen.
Es gelte weder $F = \emptyset$ noch $F =$ alle ber. Funkt. („F nicht trivial“)
Dann ist unentscheidbar, ob die von einer gegebenen TM M_w berechnete Funktion Element F ist, dh ob $\varphi_w \in F$.

Alle nicht-triviale semantische Eigenschaften von Programmen sind unentscheidbar.

Beispiel 5.50

Es ist unentscheidbar, ob ein Programm

- für mindestens eine Eingabe hält.
  $(F = \{\varphi_w \mid \exists x.\ M_w[x]\downarrow\})$
- für alle Eingaben hält. $(F = \{\varphi_w \mid \forall x.\ M_w[x]\downarrow\})$
- bei Eingabe 42 Ausgabe 42 produziert.

Warnung

Es ist entscheidbar, ob ein Programm

- länger als 5 Zeilen ist.
- eine Zuweisung an die Variable x_{17} enhält.

Im Satz von Rice geht es um die von einem Programm berechnete Funktion (Semantik),
nicht um den Programmtext (Syntax).

Beweis:

Wir zeigen $C_F := \{w \in \{0,1\}^* \mid \varphi_w \in F\}$ ist unentscheidbar.

Fall 1: $\Omega := (x \mapsto \bot) \notin F$.

Wähle $h \in F \neq \emptyset$ beliebig; sei u Kodierung einer TM mit $\varphi_u = h$.
Reduziere K auf C_F $(K \leq C_F)$ mit $f : \{0,1\}^* \to \{0,1\}^*$ und
$f(w)$ die Kodierung folgender TM:

> Speichere die Eingabe x auf einem getrennten Band;
> schreibe $w\#w$ auf die Eingabe und führe die universelle TM U aus;
> führe M_u auf x aus.

Es gilt $\varphi_{f(w)} = \begin{cases} h & \text{falls } M_w[w]\downarrow \\ \Omega & \text{sonst} \end{cases}$ und damit

$$w \in K \;\Leftrightarrow\; M_w[w]\downarrow \overset{(*)}{\Leftrightarrow} \varphi_{f(w)} \in F \;\Leftrightarrow\; f(w) \in C_F$$

$$(*) : \begin{cases} M_w[w]\downarrow \Rightarrow \varphi_{f(w)} = h \in F \\ \varphi_{f(w)} \in F \Rightarrow \varphi_{f(w)} = h \Rightarrow M_w[w]\downarrow \end{cases}$$

Beweis (Forts.):

Fall 2: $\Omega \in F$.

Wähle berechenbares $h \notin F$.

Zeige analog, dass $\overline{K} \leq C_F$. $\square$

Satz 5.51 (Rice-Shapiro)

Sei F eine Menge berechenbarer Funktionen.
Ist $C_F := \{w \mid \varphi_w \in F\}$ semi-entscheidbar,
so gilt für alle berechenbaren f:
$f \in F \Leftrightarrow$ es gibt eine endliche Teilfunktion $g \subseteq f$ mit $g \in F$.

Beweis:

„$\Rightarrow$“ mit Widerspruch.
Sei $f \in F$, so dass für alle endlichen $g \subseteq f$ gilt $g \notin F$.
Wir zeigen $\overline{K} \leq C_F$ womit C_F nicht semi-entscheidbar ist.
Widerspruch

Beweis (Forts.):

Reduktion $\overline{K} \leq C_F$ mit $h : \{0,1\}^* \to \{0,1\}^*$:
$h(w)$ ist die Kodierung folgender TM:

> Bei Eingabe t simuliere t Schritte von $M_w[w]$.
> Hält diese Berechnung in $\leq t$ Schritten, gehe in eine endlos Schleife, sonst berechne $f(t)$.

Wir zeigen

$$w \in \overline{K} \;\Leftrightarrow\; h(w) \in C_F$$

- $w \in \overline{K} \implies \neg M_w[w]\downarrow \implies \varphi_{h(w)} = f \in F \implies h(w) \in C_F$
- Falls $w \notin \overline{K}$ dann hält $M_w[w]$ nach eine Zahl t von Schritten.
  Damit gilt: $\varphi_{h(w)}$ ist f eingeschränkt auf $\{0, \ldots, t-1\}$.
  Nach Annahme folgt $\varphi_{h(w)} \notin F$, dh $h(w) \notin C_F$.

Beweis (Forts.):

„$\Leftarrow$“ mit Widerspruch.
Sei f berechenbar, sei $g \subseteq f$ endlich mit $g \in F$, aber sei $f \notin F$.
Wir zeigen $\overline{K} \leq C_F$ womit C_F nicht semi-entscheidbar ist.
Reduktion $\overline{K} \leq C_F$ mit $h : \{0,1\}^* \to \{0,1\}^*$:
$h(w)$ ist die Kodierung folgender TM:

> Bei Eingabe t, teste ob t im *endlichen* Def. ber. von g ist.
> Wenn ja, berechne $f(t)$,
> sonst simuliere $M_w[w]$ und berechne dann $f(t)$.

Wir zeigen

$$w \in \overline{K} \;\Leftrightarrow\; h(w) \in C_F$$

- $w \in \overline{K} \implies \neg M_w[w]\downarrow \implies \varphi_{h(w)} = g \in F \implies h(w) \in C_F$
- $w \notin \overline{K} \implies M_w[w]\downarrow \implies \varphi_{h(w)} = f \notin F \implies h(w) \notin C_F$

□

Rice-Shapiro (in Kurzform): $C_F := \{w \mid \varphi_w \in F\}$ s-e $\Longrightarrow$

$f \in F \Leftrightarrow$ es gibt endliche Funkt. $g \subseteq f$ mit $g \in F$.

Ein Programm heißt terminierend gdw es für alle Eingaben hält.

Korollar 5.52

- *Die Menge der terminierenden Programme ist nicht semi-entscheidbar.*
- *Die Menge der nicht-terminierenden Programme ist nicht semi-entscheidbar.*

Beweis:

- $F :=$ Menge aller berechenbaren totalen Funktionen.
  Sei $f \in F$. Jede endliche $g \subseteq f$ ist echt partiell, dh $g \notin F$.
  Also kann C_F nicht semi-entscheidbar sein.
- $F :=$ Menge aller berechenbaren nicht-totalen Funktionen.
  Sei f total und berechenbar. Damit $f \notin F$.
  Aber jede endliche $g \subseteq f$ ist in F.
  Also kann C_F nicht semi-entscheidbar sein. $\square$

Grenzen automatischer Terminationsanalyse von Programmen

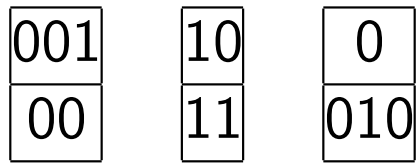
- Termination ist unentscheidbar (Rice):
  Klare Ja/Nein Antwort unmöglich.
- Termination ist nicht semi-entscheidbar (Rice-Shapiro):
  Es gibt kein Zertifizierungs-Programm,
  das alle terminierenden Programme erkennt.
- Nicht-Termination ist nicht semi-entscheidbar (Rice-Shapiro):
  Es gibt keinen perfekten *Bug Finder*,
  der alle nicht-terminierenden Programme erkennt.

Aber es gibt mächtige heuristische Verfahren, die für
relativ viele Programme aus der Praxis (Gerätetreiber)

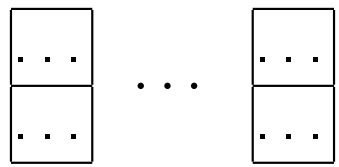
- Termination beweisen können, oder
- Gegenbeispiele finden können.

5.5 Das Postsche Korrespondenzproblem

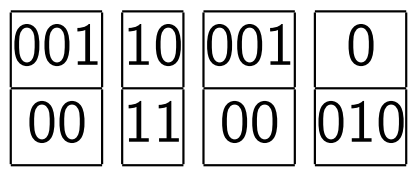
Gegeben beliebig viele Kopien der 3 „Spielkarten“



gibt es dann eine Folge dieser Karten



so dass oben und unten das gleiche Wort steht?



Kurz: 1,2,1,3.

Definition 5.53 (Postsche Korrespondenzproblem, *Post's Correspondence Problem*, PCP)

Gegeben: Eine endliche Folge $(x_1, y_1), \ldots, (x_k, y_k)$, wobei $x_i, y_i \in \Sigma^+$.

Problem: Gibt es eine Folge von Indizes $i_1, \ldots, i_n \in \{1, \ldots, k\}$, $n > 0$, mit $x_{i_1} \ldots x_{i_n} = y_{i_1} \ldots y_{i_n}$?

Dann nennen wir $i_1, \ldots, i_n$ eine Lösung der Instanz $(x_1, y_1), \ldots, (x_k, y_k)$ des PCP Problems.

Beispiel 5.54

- Hat $(1, 111), (10111, 10), (10, 0)$ eine Lösung?
- Hat $(b, ca), (a, ab), (ca, a), (abc, c)$ eine Lösung?
- Hat $(101, 01), (101, 010), (010, 10)$ eine Lösung?
- Hat $(10, 101), (011, 11), (101, 011)$ eine Lösung?
- Hat $(1000, 10), (1, 0011), (0, 111), (11, 0)$ eine Lösung?

Emil Post.
A Variant of a Recursively Unsolvable Problem.
Bulletin American Mathematical Society, 1946.

Emil Leon Post, 1897 (Polen) – 1954 (NY).

Lemma 5.55

Das PCP ist semi-entscheidbar.

Beweis:

Zähle die möglichen Lösungen der Länge nach auf, und probiere jeweils, ob es eine wirkliche Lösung ist. □

Wir zeigen nun:

$$H \leq MPCP \leq PCP$$

wobei

Definition 5.56 (Modifiziertes PCP, MPCP)

Gegeben: wie beim PCP

Problem: Gibt es eine Lösung $i_1, \ldots, i_n$ mit $i_1 = 1$?

Satz 5.57

$MPCP \leq PCP$

Beweis:

Für $w = a_1 \dots a_n$:

$$\begin{aligned} \overline{w} &:= \#a_1\#a_2\#\dots\#a_n\# \\ \overleftarrow{w} &:= a_1\#a_2\#\dots\#a_n\# \\ \overrightarrow{w} &:= \#a_1\#a_2\#\dots\#a_n \end{aligned}$$

$$f((x_1, y_1), \dots, (x_k, y_k)) := ((\overline{x_1}, \overrightarrow{y_1}), (\overleftarrow{x_1}, \overrightarrow{y_1}), \dots, (\overleftarrow{x_k}, \overrightarrow{y_k}), (\$, \#\$))$$

Satz 5.58

$$H \leq MPCP$$

Beweis:

- $(\#, \#q_0u\#)$
- (a, a) für alle $a \in \Gamma \cup \{\#\}$
- $(qa, q'a')$ falls $\delta(q, a) = (q', a', N)$
  $(qa, a'q')$ falls $\delta(q, a) = (q', a', R)$
  $(bqa, q'ba')$ falls $\delta(q, a) = (q', a', L)$, für alle $b \in \Gamma$
- $(\#, \square\#)$, $(\#, \#\square)$
- (aq, q), (qa, q) für alle $q \in F, a \in \Gamma$
- $(q\#\#, \#)$ für alle $q \in F$

Aus $H \leq PCP$ folgt direkt

Korollar 5.59

Das PCP ist unentscheidbar.

Korollar 5.60

Das PCP ist auch für $\Sigma = \{0, 1\}$ unentscheidbar

Beweis:

Wir nennen dies das 01-PCP und zeigen PCP $\leq$ 01-PCP.

Sei $\Sigma = \{a_1, \ldots, a_m\}$ das Alphabet des gegebenen PCPs.

