

Einführung in die Theoretische Informatik

Tobias Nipkow

Fakultät für Informatik
TU München

<http://theo.in.tum.de>

Sommersemester 2008

© T. Nipkow & E. Mayr

Inhaltsverzeichnis

▶ 14. April

▶ 18. April

▶ 21. April

▶ 25. April

▶ 28. April

▶ 2. Mai

▶ 5. Mai

▶ 9. Mai

▶ 16. Mai

▶ 19. Mai

▶ 23. Mai

▶ 26. Mai

▶ 30. Mai

▶ 2. Juni

▶ 6. Juni

▶ 9. Juni

▶ 13. Juni

▶ 16. Juni

▶ 20. Juni

▶ 23. Juni

▶ 27. Juni

▶ 30. Juni

▶ 4. Juli

▶ 7. Juli

▶ 11. Juli

▶ 14. Juli

Kapitel 0 Organisatorisches

- Vorlesungsseite: <http://theo.in.tum.de>
- Vorlesungen:
 - Mo 10:15–11:45, Fr 8:00–09:30 HS 1 (MI 00.02.001)
- Übung:
 - 2SWS Tutorübung: bitte anmelden unter <https://grundstudium.in.tum.de/>
- Umfang:
 - 4V+2TÜ, 8 ECTS-Punkte

- Übungsleitung:
 - Dr. W. Meixner, MI 03.09.040 (meixner@in.tum.de)
 - Hr. A. Krauss, MI 01.11.055 (krauss@in.tum.de)
- Sekretariat:
 - Frau Müller, MI 01.11.044 (muellesi@in.tum.de)

- Übungsaufgaben:
 - Ausgabe jeweils am Montag auf der Webseite der Vorlesung
 - Abgabe eine Woche später vor der Vorlesung
 - Besprechung in der Tutorübung
- Klausur:
 - Zwischenklausur (50% Gewicht) 3. Juni 2008
 - Endklausur (50% Gewicht) 18. Juli 2008
 - Wiederholungsklausur
 - bei den Klausuren sind *keine* Hilfsmittel außer einem handbeschriebenen DIN-A4-Blatt zugelassen
 - Bonus von 0,3 bei 40% der erreichbaren Hausaufgabenpunkte

- Vorkenntnisse:
 - Einführung in die Informatik 1/2
 - Diskrete Strukturen
- Weiterführende Vorlesungen:
 - Automaten, Formale Sprachen, Berechenbarkeit und Entscheidbarkeit
 - Komplexitätstheorie
 - Logik
 - ...

1. Themen und Ziel der Vorlesung

Themengebiete:

- Berechenbarkeitstheorie
 - Untersuchung der Grenzen, was Rechner prinzipiell können
- Komplexitätstheorie
 - Untersuchung der Grenzen, was Rechner mit begrenzten Ressourcen können
- Automatentheorie
 - Rechner mit endlichem oder kellerartigem Speicher
- Grammatiken
 - Syntax von Programmiersprachen

Geschichte:

1936 Berechenbarkeitstheorie: Church & Turing

1956 Automaten und reguläre Ausdrücke: Kleene

1956 Grammatiken: Chomsky

1971 Komplexitätstheorie: Cook

Gliederung:

- Automaten und formale Sprachen
 - Endliche Automaten und reguläre Ausdrücke
(`rm *.pdf`)
 - Kontextfreie Grammatiken
($\langle A \rangle ::= \langle A \rangle + \langle A \rangle \mid \langle A \rangle * \langle A \rangle \mid \dots$)
- Berechenbarkeit
 - Turing Maschinen, Berechenbarkeit, Entscheidbarkeit, Aufzählbarkeit
 - Komplexitätsklassen (P und NP)

Ziele:

Abstraktion von *irrelevanten* Details:

zB nicht x86 sondern Turingmaschine.

Formalisierung durch mathematische Objekte (Mengen, Funktionen, Relationen)

Simulation eines Formalismus durch einen anderen:

zB deterministische durch nichtdeterministische Maschinen

Äquivalenz von Formalismen:

zB endliche Automaten und reguläre Ausdrücke.





Reduktion von einem Problem auf ein anderes:

zB Formeln auf Automaten, ...

Endliche Beschreibungen unendlicher Mengen

**Informatik ist keine (schwarze) Kunst
sondern eine exakte Wissenschaft.**

2. Literatur

-  John E. Hopcroft, Rajeev Motwani, Jeffrey D. Ullman.
Introduction to Automata Theory, Languages, and Computation.
-  Dexter Kozen.
Automata and Computability.
-  Katrin Erk, Lutz Priese.
Theoretische Informatik: Eine umfassende Einführung.
-  Uwe Schöning.
Theoretische Informatik — kurzgefasst.

Kapitel I Formale Sprachen und Automaten

1. Grundbegriffe

Definition 1.1

- Ein **Alphabet** Σ ist eine endliche Menge.
Bsp: $\{0, 1\}$, ASCII, Unicode.
- Ein **Wort**/String über Σ ist eine endliche Folge von Zeichen aus Σ , zB 010.
- Das leere Wort 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: $(ab)^3 = ababab$.
- $|w|$ ist die Länge eines Wortes w .
- Σ^* ist die Menge aller Wörter über Σ .
- Eine Teilmenge $L \subseteq \Sigma^*$ ist eine (**formale**) **Sprache**.

Beispiel 1.2 (Formale Sprachen)

- Die Menge aller legalen Java 1.5 Programme
- Die Menge aller Wörter im Duden (24. Aufl.)
- Die „Menge“ der deutschen Sätze ist keine formale Sprache
- $L_1 = \{\epsilon, ab, abab, ababab, \dots\} = \{(ab)^n \mid n \in \mathbb{N}\}$
($\Sigma_1 = \{a, b\}$)
- $L_2 = \{\epsilon, ab, aabb, aaabbb, \dots\} = \{ \quad \mid n \in \mathbb{N}\}$
($\Sigma_2 = \{a, b\}$)
- $L_3 = \{\epsilon, 1, 100, 1001, 10000, \dots\} =$
 $\{w \in \{0, 1\}^* \mid \quad \}$
($\Sigma_3 = \{0, 1\}$)
- \emptyset
- $\{\epsilon\}$
- ϵ ist keine Sprache

Definition 1.3 (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: $\{ab, b\} \times \{a, bb\} = \{(ab, a), (ab, bb), (b, a), (b, bb)\}$
- $A^n = \{w_1 \dots w_n \mid w_1, \dots, w_n \in A\} = A \dots A$
Bsp: $\{ab, ba\}^2 = \{abab, abba, baab, baba\}$
- $A^* = \{w_1 \dots w_n \mid n \geq 0 \wedge w_1, \dots, w_n \in A\} = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} A^n$
Bsp: $\{01\}^* = \{\epsilon, 01, 0101, 010101, \dots\} \neq \{0, 1\}^*$
- $A^+ = A^* \setminus \{\epsilon\}$
Bsp: $\Sigma^+ =$ Menge aller nicht-leeren Wörter über Σ

Achtung:

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

Einige Rechenregeln:

Lemma 1.4

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

Lemma 1.5

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

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

Lemma 1.6

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

Erinnerung: Eine Menge M ist **abzählbar** falls sie gleich mächtig wie eine Teilmenge von \mathbb{N} ist,

- d.h., es gibt eine Bijektion zw. M und einer Teilmenge von \mathbb{N} ,
- d.h., es gibt eine Nummerierung der Elemente von M so dass $M = \{m_0, m_1, \dots\}$.

Eine Menge ist **überabzählbar** wenn sie nicht abzählbar ist.

Lemma 1.7

Σ^* ist abzählbar (falls Σ endlich).

Beweis:

Durch Beispiel:

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



Satz 1.8

Die Menge der Sprachen über einem nicht-leeren Alphabet ist überabzählbar.

Beweis:

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

| | w_0 | w_1 | w_2 | \dots | $= \Sigma^*$ |
|----------|----------|----------|----------|----------|--------------|
| L_0 | 0 | 1 | 1 | \dots | |
| L_1 | 1 | 0 | 0 | \dots | |
| L_2 | 1 | 1 | 1 | \dots | |
| \vdots | \vdots | \vdots | \vdots | \ddots | |

Eine Sprache L , die nicht in der Tabelle ist: \neg Diagonale!

$L \mid 1 \quad 1 \quad 0 \quad \dots$

Widerspruch!

Formal: $L := \{w_i \mid w_i \notin L_i\}$

Dann $L \neq L_i$ für alle i , da $w_i \in L \Leftrightarrow w_i \notin L_i$.



Definition 1.9

Eine Menge M ist **entscheidbar** gdw es einen Algorithmus gibt, der ihre **charakteristische Funktion**

$$\chi_M(x) = \begin{cases} 1 & \text{falls } x \in M \\ 0 & \text{falls } x \notin M \end{cases}$$

berechnet.

Beispiel 1.10 (Entscheidbare Sprachen)

- Die Menge aller legalen Java 1.5 Programme
- Die Menge aller Wörter im Duden (24. Aufl.)
- $\{(ab)^n \mid n \in \mathbb{N}\}$
- $\{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$
- Menge aller Primzahlen
- \emptyset
- $\{\epsilon\}$

Satz 1.11

Es gibt nicht-entscheidbare Sprachen.

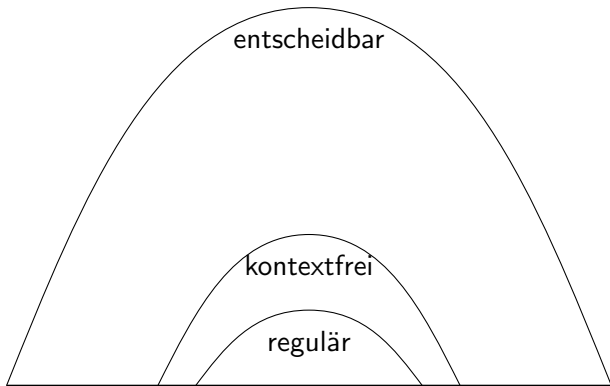
Beweis:

Jeder Algorithmus ist ein String. Daher gibt es nur abzählbar viele Algorithmen. Aber überabzählbar viele Sprachen, also mehr als Algorithmen. □

Wir haben sogar gezeigt:

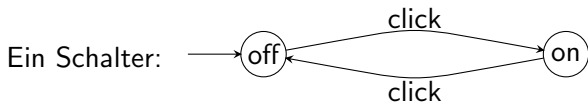
- Es gibt höchstens *abzählbar viele entscheidbare Sprachen*.
- Damit verbleiben *überabzählbar viele unentscheidbare Sprachen*.

alle formalen Sprachen



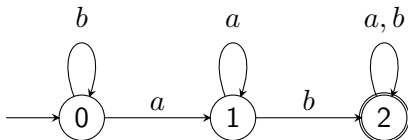
2. Reguläre Sprachen

2.1 Deterministische endliche Automaten



UML state charts sind endliche Automaten.

Ein endlicher Automat mit Endzustand:



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

Menge der Wörter, die vom Start- in den Endzustand führen?

Alle Wörter, die ba^*b enthalten.

Definition 2.1

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 **Übergangsfunktion** $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$,
- einem **Startzustand** $q_0 \in Q$, und
- einer Menge von **Endzuständen** $F \subseteq Q$.

Die von M **akzeptierte Sprache** ist

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

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

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

Definition 2.2

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

Offensichtlich gilt:

Fakt 2.3

Reguläre Sprachen sind entscheidbar.

Bemerkungen

1. Endliche Automaten können durch gerichtete und markierte **Zustandsgraphen** veranschaulicht werden:

- Knoten $\hat{=}$ Zuständen
- Kanten $\hat{=}$ Übergängen: $p \xrightarrow{a} q \hat{=} \delta(p, a) = q$

Der Anfangszustand wird durch einen Pfeil, Endzustände werden durch doppelte Kreise gekennzeichnet.

2. Die Operation $\hat{}$ ist ein Funktional. In OCaml:

```
hat f q [] = q
hat f q (a::w) = hat f (f q a) w
```

D.h. `hat = fold_left!`

Das Beweisprinzip **Induktion über die Länge von Wörtern** hat folgenden häufigen Spezialfall:

- **Basis:** Zeige die Behauptung für $w = \epsilon$
- **Induktionsannahme:** Die Behauptung stimmt für w .
Schritt: Zeige die Behauptung für aw , $a \in \Sigma$.
Alternative: Zeige die Behauptung für wa , $a \in \Sigma$.

Damit gilt die Behauptung für alle Wörter.

Lemma 2.4

Für $x \in \Sigma$ gilt $\hat{\delta}(q, x) = \delta(q, x)$.

Beweis:

$$\begin{aligned}\hat{\delta}(q, x) &= \hat{\delta}(q, x\epsilon) && \text{weil } x = x\epsilon \\ &= \hat{\delta}(\delta(q, x), \epsilon) && \text{Def. von } \hat{\delta} \\ &= \delta(q, x) && \text{Def. von } \hat{\delta}\end{aligned}$$

□

Lemma 2.5

Für $x \in \Sigma$ und $w \in \Sigma^*$ gilt $\hat{\delta}(q, wx) = \delta(\hat{\delta}(q, w), x)$

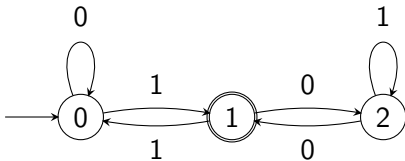
Beweis:

Übungsaufgabe!

□

Beispiel 2.6

Ein DFA M :



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

$$L(M) = \{w \mid \quad \quad \quad \}$$

Beweis:

1. $\delta(q, b) =$

2. $\hat{\delta}(0, w) =$



Finde geschlossenen numerischen Ausdruck für

$$\hat{\delta}(q, w)$$

Erste korrekte Lösung (mit Begründung) gewinnt.

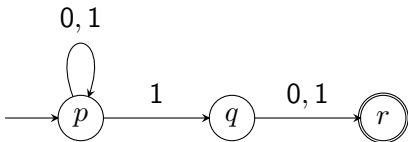
2.2 Nichtdeterministische endliche Automaten

Verallgemeinerung: $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow \mathcal{P}(Q)$

[$\mathcal{P}(Q)$ = Potenzmenge = Menge aller Teilmengen = 2^Q]

Beispiel 2.7

Erkennung der Binärzahlen, deren vorletzte Ziffer 1 ist:



Wort wird akzeptiert gdw es einen Weg zum Endzustand gibt.

Intuitive Vorstellung:

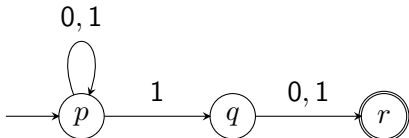
- Der Automat durchsucht alle möglichen Wege (parallel/sequentiell).
- Der Automat “rät” den richtigen Weg.

Definition 2.8

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

Beispiel



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

Alternative: Relation $\delta \subseteq Q \times \Sigma \times Q$

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

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

wobei $\hat{\delta} : \mathcal{P}(Q) \times \Sigma^* \rightarrow \mathcal{P}(Q)$ rekursiv definiert ist durch

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

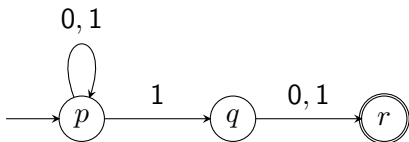
Damit gilt für einbuchstabige Wörter:

$$\hat{\delta}(S, a) = \hat{\delta}(S, a\epsilon) = \bigcup_{q \in S} \delta(q, a)$$

Und damit:

$$\hat{\delta}(S, aw) = \hat{\delta}(\hat{\delta}(S, a), w)$$

Beispiel



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

Intuition:

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

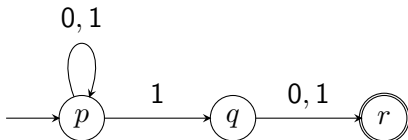
2.3 Äquivalenz von NFA und DFA

Satz 2.9

Für jede von einem NFA akzeptierte Sprache L gibt es einen DFA M mit

$$L = L(M) .$$

Beispiel



Beweis:

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

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

$$\delta_M(S, a) := \hat{\delta}(S, a)$$

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

Mit Induktion über w zeigt man $\widehat{\delta}_M(S, w) = \hat{\delta}(S, w)$:

$$\begin{aligned}\widehat{\delta}_M(S, aw) &= \widehat{\delta}_M(\delta_M(S, a), w) = \widehat{\delta}_M(\hat{\delta}(S, a), w) \\ &= \hat{\delta}(\hat{\delta}(S, a), w) = \hat{\delta}(S, aw)\end{aligned}$$

Daher gilt:

$$w \in L(N) \Leftrightarrow \hat{\delta}(\{q_0\}, w) \cap F \neq \emptyset \quad \text{Def.}$$

$$\Leftrightarrow \hat{\delta}(\{q_0\}, w) \in F_M \quad \text{Def.}$$

$$\Leftrightarrow \widehat{\delta}_M(\{q_0\}, w) \in F_M \quad \text{s.o.}$$

$$\Leftrightarrow w \in L(M) \quad \text{Def.} \quad \square$$

Dies nennt man die **Potenzmengen-** oder **Teilmengenkonstruktion**.

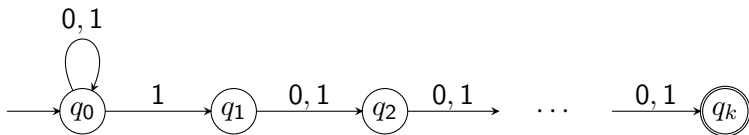
Warum NFAs?

Mit NFAs lassen sich reguläre Sprachen
(u.U. exponentiell) kompakter darstellen.

Beispiel 2.10

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

Ein NFA für diese Sprache ist gegeben durch:



Die Potenzmengenkonstruktion liefert einen DFA für L_k mit 2^{k+1} Zuständen. Geht es kompakter?

Lemma 2.11

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

Im *schlimmsten* Fall ist ein exponentieller Sprung unevmeidlich.

Beweis:

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

- Es gibt $w_1, w_2 \in \{0, 1\}^k$ mit $w_1 \neq w_2$ aber $\hat{\delta}(q_0, w_1) = \hat{\delta}(q_0, w_2)$
- Sei $w_1 = wa_i \dots a_k$ und $w_2 = wb_i \dots b_k$ mit $a_i \neq b_i$
- OE sei $a_i = 1, b_i = 0$
- $w_1 0^{i-1} = wa_i \dots a_k 0^{i-1} \in L_k$ und $w_2 0^{i-1} = wb_i \dots b_k 0^{i-1} \notin L_k$
- $\hat{\delta}(q_0, w_1 0^{i-1}) = \hat{\delta}(\hat{\delta}(q_0, w_1), 0^{i-1}) = \hat{\delta}(\hat{\delta}(q_0, w_2), 0^{i-1}) = \hat{\delta}(q_0, w_2 0^{i-1}) \not\downarrow$



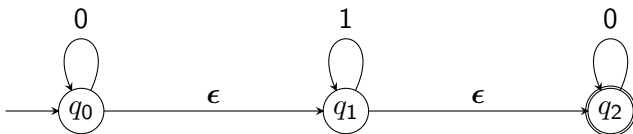
2.4 NFAs mit ϵ -Übergängen

Definition 2.12

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

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

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



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

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

Überführung eines NFAs $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ mit ϵ -Übergängen in einen normalen NFA $N' = (Q, \Sigma, \delta', q_0, F')$

- Definiere neue Übergangsfunktion $\delta' : Q \times \Sigma \rightarrow \mathcal{P}(Q)$:

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

- 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 $F' := F$.

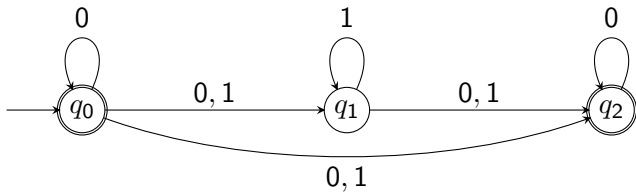
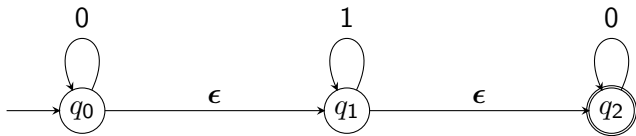
Damit haben wir (informell) gezeigt, dass man ϵ -Übergänge entfernen kann:

Satz 2.13

Zu jedem NFA N mit ϵ -Übergängen gibt es einen NFA N' ohne ϵ -Übergänge, so dass gilt:

$$L(N) = L(N')$$

Beispiel 2.14



Warum NFAs mit ϵ ?

Sie sind praktisch.

Ab jetzt: „ ϵ -Übergang“ und „ ϵ -NFA“

Vorläufiges Fazit:

Die folgenden Automatentypen sind gleich mächtig:

- DFA
- NFA
- NFA mit ϵ -Übergängen

2.5 Reguläre Ausdrücke

Reguläre Ausdrücke sind eine kompakte Notation für formale Sprachen.

Definition 2.15

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 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.

Notation:

- Reguläre Ausdrücke können bzw. müssen geklammert werden.
- Bindungsstärke: * stärker als Konkatenation stärker als |
- $ab^* = a(b^*) \neq (ab)^*$
- $ab | c = (ab) | c \neq a(b | c)$

Definition 2.16

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

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

Beispiel 2.17

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

- Alle Wörter, die mit 00 enden:

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

- Alle Wörter, 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

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

Hausaufgabe!

Beispiel 2.18

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

$$(+ \mid - \mid \epsilon)(DD^* \mid DD^*.D^* \mid D^*.DD^*)$$

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

Erweiterte reguläre Ausdrücke in UNIX:

$$\cdot = a_1 | \dots | a_n \text{ wobei } \Sigma = \{a_1, \dots, a_n\}$$

$$[a_1 \dots a_n] = a_1 | \dots | a_n$$

$$[\hat{a}_1 \dots a_n] = b_1 | \dots | b_m \text{ wobei } \{b_1, \dots, b_m\} = \Sigma \setminus \{a_1, \dots, a_n\}$$

$$\alpha? = \epsilon | \alpha$$

$$\alpha+ = \alpha\alpha^*$$

$$\alpha\{n\} = \alpha \dots \alpha \text{ (} n \text{ copies)}$$

Strukturelle Induktion

Da die regulären Ausdrücke induktiv definiert sind, gilt für sie das Prinzip der **strukturellen Induktion**:

Um zu beweisen, dass Eigenschaft P für alle regulären Ausdrücke γ gilt, also $P(\gamma)$, beweise

- $P(\emptyset)$
- $P(\epsilon)$
- $P(a)$ für alle $a \in \Sigma$
- $P(\alpha) \wedge P(\beta) \Rightarrow P(\alpha\beta)$
- $P(\alpha) \wedge P(\beta) \Rightarrow P(\alpha \mid \beta)$
- $P(\alpha) \Rightarrow P(\alpha^*)$

Komfortabler Spezialfall der Induktion über die Länge von γ .

Satz 2.19 (Kleene 1956)

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

Beweis:

“ \implies ”:

Sei $L = L(\gamma)$.

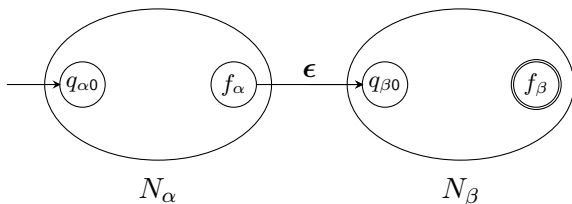
Wir konstruieren einen ϵ -NFA N mit $L = L(N)$ mit Hilfe struktureller Induktion über γ . Dabei gilt: N hat

- genau einen Endzustand,
- keinen Übergang in den Startzustand,
- keinen Übergang aus dem Endzustand.

Die Fälle $\gamma = \emptyset$, $\gamma = \epsilon$, oder $\gamma = a \in \Sigma$ sind offensichtlich.

Fall $\gamma = \alpha\beta$:

Nach Induktionsannahme können wir NFAs N_α und N_β konstruieren mit $L(N_\alpha) = L(\alpha)$ und $L(N_\beta) = L(\beta)$.



Formal:

$$N_\alpha = (Q_\alpha, \Sigma, \delta_\alpha, q_{\alpha 0}, \{f_\alpha\})$$

$$N_\beta = (Q_\beta, \Sigma, \delta_\beta, q_{\beta 0}, \{f_\beta\}) \quad (\text{mit } Q_\alpha \cap Q_\beta = \emptyset)$$

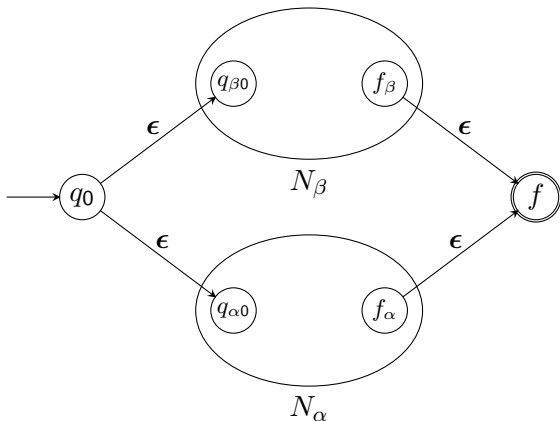
$$N_{\alpha\beta} := (Q_\alpha \cup Q_\beta, \Sigma, \delta, q_{\alpha 0}, \{f_\beta\})$$

$$\delta := \delta_\alpha \cup \delta_\beta \cup \{(f_\alpha, \epsilon) \mapsto \{q_{\beta 0}\}\}$$

Fall $\gamma = \alpha \mid \beta$:

Nach Induktionsannahme können wir NFAs N_α und N_β konstruieren mit

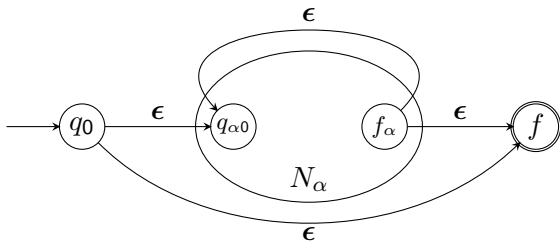
$$L(N_\alpha) = L(\alpha) \text{ und } L(N_\beta) = L(\beta) .$$



Fall $\gamma = \alpha^*$:

Nach Induktionsannahme können wir einen NFA N_α konstruieren mit

$$L(N_\alpha) = L(\alpha) .$$



Warum die vielen Einschränkungen an Anfangs- und Endzustände?