Abbildung auf ein 01-PCP:

$$\begin{array}{rcl} \widehat{a_j} & := & 01^j \\ \widehat{a_{j_1} \ldots a_{j_n}} & := & \widehat{a_{j_1}} \ldots \widehat{a_{j_n}} \end{array}$$

Dann hat $(x_1, y_1), \ldots, (x_k, y_k)$ eine Lösung gdw $(\widehat{x_1}, \widehat{y_1}), \ldots, (\widehat{x_k}, \widehat{y_k})$ eine Lösung hat.

„$\Rightarrow$“ klar, „$\Leftarrow$“ folgt da $\hat{\cdot} : \Sigma^* \to \{0, 1\}^*$ injektive ist:

$$\begin{array}{lcl} \widehat{x_{i_1}} \ldots \widehat{x_{i_n}} = \widehat{y_{i_1}} \ldots \widehat{y_{i_n}} & \Longrightarrow & \\ \widehat{x_{i_1} \ldots x_{i_n}} = \widehat{y_{i_1} \ldots y_{i_n}} & \Longrightarrow & x_{i_1} \ldots x_{i_n} = y_{i_1} \ldots y_{i_n} \end{array}$$

□

Bemerkungen

- Das PCP ist entscheidbar falls $|\Sigma| = 1$
- Das PCP ist entscheidbar falls $k \leq 2$.
- Das PCP ist unentscheidbar falls $k \geq 5$.
- Für $k = 3, 4$ ist noch offen, ob das PCP unentscheidbar ist.

5.6 Unentscheidbare CFG-Probleme

- Für DFAs ist fast alles entscheidbar:
  $L(A) = \emptyset$, $L(A) = L(B)$, ...
- Für TMs ist fast nichts entscheidbar:
  $L(M) = \emptyset$, $L(M_1) = L(M_2)$, ...
- Für CFGs ist manches entscheidbar ($L(G) = \emptyset$, $w \in L(G)$),
  und manches unentscheidbar.

Satz 5.61

Für CFGs G_1, G_2 sind folgende Probleme unentscheidbar:

P_1: *Ist* $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$*?*

P_2: *Ist* $|L(G_1) \cap L(G_2)| = \infty$ *?*

P_3: *Ist* $L(G_1) \cap L(G_2)$ *kontextfrei?*

P_4: *Ist* $L(G_1) \subseteq L(G_2)$*?*

P_5: *Ist* $L(G_1) = L(G_2)$*?*

Beweis:

P_1: Ist $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$?

Reduktion von PCP auf
$P_1 := \{(G_1 \in \text{CFG}, G_2 \in \text{CFG}) \mid L(G_1) \cap L(G_2) \neq \emptyset\}$.

Beweisidee: Instanz von PCP wird abgebildet auf (G_1, G_2) die jeweils die Wörter folgender Gestalt erzeugen:

$$\text{Indexseq}_1^R \quad \text{Oben}_1 \quad \text{Unten}_2^R \quad \text{Indexseq}_2$$

$$\text{Indexseq}^R \quad \text{Wort} \quad \text{Wort}^R \quad \text{Indexseq}$$

Der Schnitt $L(G_1) \cap (G_2)$ enthält somit alle Wörter der Gestalt

$$\text{Indexseq}_1^R \quad \text{Oben}_1 \quad \text{Unten}_2^R \quad \text{Indexseq}_2$$

mit $\text{Indexseq}_1 = \text{Indexseq}_2$ und $\text{Oben}_1 = \text{Unten}_2$.

Diese Wörter sind die Lösungen der Instanz des PCPs.

Beweis (Forts.):

PCP Instanz $K = (x_1, y_1), \ldots, (x_k, y_k)$ (über $\{0, 1\}$)
wird abgebildet auf (G_1, G_2) mit:

$L(G_1) =$

$$\{\, a_{i_n} \cdots a_{i_1} x_{i_1} \cdots x_{i_n} \,\$\, y^R_{j_m} \cdots y^R_{j_1} a_{j_1} \cdots a_{j_m} \mid i_1, \ldots, j_m \in [1..k] \,\}$$

$L(G_2) =$

$$\{\, a_{i_n} \cdots a_{i_1} b_1 \cdots b_m \,\$\, b_m \cdots b_1 \, a_{i_1} \cdots a_{i_n} \mid i_1, \ldots, i_n \in [1..k] \,\}$$

$$\begin{array}{lrcl} G_2: & S & \to & a_1 S a_1 \mid \cdots \mid a_k S a_k \mid T \\ & T & \to & 0T0 \mid 1T1 \mid \$ \end{array}$$

$$\begin{array}{lrcl} G_1: & S & \to & A \,\$\, B \\ & A & \to & a_1 A x_1 \mid \cdots \mid a_k A x_k \\ & A & \to & a_1 x_1 \mid \cdots \mid a_k x_k \\ & B & \to & y_1^R B a_1 \mid \cdots \mid y_k^R B a_k \\ & B & \to & y_1^R a_1 \mid \cdots \mid y_k^R a_k \end{array}$$

Beweis (Forts.):

$$L(G_1) = \{\ a_{i_n} \cdots a_{i_1} x_{i_1} \cdots x_{i_n}\ \$\ y^R_{j_m} \cdots y^R_{j_1} a_{j_1} \cdots a_{j_m} \mid \ldots\}$$

$$L(G_2) = \{\ a_{i_n} \cdots a_{i_1} b_1 \ \cdots\ b_m\ \$\ b_m \ \cdots\ b_1\ a_{i_1} \cdots a_{i_n} \mid \ldots\}$$

$\Longrightarrow$

$$\begin{aligned} L(G_1) \cap L(G_2) \neq \emptyset \quad &\Leftrightarrow \quad \exists i_1, \ldots, i_n.\ x_{i_1} \ldots x_{i_n} = (y^R_{i_n} \ldots y^R_{i_1})^R \\ &\Leftrightarrow \quad \exists i_1, \ldots, i_n.\ x_{i_1} \ldots x_{i_n} = y_{i_1} \ldots y_{i_n} \\ &\Leftrightarrow \quad \text{PCP Instanz } K \text{ hat eine Lösung} \end{aligned}$$

$\Longrightarrow PCP \leq P_1$ $\square$

Beweis (Forts.):

P_2: Ist $|L(G_1) \cap L(G_2)| = \infty$?

Eine PCP Instanz hat (mind.) eine Lösung gdw es ∞ viele hat.
$\Longrightarrow$ Reduktion $PCP \leq P_1$ zeigt auch $PCP \leq P_2$

P_3: Ist $L(G_1) \cap L(G_2)$ kontextfrei?

Für G_1 und G_2 aus P_1: Mit Pumping Lemma beweisbar:
$L(G_1) \cap L(G_2) \neq \emptyset \Longrightarrow L(G_1) \cap L(G_2)$ ist nicht CFL

Da $\emptyset$ eine CFL ist, gilt sogar:
$L(G_1) \cap L(G_2) \neq \emptyset \Leftrightarrow L(G_1) \cap L(G_2)$ ist nicht CFL

Damit sind beide Probleme gleich unentscheidbar.

Beweis (Forts.):

P_4/P_5: Ist $L(G_1) \subseteq / = L(G_2)$?

$L(G_1)$ und $L(G_2)$ aus P_1 sind DCFL

$\Longrightarrow$ man kann CFG G_1', G_2' berechnen mit $L(G_i') = \overline{L(G_i)}$

$G_3 := „G_1 \cup G_2'“$

Reduktionen: $K \mapsto (G_1, G_2')/(G_3, G_2')$ zeigen $PCP \leq P_4/P_5$:

K hat keine Lösung

$\Leftrightarrow L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$

$\Leftrightarrow L(G_1) \subseteq L(G_2')$

$\Leftrightarrow L(G_1) \cup L(G_2') = L(G_2')$

$\Leftrightarrow L(G_3) = L(G_2')$ □

Da $L(G_1)$ und $L(G_2)$ aus dem Beweis zu P_1 DCFL sind, gilt sogar:

Korollar 5.62

*Die Probleme P_1 bis P_4 in Satz **??** sind bereits für DCFL unentscheidbar.*

Theorem 5.63 (Sénizergues 1997)

Für zwei DPDA M_1 und M_2 ist $L(M_1) = L(M_2)$ entscheidbar.

Satz 5.64

Für eine CFG G sind folgende Probleme unentscheidbar:

1. *Ist G mehrdeutig?*
2. *Ist $L(G)$ regulär?*
3. *Ist $L(G)$ deterministisch (DCFL)?*

Beweis:

1. Reduktion von PCP Instanz auf $G_3 := „G_1 \cup G_2“$:

Instanz lösbar $\Leftrightarrow L(G_1) \cap L(G_2) \neq \emptyset \Leftrightarrow L(G_3)$ ist mehrdeutig.
„$\Rightarrow$“: Syntaxbäume von G_1 und G_2 disjunkt
„$\neg\Rightarrow\neg$“: $L(G_1), L(G_2)$ sind DCFL und damit nicht mehrdeutig

2/3. Reduktion von PCP Instanz auf $G_4 := „\overline{G_1} \cup \overline{G_2}“$.

Instanz unlösbar $\Rightarrow L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$
$\Rightarrow L(G_4) = \Sigma^* \Rightarrow L(G_4)$ reg/det.

Instanz lösbar $\Rightarrow L(G_1) \cap L(G_2)$ nicht CFL
$\Rightarrow \overline{L(G_4)}$ nicht reg/det $\Rightarrow L(G_4)$ nicht reg/det. □

Satz 5.65

Für eine CFG G und einen RE α ist $L(G) = L(\alpha)$ unentscheidbar.

Beweis:

Im Beweis des vorherigen Satzes hatten wir eine Reduktion $PCP \mapsto G_4$ mit

$$PCP \text{ unlösbar } \Leftrightarrow \; L(G_4) = \Sigma^*.$$

Sei $\Sigma = \{a_1, \ldots, a_n\}$.
Dann reduziert $PCP \mapsto (G_4, (a_1| \ldots |a_n)^*)$
das PCP auf das Problem $L(G) = L(\alpha)$, □

6. Komplexitätstheorie

- Was ist mit beschränkten Mitteln (Zeit&Platz) berechenbar?
- Wieviel Zeit&Platz braucht man,
  um ein bestimmtes Problem/Sprache zu entscheiden?
- **Komplexität eines Problems**, nicht eines Algorithmus.
- **Obere Schranken**: durch Angabe eines Algorithmus
  Bsp: $w \in L(G)$ für CFGs ist in Zeit $O(|w|^3)$ lösbar, mit CYK.
- **Untere Schranken**: schwierig ...
  Bsp: Palindrom-Test auf einer 1-Band TM braucht Zeit $\Theta(n^2)$
  Nicht hier.

Polynomielle und exponentielle Komplexität

Taktfrequenz: 1GHz

Zeit	Problemgröße n 10	20	30	40	50	60
n	.01 μs	.02 μs	.03 μs	.04 μs	.05 μs	.06 μs
n^2	.1 μs	.4 μs	.9 μs	1.6 μs	2.5 μs	3.6 μs
n^5	100 μs	.003 s	.02 s	.1 s	.3 s	.7 s
2^n	1 μs	.001 s	1 s	18 m	13 T	36 J
3^n	59 μs	3 s	2 T	385 J	$2 \cdot 10^7$ J	10^{12} J

μs=Mikrosek., s=Sek., m=Minute, T=Tag, J=Jahr

Problemgröße lösbar in fester Zeit: Speedup

Komplexität	n	n^2	n^5	2^n	3^n
1 MHz Prozessor	N_1	N_2	N_3	N_4	N_5
1 GHz Prozessor	1000 N_1	32 N_2	4 N_3	$N_4 + 10$	$N_5 + 6$

Zwei zentrale Komplexitätsklassen:

P = die von einer DTM in polynomieller Zeit lösbaren Probleme
= die „leichten“ Probleme (*feasible* problems)

NP = die von einer NTM in polynomieller Zeit lösbaren Probleme
In exponentieller Zeit lösbar (s. Simulation NTM durch DTM)

Zentrale Frage:

¿ P = NP ?