“ \Leftarrow ”:

Sei $M = (Q, \Sigma, \delta, q_1, F)$ ein DFA.

Wir konstruieren einen RE γ mit $L(M) = L(\gamma)$.

Sei $Q = \{q_1, \dots, q_n\}$. Wir setzen

$R_{ij}^k := \{w \in \Sigma^* \mid \text{die Eingabe } w \text{ f\u00fchrt von } q_i \text{ in } q_j, \text{ wobei alle}$
Zwischendzust\u00e4nde (ohne ersten und letzten)
einen Index $\leq k$ haben } }

Behauptung: F\u00fcr alle $i, j \in \{1, \dots, n\}$ und $k \in \{0, \dots, n\}$ k\u00f6nnen wir einen RE α_{ij}^k konstruieren mit $L(\alpha_{ij}^k) = R_{ij}^k$.

Bew.: Induktion über k :

$k = 0$: Hier gilt

$$R_{ij}^0 = \begin{cases} \{a \in \Sigma \mid \delta(q_i, a) = q_j\}, & \text{falls } i \neq j \\ \{a \in \Sigma \mid \delta(q_i, a) = q_j\} \cup \{\epsilon\}, & \text{falls } i = j \end{cases}$$

Setze

$$\alpha_{ij}^0 := \begin{cases} a_1 \mid \dots \mid a_l & \text{falls } i \neq j \\ a_1 \mid \dots \mid a_l \mid \epsilon & \text{falls } i = j \end{cases}$$

wobei $\{a_1, \dots, a_l\} = \{a \in \Sigma \mid \delta(q_i, a) = q_j\}$.

Bew.: Induktion über k :

$k \Rightarrow k + 1$: Hier gilt

$$R_{ij}^{k+1} = R_{ij}^k \cup R_{i(k+1)}^k (R_{(k+1)(k+1)}^k)^* R_{(k+1)j}^k$$

weil man jede Folge von Zahlen $\leq k + 1$ schreiben kann als

$$F_1, k + 1, F_2, k + 1, \dots, k + 1, F_m$$

wobei jede F_l Folge von Zahlen $\leq k$ ist.

Wir definieren rekursiv

$$\alpha_{ij}^{k+1} = \alpha_{ij}^k \mid \alpha_{i(k+1)}^k (\alpha_{(k+1)(k+1)}^k)^* \alpha_{(k+1)j}^k$$

Somit gilt

$$L(M) = L(\alpha_{1i_1}^n \mid \dots \mid \alpha_{1i_r}^n)$$

wobei $F = \{i_1, \dots, i_r\}$.



Fakt 2.20

Alle endlichen Sprachen sind regulär.

Unsere Konversionen auf einen Blick:



RE \rightarrow ϵ -NFA: RE der Länge $n \rightsquigarrow O(n)$ Zustände

ϵ -NFA \rightarrow NFA: $Q \rightsquigarrow Q$

NFA \rightarrow DFA: n Zustände $\rightsquigarrow O(2^n)$ Zustände

FA \rightarrow RE: n Zustände \rightsquigarrow RE der Länge $O(n4^n)$

Beweis FA \rightarrow RE: $m_k :=$ maximale Länge von α_{ij}^k

- $m_0 = c_1 |\Sigma|$
- $m_{k+1} = 4 * m_k + c_2$
- $m_k \in O(4^k)$
- Länge des Gesamtausdrucks: $O(n4^n)$

Wettbewerb:

Finden sie den kürzesten regulären Ausdruck α mit

$$L(\alpha) = \{w \in \{0, 1\}^* \mid \#w \bmod 3 = 0\}$$

2.6 Abschlusseigenschaften regulärer Sprachen

Satz 2.21

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

$$R_1R_2, R_1 \cup R_2, R^*, \overline{R} \quad (:= \Sigma^* \setminus R), R_1 \cap R_2, R_1 \setminus R_2$$

reguläre Sprachen.

Beweis:

$R_1R_2, R_1 \cup R_2, R^*$ klar.

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

Betrachte $A' = (Q, \Sigma, \delta, q_0, Q \setminus F)$.

Dann ist $L(A') = \overline{L(A)} = \overline{R}$

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

$$R_1 \setminus R_2 =$$



Bemerkung

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

Übungsaufgabe: Finde Gegenbeispiel für 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 2.22

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**

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

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

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

Beweis:

Mit Induktion über w :

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

Damit gilt:

$$w \in L(M)$$

$$\Leftrightarrow (\hat{\delta}((s_1, s_2), w) \in F_1 \times F_2$$

$$\Leftrightarrow (\hat{\delta}_1(s_1, w), \hat{\delta}_2(s_2, w)) \in F_1 \times F_2$$

$$\Leftrightarrow \hat{\delta}_1(s_1, w) \in F_1 \wedge \hat{\delta}_2(s_2, w) \in F_2$$

$$\Leftrightarrow w \in L(M_1) \wedge w \in L(M_2)$$

$$\Leftrightarrow w \in L(M_1) \cap L(M_2)$$



Funktioniert Durchschnitt durch Produkt auch für NFAs?

Definition 2.23

Die **Umkehrung (Spiegelung)** von $w = a_1 \dots a_n$ ist $w^R := a_n \dots a_1$.

Die Umkehrung einer Sprache A ist $A^R := \{w^R \mid w \in A\}$

Satz 2.24

Ist A eine reguläre Sprache, dann auch A^R .

Beweis:

Sei $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein DFA mit $L(M) = A$.

Wir konstruieren nun M' mit $L(M') = A^R$:

- Kehre alle Übergänge um: $p \xrightarrow{a} q \rightsquigarrow p \xleftarrow{a} q$
- Füge einen neuen Startzustand q'_0 hinzu mit $q'_0 \xrightarrow{\epsilon} f$ für alle $f \in F$.
- Mache q_0 zum (einzigen) Endzustand.

Dann gilt $L(M') = A^R$.

Beweis (Forts.):

Formal: $M' = (Q \cup \{q'_0\}, \Sigma, \delta', q'_0, \{q_0\})$ mit

- $q'_0 \notin Q$,
- $\delta'(q, a) = \{p \mid \delta(p, a) = q\}$
- $\delta'(q'_0, \epsilon) = F$

Dann gilt $w^R \in L(M') \Leftrightarrow w \in L(M)$.

Beweis mit Induktion über w . □

2.7 Rechnen mit regulären Ausdrücken

Definition 2.25

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

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

Beispiel zum Unterschied von $=$ (syntaktische Identität) und \equiv (Bedeutungsäquivalenz): $\epsilon \equiv \emptyset^*$ aber $\epsilon \neq \emptyset^*$.

Wird leicht (bewusst oder unbewusst) verwechselt.

Null und Eins:

Lemma 2.26

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

Lemma 2.27

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 2.28

- $\epsilon \mid \alpha\alpha^* \equiv \alpha^*$
- $\alpha^*\alpha \equiv \alpha\alpha^*$
- $(\alpha^*)^* \equiv \alpha^*$

Beispiel 2.29

Herleitung einer Äquivalenz aus obigen Lemmas:

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

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

Satz 2.30 (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:



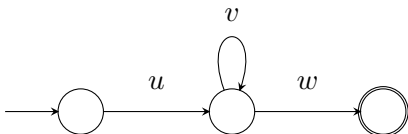
Arto Salomaa.

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

2.8 Pumping Lemma

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

Beispiel 2.31



Satz 2.32 (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
- $\forall i \geq 0. uv^i w \in R$.

Die logische Struktur des Satzes:

$$\forall \text{reg. } R. \exists n > 0. \forall z \in R. |z| \geq n \Rightarrow \exists u v w. z = uvw \wedge \dots$$

Als Spiel:

- Gib mir eine reguläre Sprache L
- Dann gebe ich dir ein $n > 0$ (abhängig von L !!!)
- Gibst du mir dann ein z mit $|z| \geq n$
- So kann ich z in uvw zerlegen so dass ...

Sprechweise: n ist eine **Pumping-Lemma-Zahl** für R , falls alle $z \in R$ mit $|z| \geq n$ sich so wie im Pumping-Lemma zerlegen und aufpumpen lassen.

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

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

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?]

Fazit:

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

Ist $|Q_M| + 1$ auch eine Pumping-Lemma-Zahl für R ?

Beispiel für die Anwendung des Pumping Lemmas:

Satz 2.33

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 $z = a^n b^n \in L$.

Dann ist z zerlegbar in uvw mit

$v \in \{a\}^*$ (weil $|uv| \leq n$) und $v \neq \epsilon$.

Damit müsste gelten $a^{n-|v|} b^n = uv \in L$. \downarrow



Endliche Automaten können nicht unbegrenzt zählen

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

Beispiel für die Anwendung des Pumping Lemmas:

Satz 2.34

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

Beweis:

Angenommen, L sei doch regulär.

Sei n eine Pumping-Lemma-Zahl für n .

Wähle $z = 0^{n^2} \in L$. Dann ist z zerlegbar in uvw mit

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

und $uv^l w \in L$ für alle $l \in \mathbb{N}$. D.h. insb. $|uv^2 w|$ ist Quadratzahl.

Dies führt zu einem Widerspruch:

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

Denn zwischen n^2 und $(n + 1)^2$ liegt keine Quadratzahl. □

Übungsaufgabe:

$\{1^p \mid p \text{ prim}\}$ ist nicht regulär.

Pumping-Lemma-Zahl für $L(ab^*c)$?

Pumping-Lemma-Zahl für $\{aaaaaa\}$?

Erinnerung:

n ist Pumping-Lemma-Zahl für L

gdw

alle $z \in L$ mit $|z| \geq n$ lassen sich aufpumpen.

Bemerkung

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

⇒ Pumpin Lemma hinreichend aber nicht notwendig um Nicht-Regularität zu zeigen.

regulär \subset Pumping-Lemma gilt \subset alle Sprachen

2.9 Entscheidbarkeit

- Welche Probleme sind für reguläre Sprachen entscheidbar?
Sehr viele!
- Wie hängt die Komplexität mit der Repräsentation zusammen:
DFA , NFA und RE?
Kommt darauf an . . .

Statt Mengen verwendet man oft **Eigenschaften** oder **Probleme**.

Bsp: "ist prim" statt "ist Element der Primzahlen".

Eine Eigenschaft nennt man **entscheidbar** gdw die zugehörige Menge entscheidbar ist.

Bsp:

„Es ist entscheidbar, ob eine Zahl prim ist“

≡

„Die Menge der Primzahlen ist entscheidbar“

Definition 2.35

Sei D eine Beschreibung einer Sprache (DFA, NFA, RE, Grammatik, etc).

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

Leerheitsproblem: Gilt $L(D) = \emptyset$?

Endlichkeitsproblem: Ist $L(D)$ endlich?

Das Wortproblem für DFAs ist in linearer Zeit entscheidbar:

Fakt 2.36

Sei M ein DFA. Das Problem $w \in L(M)$ ist in Zeit $O(|w|)$ entscheidbar.

Lemma 2.37

Jede reguläre Sprache ist in linearer Zeit entscheidbar.

Beweis:

R reguläre \implies Es gibt DFA M mit $L(M) = R$
 $\implies w \in R$ ist mit Hilfe von M in Zeit $O(|w|)$ entscheidbar. \square

Korollar 2.38

Jede endliche Sprache ist in linearer Zeit entscheidbar.

Bisher Automat bzw Sprache fix. Die Eingabe besteht nur aus w .

Jetzt: Wort *und* Automat Eingabe.

Lemma 2.39

Das Problem $w \in L(N)$ ist für beliebiges Wort w und NFA N in Zeit $O(|Q|^2|w|)$ entscheidbar.

Beweis:

Sei $Q = \{1, \dots, s\}$, $q_0 = 1$ und $w = a_1 \dots a_n$.

$S := \{1\}$

for $i := 1$ **to** n **do**

$S := \bigcup_{j \in S} \delta(j, a_i)$

return $(S \cap F \neq \emptyset)$



Lemma 2.40

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. \square

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

Global: $\delta : \Sigma \times Q \rightarrow \mathcal{P}(Q)$

$Reach(K) =$

$R := \emptyset$

$W := K$

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

Lemma 2.41

Sei L eine reguläre Sprache und n eine dazu gehörige Pumping-Lemma-Zahl. Dann gilt:

$$|L| = \infty \quad \Leftrightarrow \quad \exists z \in L. n \leq |z| < 2n.$$

Beweis:

„ \Leftarrow “: Falls $z \in L$ mit $|z| \geq n$, so folgt aus dem Pumping-Lemma dass $z = uvw$ so dass $uv^i w \in L$ für alle $i \in \mathbb{N}$. Damit erzeugt man unendlich viele Wörter.

„ \Rightarrow “:

Wenn L unendlich ist, so gibt es ein Wort $z \in L$ mit $|z| \geq n$.

Sei z ein kürzeste Wort in L mit $|z| \geq n$.

Nach dem Pumping Lemma ist z zerlegbar in uvw mit

$0 < |v| \leq |uv| \leq n$ und $uw = uv^0 w \in L$.

Wäre $|z| \geq 2n$, dann $|uvw| > |uw| \geq n$, ein Widerspruch zur Minimalität von z . □

$$|L| = \infty \quad \Leftrightarrow \quad \exists z \in L. n \leq |z| < 2n$$

Damit können wir das Endlichkeitsproblem auf das Wortproblem reduzieren:

Gegeben ein FA M mit n Zuständen (\Rightarrow Pumping-Lemma-Zahl n).

$$|L(M)| = \infty \quad \Leftrightarrow \quad \exists z \in \Sigma^*. n \leq |z| < 2n \wedge z \in L(M)$$

Dazu muss man $O(|\Sigma|^{2n})$ Wörter testen.

Besser: Zustandsgraphen direkt analysieren.

Korollar 2.42

Für endliche Automaten ist Endlichkeitsproblem entscheidbar.

Definition 2.43

Seien D_1 und D_2 Sprachbeschreibungen (DFAs, NFAs, REs, Grammatiken, etc).

Äquivalenzproblem: Gilt $L(D_1) = L(D_2)$?

Lemma 2.44

Das Äquivalenzproblem ist für DFAs entscheidbar.

Beweis:

Folgt direkt aus

$$L_1 \subseteq L_2 \Leftrightarrow L_1 \cap \overline{L_2} = \emptyset$$

$$L_1 = L_2 \Leftrightarrow L_1 \subseteq L_2 \wedge L_2 \subseteq L_1$$

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

Satz 2.45

Das Äquivalenzproblem für DFAs ist in Zeit $O(|Q_1||Q_2|)$ entscheidbar (bei fixem Σ).

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 |

Das Leerheitsproblem ist jeweils in Zeit $O(mn)$ entscheidbar. □

Korollar 2.46

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 2.47

Das Äquivalenzproblem für reguläre Ausdrücke ist entscheidbar.

Fazit:

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

2.10 Äquivalenz regulärer Ausdrücke

Erinnerung: $\alpha \equiv \beta$ bedeutet $L(\alpha) = L(\beta)$.

Es gilt z.B.

$$(0^* | 1^*)^* \equiv (0 | 1)^*$$

Beweis z.B. über Automaten und Leerheit (s.o.) — automatisch!

Aber wie zeigt man, dass

$$(\alpha^* | \beta^*)^* \equiv (\alpha | \beta)^*$$

für beliebige reguläre Ausdrücke α und β gilt?

Beweis per Hand mit Hilfe von

- $L(\cdot)$ und Mengenlehre
- oder mit bereits bewiesenen Gesetzen (siehe §7).

Automatisierbar?

Wir werden zeigen:

Das Äquivalenzproblem für reguläre Ausdrücke *mit* Variablen ist reduzierbar auf das Äquivalenzproblem für reguläre Ausdrücke *ohne* Variablen.

Methode:

Ersetze Variablen durch Konstanten und entscheide das Äquivalenzproblem.

Beispiel:

$\alpha\alpha^* \equiv \alpha^*\alpha$ gilt für alle regulären Ausdrücke α weil
 $11^* \equiv 1^*1$ gilt.

Funktioniert leider bei Zahlen nicht:

$$1 + 2 = 3 \quad \not\Rightarrow \quad x_1 + x_2 = x_3$$

Funktioniert auch nicht auf regulären Ausdrücken mit
Durchschnitt: Neuer Operator \sqcap für reguläre Ausdrücke mit

$$L(\alpha \sqcap \beta) = L(\alpha) \cap L(\beta)$$

Auch hier gibt es ein Problem:

$$a \sqcap b \equiv \emptyset \quad \not\Rightarrow \quad \alpha \sqcap \beta \equiv \emptyset$$

Setze $\alpha = \beta = a$: $a \sqcap a \equiv a \not\equiv \emptyset$

Aber für „normale“ REs funktioniert es!

Notwendig: Präzisierung von Aussagen wie

$$\alpha \mid \beta \equiv \beta \mid \alpha \quad \text{für alle REs } \alpha, \beta$$

Sei Σ ein Alphabet und $V = \{X_1, \dots\}$ eine davon disjunkte Menge von Variablen.

Definition 2.48

Eine **Substitution** σ ist eine Funktion von V nach REs. Substitutionen können auf Wörter und REs mit Variablen angewandt werden und ersetzen dort X_1, X_2, \dots durch $\sigma(X_1), \sigma(X_2), \dots$.

Beispiel 2.49

Für $\sigma = \{X_1 \mapsto a^*|b, X_3 \mapsto c\}$ gilt $\sigma(X_3dX_1) = cd(a^*|b)$.

Im folgenden ist E ein RE über Σ , der auch Variablen enthalten darf.

Beim Äquivalenztest ersetzen wir nicht Variablen durch Konstanten (X durch a) sondern betrachten Variablen als Konstanten, d.h. E als RE über $\Sigma_V := \Sigma \cup V$.

Ziel:

$$E_1 \equiv E_2 \implies \sigma(E_1) \equiv \sigma(E_2)$$

Beweisidee:

Mit $L(E_1) = L(E_2)$ zeige

$$L(\sigma(E_1)) = \sigma(L(E_1)) = \sigma(L(E_2)) = L(\sigma(E_2))$$

Noch nicht ganz:

$$L(\sigma(X_1X_2)) = L(\alpha_1\alpha_2)$$

aber

$$\sigma(L(X_1X_2)) = \sigma(\{X_1X_2\}) = \{\alpha_1\alpha_2\}$$

NB: $L(E) \subseteq \Sigma_V^*$.

Definition 2.50

Die Erweiterung von σ auf $A \subseteq \Sigma_V^*$ ist elementweise definiert:

$$\sigma(A) := \{\sigma(w) \mid w \in A\}$$

NB: $\sigma(w)$ ist wieder ein RE.

Die Erweiterung von L auf Mengen von REs ist definiert durch:

$$L[M] := \bigcup_{\alpha \in M} L(\alpha)$$

Beispiel 2.51

Sei $\sigma = \{X_1 \mapsto a, X_2 \mapsto b|c\}$.

$$\sigma(\{X_1X_1, X_1X_2d\}) = \{aa, a(b|c)d\}$$

$$L[\{aa, a(b|c)d\}] = \{aa\} \cup \{abd, acd\}$$

Lemma 2.52

Seien M, M_1, M_2 Mengen von REs.

- $L[M_1M_2] = L[M_1]L[M_2]$
- $L[M_1 \cup M_2] = L[M_1] \cup L[M_2]$
- $L[M^*] = (L[M])^*$

Beweis:

$$\begin{aligned}L[M_1M_2] &= \bigcup_{\alpha \in M_1M_2} L(\alpha) \\&= \bigcup_{\alpha_1 \in M_1, \alpha_2 \in M_2} L(\alpha_1\alpha_2) \\&= \bigcup_{\alpha_1 \in M_1, \alpha_2 \in M_2} L(\alpha_1)L(\alpha_2) \\&= \bigcup_{\alpha_1 \in M_1, \alpha_2 \in M_2} \{w_1w_2 \mid w_1 \in L(\alpha_1) \wedge w_2 \in L(\alpha_2)\} \\&= \{w_1w_2 \mid w_1 \in \bigcup_{\alpha_1 \in M_1} L(\alpha_1) \wedge w_2 \in \bigcup_{\alpha_2 \in M_2} L(\alpha_2)\} \\&= \{w_1w_2 \mid w_1 \in L[M_1] \wedge w_2 \in L[M_2]\} \\&= L[M_1]L[M_2] \quad \square\end{aligned}$$

Gilt auch $L[M_1 \cap M_2] = L[M_1] \cap L[M_2]$?

Satz 2.53 (Substitutionslemma)

$$L[\sigma(L(E))] = L(\sigma(E))$$

Beweis:

Mit struktureller Induktion über E .

- Fall $E = X$:

$$L[\sigma(L(X))] = L[\sigma(\{X\})] = L[\{\sigma(X)\}] = L(\sigma(X))$$

- Fall $E = E_1E_2$:

$$\begin{aligned}L[\sigma(L(E_1E_2))] &= L[\sigma(L(E_1) L(E_2))] \\ &= L[\sigma(L(E_1)) \sigma(L(E_2))] \\ &= L[\sigma(L(E_1))] L[\sigma(L(E_2))] \\ &= L(\sigma(E_1)) L(\sigma(E_2)) \\ &= L(\sigma(E_1) \sigma(E_2)) \\ &= L(\sigma(E_1E_2))\end{aligned}$$



Korollar 2.54

Falls $E_1 \equiv E_2$ (wobei Variablen als neue Konstanten betrachtet werden), dann $\sigma(E_1) \equiv \sigma(E_2)$ für alle Substitutionen σ .

Denn $E_1 \equiv E_2$, also $L(E_1) = L(E_2)$, impliziert

$$L(\sigma(E_1)) = L[\sigma(L(E_1))] = L[\sigma(L(E_2))] = L(\sigma(E_2)),$$

also $\sigma(E_1) \equiv \sigma(E_2)$.

2.11 Automaten und Gleichungssysteme

Nicht mehr *Beweisen* von Äquivalenzen

Gilt $XX^* \equiv X^*X$ für alle X ?

sondern *Lösen*:

Für welches X gilt $X \equiv aX \mid b$?

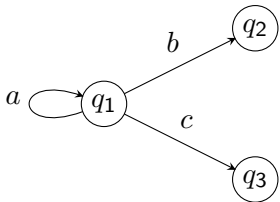
Anwendung:

Automat \rightsquigarrow Gleichungssystem \rightsquigarrow RE

Technische Vereinfachung: die X_i stehen für (unbekannte) REs.

Beispiel 2.55

Ein Automatenfragment:



$$\begin{aligned} L_i &:= \{w \mid \hat{\delta}(q_i, w) \in F\} \\ &\implies \\ L_1 &= \{a\}L_1 \cup \{b\}L_2 \cup \{c\}L_3 \end{aligned}$$

Da die L_i regulär sein müssen(?), arbeiten wir direkt mit REs:

$$X_1 \equiv aX_1 \mid bX_2 \mid cX_3$$

Lösung X_i ist RE für die von q_i aus akzeptierte Sprache.

Satz 2.56 (Ardens Lemma)

Sind A , B und X Sprachen mit $\epsilon \notin A$, so gilt

$$X = AX \cup B \quad \Longrightarrow \quad X = A^*B$$

Korollar 2.57

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

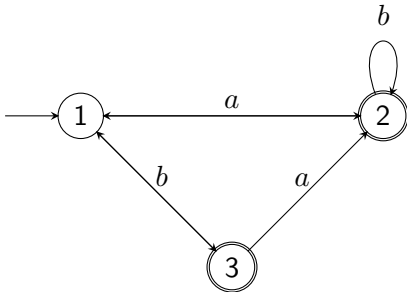
$$X \equiv \alpha X \mid \beta \quad \Longrightarrow \quad X \equiv \alpha^* \beta$$

Bemerkungen

- $X = \{\epsilon\}X \cup B$ hat keine eindeutige Lösung:
jede Sprache $X \supseteq B$ ist Lösung.
- $X \equiv aXb \mid \epsilon$ hat keine reguläre Lösung.