Ist wichtig

- weil viele *praktisch relevante* Such- und Optimierungsprobleme in NP liegen
- und alle schnell lösbar wären wenn P = NP.

Überblick:

1. Die Komplexitätsklassen P und NP
2. NP-Vollständigkeit
3. SAT: Ein NP-vollständiges Problem
4. Weitere NP-vollständige Probleme

6.1 Die Komplexitätsklasse P

Berechnungsmodelle:

DTM = deterministische Mehrband-TM

NTM = nichtdeterministische Mehrband-TM

Definition 6.1

$$\mathit{time}_M(w) := \text{Anzahl der Schritte bis die DTM } M[w] \text{ hält} \in \mathbb{N} \cup \{\infty\}$$

Sei $f : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ eine totale Funktion.
Die Klasse der in Zeit $f(n)$ entscheidbaren Sprachen:

$$\mathit{TIME}(f(n)) := \{A \subseteq \Sigma^* \mid \exists \text{DTM } M.\ A = L(M) \wedge \forall w \in \Sigma^*.\ \mathit{time}_M(w) \leq f(|w|)\}$$

Merke:

- n ist implizit die Länge der Eingabe
- Die DTM entscheidet die Sprache A in $\leq f(n)$ Schritten

Wir betrachten Polynome mit Koeffizienten $a_k, \ldots a_0 \in \mathbb{N}$:

$$p(n) = a_k n^k + \cdots + a_1 n + a_0$$

Definition 6.2

$$\mathsf{P} := \bigcup_{p \ Polynom} \mathit{TIME}(p(n))$$

Damit gilt auch

$$\mathsf{P} = \bigcup_{k \geq 0} \mathit{TIME}(O(n^k))$$

wobei

$$\mathit{TIME}(O(f)) := \bigcup_{g \in O(f)} \mathit{TIME}(g)$$

Beispiel 6.3

- $\{ww^R \mid w \in \Sigma^*\} \in \mathit{TIME}(O(n^2)) \subseteq$ P
- $\{(G, w) \mid G$ ist CFG $\wedge\, w \in L(G)\} \in$ P
- $\{(G, w) \mid G$ ist Graph $\wedge\, w$ ist Pfad in $G\} \in$ P
- $\{bin(p) \mid p$ Primzahl$\} \in$ P

Beweis durch Angabe eines Algorithmus mit Komplexität $O(n^k)$.

Bemerkungen

- $O(n \log n) \subset O(n^2)$
- $n^{\log n}, 2^n \notin O(n^k)$ für alle k
- Beweis $A \notin$ P meist schwierig

- Warum P und nicht (zB) $O(n^{17})$?

  Um robust bzgl Maschinenmodell zu sein:
  1-Band DTM braucht $O(t^2)$ Schritte
  um t Schritte einer k-Band DTM zu simulieren.
  Fast alle bekannten „vernünftigen“ Maschinenmodelle lassen sich von einer DTM in polynomieller Zeit simulieren.
  Offen: Quantencomputer

- Warum TM? Historisch.

  Ebenfalls möglich: (zB) WHILE.
  Aber zwei mögliche Kostenmodelle:

  Uniform x_i := x_j + n kostet 1 Zeiteinheit.
  Logarithmisch x_i := x_j + n kostet $\log x_j$ Zeiteinheiten.

6.2 Die Komplexitätsklasse NP

In Worten:

- NP ist die Klasse der Sprachen, die von einer NTM in polynomieller Zeit akzeptiert werden.
- Dh: Eine Sprache A liegt in NP gdw
  es ein Polynom $p(n)$ und eine NTM M gibt, so dass
  1. $L(M) = A$ und
  2. für alle $w \in A$ *kann* $M[w]$ in $\leq p(|w|)$ Schritten akzeptieren, dh einen Endzustand erreichen.

Definition 6.4

$$\mathit{ntime}_M(w) := \begin{cases} \text{minimale Anzahl der Schritte} \\ \text{bis NTM } M[w] \text{ akzeptiert} & \text{falls } w \in L(M) \\ 0 & \text{falls } w \notin L(M) \end{cases}$$

Sei $f : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ eine totale Funktion.

$$\mathit{NTIME}(f(n)) := \{A \subseteq \Sigma^* \mid \exists \text{NTM } M.\ A = L(M) \wedge \forall w \in \Sigma^*.\ \mathit{ntime}_M(w) \leq f(|w|)\}$$

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

Bemerkungen:

- P $\subseteq$ NP
- Seit etwa 1970 ist offen ob P = NP.

Bemerkungen zur Definition von NP:

Akzeptierende NTM M

- braucht für $w \notin L(M)$ nicht zu halten.
- kann für $w \in L(M)$ auch beliebig lange Berechnunsgfolgen haben.

Äquivalente Definition NP' von NP: Die NTM $M[w]$ *muss* nach maximal $p(|w|)$ Schritten halten.

NP' $\subseteq$ NP: Klar.

NP $\subseteq$ NP': Falls $A \in$ NP mit Polynom p und NTM M,
so kann man NTM M' konstruieren mit $L(M') = A$,
so dass $M'[w]$ immer innerhalb von polynomieller Zeit hält.

1. Eingabe w
2. Schreibe $p(|w|)$ auf ein getrenntes Band („timer“)
3. Simuliere $M[w]$, aber dekrementiere timer nach jedem Schritt.
4. Wird timer=0, ohne dass M gehalten hat, halte in einem nicht-Endzustand („timeout“)

Beispiel 6.5

- Ein Euler-Kreis ist ein geschlossener Pfad in einem (ungerichteten) Graphen, der jede Kante genau einmal enthält.
- Ein Graph hat einen Euler-Kreis gdw er zusammenhängend ist, und jeder Knoten geraden Grad hat. Beide Eigenschaften sind in polynomieller Zeit von einer DTM überprüfbar.
- $\Longrightarrow \{G \mid G \text{ hat Euler-Kreis}\} \in \mathrm{P}$

Beispiel 6.6

- Ein Hamilton-Kreis ist ein geschlossener Pfad in einem (ungerichteten) Graphen, der jeden Knoten genau einmal enthält.
- HAMILTON $:= \{G \mid G \text{ hat Hamilton-Kreis}\} \in$ NP
  mit folgendem Algorithmus der Art „Rate und prüfe“:
  1. Rate eine Permutation der Knoten des Graphen.
  2. Prüfe, ob diese Permutation ein Hamilton-Kreis ist.

  Das Raten ist in polynomieller Zeit von einer NTM machbar.
  Das Prüfen ist in polynomieller Zeit von einer DTM machbar.

Vermutung: HAMILTON $\notin$ P da man keinen substanziell besseren Algorithmus kennt, als alle Permutationen auszuprobieren.

Viele Probleme sind von der Art dass

- schwer ist, zu entscheiden, ob sie lösbar sind,
- leicht ist, zu entscheiden, ob eine Lösungsvorschlag eine Lösung ist.

Definition 6.7

Sei M eine DTM mit $L(M) \subseteq \{w\#c \mid w \in \Sigma^*, c \in \Delta^*\}$.

- Falls $w\#c \in L(M)$, so heißt c Zertifikat für w.
- M ist ein polynomiell beschränkter Verifikator für die Sprache $\{w \in \Sigma^* \mid \exists c \in \Delta^*.\ w\#c \in L(M)\}$
  falls es ein Polynom p gibt, so dass $\mathit{time}_M(w\#c) \leq p(|w|)$.

NB: In Zeit $p(n)$ kann M maximal die ersten $p(n)$ Zeichen von c lesen. Daher genügt für w ein Zertifikat der Länge $\leq p(|w|)$.

Beispiel 6.8 (HAMILTON)

Zertifikat: Knotenpermutation. In polynomieller Zeit verifizierbar.

Beispiel 6.9 (RUCKSACK)

Gegeben: Zahlen $a_1, \ldots a_n \in \mathbb{N}$ und $c \in \mathbb{N}$.

Problem: Gibt es $R \subseteq \{1, \ldots, n\}$ mit $\sum_{i \in R} a_i = c$?

$$\text{RUCKSACK} := \{bin(a_1)\# \ldots \#bin(a_n)\#bin(c) \mid \exists R \subseteq \{1, \ldots, n\}.\ \sum_{i \in R} a_i = c\}$$

RUCKSACK $\in$ NP:
Zertifikat: Indexmenge R. In polynomieller Zeit verifizierbar.

Merke: Der Nachweis $A \in$ NP ist meistens einfach.

Satz 6.10

$A \in$ NP gdw es gibt polynomiell beschränkten Verifikator für A.

Beweis:

„$\Rightarrow$“:

Sei $A \in$ NP. Dh es gibt NTM N, die A in Zeit $p(n)$ akzeptiert.
Ein Zertifikat für $w \in A$ ist die Folge der benutzten Transitionen $\delta(q, a) \ni (q', a', d)$ einer akzeptierenden Berechnunsgfolge von $N[w]$ mit $\leq p(n)$ Schritten.
Ein polynomiell beschränkter Verifikator für $L(N)$:

1. Eingabe $w\#c$
2. Simuliere $N[w]$, gesteuert durch die Transitionen in c.
3. Überprüfe dabei, ob die Transition in c jeweils zu N und zur augenblicklichen Konfiguration von N passt.
4. Akzeptiere, falls c in einen Endzustand führt.

Beweis (Forts.):

„$\Leftarrow$“:

Sei M ein polynomiell (durch p) beschränkter Verifikator für A.
Wir bauen eine polynomiell beschränkte NTM N mit $L(M) = A$:

1. Eingabe w.
2. Schreibe hinter w zuerst $\#$ und dann ein nichtdeterministisch gewähltes Wort $c \in \Delta^*$, $|c| = p(|w|)$:
   for $i := 1, \ldots, p(|w|)$ **do**
   schreibe ein Zeichen aus Δ und gehe nach rechts
3. Führe M aus (mit Eingabe $w\#c$).

Nach Annahme gilt $\mathit{time}_M(w\#c) \leq p(|w|)$.
Damit braucht $N[w]$ $O(p(|w|))$ Schritte. $\square$

Fazit:

- P sind die Sprachen, bei denen $w \in L$ schnell entschieden werden kann.
- NP sind die Sprachen, bei denen ein Zertifkat für $w \in L$ schnell verifiziert/überprüft werden kann.

Intuition:
Es ist leichter, eine Lösung zu verifizieren als zu finden.

Aber:
Noch wurde von keiner Sprache bewiesen, dass sie in NP\P liegt.

6.3 NP-Vollständigkeit

1. Polynomielle Reduzierbarkeit $\leq_p$
2. NP-vollständige Probleme = härteste Probleme in NP,
   alle anderen Probleme in NP darauf polynomiell reduzierbar
3. Satz: SAT ist NP-vollständig

Definition 6.11

Sei $A \subseteq \Sigma^*$ und $B \subseteq \Gamma^*$.
Dann heißt A polynomiell reduzierbar auf B, $A \leq_p B$,
gdw es eine totale und von einer DTM in polynomieller Zeit berechenbare Funktion $f : \Sigma^* \to \Gamma^*$ gibt, so dass für alle $w \in \Sigma^*$

$$w \in A \iff f(w) \in B$$

Da $q(p(n))$ ein Polynom ist falls p und q Polynome sind:

Lemma 6.12

Die Relation $\leq_p$ ist transitiv.

Lemma 6.13

Die Klassen P und NP sind unter polynomieller Reduzierbarkeit nach unten abgeschlossen:

$$A \leq_p B \in P/NP \implies A \in P/NP$$

Beweis:

- Sei $A \leq_p B$ mittels f, die von DTM M_f berechnet wird.
  Polynom p begrenzt Rechenzeit von M_f.
- Sei $B \in$ P mittels DTM M.
  Polynom q begrenzt Rechenzeit von M.