Umwandlung eines DFAs in einen äquivalenten regulären Ausdruck:

Beispiel 2.58



Äquivalentes Gleichungssystem:

X_i ist ein RE für die von q_i aus akzeptierte Sprache.

$$X_1 \equiv aX_2 \mid bX_3$$

$$X_2 \equiv aX_1 \mid bX_2 \mid ?$$

$$X_3 \equiv bX_1 \mid aX_2 \mid ?$$

Lösen des Gleichungssystems:

$$X_1 \equiv aX_2 \mid bX_3$$

$$X_2 \equiv aX_1 \mid bX_2 \mid \epsilon$$

$$X_3 \equiv bX_1 \mid aX_2 \mid \epsilon$$

Löse $X_2 \equiv bX_2 \mid (aX_1 \mid \epsilon)$ nach X_2 auf:

$$X_2 \equiv b^*(aX_1 \mid \epsilon)$$

Zurück einsetzen:

$$X_1 \equiv a(b^*(aX_1 \mid \epsilon)) \mid bX_3$$

$$X_3 \equiv bX_1 \mid a(b^*(aX_1 \mid \epsilon)) \mid \epsilon$$

Ausmultiplizieren und X_i ausklammern:

$$X_1 \equiv ab^*aX_1 \mid ab^* \mid bX_3$$

$$X_3 \equiv (b \mid ab^*a)X_1 \mid ab^* \mid \epsilon$$

$$\begin{aligned}
 X_1 &\equiv ab^*aX_1 \mid bX_3 \mid ab^* \\
 X_3 &\equiv (b \mid ab^*a)X_1 \mid ab^* \mid \epsilon
 \end{aligned}$$

X_3 ist gelöst, in 1. Gleichung einsetzen:

$$X_1 \equiv ab^*aX_1 \mid b((b \mid ab^*a)X_1 \mid ab^* \mid \epsilon) \mid ab^*$$

Ausmultiplizieren und X_1 ausklammern:

$$X_1 \equiv (ab^*a \mid bb \mid bab^*a)X_1 \mid bab^* \mid b \mid ab^*$$

Nach X_1 auflösen:

$$X_1 \equiv (ab^*a \mid bb \mid bab^*a)^*(bab^* \mid b \mid ab^*)$$

Umwandlung eines FAs in einen äquivalenten regulären Ausdruck:

- Wandle FA mit n Zuständen in ein System von n Gleichungen mit n Variablen um:

$$X_i \equiv a_{i1}X_1 \mid \cdots \mid a_{in}X_n \mid b_i$$

$$a_{ij} := \begin{cases} a & \text{falls es eine Kante } q_i \xrightarrow{a} q_j \text{ gibt} \\ \emptyset & \text{falls es keine Kante von } q_i \text{ nach } q_j \text{ gibt} \end{cases}$$
$$b_i := \begin{cases} \epsilon & \text{falls } q_i \in F \\ \emptyset & \text{sonst} \end{cases}$$

- Löse das System durch schrittweise Elimination von Variablen mit Hilfe von Ardens Lemma für REs (Korollar 2.57).
- Ist k der Startzustand, so beschreibt X_k die vom Automaten akzeptierte Sprache.

Das System in Matrix-Schreibweise, mit + statt |:

$$x = Ax + b$$

wobei

$$x = \begin{pmatrix} X_1 \\ \vdots \\ X_n \end{pmatrix} \quad A = \begin{pmatrix} a_{11} & \dots & a_{1n} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ a_{n1} & \dots & a_{nn} \end{pmatrix} \quad b = \begin{pmatrix} b_1 \\ \vdots \\ b_n \end{pmatrix}$$

Matrix-Addition und Multiplikation sind wie üblich definiert, aber auf der Element-Ebene mit

- REs statt Zahlen,
- Konkatenation statt Multiplikation,
- Alternative statt Addition.

Beispiel 2.59

$$\begin{pmatrix} a & b \\ c & d \end{pmatrix} \begin{pmatrix} X_1 \\ X_2 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} aX_1 + bX_2 \\ cX_1 + dX_2 \end{pmatrix}$$

Achtung: Die Einträge in den Matrizen sind beliebige REs!
Wenn wir $+$ und \cdot auf Matrizen haben, was könnte $*$ sein?

$$A^* := A^0 + A^1 + A^2 + \dots$$

Existiert das? Was ist das?

Es gilt: $A(i, j)$ beschreibt alle Wege von i nach j der Länge 1.

$A^n(i, j)$ beschreibt alle Wege von i nach j der Länge n .

Daher sollte gelten:

$A^*(i, j)$ beschreibt alle Wege von i nach j endlicher Länge.

Aus dem Beweis des Satzes von Kleene wissen wir:

$A^*(i, j)$ existiert und ist der reguläre Ausdruck α_{ij}^n .

Satz 2.60

Sei A eine $n \times n$ Matrix regulärer Ausdrücke.

Seien x und b Vektoren der Größe n .

Falls $\epsilon \notin L(A(i, j))$ für alle i, j , dann gilt

$$x = Ax + b \implies x = A^*b$$

Beweis: zB Kozen.

Berechnung von A^* : zB Kozen oder Satz von Kleene.

Bemerkung:

Die Nebenbedingung $\epsilon \notin L(A(i, j))$ ist automatisch gegeben, wenn A von einem Automaten ohne ϵ -Übergänge stammt, denn $A(i, j) = a_{ij}$ ist der Buchstabe, der von i nach j führt.

Wann wendet man welches Verfahren zum Lösen von Gleichungssystemen an:

- Schrittweises Lösen des Gleichungssystems mit Ardens Lemma: für Berechnungen per Hand.
- Matrizen-Ansatz mit A^* : für Theorie und Programmierung.

Beweis von Ardens Lemma:

Wir nehmen an $X = AX \cup B$.

$$\begin{aligned} X &= A(AX \cup B) \cup B = A^2X \cup AB \cup B \\ &= A^2(AX \cup B) \cup AB \cup B = A^3X \cup A^2B \cup AB \cup B = \dots \end{aligned}$$

Mit Induktion zeigt man für alle $n \in \mathbb{N}$:

$$X = A^{n+1}X \cup \bigcup_{i \leq n} A^i B$$

0: Behauptung wird zu $X = AX \cup B$, der Annahme.

$n + 1$:

$$\begin{aligned} X &= AX \cup B \\ &= A(A^{n+1}X \cup \bigcup_{i \leq n} A^i B) \cup B \\ &= A^{n+2}X \cup \bigcup_{i \leq n} A^{i+1}B \\ &= A^{n+2}X \cup \bigcup_{1 \leq i \leq n+1} A^i B \cup B \\ &= A^{n+2}X \cup \bigcup_{i \leq n+1} A^i B \end{aligned}$$

$$X = A^{n+1}X \cup \bigcup_{i \leq n} A^i B$$

Wir zeigen nun $X = A^*B$.

$$\begin{aligned} A^*B \subseteq X: \quad w \in A^*B &= \bigcup_{i \in \mathbb{N}} A^i B \\ &\implies \exists n. w \in A^n B \\ &\implies w \in X \end{aligned}$$

$X \subseteq A^*B$: Sei $w \in X$ und $n := |w|$.

$$\begin{aligned} \epsilon &\notin A \\ &\implies \forall u \in A^{n+1}. |u| \geq n + 1 \\ &\implies w \notin A^{n+1}X \\ &\implies w \in \bigcup_{i \leq n} A^i B \subseteq \bigcup_{i \in \mathbb{N}} A^i B = A^*B \end{aligned}$$



Bemerkungen:

Ardens Lemma ist ein Spezialfall eines **Fixpunkt** Satzes:

*Hat $F : M \rightarrow M$ gewisse Eigenschaften,
so hat F einen Fixpunkt X , d.h. $X = F(X)$.*

Hier: $F(X) = AX \cup B$.

Bsp: *Monotone Funktionen auf Mengen haben kleinste Fixpunkte.*

Knobelaufgabe:

Finde geeignete Eigenschaften von $G : \mathcal{P}(\Sigma^) \rightarrow \mathcal{P}(\Sigma^*)$,
so dass $F(X) = G(X) \cup B$ für beliebige B einen
eindeutigen Fixpunkt hat, d.h. die Gleichung
 $X = G(X) \cup B$ eine eindeutige Lösung hat — welche?*

Beispiel: $X = \{a\}X\{b\} \cup \{\epsilon\}$ hat die eindeutige Lösung

Hinweis: Betrachten sie $G^i(\cdot) = G(\dots(G(\cdot)))$.

2.12 Minimierung endlicher Automaten

- 1 Beispiele
- 2 Algorithmen
- 3 Minimalitätsbeweis

Der 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:

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

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

durch Berechnung der unterscheidbaren Zustände

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 2.61

Am Ende gilt: U ist Menge aller unterscheidbaren Zustände.

Beweis:

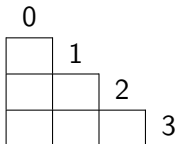
$\{p, q\} \in U \implies p$ und q unterscheidbar: Invariante

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

Induktion über die Länge eines unterscheidenden Worts. □

Implementierung von U :

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



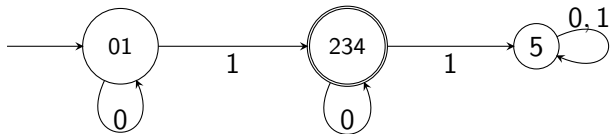
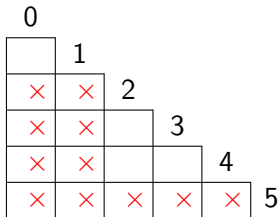
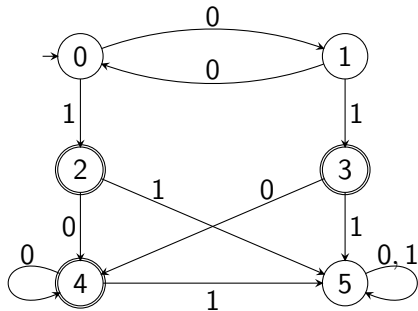
for all $p \in F$, $q \in Q \setminus F$ **do** markiere $\{p, q\}$
while \exists unmarkiertes $\{p, q\} \exists a \in \Sigma$. $\{\delta(p, a), \delta(q, a)\}$ ist markiert
do markiere $\{p, q\}$

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 2.62



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

$\{p', q'\}$ unterscheidbar \implies
 $\{p, q\}$ 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 $pq \in D[\{p', q'\}]$ **do** $mark(pq)$

Komplexität: $O(n^2 + n^2) = O(n^2)$.

Korrektheit?



John Hopcroft.

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

Noch eine Anwendung: Äquivalenztest von DFAs.

- 1 Gegeben DFAs A und B , bilde disjunkte Vereinigung.
(„Male A und B nebeneinander.“)
- 2 Berechne Menge der äquivalenten Zustände.
- 3 $L(A) = L(B)$ 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.

Jetzt: Die Präzisierung.

- 1 Was ist der „kollabierte Automat“?
- 2 Ist das wirklich der minimale Automat?

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:

$$[a]_{\approx} = [b]_{\approx} \iff a \approx b$$

Quotientenmenge:

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

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

Definition 2.63 (Äquivalenz von Zuständen)

$$p \equiv_A q \iff (\forall w \in \Sigma^*. \hat{\delta}(p, w) \in F \iff \hat{\delta}(q, w) \in F)$$

Wir schreiben \equiv statt \equiv_A wenn A klar ist.

Erinnerung:

Lemma 2.64

$$p \equiv_A q \implies \delta(p, a) \equiv_A \delta(q, a)$$

Lemma 2.65

Algorithmus U liefert die unterscheidbaren Zustände, also \neq .

In der weiteren Analyse beziehen wir uns direkt auf \equiv , nicht mehr auf den Algorithmus.

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

Definition 2.66 (Quotientenautomat)

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

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

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

Lemma 2.67

$$L(A/\equiv) = L(A)$$

Beweis zur Übung.

Beobachtung

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

$$\begin{aligned} p \equiv q &\Leftrightarrow \forall w \in \Sigma^*. \hat{\delta}(p, w) \in F \Leftrightarrow \hat{\delta}(q, w) \in F \\ &\Leftrightarrow \forall w \in \Sigma^*. \hat{\delta}(q_0, uw) \in F \Leftrightarrow \hat{\delta}(q_0, vw) \in F \\ &\Leftrightarrow \forall w \in \Sigma^*. uw \in L(A) \Leftrightarrow vw \in L(A) \end{aligned}$$

Definition 2.68

Jede Sprache $L \subseteq \Sigma^*$ induziert eine Äquivalenzrelation $\equiv_L \subseteq \Sigma^* \times \Sigma^*$:

$$u \equiv_L v \Leftrightarrow \forall w \in \Sigma^*. uw \in L \Leftrightarrow vw \in L$$

D.h. u und v sind durch Anhängen von Wörtern bzgl. $\in L$ nicht unterscheidbar.