Damit ist $M_f; M$ polynomiell zeitbeschränkt in $|w|$:

- $M_f[w]$ macht $\leq p(|w|)$ Schritte.
- Ausgabe $f(w)$ von M_f hat Länge $\leq |w| + p(|w|)$.
- M macht $\leq q(|f(w)|) \leq q(|w|+p(|w|))$ Schritte (q monoton)

Daher macht $(M_f; M)[w]$ maximal $p(|w|) + q(|w| + p(|w|))$ Schritte, ein Polynom in $|w|$.

Analog: $A \leq_p B \in$ NP $\implies A \in$ NP □

Ein Problem ist NP-hart,
wenn es mindestens so hart wie alles in NP ist:

Definition 6.14

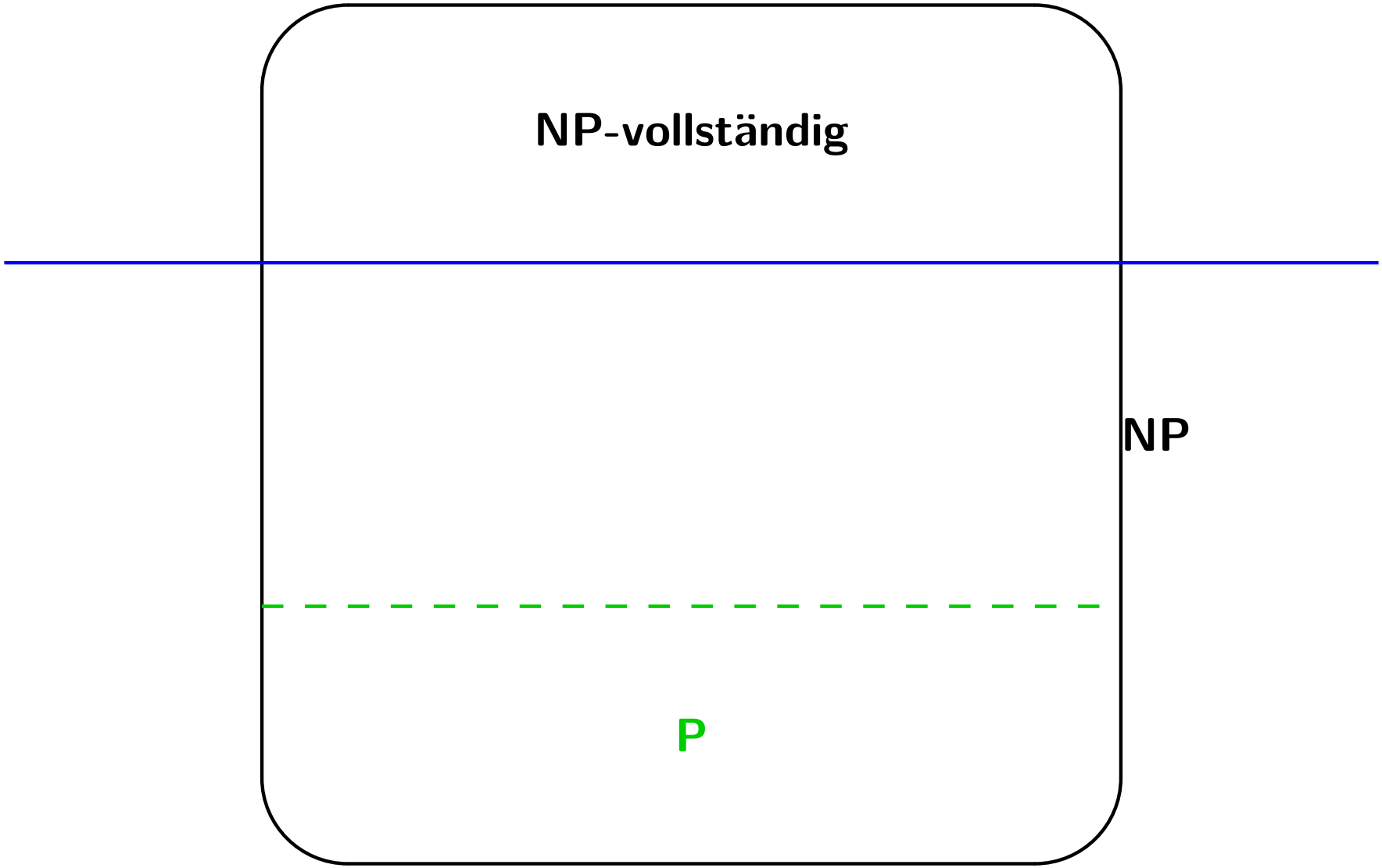
Eine Sprache L heißt NP-hart gdw $A \leq_p L$ für alle $A \in$ NP.

Definition 6.15

Eine Sprache L heißt NP-vollständig gdw
L NP-hart ist und $L \in$ NP.

NP-vollständige Probleme sind die "schwierigsten" Probleme in NP:
alle Probleme in NP sind polynomiell auf sie reduzierbar.

NP-hart



Wie man P$\stackrel{?}{=}$NP lösen kann:

Lemma 6.16

Es gilt P=NP gdw ein NP-vollständiges Problem in P liegt.

Beweis:

„$\Rightarrow$“: Falls P=NP, so liegt jedes NP-vollständige Problem in P.

„$\Leftarrow$“: Sei L ein NP-vollständiges Problem in P.
Dann gilt P $\supseteq$ NP:
Ist $A \in$ NP, so gilt $A \leq_p L$ (da L NP-hart)
und nach Lemma **??** $A \in$ P (da $L \in$ P). □

Starke Vermutung:

- P $\neq$ NP
- dh kein NP-vollständiges Problem ist in P.

Aber gibt es überhaupt NP-vollständige Probleme?

Aussagenlogik

Syntax der Aussagenlogik:

$$\begin{array}{rrcl} \text{Formeln:} & F & \to & \neg F \mid (F \wedge F) \mid (F \vee F) \mid X \\ \text{Variablen:} & X & \to & x \mid y \mid z \mid \ldots \end{array}$$

Bsp: $((\neg x \wedge y) \vee (x \wedge \neg z))$

Konvention: man darf äußerste Klammern weglassen
und $\wedge$ bindet stärker als $\vee$: $x \wedge y \vee z$ ist Abk. für $(x \wedge y) \vee z$

Semantik der Aussagenlogik:

- Eine Belegung ist eine Funktion von Variablen auf $\{0, 1\}$.
  Bsp: $\sigma = \{x \mapsto 0, y \mapsto 1, z \mapsto 0, \ldots\}$
- Belegungen werde mittels Wahrheitstabellen auf Formeln erweitert. Bsp: $\sigma((\neg x \wedge y) \vee (x \wedge \neg z)) = 1$
- Eine Formel F ist erfüllbar gdw es eine Belegung σ gibt mit $\sigma(F) = 1$

SAT

Gegeben: Eine aussagenlogische Formel F.

Problem: Ist F erfüllbar?

Praktische Bedeutung von SAT:

Äquivalenztest von Schaltungen (und vieles mehr)

Fakt 6.17

Zwei Formeln F_1 und F_2 sind genau dann äquivalent ($F_1 \leftrightarrow F_2$), wenn $(F_1 \wedge \neg F_2) \vee (\neg F_1 \wedge F_2)$ nicht erfüllbar ist.

Lemma 6.18

SAT $\in$ NP

Beweis:

Belegungen sind Zertifikate, die in polynomieller Zeit geprüft werden können: Es gibt eine DTM, die bei Eingabe einer Formel F und einer Belegung σ für die Variablen in F, in polynomieller Zeit $\sigma(F)$ berechnet. $\square$

Satz 6.19 (Cook 1971)

SAT ist NP-vollständig.

Beweis:

Da SAT $\in$ NP, bleibt noch zu zeigen, SAT ist NP-hart.
Sei $A \in$ NP. Wir zeigen $A \leq_p$ SAT.
Da $A \in$ NP gibt es NTM M mit $A = L(M)$ und
Polynom p mit $\mathit{ntime}_M(w) \leq p(|w|)$.

Reduktion bildet $w = x_1 \dots x_n \in \Sigma^*$ auf eine Formel F ab.
In polynomieller Zeit. So dass $w \in L(M) \Leftrightarrow F \in SAT$.

Die Variablen beschreiben das *mögliche* Verhalten von $M[w]$:

$\mathit{zust}_{t,q}$	$t = 0, \dots, p(n)$ $q \in Q$	$\mathit{zust}_{t,q} = 1 \Leftrightarrow$ Zustand nach t Schritten ist q
$\mathit{pos}_{t,i}$	$t = 0, \dots, p(n)$ $i = -p(n), \dots p(n)$	$\mathit{pos}_{t,i} = 1 \Leftrightarrow$ Kopfposition nach t Schritten ist i
$\mathit{band}_{t,i,a}$	$t = 0, \dots, p(n)$ $i = -p(n), \dots, p(n)$ $a \in \Gamma$	$\mathit{band}_{t,i,a} = 1 \Leftrightarrow$ Bandinhalt nach t Schritten auf Bandposition i ist Zeichen a

Beweis (Forts.):

Sei $Q = \{q_1, \ldots, q_k\}$ und $\Gamma = \{a_1, \ldots, a_l\}$.

$$F := R \wedge A \wedge T_1 \wedge T_2 \wedge E$$

$$R := \bigwedge_t [G(\mathit{zust}_{t,q_1}, \ldots, \mathit{zust}_{t,q_k}) \wedge G(\mathit{pos}_{t,-p(n)}, \ldots, \mathit{pos}_{t,p(n)}) \wedge \bigwedge_i G(\mathit{band}_{t,i,a_1}, \ldots, \mathit{band}_{t,i,a_l})] \qquad (G = \mathit{Genau1})$$

$$A := \mathit{zust}_{0,q_1} \wedge \mathit{pos}_{0,1} \wedge \bigwedge_{j=1}^{n} \mathit{band}_{0,j,x_j} \wedge \bigwedge_{j=-p(n)}^{0} \mathit{band}_{0,j,\Box} \wedge \bigwedge_{j=n+1}^{p(n)} \mathit{band}_{0,j,\Box}$$

Beweis (Forts.):

$$T_1 := \bigwedge_{t,q,i,a} [\mathit{zust}_{t,q} \wedge \mathit{pos}_{t,i} \wedge \mathit{band}_{t,i,a} \rightarrow \bigvee_{(q',a',y)\in\delta(q,a)} (\mathit{zust}_{t+1,q'} \wedge \mathit{pos}_{t+1,i+y} \wedge \mathit{band}_{t+1,i,a'})]$$

$$T_2 := \bigwedge_{t,i,a} ((\neg \mathit{pos}_{t,i} \wedge \mathit{band}_{t,i,a}) \rightarrow \mathit{band}_{t+1,i,a})$$

$$E := \bigvee_{t} \bigvee_{q\in F} \mathit{zust}_{t,q}$$

$$G(v_1,\ldots,v_r) := (\bigvee_{i=1}^{r} v_i) \wedge \left(\bigwedge_{i=1}^{r-1} \bigwedge_{j=i+1}^{r} \neg(v_i \wedge v_j)\right)$$

□

Von der Lösbarkeit zur Lösung

Wenn man SAT lösen kann, dann kostet es nicht viel mehr, dazu eine erfüllenden Belegung zu berechnen:

Sei F eine Formel mit den Variablen $x_1, \ldots, x_k$:

if $F \notin$ SAT **then** output("nicht lösbar")
else
  for $i := 1$ **to** k **do**
    if $F[x_i := 0] \in$ SAT **then** $b := 0$ **else** $b := 1$
    output(x_i "=" b)
    $F := F[x_i := b]$

wobei $F[x := b]$ = F mit x ersetzt durch b.

Entscheidung von SAT in Zeit $O(f(n))$
$\Longrightarrow$ Berechnung einer erf. Bel. in Zeit $O(n \cdot (f(n) + n))$
(falls es eine gibt.)

$f(n)$ polynomiell $\Longrightarrow$ $n \cdot (f(n) + n)$ polynomiell
$f(n)$ exponentiell $\Longrightarrow$ $n \cdot (f(n) + n)$ exponentiell

Bemerkungen:

- Die Reduzierung der Lösungsberechnung auf SAT ist eine rein theoretische Konstruktion.
- Sie zeigt, dass man sich auf SAT beschränken kann, wenn man nur an polynomiell/exponentiell interessiert ist.
- Alle bekannten Entscheidungsverfahren für SAT berechnen auch eine Lösung.

Von NP-hart zu „NP-leicht“

- Vor dem Jahr 2000:

  NP-vollständig = Todesurteil

- In den letzten Jahren:
  Spektakuläre Fortschritte bei *Implementierung* von
  SAT-Lösern (*SAT-solver*): `http://satcompetition.org`
  Stand der Kunst:
  Erfüllbar: bis 10^5 Variablen Unerfüllbar: bis 10^3 Variablen

- Jetzt:

  NP-vollständig = Hoffnung durch SAT

- Paradigma:

  SAT (Logik!) als universelle Sprache
  zur Kodierung kombinatorischer Probleme

  Reduktion auf SAT manchmal schneller als problemspezifische Löser! Und fast immer einfacher.

Beispiel: Reduktion von 3-Färbbarkeit (3COL) auf SAT.

3COL

Gegeben: Ein ungerichteter Graph

Problem: Gibt es eine Färbung der Knoten mit 3 Farben, so dass keine benachbarten Knoten gleich gefärbt sind?

Lineare Reduktion von Graph $G = (V, E)$ auf SAT:

- Variablen $= V \times \{1, 2, 3\}$. Notation: x_{vi}
- Interpretation: $x_{vi} = 1$ gdw Knoten v hat Farbe i

Instanz von SAT:

$$\bigwedge_{v \in V} Genau1(x_{v1}, x_{v2}, x_{v3}) \wedge \bigwedge_{(u,v) \in E} \neg(x_{u1} \wedge x_{v1} \vee x_{u2} \wedge x_{v2} \vee x_{u3} \wedge x_{v3})$$

Bemerkungen

- Zeigt 3COL $\leq_p$ SAT und damit 3COL $\in$ NP.
- Zeigt nicht, dass 3COL NP-vollständig ist.

Ähnlich direkt polynomiell auf SAT reduzierbar:

- HAMILTON
- SUDOKU
- ...

Eine Anwendung von k-Färbbarkeit: **Registerverteilung**

> *Kann man in einem Programmstück n Variablen so auf k Register verteilen, dass jede Variable so lange in einem Register bleibt, wie sie lebendig ist?*

Variable ist an einem Punkt lebendig
gdw sie später noch gelesen wird, ohne vorher überschrieben worden zu sein.

Reduktion auf k-Färbbarkeit:

Variable	$=$	Knoten
u und v verbunden	$=$	$u \neq v$ und es gibt einen Programmpunkt, an dem u und v lebendig sind
Farbe	$=$	Register
k-Färbung	$=$	Zuordnung eines Registers zu jeder Variablen

Sowohl k-Färbbarkeit als auch Registerverteilung ist für $k \geq 3$ NP-vollständig.

Mehr Information: Vorlesung *Programmoptimierung*

Weitere Anwendungen von SAT:

Bounded Model Checking

Hardware Entscheide, ob eine Schaltung mit Zustand für alle Eingaben innerhalb von 10 Zyklen ein bestimmtes Verhalten (nicht) hat.

Software Entscheide, ob ein Programm für alle Eingaben innerhalb von 10 Schritten ein bestimmtes Verhalten (nicht) hat. Variablen müssen auf kleine Wertebereiche eingeschränkt werden!

6.4 Weitere NP-vollständige Probleme

Wie zeigt man, dass ein (weiteres) Problem B NP-vollständig ist?

- Zeige $B \in$ NP (meist trivial)
- Zeige $A \leq_p B$ für ein NP-vollständiges Problem A.

Lemma 6.20

Ist A NP-vollständig, so ist $B \in$ NP ebenfalls NP-vollständig, falls $A \leq_p B$.

Beweis:

Folgt direkt aus der Transitivität von $\leq_p$:
B ist NP-hart, denn für $C \in$ NP gilt $C \leq_p A \leq_p B$. □

Warum will man wissen, dass ein Problem B NP-vollständig ist?
Um sicher zu sein, dass

- ein polynomieller Algorithmus für B ein Durchbruch wäre
- und daher wahrscheinlich nicht existiert.

Praktische Instanzen von B könnten trotzdem (zB mit SAT) „effizient“ lösbar sein.

Definition 6.21

- Eine Formel ist in Konjunktiver Normalform (KNF) gdw sie eine Konjunktion von Klauseln ist: $K_1 \wedge \cdots \wedge K_n$
- Eine Klausel ist eine Disjunktion von Literalen: $L_1 \vee \cdots \vee L_m$
- Ein Literal ist eine (evtl. negierte) Variable.
- Eine Formel ist in 3KNF gdw jede Klausel ≤ 3 Literale enthält.

Dh eine KNF ist ein Konjunktion von Disjunktionen von (evtl negierten) Variablen.
Bsp: $(x_9 \vee \neg x_2) \wedge (\neg x_7 \vee x_1 \vee x_6)$

3KNF-SAT

Gegeben: Ein Formel in 3KNF

Problem: Ist die Formel erfüllbar?

Offensichtlich gilt 3KNF-SAT $\in$ NP.
Aber vielleicht ist 3KNF-SAT einfacher als SAT?

Satz 6.22

3KNF-SAT ist NP-vollständig.

Beweis:

Wir zeigen SAT $\leq_p$ 3KNF-SAT . Wir geben eine polynomielle Reduktion $F \mapsto F'$ an, so dass F' in 3KNF ist und

$$F \text{ ist erfüllbar } \Leftrightarrow \ F' \text{ ist erfüllbar}$$

NB F und F' sind erfüllbarkeitsäquivalent, aber nicht notwendigerweise auch äquivalent.

1. Transformiere F in Negations-Normalform (NNF) durch fortgesetze Anwendung der de Morganschen Gesetze

$$\begin{aligned} \neg(A \wedge B) &= \neg A \vee \neg B \\ \neg(A \vee B) &= \neg A \wedge \neg B \\ \neg\neg A &= A \end{aligned}$$

von links nach rechts. F_1 ist Resultat.

Beweis (Forts.):

Für F_1 gilt: $\neg$ nur noch direkt vor Variablen.

2. Betrachte F_1 als Baum, wobei die Literale Blätter sind.
Ordne jedem inneren Knoten eine neue Variable $\in \{y_0, y_1, \dots\}$ zu.
Ordne dabei der Wurzel von F_1 die Variable y_0 zu.

3. Betrachte die y_i als Abkürzung für die Teilbäume, an deren Wurzeln sie stehen

$$y_i = \begin{array}{ccc} & \circ_i & \\ / & & \backslash \\ l_i & & r_i \end{array}$$

wobei $\circ_i \in \{\wedge, \vee\}$ und l_i, r_i ein Literal oder eine Variable y_j ist.
Beschreibe F_1 Knoten für Knoten:

$$y_0 \wedge (y_0 \leftrightarrow (l_0 \circ_0 r_0)) \wedge (y_1 \leftrightarrow (l_1 \circ_1 r_1)) \dots =: F_2$$

Beweis (Forts.):

F_1 erf. $\implies$ F_2 erf.: y_i bekommt Wert seines Teilbaums.
F_2 erf. $\implies$ F_1 erf.: klar

4. Transformiere jede Äquivalenz in 3KNF:

$$\begin{aligned}(a \leftrightarrow (b \vee c)) &\mapsto (a \vee \neg b) \wedge (a \vee \neg c) \wedge (\neg a \vee b \vee c)\\ (a \leftrightarrow (b \wedge c)) &\mapsto (\neg a \vee b) \wedge (\neg a \vee c) \wedge (a \vee \neg b \vee \neg c)\end{aligned}$$

Ergebnis ist F'.

Jeder Schritt ist in polynomieller Zeit in $|F|$ berechenbar.
Bei Transformation in NNF nimmt mit jedem Schritt

Summe der $|G|$ für alle Teilformeln $\neg G$ von F

ab.
Daher erreicht man die NNF in $\leq |F|^2$ Schritten. □

Da jede Formel in 3KNF auch in KNF ist:

Korollar 6.23
KNF-SAT ist NP-vollständig.

Kann man wie folgt die NP-Vollständigkeit von KNF-SAT zeigen?

> Man zeigt SAT $\leq_p$ KNF-SAT
> indem man jede Formel in KNF transformiert.

Satz 6.24
2KNF-SAT $\in$ *P*

Ohne Beweis

MENGENÜBERDECKUNG (MÜ)

Gegeben: Teilmengen $T_1, \ldots, T_n \subseteq M$ einer endlichen Menge M und eine Zahl $k \leq n$.

Problem: Gibt es $i_1, \ldots, i_k \in \{1, \ldots, n\}$ mit $M = T_{i_1} \cup \cdots \cup T_{i_k}$?

Beispiel 6.25

$$\begin{array}{lllllll} T_1 & = & \{1,2\} & & T_2 & = & \{1,3\} \\ T_3 & = & \{3,4\} & & T_4 & = & \{3,5\} \\ M & = & \{1,2,3,4,5\} & & k & = & 3 \end{array}$$

Lösung: Ja

Anwendung: Zulieferer

M Menge der Teile, die eine Firma einkaufen muss

T_i Menge der Teile, die Zulieferer i anbietet

Kann die Firma ihre Bedürfnisse mit k Zulieferern abdecken?

Fakt 6.26

MÜ $\in$ *NP.*

Satz 6.27

MÜ ist NP-vollständig.

Beweis:

Wir zeigen KNF-SAT $\leq_p$ MÜ.

Sei $F = K_1 \wedge \cdots \wedge K_m$ in KNF, mit Variablen $x_1, \ldots, x_k$.

$$
\begin{aligned}
M &:= \{1, \ldots, m, m+1, \ldots, m+k\} \\
T_i &:= \{j \mid x_i \text{ kommt in } K_j \text{ positiv vor}\} \cup \{m+i\} \\
T_i' &:= \{j \mid x_i \text{ kommt in } K_j \text{ negativ vor}\} \cup \{m+i\}
\end{aligned}
$$

F ist erfülbar

gdw

M wird durch k der Teilmengen $T_1, \ldots, T_k, T_1', \ldots, T_k'$ überdeckt

□

Beweis (Forts.):

Sei $F = K_1 \wedge \cdots \wedge K_m$ in KNF, mit Variablen $x_1, \ldots, x_l$.

$$\begin{aligned} M &:= \{1, \ldots, m\} \cup \{m+1, \ldots, m+l\} \\ T_i &:= \{j \mid x_i \text{ kommt in } K_j \text{ positiv vor}\} \cup \{m+i\} \\ T_i' &:= \{j \mid x_i \text{ kommt in } K_j \text{ negativ vor}\} \cup \{m+i\} \end{aligned}$$

Beispiel: $(x_1 \vee x_2 \vee x_3) \wedge (\neg x_1 \vee x_2 \vee x_4)$

$\Longrightarrow$

$$\begin{aligned} T_1 &= \{1, 2+1\} & T_1' &= \{2, 2+1\} \\ T_2 &= \{1, 2, 2+2\} & T_2' &= \{2+2\} \\ T_3 &= \{1, 2+3\} & T_3' &= \{2+3\} \\ T_4 &= \{2, 2+4\} & T_4' &= \{2+4\} \end{aligned}$$

Überdeckung: $T_1', T_2, T_3', T_4' \approx x_1 = 0, x_2 = 1, x_3 = 0, x_4 = 0$

Beweis (Forts.):

Sei $F = K_1 \wedge \cdots \wedge K_m$ in KNF, mit Variablen $x_1, \ldots, x_l$.

$$\begin{aligned} M &:= \{1, \ldots, m\} \cup \{m+1, \ldots, m+l\} \\ T_i &:= \{j \mid x_i \text{ kommt in } K_j \text{ positiv vor}\} \cup \{m+i\} \\ T_i' &:= \{j \mid x_i \text{ kommt in } K_j \text{ negativ vor}\} \cup \{m+i\} \end{aligned}$$

„$\Leftarrow$“ Sei $U_1, \ldots, U_n \in \{T_1, \ldots, T_n'\}$ eine Überdeckung vom M.