Obige Beobachtung lässt sich nun schreiben als

$$u \equiv_{L(A)} v \Leftrightarrow \hat{\delta}(q_0, u) \equiv_A \hat{\delta}(q_0, v)$$

Achtung

$p \equiv_A q$ ist eine Relation auf Zuständen von A

$u \equiv_L v$ ist eine Relation auf Wörtern

$$u \equiv_{L(A)} v \quad \Leftrightarrow \quad \hat{\delta}(q_0, u) \equiv_A \hat{\delta}(q_0, v)$$

Da alle Zustände von q_0 erreichbar sind, gilt sogar: Die Abbildung

$$[u]_{\equiv_{L(A)}} \quad \mapsto \quad [\hat{\delta}(q_0, u)]_{\equiv_A}$$

ist eine Bijektion zwischen den $\equiv_{L(A)}$ und \equiv_A Äquivalenzklassen.

Satz 2.69

Ist A ein DFA ohne unerreichbare Zustände, so ist der von Algorithmus U berechnete Quotientenautomat A/\equiv ein minimaler DFA für $L(A)$.

Beweis:

Sei $L := L(A)$ und A' ein DFA mit $L(A') = L$. Dann gilt:

$$|Q'| \geq |Q'/\equiv_{A'}| = \text{index}(\equiv_{A'}) = \text{index}(\equiv_L) = \text{index}(\equiv_A)$$

wobei $\text{index}(\approx)$ die Anzahl der Äquivalenzklassen von \approx ist. □

Es gilt sogar (Übung!):

Fakt 2.70

Alle Quotientenautomaten A/\equiv_A für die gleiche Sprache $L(A)$ haben die gleiche Struktur, d.h. sie unterscheiden sich nur durch eine Umbenennung der Zustände.

Daher beschriften wir die Zustände des kanonischen Minimalautomaten für eine Sprache L mit \equiv_L Äquivalenzklassen.

Beispiel 2.71

Sei $L := \{w \in \{0, 1\}^* \mid w \text{ endet mit } 00\}$.

Die einzigen drei \equiv_L Äquivalenzklassen sind:

$$[\epsilon]_{\equiv_L} = \{w \mid w \text{ endet nicht mit } 0\}$$

$$[0]_{\equiv_L} = \{w \mid w \text{ endet mit } 0, \text{ aber nicht mit } 00\}$$

$$[00]_{\equiv_L} = \{w \mid w \text{ endet mit } 00\}$$

Definition 2.72 (Kanonischer Minimalautomat)

$$M_L := (\Sigma^*/\equiv_L, \Sigma, \delta_L, [\epsilon]_{\equiv_L}, F_L)$$

mit $\delta_L([w]_{\equiv_L}, a) := [wa]_{\equiv_L}$ und $F_L := \{[w]_{\equiv_L} \mid w \in L\}$.

Man sieht leicht: δ_L ist wohldefiniert und $\hat{\delta}_L(q_0, w) = [w]_{\equiv_L}$.
Dann gilt offensichtlich $L(M_L) = L$.

Satz 2.73 (Myhill-Nerode)

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

Beweis:

„ \implies “: Ist L regulär, so wird L von einem DFA A akzeptiert. Daher hat \equiv_L so viele Äquivalenzklassen wie A/\equiv_A Zustände.
„ \impliedby “: Hat \equiv_L endlich viele Äquivalenzklassen, so ist M_L ein DFA mit $L(M_L) = L$. □

Wie sieht M_L aus wenn L nicht regulär ist?

Beispiel 2.74

$$L = \{0^i 1^i \mid i \in \mathbb{N}\}$$

$$\begin{array}{cccccccc} \rightarrow [\epsilon] & \xrightarrow{0} & [0] & \xrightarrow{0} & [0^2] & \xrightarrow{0} \dots \xrightarrow{0} & [0^i] & \xrightarrow{0} \dots \\ & & \downarrow 1 & & \downarrow 1 & & \downarrow 1 & \\ & & [01] & \xleftarrow{1} & [0^2 1] & \xleftarrow{1} \dots \xleftarrow{1} & [0^i 1] & \xleftarrow{1} \dots \end{array}$$

Warum $0^i \not\equiv_L 0^j$ falls $i \neq j$?

Was fehlt noch?

Vollständige Methode um **Nichtregularität** von L zu zeigen:

Gib **unendliche Menge** w_1, w_2, \dots an mit $w_i \not\equiv_L w_j$ falls $i \neq j$.

Bemerkung

Eindeutigkeit des minimalen Automaten (modulo Umbenennung der Zustände) gilt nur bei DFAs, nicht bei 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:
 - $\cup, \cap, \dots, R, \dots$
 - Für welche Darstellung wie teuer?
(Komplement, Produkt, ...)
 - 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 $L(\cdot)$
 - $\alpha \equiv \beta$ 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_A und \equiv_L
 - Quotientenautomat A/\equiv_A minimal, da gleichgroß wie kanonischer minimaler Automat $M_{L(A)}$
 - L genau dann regulär wenn \equiv_L endlich viele Klassen hat, dh wenn M_L endlich ist (Myhill-Nerode).

3. Kontextfreie Sprachen

3.1 Kontextfreie Grammatiken

Beispiel 3.1 (Arithmetische Ausdrücke)

$\langle \text{Expr} \rangle \rightarrow \langle \text{Term} \rangle$

$\langle \text{Expr} \rangle \rightarrow \langle \text{Expr} \rangle + \langle \text{Term} \rangle$

$\langle \text{Term} \rangle \rightarrow \langle \text{Factor} \rangle$

$\langle \text{Term} \rangle \rightarrow \langle \text{Term} \rangle * \langle \text{Factor} \rangle$

$\langle \text{Factor} \rangle \rightarrow a$

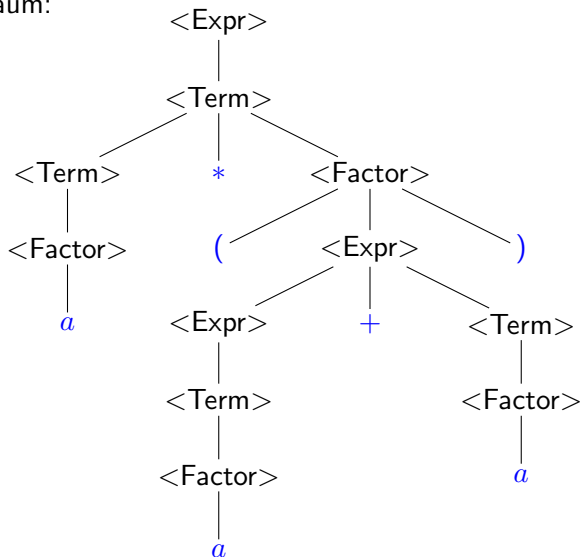
$\langle \text{Factor} \rangle \rightarrow (\langle \text{Expr} \rangle)$

Eine (Links)Ableitung:

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

$\rightarrow a * (a + a)$

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.
- Die primäre Anwendung von kontextfreien Grammatiken ist das **Parzen**:
 - Der Test, ob ein Wort von einer Grammatik abgeleitet werden kann, bzw
 - Die Erzeugung des Syntaxbaums (*parse tree*).

Parzen ist die Transformation eines Worts in einen Syntaxbaum.

Definition 3.2

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

V ist eine endlichen Menge, die **Nichtterminalzeichen** (oder **Variablen**),

Σ ist ein Alphabet, die **Terminalzeichen**, disjunkt von V ,

$P \subseteq V \times (V \cup \Sigma)^*$ eine endlichen Menge, die **Produktionen**, und

$S \in V$ ist das **Startsymbol**.

Konventionen:

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

$$A \rightarrow \alpha_1 \mid \alpha_2 \mid \alpha_3$$

Beispiel 3.3 (Arithmetische Ausdrücke)

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

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

$$P =$$

$$\left\{ \begin{array}{l} E \rightarrow T \mid E + T \\ T \rightarrow F \mid T * F \\ F \rightarrow a \mid (E) \end{array} \right\}$$

$$S = E$$

Definition 3.4

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 3.5 (Reflexive transitive Hülle)

$$\alpha \rightarrow_G^0 \alpha$$

$$\alpha \rightarrow_G^{n+1} \gamma \quad :\Leftrightarrow \quad \exists \beta. \alpha \rightarrow_G^n \beta \rightarrow_G \gamma$$

$$\alpha \rightarrow_G^* \beta \quad :\Leftrightarrow \quad \exists n. \alpha \rightarrow_G^n \beta$$

$$\alpha \rightarrow_G^+ \beta \quad :\Leftrightarrow \quad \exists n > 0. \alpha \rightarrow_G^n \beta$$

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

Wir nennen

$$\alpha_1 \rightarrow_G \alpha_2 \rightarrow_G \cdots \rightarrow_G \alpha_n$$

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

Definition 3.6 (Kontextfreie Sprache)

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

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

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 $\alpha \rightarrow \beta$ statt $\alpha \rightarrow_G \beta$.

Beispiel 3.7

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

$$S \rightarrow aSb \mid \epsilon$$

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

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

Der unendliche Baum aller möglichen Ableitungen:

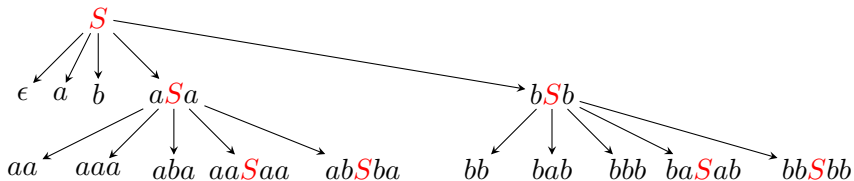
$$\begin{array}{ccccccc} S & \rightarrow & aSb & \rightarrow & a^2Sb^2 & \rightarrow & a^3Sb^3 & \rightarrow & \dots \\ & \searrow & & \searrow & & \searrow & & \searrow & \\ & & \epsilon & & ab & & a^2b^2 & & a^3b^3 \end{array}$$

Beispiel 3.8

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

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

Der Anfang des unendlichen Baums aller möglichen Ableitungen:



Achtung, dies ist *kein* Syntaxbaum!

Lemma 3.9 (Kompositionslemma)

$$\alpha_1 \alpha_2 \rightarrow_G^n \beta$$

$$\Leftrightarrow$$

$$\exists \beta_1, \beta_2, n_1, n_2. \beta = \beta_1 \beta_2 \wedge n = n_1 + n_2 \wedge \alpha_i \rightarrow_G^{n_i} \beta_i \quad (i = 1, 2)$$

Beweis:

Übung!



Definition 3.10

Eine CFG heißt **rechts-linear** gdw jede Produktion von der Form

$$A \rightarrow aB \quad \text{oder} \quad A \rightarrow \epsilon \quad \text{ist.}$$

Eine CFG heißt **links-linear** gdw jede Produktion von der Form

$$A \rightarrow Ba \quad \text{oder} \quad A \rightarrow \epsilon \quad \text{ist.}$$

Lemma 3.11

Die rechts-linearen und links-linearen Grammatiken erzeugen jeweils genau die regulären Sprachen.

Beweis: Übung!

Korollar 3.12

Die regulären Sprachen sind eine echte Teilklasse der kontextfreien Sprachen.

3.2 Induktive Definitionen, Syntaxbäume und Ableitungen

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

Beispiel 3.13

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

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

| | |
|--------------------------------|-------------------------|
| | $\epsilon \in L(S)$ |
| $u \in L(S)$ | $\implies [u] \in L(S)$ |
| $u \in L(S) \wedge v \in L(S)$ | $\implies uv \in L(S)$ |

Damit gilt zB: $\epsilon \in L(S) \implies [] \in L(S) \implies [[]] \in L(S)$
 $\implies [[]] [] \in L(S)$

Bemerkungen

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

Zur induktive Definition von $L(S)$ gehört ein Induktionsprinzip:

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

$$\begin{array}{l} P(\epsilon) \\ P(u) \implies P([u]) \\ P(u) \wedge P(v) \implies P(uv) \end{array}$$

„Induktion über die Erzeugung von u “

Lemma 3.14

Alle $u \in L(S)$ enthalten gleich viele $[\text{wie}]$.

Beweis:

Mit Induktion über die Erzeugung von u :

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



Hinweis

Die Aussagen

$$\forall x \in M. P(x)$$

und

$$\forall x. x \in M \implies P(x)$$

sind logisch völlig äquivalent.

Der Allquantor wird dann (wie üblich) oft weggelassen:

$$x \in M \implies P(x)$$

Definition 3.15

Präfix:

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

Anzahl der Vorkommen:

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

Für unser Beispiel führen wir zwei Abk. ein:

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

Wir nennen $w \in \{[,]\}^*$ **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 3.16

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

Beweis:

$u \in L(S) \implies u$ 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 $\implies u \in L(S)$:

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

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

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

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

Sei $n > 0$.

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

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

Insb. gilt $a_1 = [$ und $a_n =]$.

- Es gibt nur die Nullstellen $h(\epsilon)$ und $h(a_1 \dots a_n)$.

Dann ist $v := a_2 \dots a_{n-1}$ balanciert:

$$(1) A(v) = A([v]) - 1 = B([v]) - 1 = B(v)$$

$$(2) p \preceq v: h([p]) = A([p]) - B([p]) > 0 \implies$$

$$A(p) = A([p]) - 1 > B([p]) - 1 = B(p) - 1 \implies$$

$$A(p) \geq B(p)$$

$$\implies v \in L(S) \text{ (nach IA)} \implies u = [v] \in L(S)$$

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) $p \preceq u_1 \implies p \preceq u \implies A(p) \geq B(p)$

$$\begin{aligned} p \preceq u_2: A(p) &= A(u_1 p) - A(u_1) \geq B(u_1 p) - B(u_1) = B(p) \\ \implies u_1, u_2 &\in L(S) \text{ (nach IA, da } |u_i| < n) \\ \implies u &= u_1 u_2 \in L(S) \end{aligned}$$



Moral:

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

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

$$A_i \rightarrow w_0 A_{i_1} w_1 \dots w_{n-1} A_{i_n} w_n$$

Man kann G wie folgt als eine (simultane) induktive Definition von Sprachen $L(A_i)$ für all $A_i \in V$ sehen:

Jede Produktion korrespondiert zu einer Erzeugungsregel

$$u_1 \in L(A_{i_1}) \wedge \dots \wedge u_n \in L(A_{i_n}) \implies w_0 u_1 w_1 \dots w_{n-1} u_n w_n \in L(A_i)$$

Aussagen der Form

$$(u \in L(A_1) \implies P_1(u)) \wedge \dots \wedge (u \in L(A_k) \implies P_k(u))$$

kann man durch **simultane Induktion über die Erzeugung von u** beweisen, indem man für jede Produktion zeigt, dass

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

Beispiel 3.17

Grammatik:

$$A \rightarrow \epsilon \mid aB \quad B \rightarrow Aa$$

Induktive Definition:

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

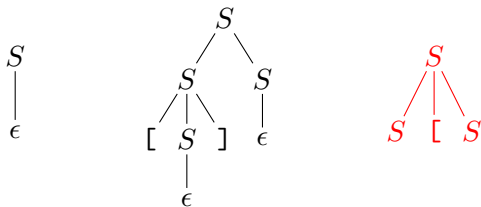
Beim induktiven Beweis von

$$(w \in L(A) \implies \#_a(w) \text{ ist gerade}) \wedge \\ (w \in L(B) \implies \#_a(w) \text{ ist ungerade})$$

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

Beispiel 3.18 (Syntaxbäume)



Definition 3.19 (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 Σ beschriftet ist,
- jeder innere Knoten mit einem $A \in V$ beschriftet ist, und es $A \rightarrow X_1 \dots X_n$ in P gibt, $X_i \in V \cup \Sigma$, so dass die Kinder des Knotens (von links nach rechts) mit X_1, \dots, X_n beschriftet sind.

Satz 3.20

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

- 1 $A \rightarrow_G^* w$
- 2 $w \in L(A)$
- 3 Es gibt einen Syntaxbaum, dessen *Rand* (Blätter von links nach rechts gelesen) das Wort w ist.

Beweis:

Skizze (Details: [HMU])

$1 \Rightarrow 2$: Sei $A \rightarrow_G^n w$. Wir zeigen $w \in L(A)$ mit Induktion über n . Die Ableitung muss von folgender Form sein:

$$A \rightarrow_G w_0 A_1 w_1 \dots A_n w_n \rightarrow_G^{n-1} w$$

Nach dem Kompositionslemma muss es u_i und $n_i \leq n - 1$ geben mit $A_i \rightarrow_G^{n_i} u_i$ und $w = w_0 u_1 w_1 \dots u_n w_n$. Nach IA (da $n_i < n$) gilt $u_i \in L(A_i)$ und daher (mit einem Erzeugungsschritt) auch $w \in L(A)$.

2 \Rightarrow 3: Parallel zu jeder induktive Erzeugung eines $w \in L(A)$ kann man einen Syntaxbaum mit Rand w erzeugen. Formal: Induktion über die Erzeugung von w .

3 \Rightarrow 1: Jeder Baum lässt sich in eine Ableitung umformen, mit Induktion über die Höhe des Baums: Transformiere die Unterbäume t_i mit Beschriftung A_i in Ableitungen $A_i \rightarrow_G^* u_i$ und füge diese mit dem Kompositionslemma zu einer grossen Ableitung $A \rightarrow_G w_0 A_1 w_1 \dots A_n w_n \rightarrow_G^* w_0 u_1 w_1 \dots u_n w_n$ zusammen.

Definition 3.21

- 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 3.22

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

Satz 3.23

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

Wir wissen:

$$A \rightarrow aAb \mid \epsilon$$

definiert keine reguläre Sprache.

Knobelaufgabe:

Welche reguläre Sprache (parametrisch in i, j, k) definiert

$$A \rightarrow a^i A^j \mid a^k ?$$

Hinweis: Arden'

3.3 Die Chomsky-Normalform

Definition 3.24

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

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

haben.

Wir konstruieren und beweisen nun schrittweise:

Satz 3.25

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

Wer auf $\epsilon \in L(G')$ nicht verzichten möchte:
Füge am Ende wieder $S \rightarrow \epsilon$ hinzu.

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

Lemma 3.26

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 $B \rightarrow \epsilon$ und $A \rightarrow \alpha B \beta$ in \hat{P} , so füge auch $A \rightarrow \alpha \beta$ hinzu.

Offensichtlich gilt $L(\hat{G}) = L(G)$:

Jede neue Produktion kann von 2 alten simuliert werden.

Das Ergebnis G' ist \hat{G} ohne die ϵ -Produktionen.

Denn diese sind nun überflüssig:

Beweis (Forts.):

Sei $S \xrightarrow{\hat{G}}^* w$, $w \neq \epsilon$, eine Ableitung minimaler Länge.

Käme darin $B \rightarrow \epsilon$ vor, also

$$S \xrightarrow{\hat{G}}^* \gamma B \delta \xrightarrow{\hat{G}} \gamma \delta \xrightarrow{\hat{G}}^* w$$

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

$$S \xrightarrow{\hat{G}}^k \alpha' A \beta' \xrightarrow{\hat{G}} \alpha' \alpha B \beta \beta' \xrightarrow{\hat{G}}^m \gamma B \delta \xrightarrow{\hat{G}} \gamma \delta \xrightarrow{\hat{G}}^n w$$

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

$$S \xrightarrow{\hat{G}}^k \alpha' A \beta' \xrightarrow{\hat{G}} \alpha' \alpha \beta \beta' \xrightarrow{\hat{G}}^m \gamma \delta \xrightarrow{\hat{G}}^n w$$

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

Beispiel 3.27

$$S \rightarrow AB, \quad A \rightarrow aAA \mid \epsilon, \quad B \rightarrow bBB \mid \epsilon$$

Wir nennen $A \rightarrow B$ eine **Kettenproduktion**.

Lemma 3.28

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 $A \rightarrow B$ und $B \rightarrow \alpha$ in \hat{P} , so füge auch $A \rightarrow \alpha$ hinzu.

Das Ergebnis G' ist \hat{G} ohne die (nun überflüssigen) Kettenproduktionen.

Rest des Beweises analog zur Elimination von ϵ -Produktionen. □

Beispiel 3.29

$$A \rightarrow a \mid B, \quad B \rightarrow b \mid C, \quad C \rightarrow A$$

Konstruktion einer Chomsky-Normalform

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

- 1 Eliminiere alle ϵ -Produktionen.
- 2 Eliminiere alle Kettenproduktionen.
- 3 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 $A_a \rightarrow a$ zu P hinzu.
- 4 Ersetze jede Produktion der Form

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

durch

$$A \rightarrow B_1 C_2, \quad C_2 \rightarrow B_2 C_3, \quad \dots, \quad C_{k-1} \rightarrow B_{k-1} B_k$$

wobei C_2, \dots, C_{k-1} neue Nichtterminale sind.

Definition 3.30

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

$$A \rightarrow aA_1 \dots A_n$$

ist.

Satz 3.31

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

3.4 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 3.32 (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

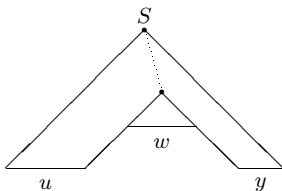
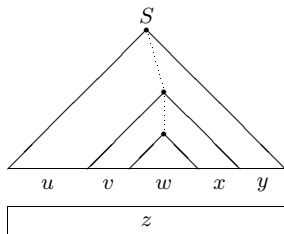
- $vx \neq \epsilon$,
- $|vwx| \leq n$, und
- $\forall i \in \mathbb{N}. uv^iwx^iy \in L$.

Beweis:

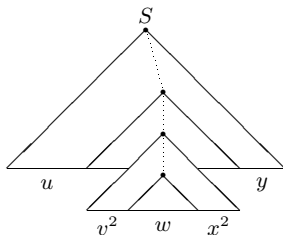
Sei $G = (V, \Sigma, P, S)$ eine CFG in Chomsky-Normalform mit $L(G) = L \setminus \{\epsilon\}$. Wähle $n = 2^{|V|}$. Sei $z \in L(G)$ mit $|z| \geq n$.

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 Teibleitung kann nun beliebig oft wiederholt werden.



Dieser Ableitungsbaum zeigt
 $uw y \in L$



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

Beweis (Forts.):

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

Um $|vwx| \leq n$ zu erreichen, darf das obere A maximal $|V| + 1$ Schritte von einem 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 3.33

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 enthält 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 3.34

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.

3.5 Abschlusseigenschaften

Satz 3.35

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



Satz 3.36

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

Beweis:

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

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

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

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

3.6 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 $S \rightarrow_G^* w \in \Sigma^*$ gibt, in der X vorkommt.

erzeugend gdw es eine Ableitung $X \rightarrow_G^* w \in \Sigma^*$ gibt.

erreichbar gdw es eine Ableitung $S \rightarrow_G^* \alpha X \beta$ gibt.

Fakt 3.37

Nützliche Symbole sind erzeugend und erreichbar.

Aber nicht notwendigerweise umgekehrt:

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

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

Beispiel 3.38

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

- ① Elimination nicht erzeugender Symbole:

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

- ② Elimination unerreichbarer Symbole:

$$S \rightarrow a$$

Umgekehrte Reihenfolge:

- ① Elimination unerreichbarer Symbole:

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

- ② Elimination nicht erzeugender Symbole:

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

Satz 3.39

Eliminiert man aus einer Grammatik G

- 1 alle nicht erzeugenden Symbole, mit Resultat G_1 ,
- 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 $S \rightarrow_G^* w$.

Jedes Symbol in dieser Ableitung ist erreichbar und erzeugend.

Also gilt auch $S \rightarrow_{G_2}^* w$, 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

$$S \rightarrow_{G_2}^* \dots X \dots \rightarrow_{G_2}^* \dots \in \Sigma_2^*$$

X muss in G_1 erreichbar sein, dh $S \rightarrow_{G_1}^* \alpha X \beta$.

Da alle Symbole in der Ableitung erreichbar sind: $S \rightarrow_{G_2}^* \alpha X \beta$.

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

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

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

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

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

Da $S \rightarrow_{G_1}^* \alpha X \beta$: Die Ableitung $\alpha X \beta \rightarrow_{G_1}^* w$ enthält nur Symbole, die in G_1 erreichbar sind. Daher auch $\alpha X \beta \rightarrow_{G_2}^* w \in \Sigma_2^*$.

$$S \rightarrow_{G_2}^* \alpha X \beta \rightarrow_{G_2}^* w \in \Sigma_2^*$$

□

Satz 3.40

Die Menge der erzeugenden Symbole einer CFG sind berechenbar.

Beweis:

Wir berechnen die erzeugenden Symbole induktiv:

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

Beispiel 3.41

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

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

Korollar 3.42

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

Beweis:



Sei n die Größe von G . Damit gilt $|V| \leq n$ und Größe von $P \leq n$.

Eine naive Implementierung braucht

- $\leq n$ Iterationen
(denn in jeder Iteration, ausser der letzten, wird ein weiteres Nichtterminal als erzeugend erkannt),
- und jede Iteration braucht Zeit $O(n)$
(sie muss schlimmstenfalls ganz P betrachten).

Eine naive Implementierung braucht daher Zeit $O(n^2)$.

Satz 3.43

Die Menge der erzeugenden Symbole einer CFG ist in linearer Zeit berechenbar.

Satz 3.44

Die Menge der erreichbaren Symbole einer CFG ist berechenbar.