$\Rightarrow$ Es gibt für alle $1 \leq i \leq n$ genau eine Menge $U_i \in \{T_i, T_i'\}$ mit $m+i \in U_i$.

Setze $\sigma(x_i) :=$ if $U_i = T_i$ then 1 else 0

$\Rightarrow \sigma(K_j) = 1$ für alle $1 \leq j \leq m$

$\Rightarrow \sigma(F) = 1$ □

Das **Minimierungsproblem**

Gegeben: Teilmengen $T_1, \ldots, T_n \subseteq M$ einer endlichen Menge M

Problem: Finde das kleinste k, so dass M von k der Teilmengen überdeckt wird.

kann auf das Entscheidungsproblem reduziert werden:

> Finde kleinstes k durch binäre Suche im Intervall $[1, n]$
> mit $O(\log n)$ Aufrufen von MÜ.

Kann man MÜ in Zeit $O(f(n))$ entscheiden,
dann kann man das kleinste k in Zeit $O(f(n) \cdot \log n)$ berechnen.

$$\begin{array}{rcl} f(n) \text{ polynomiell} & \Longrightarrow & f(n) \cdot \log n \text{ polynomiell} \\ f(n) \text{ exponentiell} & \Longrightarrow & f(n) \cdot \log n \text{ exponentiell} \end{array}$$

Die Berechnung einer **Lösung**

Gegeben: Teilmengen $\vec{T} := T_1, \ldots, T_n \subseteq M$ einer endlichen Menge M, und eine Zahl $k \leq n$.

Problem: Finde eine Überdeckung von M durch k der Teilmengen.

kann auf das Entscheidungsproblem reduziert werden:

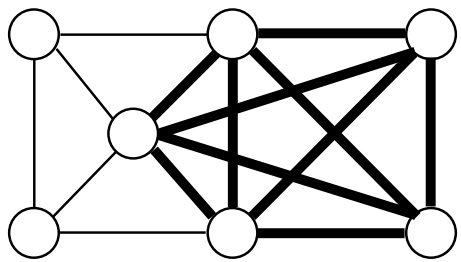
if $(\vec{T}, M, k) \notin$ MÜ **then** output("nicht lösbar")
else
  $\ddot{U} := \emptyset$
  for $i := 1$ **to** n **do**
    if $(\vec{T} - T_i, M, k) \in$ MÜ
    then $\vec{T} := \vec{T} - T_i$
    else $\ddot{U} := \ddot{U} \cup \{T_i\}$

CLIQUE

Gegeben: Ungerichteter Graph $G = (V, E)$ und Zahl $k \in \mathbb{N}$.

Problem: Besitzt G eine „Clique“ der Größe mindestens k?
Dh eine Teilmenge $V' \subseteq V$ mit $|V'| \geq k$
und alle $u, v \in V'$ mit $u \neq v$ sind benachbart.

Beispiel mit 5-Clique:



Anwendung von Clique-Berechnung:

Knoten	$=$	Prozess
Kante	$=$	Zwei Prozesse sind parallel ausführbar

$\Longrightarrow$ Clique ist Gruppe von parallelisierbaren Prozessen

Fakt 6.28

CLIQUE $\in$ *NP*

Satz 6.29

CLIQUE ist NP-vollständig.

Beweis: 3KNF-SAT $\leq_p$ CLIQUE:

Eine Formel F in 3KNF-SAT (oE: *genau* 3 Literale/Klausel)

$$F = (z_{11} \vee z_{12} \vee z_{13}) \wedge \ldots \wedge (z_{k1} \vee z_{k2} \vee z_{k3})$$

wird auf einen Graphen abgebildet:

$$\begin{aligned} V &= \{(1,1),(1,2),(1,3),\ldots,(k,1),(k,2),(k,3)\} \\ E &= \{\{(i,j),(p,q)\} \mid i \neq p \text{ und } z_{ij} \neq \neg z_{pq}\} \end{aligned}$$

F ist erfüllbar durch eine Belegung σ $\iff$

Es gibt in jeder Klausel i ein Literal z_{ij_i} mit $\sigma(z_{ij_i}) = 1$

$\iff$

Die Literale $z_{1j_1}, \ldots, z_{kj_k}$ sind paarweise nicht komplementär

$\iff$

Die Knoten $(1,j_1), \ldots, (k,j_k)$ sind paarweise benachbart

$\iff$ G hat eine Clique der Größe k. $\square$

RUCKSACK

Gegeben: Zahlen $a_1, \ldots a_n \in \mathbb{N}$ und $b \in \mathbb{N}$.

Problem: Gibt es $R \subseteq \{1, \ldots, n\}$ mit $\sum_{i \in R} a_i = b$?

Satz 6.30

RUCKSACK ist NP-vollständig.

Beweis: 3KNF-SAT $\leq_p$ RUCKSACK:

Sei $F = (z_{11} \vee z_{12} \vee z_{13}) \wedge \cdots \wedge (z_{m1} \vee z_{m2} \vee z_{m3})$, wobei

$$z_{ij} \in \{x_1, \ldots, x_n\} \cup \{\neg x_1, \neg x_2, \ldots, \neg x_n\}$$

D.h. $m =$ Anzahl der Klauseln und n Anzahl der Variablen.

Beweis (Forts.):

Wir geben Zahlen v_{i0}, v_{i1} für jede variable x_i, Zahlen k_{j1}, k_{j2} für jede Klausel K_j, und eine Zahl b an.

- Alle Zahlen haben genau $m + n$ Stellen im Dezimalsystem.
  Die j-te Stelle, $1 \leq j \leq m$, nennen wir
  "Stelle (der Klausel) K_j".
  Die $m + i$ Stelle, $1 \leq i \leq n$, nennen wir
  "Stelle (der Variable) x_i".
- $b = \underbrace{44\ldots444}_{m}\underbrace{11\ldots11}_{n}$
- An der Stelle x_i haben v_{i0}, v_{i1} eine 1, und die Zahlen und k_{j1}, k_{j2} eine 0.
  $\rightarrow$ genau eine von v_{i0}, v_{i1} muss in den Rucksack
  $\rightarrow$ modelliert die Wahl einer Belegung.

Beweis (Forts.):

Beschreibung der Zahlen $v_{i0}, v_{i1}, k_{j1}, k_{j2}$:

- v_{i0} hat eine 1 an der Stelle x_i sowie an den Stellen der Klauseln, die $\neg x_i$ enthalten, sonst 0en.
- v_{i1} hat eine 1 an der Stelle x_i sowie an den Stellen der Klauseln, die x_i enthalten, sonst 0en.
- k_{j1} hat eine 1 an der Stelle K_j, sonst 0en.
- k_{j2} hat eine 2 an der Stelle K_j, sonst 0en.

Wenn die Summe einer Untermenge R die Zahl b ergibt, dann erfüllt die Belegung σ mit $\sigma(x_i) = 1$ gdw $v_{i1} \in R$ die Formel F.

Wenn F erfüllbar ist, dann wähle R so:

- Nehme eine erfüllende Belegung σ von F.
- Für jede Variable x_i: Füge v_{i1} zu R wenn $\sigma(x_i) = 1$, sonst füge v_{i0}.
- Für jede Klausel K_j: Füge k_{j1} oder k_{j2} hinzu, um eine 4 an der Stelle K_j zu gewinnen.

PARTITION

Gegeben: Zahlen $a_1, \ldots a_n \in \mathbb{N}$.

Problem: Gibt es $I \subseteq \{1, \ldots, n\}$ mit $\sum_{i \in I} a_i = \sum_{i \notin I} a_i$?

Satz 6.31

PARTITION ist NP-vollständig.

Beweis: RUCKSACK $\leq_p$ PARTITION

Beispiel: $\vec{a} = 12, 7, 4, 9, 7, 3, 15$ und $b = 38$.

Lösung: Die Zahlen $7, 9, 7, 15$, dh $R = \{2, 4, 5, 7\}$

RUCKSACK $\rightarrow$ PARTITION:

$M := \sum_{i=1}^{n} a_i = 57, \quad M - b + 1 = 20, \quad b + 1 = 39$

Das resultierende PARTITION-Problem: $12, 7, 4, 9, 7, 3, 15, \ 20, 39$

Lösung: $\{7, 9, 7, 15, 20\}$ und $\{12, 4, 3, 39\}$, dh $I = \{2, 4, 5, 7, 8\}$.

Reduktion im Allgemeinen:

$$a_1, a_2, \ldots, a_k, b \ \mapsto \ a_1, a_2, \ldots, a_k, M - b + 1, b + 1$$

□

BIN PACKING

Gegeben: Eine „Behältergröße“ $b \in \mathbb{N}$, die Anzahl der Behälter $k \in \mathbb{N}$ und „Objekte“ $a_1, a_2, \ldots a_n$.

Problem: Können die Objekte so auf die k Behälter verteilt werden, dass kein Behälter überläuft?

Satz 6.32

BIN PACKING ist NP-vollständig.

Beweis: PARTITION $\leq_p$ BIN PACKING

$$(a_1, \ldots, a_n) \;\mapsto\; (b, k, 2a_1, \ldots, 2a_n)$$

wobei $b := \sum_{i=1}^{n} a_i$ und $k := 2$. □

HAMILTON

Gegeben: Ungerichteter Graph G

Problem: Enthält G einen Hamilton-Kreis, dh einen geschlossenen Pfad, der jeden Knoten genau einmal enthält?

Satz 6.33

HAMILTON ist NP-vollständig.

TRAVELLING SALESMAN (TSP)

Gegeben: Eine $n \times n$ Matrix $M_{ij} \in \mathbb{N}$ von „Entfernungen“ und eine Zahl $k \in \mathbb{N}$

Problem: Gibt es eine „Rundreise“ (Hamilton-Kreis) der Länge $\leq k$?

Satz 6.34

TSP ist NP-vollständig.

Beweis: HAMILTON $\leq_p$ TSP

$$(\{1, \ldots, n\}, E) \;\mapsto\; (M, n)$$

wobei

$$M_{ij} \;:=\; \begin{cases} 1 & \text{falls } \{i,j\} \in E \\ 2 & \text{sonst} \end{cases}$$

□

FÄRBBARKEIT (COL)

Gegeben: Ein ungerichteter Graph (V, E) und eine Zahl k.

Problem: Gibt es eine Färbung der Knoten V mit k Farben, so dass keine zwei benachbarten Knoten die gleiche Farbe haben?

Satz 6.35

FÄRBBARKEIT ist NP-vollständig für $k \geq 3$.

Beweis:

3KNF-SAT $\leq_p$ 3FÄRBBARKEIT □

Satz 6.36

2FÄRBBARKEIT $\in P$

Die NP-Bibel, der NP-Klassiker:

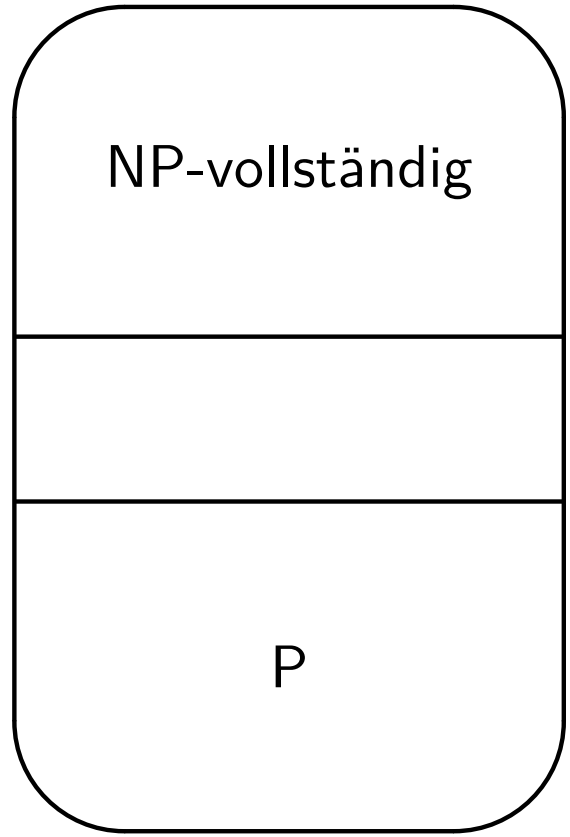
Michael Garey and David Johnson.
Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness. 1979.

Despite the 23 years that have passed since its publication, I consider Garey and Johnson the single most important book on my office bookshelf.

Lance Fortnow, 2002.

Man weiß nicht ob $P = NP$. Aber man weiß (Ladner 1975)

$P \neq NP \implies NP =$



Kurt Gödel.

Über formal unentscheidbare Sätze der Principia Mathematica und verwandter Systeme I. Monatshefte für Mathematik, 1931.

Kurt Gödel
1906 (Brünn) –
1978 (Princeton)

6.5 Die Unvollständigkeit der Arithmetik

Syntax der Arithmetik:

Variablen:	V	$x\ y\ z\ \ldots$
Zahlen:	N	$0\ 1\ 2\ \ldots$
Terme:	T	$V\ \ N\ \ (T+T)\ \ (T*T)$
Formeln:	F	$(T=T)\ \neg F\ \ (F \wedge F)\ \ (F \vee F)$
		$\exists V.\, F$

Wir betrachten $\forall x.\, F$ als Abk. für $\neg\exists\ x.\, \neg F$.

Definition 6.37

Ein Vorkommen einer Variablen x in einer Formel F ist gebunden gdw das Vorkommen in einer Teilformel der Form $\exists x.\, F'$ oder $\forall x.\, F'$ in der Teilformel F' liegt.
Ein Vorkommen ist frei gdw es nicht gebunden ist.

Notation: $F(x_1, \ldots, x_k)$ bezeichnet eine Formel F, in der höchstens $x_1, \ldots, x_k$ frei vorkommen.

Sind $n_1, \ldots, n_k$ $\mathbb{N}$ so ist $F(n_1, \ldots, n_k)$ das Ergebnis der Substitution von $n_1, \ldots, n_k$ für die freien Vorkommen von $x_1, \ldots, x_k$.

Beispiel 6.38

$$\begin{aligned} F(x, y) &= (x = y \ \wedge \ \exists x.\, x = y) \\ F(5, 7) &= (5 = 7 \ \wedge \ \exists x.\, x = 7) \end{aligned}$$

Ein Satz ist eine Formel ohne freie Variablen.

Beispiel 6.39

$$\exists x.\ \exists y.\, x = y \qquad \exists y.\ \exists x.\, x = y$$

Mit S bezeichnen wir die Menge der arithmetischen Sätze.

Die Menge der wahren Sätze der Arithmetik nennen wir W:

Definition 6.40

$(t_1 = t_2)\ W$	gdw	t_1 und t_2 den selben Wert haben.
$\neg F\ W$	gdw	$F\ W$
$(F \wedge G)\ W$	gdw	$F\ W$ und $G\ W$
$(F \vee G)\ W$	gdw	$F\ W$ oder $G\ W$
$\exists x.\, F(x)$	gdw	es $n\ \mathbb{N}$ gibt, so dass $F(n)\ W$

Fakt 6.41

Für jeden Satz F gilt entweder $F\ W$ oder $\neg F\ W$

NB Ob eine Formel mit freien Variablen wahr ist, kann vom Wert der freien Variablen abhängen:

$$\exists x.\, x + x = y$$

Daher haben wir Wahrheit nur für Sätze definiert.

Definition 6.42

Eine partielle Funktion $f : \mathbb{N}^k \to \mathbb{N}$ ist arithmetisch repräsentierbar gdw es eine Formel $F(x_1, \ldots, x_k, y)$ gibt, so dass für alle $n_1, \ldots, n_k, m$ $\mathbb{N}$ gilt:

$$f(n_1, \ldots, n_k) = m \quad \text{gdw} \quad F(n_1, \ldots, n_k, m) \; W$$

Satz 6.43

Jede WHILE-berechenbare Funktion ist arithmetisch repräsentierbar.

Satz 6.44

W ist nicht entscheidbar.

Korollar 6.45

W ist nicht semi-entscheidbar.

Wir kodieren Beweise als Zahlen.

Definition 6.46

Ein Beweissystem für die Arithmetik ist ein entscheidbares Prädikat

$$Bew : \mathbb{N} \times S \ \rightarrow \ \{0, 1\}$$

wobei wir $Bew(b, F)$ lesen als „b ist Beweis für Formel F“.
Ein Beweissystem Bew ist korrekt gdw

$$Bew(b, F) \implies F \ W.$$

Ein Beweissystem Bew ist vollständig gdw

$$F \ W \implies \text{ es gibt } b \text{ mit } Bew(b, F).$$

Satz 6.47 (Gödel)

Es gibt kein korrektes und vollständiges Beweissystem für die Arithmetik.

Beweis:

Denn mit jedem korrekten und vollständigen Beweissystem kann man $\chi'_W(F)$ programmieren:

$b := 0$
while $Bew(b, F) = 0$ **do** $b := b + 1$
output(1)

□

6.6 Die Entscheidbarkeit der Presburger Arithmetik

Syntax der Presburger Arithmetik:

$$
\begin{array}{rrcl}
\text{Variablen:} & V & \to & x \mid y \mid z \mid \ldots \\
\text{Zahlen:} & N & \to & 0 \mid 1 \mid 2 \mid \ldots \\
\text{Terme:} & T & \to & V \mid N \mid T + T \\
\text{Formeln:} & F & \to & (T = T) \mid \neg F \mid (F \wedge F) \mid (F \vee F) \\
 & & \mid & \exists V.\, F
\end{array}
$$

Wir betrachten $\forall x.\, F$ als Abk. für $\neg\exists x.\, \neg F$.

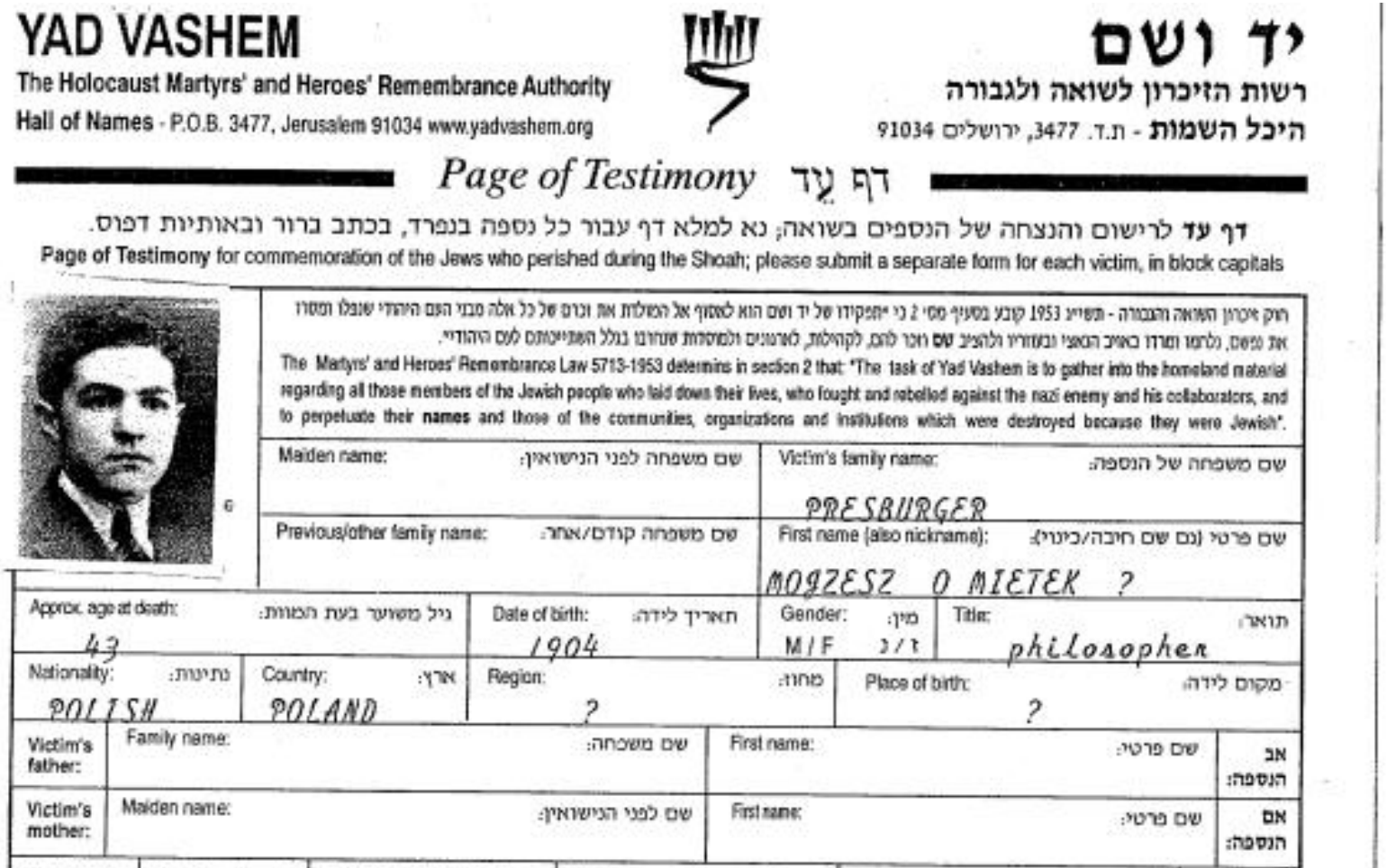
Satz 6.48

Für Sätze der Presburger Arithmetik ist entscheidbar, ob sie wahr sind.

Mojzesz Presburger.

Über die Vollständigkeit eines gewissen Systems der Arithmetik ganzer Zahlen, in welchem die Addition als einzige Operation hervortritt. 1929.

Mojzesz Presburger 1904 – 1943



YAD VASHEM
The Holocaust Martyrs' and Heroes' Remembrance Authority
Hall of Names - P.O.B. 3477, Jerusalem 91034 www.yadvashem.org

יד ושם
רשות הזיכרון לשואה ולגבורה
היכל השמות - ת.ד. 3477, ירושלים 91034

Page of Testimony דף עד

דף עד לרישום והנצחה של הנספים בשואה; נא למלא דף עבור כל נספה בנפרד, בכתב ברור ובאותיות דפוס.
Page of Testimony for commemoration of the Jews who perished during the Shoah; please submit a separate form for each victim, in block capitals

חוק יזכרון השואה והגבורה - תשיייג 1953 קובע בסעיף סעי׳ 2 כי "תפקידו של יד ושם הוא לאסוף אל המולדת את זכרם של כל אלה מבני העם היהודי שנפלו ומסרו את נפשם, נלחמו ומרדו באויב הנאצי ובעזריו ולהציב שם ומזכר להם, לקהילות, למוסדות שנחרבו בגלל השתייכותם לעם היהודי".
The Martyrs' and Heroes' Remembrance Law 5713-1953 determins in section 2 that: "The task of Yad Vashem is to gather into the homeland material regarding all those members of the Jewish people who laid down their lives, who fought and rebelled against the nazi enemy and his collaborators, and to perpetuate their **names** and those of the communities, organizations and institutions which were destroyed because they were Jewish".

Maiden name: שם משפחה לפני הנישואין:	Victim's family name: שם משפחה של הנספה: PRESBURGER
Previous/other family name: שם משפחה קודם/אחר:	First name (also nickname): שם פרטי (גם שם חיבה/כינוי): MOJZESZ O MIETEK ?

Approx. age at death: גיל משוער בעת המוות: 43	Date of birth: תאריך לידה: 1904	Gender: מין: M/F ז/נ	Title: תואר: philosopher	
Nationality: נתינות: POLISH	Country: ארץ: POLAND	Region: מחוז: ?	Place of birth: מקום לידה: ?	
Victim's father:	Family name: שם משפחה:	First name: שם פרטי:	אב הנספה:	
Victim's mother:	Maiden name: שם לפני הנישואין:	First name: שם פרטי:	אם הנספה:	

Presburger Arithmetik $=$ normale Arithmetik
ohne Multiplikation

Arithmetik : hochgradig unentscheidbar :-(
sogar sogar unvollständig :-((

$\Longrightarrow$ Hilberts 10tes Problem
$\Longrightarrow$ Gödels Theorem

Vereinfachte Presburger Formeln:

$$\begin{array}{lll} \phi & ::= & x + y = z \quad | \quad x = n \quad | \\ & & \phi_1 \wedge \phi_2 \quad | \quad \neg\phi \quad | \\ & & \exists\, x.\ \ \phi \end{array}$$

Bemerkungen

- Durch sukzessive Addition kann man Multiplikation mit Konstanten simulieren.
  (Wie?)
- Das Rucksackproblem lässt sich in PA ausdrücken.
  (Wie?)

Allgemeineres Ziel: **PSAT**

Finde Werte in $\mathbb{N}$ für die freien Variablen , so dass ϕ gilt ...

Bemerkung:

Ganzzahlige Optimierung lässt sich als PSAT-Problem ausdrücken. (Wie?)

Idee: Codiere die Werte der Variablen als Worte ...

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0
17	x	1	0	0	0	1	0	0	0

Allgemeineres Ziel: **PSAT**

Finde Werte in $\mathbb{N}$ für die freien Variablen , so dass ϕ gilt ...

Bemerkung:

Ganzzahlige Optimierung lässt sich als PSAT-Problem ausdrücken. (Wie?)

Idee: Codiere die Werte der Variablen als Worte ...

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0
17	x	1	0	0	0	1	0	0	0

Allgemeineres Ziel: **PSAT**

Finde Werte in $\mathbb{N}$ für die freien Variablen , so dass ϕ gilt ...

Bemerkung:

Ganzzahlige Optimierung lässt sich als PSAT-Problem ausdrücken. (Wie?)

Idee: Codiere die Werte der Variablen als Worte ...

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0
17	x	1	0	0	0	1	0	0	0

Allgemeineres Ziel: **PSAT**

Finde Werte in $\mathbb{N}$ für die freien Variablen , so dass ϕ gilt ...

Bemerkung:

Ganzzahlige Optimierung lässt sich als PSAT-Problem ausdrücken. (Wie?)

Idee: Codiere die Werte der Variablen als Worte ...

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0
17	x	1	0	0	0	1	0	0	0

Allgemeineres Ziel: **PSAT**

Finde Werte in $\mathbb{N}$ für die freien Variablen , so dass ϕ gilt ...

Bemerkung:

Ganzzahlige Optimierung lässt sich als PSAT-Problem ausdrücken. (Wie?)

Idee: Codiere die Werte der Variablen als Worte ...

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0
17	x	1	0	0	0	1	0	0	0

Allgemeineres Ziel: **PSAT**

Finde Werte in $\mathbb{N}$ für die freien Variablen , so dass ϕ gilt ...

Bemerkung:

Ganzzahlige Optimierung lässt sich als PSAT-Problem ausdrücken. (Wie?)

Idee: Codiere die Werte der Variablen als Worte ...

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0
17	x	1	0	0	0	1	0	0	0

Allgemeineres Ziel: **PSAT**

Finde Werte in $\mathbb{N}$ für die freien Variablen , so dass ϕ gilt ...

Bemerkung:

Ganzzahlige Optimierung lässt sich als PSAT-Problem ausdrücken. (Wie?)

Idee: Codiere die Werte der Variablen als Worte ...

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0
17	x	1	0	0	0	1	0	0	0

Allgemeineres Ziel: **PSAT**

Finde Werte in $\mathbb{N}$ für die freien Variablen , so dass ϕ gilt ...

Bemerkung:

Ganzzahlige Optimierung lässt sich als PSAT-Problem ausdrücken. (Wie?)

Idee: Codiere die Werte der Variablen als Worte ...

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0
17	x	1	0	0	0	1	0	0	0

Allgemeineres Ziel: **PSAT**

Finde Werte in $\mathbb{N}$ für die freien Variablen , so dass ϕ gilt ...

Bemerkung:

Ganzzahlige Optimierung lässt sich als PSAT-Problem ausdrücken. (Wie?)

Idee: Codiere die Werte der Variablen als Worte ...

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0
17	x	1	0	0	0	1	0	0	0

Allgemeineres Ziel: **PSAT**

Finde Werte in $\mathbb{N}$ für die freien Variablen , so dass ϕ gilt ...

Bemerkung:

Ganzzahlige Optimierung lässt sich als PSAT-Problem ausdrücken. (Wie?)

Idee: Codiere die Werte der Variablen als Worte ...

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0
17	x	1	0	0	0	1	0	0	0

Beobachtung:

Die Menge der erfüllenden Variablenbelegungen ist regulär !!

$$\begin{array}{lcll} \phi_1 \wedge \phi_2 & \Longrightarrow & \mathcal{L}(\phi_1) \cap \mathcal{L}(\phi_2) & \text{(Durchschnitt)} \\ \neg\phi & \Longrightarrow & \overline{\mathcal{L}(\phi)} & \text{(Komplement)} \\ \exists\, x: \quad \phi & \Longrightarrow & \pi_x(\mathcal{L}(\phi)) & \text{(Projektion)} \end{array}$$

Achtung:

- Ein akzeptiertes Tupel kann immer durch führende Nullen verlängert werden !
- bleibt unter Vereinigung, Durchschnitt und Komplement erhalten !!
- Wie sieht das mit der Projektion aus ?

Weg-Projizierung der x-Komponente:

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0
17	x	1	0	0	0	1	0	0	0

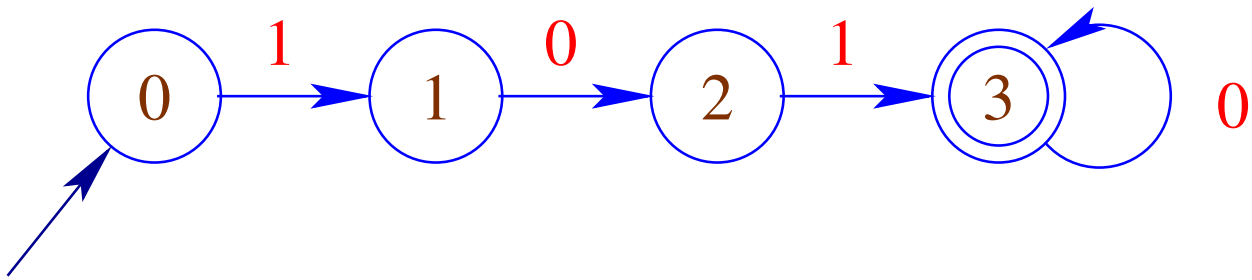
Weg-Projizierung der x-Komponente:

213	t	1	0	1	0	1	0	1	1
42	z	0	1	0	1	0	1	0	0
89	y	1	0	0	1	1	0	1	0

- Nun werden möglicherweise Tupel von Zahlen erst nach Anhängen von geeignet vielen führenden Nullen akzeptiert !
- Der Automat muss so komplettiert werden, dass q bereits akzeptierend ist, wenn von q aus mit Nullen ein akzeptierender Zustand erreicht werden kann.

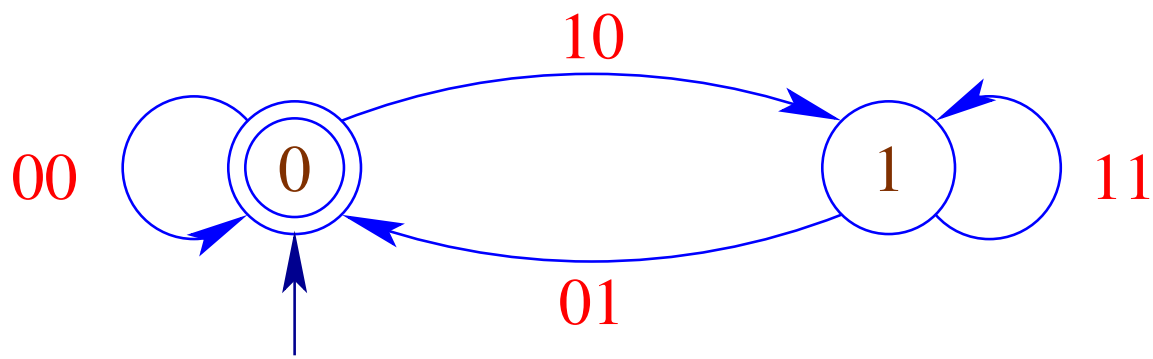
Automaten für Basis-Prädikate:

$x = 5$



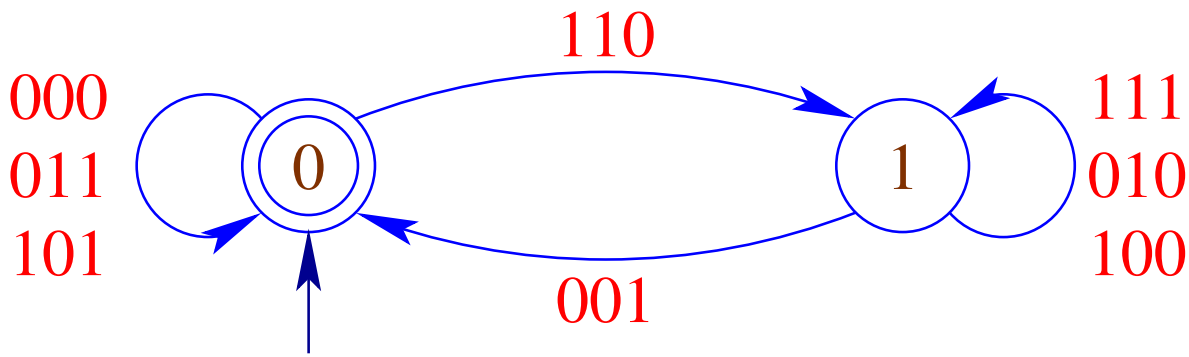
Automaten für Basis-Prädikate:

$$x{+}x = y$$



Automaten für Basis-Prädikate:

$$x+y = z$$



Ergebnisse:

Ferrante, Rackoff,1973 : $\mathrm{PSAT} \leq \mathrm{DSPACE}(2^{2^{c \cdot n}})$

Fischer, Rabin,1974 : $\mathrm{PSAT} \geq \mathrm{NTIME}(2^{2^{c \cdot n}})$