Beweis:

Wir berechnen die erreichbaren Symbole induktiv:

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



Satz 3.45

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 . 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 $(B \rightarrow \beta) \in P$ und $|\alpha \beta \gamma| \leq |w|$, dann auch $\alpha \beta \gamma \in R$.

Man zeigt leicht:

$$w \in L(G) \iff w \in R$$

und R ist in exponentieller Zeit $O(c^{|w|})$ berechenbar, da $|R| \in O(|V \cup \Sigma|^{|w|})$. □

3.7 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 3.46

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

Damit gilt:

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

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

$$V_{ii} = \{A \in V \mid \exists a_i. (A \rightarrow a_i) \in P\}$$

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

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 3.47

$$S \rightarrow AB \mid BC$$

$$A \rightarrow BA \mid a$$

$$B \rightarrow CC \mid b$$

$$C \rightarrow AB \mid a$$

| | | | | | |
|----|----------|----------|----------|----------|----------|
| 15 | | | | | |
| 14 | 25 | | | | |
| 13 | 24 | 35 | | | |
| 12 | 23 | 34 | 45 | | |
| 11 | 22 | 33 | 44 | 55 | |
| | <i>b</i> | <i>a</i> | <i>a</i> | <i>b</i> | <i>a</i> |

Satz 3.48

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.

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

Für jede dieser Mengen werden

- $j - i < n$ Werte für k betrachtet,
- für jedes k wird für alle Produktionen $A \rightarrow BC$ 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} : $O(\quad)$. Für alle V_{ii} also $O(\quad)$.] □

Erweiterung

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

Realisierung:

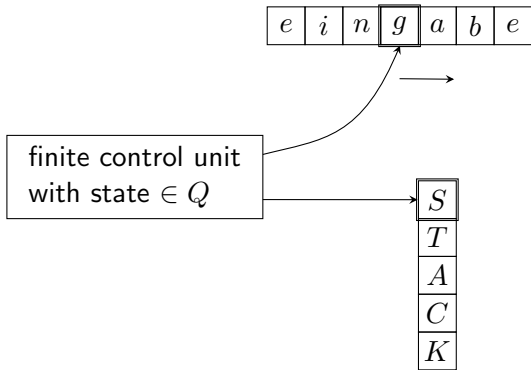
- V_{ij} ist die Menge der Syntaxbäume mit Rand $a_i \dots a_j$.
- Statt A enthält V_{ij} einen Syntaxbaum, dessen Wurzel mit A beschriftet ist.

Vorschau(?)

Für CFGs sind folgende Probleme nicht entscheidbar:

- Äquivalenz: $L(G_1) = L(G_2)$?
- Schnittproblem: $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$?
- Universalität: $L(G) = \Sigma^*$?
- Mehrdeutigkeit: Ist G mehrdeutig?

3.8 Kellerautomaten



Anwendungsgebiete von Kellerautomaten:

- Syntaxanalyse von Programmiersprachen
- Analyse von Programmen mit Rekursion

Lernziel:

Kellerautomaten akzeptieren genau die kontextfreien Sprachen.

Definition 3.49 (PDA)

Ein (nichtdeterministischer) Kellerautomat ((N)PDA = (Nondeterministic) Pushdown Automaton) besteht aus:

Q endliche Zustandsmenge

Σ endliches Eingabealphabet

Γ endliches Kelleralphabet

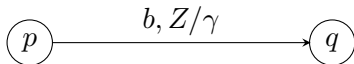
$q_0 \in Q$ Anfangszustand

$Z_0 \in \Gamma$ Anfangskellerinhalt

δ Übergangsfunktion $Q \times (\Sigma \cup \{\epsilon\}) \times \Gamma \rightarrow \mathcal{P}(Q \times \Gamma^*)$
wobei $|\delta(q, b, Z)| < \infty$ für $q \in Q, b \in \Sigma \cup \{\epsilon\}, Z \in \Gamma$.

$F \subseteq Q$ akzeptierende Zustände oder Endzustände

Eine graphische Notation für $\delta(p, b, Z) \ni (q, \gamma)$:



Achtung: Kein endlicher Automat!

Die schrittweise Verarbeitung der Eingabe wird als Relation \rightarrow zwischen *Konfigurationen* (= Gesamtzuständen) des Systems beschrieben:

Definition 3.50

Eine *Konfiguration* eines PDA $M = (Q, \Sigma, \Gamma, q_0, Z_0, \delta, F)$ ist ein Tripel (q, w, γ) mit

$q \in Q$ (Zustand),

$w \in \Sigma^*$ ((Rest)Eingabe),

$\gamma \in \Gamma^*$ (Keller).

Die Ersetzungsrelation \rightarrow_M ergibt sich wie folgt aus δ :

Falls $\delta(q, b, Z) \ni (q', \gamma')$ (wobei $b \in \Sigma \cup \{\epsilon\}$) dann

$$(q, bw, Z\gamma) \rightarrow_M (q', w, \gamma')$$

Achtung: $b = \epsilon$ und $\gamma' = \epsilon$ und $|\gamma'| > 1$ möglich!

Definition 3.51

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

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

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

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

$$(q_0, w, Z_0) \rightarrow_M^* (q, \epsilon, \epsilon) \text{ f\"ur ein } q \in Q.$$

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

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

Beispiel 3.52

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

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

$$\delta(p, a, Z) = \{(p, aZ)\} \quad \text{für } a \in \{0, 1\}, Z \in \{0, 1, Z_0\}$$

$$\delta(p, \epsilon, Z) = \{(q, Z)\} \quad \text{für } Z \in \{0, 1, Z_0\}$$

$$\delta(q, a, a) = \{(q, \epsilon)\} \quad \text{für } a \in \{0, 1\}$$

$$\delta(q, \epsilon, Z_0) = \{(r, \epsilon)\}$$

sowohl mit Endzustand als auch mit leerem Keller akzeptiert.

Bsp: $(p, 1111, Z_0) \xrightarrow*_M (r, \epsilon, \epsilon)$.

Definiert man $\delta(q, \epsilon, Z_0)$ als $\{(q, \epsilon)\}$ statt $\{(r, \epsilon)\}$ so gilt:

$$L_F(M') = \emptyset \text{ aber } L_\epsilon(M') = L.$$

Bemerkungen: PDAs und das Wortproblem

- Mit einem NFA A kann man $w \in L(A)$ durch parallele Verfolgung aller Berechnungspfade entscheiden, da sie alle endlich sind.
- Bei einem ϵ -NFA gibt es auch unendliche Berechnungspfade, die aber einfach zu eliminieren sind.
- Bei einem PDA kann es wegen ϵ -Übergängen auch unendliche Berechnungen \rightarrow_M geben, zB $\delta(q, \epsilon, Z) = (q, ZZ)$:

$$(q, w, Z) \rightarrow_M (q, w, ZZ) \rightarrow_M (q, w, ZZZ) \rightarrow_M \dots$$

Diese sind wegen des möglicherweise wachsenden oder pulsierenden Kellers nicht einfach zu eliminieren.

- Daher ist es a priori unklar, wie man mit einem PDA das Wortproblem entscheidet.

Ziel:

Akzeptanz durch Endzustände und leeren Keller gleich mächtig.

Satz 3.53 (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:

$$(q_0, w, Z_0) \rightarrow_M^* (f, \epsilon, \gamma) \Leftrightarrow (q'_0, w, Z'_0) \rightarrow_{M'}^* (q, \epsilon, \epsilon)$$

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' :

$$\delta'(q'_0, \epsilon, Z'_0) = \{(q_0, Z_0 Z'_0)\}$$

$$\delta'(q, b, Z) = \delta(q, b, Z)$$

$$\delta'(f, a, Z) = \delta(f, a, Z)$$

$$\delta'(f, \epsilon, Z) = \delta(f, \epsilon, Z) \cup \{(\bar{q}, \epsilon)\} \quad \text{für } f \in F, Z \in \Gamma'$$

$$\delta'(\bar{q}, \epsilon, Z) = \{(\bar{q}, \epsilon)\}$$

$$\text{für } q \in Q \setminus F, b \in \Sigma \cup \{\epsilon\}, Z \in \Gamma$$

$$\text{für } f \in F, a \in \Sigma, Z \in \Gamma$$

$$\text{für } f \in F, Z \in \Gamma'$$

$$\text{für } Z \in \Gamma'$$

□

Satz 3.54 (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 ein neues Zeichen Z'_0 auf den Keller.
- Sobald M auf dem Keller Z'_0 findet, ist der Keller eigentlich leer, und M' geht in den (neuen) Endzustand f .

$$Q' := Q \uplus \{q'_0, f\}$$

$$\Gamma' := \Gamma \uplus \{Z'_0\}$$

$$F := \{f\}$$

$$\delta'(q'_0, \epsilon, Z'_0) = \{(q_0, Z_0 Z'_0)\}$$

$$\delta'(q, b, Z) = \delta(q, b, Z) \quad \text{für } q \in Q, b \in \Sigma \cup \{\epsilon\}, Z \in \Gamma$$

$$\delta'(q, \epsilon, Z'_0) = \{(f, Z'_0)\} \quad \text{für } q \in Q \quad \square$$

Die folgenden Sätze erleichtern Beweise über Berechnungen von PDAs.

Lemma 3.55 (Erweiterungslemma)

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

Beweis:

Nach Definition von \rightarrow_M gilt

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

Mit Induktion über n folgt die Behauptung. □

Gilt die Umkehrung, zB

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

Keller



Satz 3.56 (Zerlegungssatz)

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

$$(p_{i-1}, u_i, Z_i) \rightarrow_M^{n_i} (p_i, \epsilon, \epsilon) \quad (i = 1, \dots, k)$$

und $w = u_{1\dots k}$, $p_0 = q$, $p_k = q'$, $\sum n_i = n$.

Beweis: Mit Induktion über n . Basis trivial.

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

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

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

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

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

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

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

Aus $(q, bv_{1\dots l}, Z_1) \rightarrow_M (p, v_{1\dots l}, Y_{1\dots l})$ folgt $(p_0, u_1, Z_1) \rightarrow_M^{n_1} (p_1, \epsilon, \epsilon)$

wobei $p_0 := q$, $u_1 := bv_{1\dots l}$, $p_1 := r_l$.

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

3.9 Äquivalenz von PDAs und CFGs

Satz 3.57 (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 Produktion $A_a \rightarrow a$ hinzu.

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

$$A \rightarrow bB_1 \dots B_k$$

Der PDA wird wie folgt definiert:

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

wobei

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

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

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

Lemma 3.58

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

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

Beweis:

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

$$\begin{aligned} & A \rightarrow_G^{n+1} u\gamma \\ \Leftrightarrow & \\ & \exists (B \rightarrow b\beta) \in P, w, \alpha. A \rightarrow_G^n wB\alpha \rightarrow_G wb\beta\alpha = u\gamma \\ & \hspace{15em} (\text{dh } wb = u, \beta\alpha = \gamma) \\ \Leftrightarrow & \\ & (q, wbv, A) \rightarrow_M^n (q, bv, B\alpha) \wedge (q, bv, B\alpha) \rightarrow_M (q, v, \beta\alpha) \\ \Leftrightarrow & \\ & (q, uv, A) \rightarrow_M^{n+1} (q, v, \gamma) \end{aligned}$$



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

Satz 3.59

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

Beweis:

$$u \in L(G)$$

$$\Leftrightarrow S \rightarrow_G^* u \text{ mit Linksableitung}$$

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

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



Satz 3.60 (PDA \rightarrow 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 $[\cdot, \cdot, \cdot]$ notieren

und P die folgenden Produktionen enthält:

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

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

Idee: $[q, Z, r_k] \xrightarrow{*}_G w$ gdw $(q, w, Z) \xrightarrow{*}_M (r_k, \epsilon, \epsilon)$

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 3.61

$$[q, Z, p] \rightarrow_G^n w \text{ gdw } (q, w, Z) \rightarrow_M^n (p, \epsilon, \epsilon)$$

Beweis:

„ \Rightarrow “: Mit Induktion über n .

IA: Beh. gilt für alle Werte $< n$. Zz: Beh. gilt für n .

Die Ableitung $[q, Z, p] \rightarrow_G^n w$ muss von folgender Form sein:

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

mit $r_k = p$, $(r_0, Z_1 \dots Z_k) \in \delta(q, b, Z)$,

$[r_{i-1}, Z_i, r_i] \rightarrow_G^{n_i} u_i$ ($i = 1, \dots, k$) und $\sum n_i = n - 1$.

IA $\Rightarrow (r_{i-1}, u_i, Z_i) \rightarrow_M^{n_i} (r_i, \epsilon, \epsilon)$

Erweiterungslemma

$\Rightarrow (r_{i-1}, u_i \dots u_k, Z_i \dots Z_k) \rightarrow_M^{n_i} (r_i, u_{i+1} \dots u_k, Z_{i+1} \dots Z_k)$

$\Rightarrow (q, w, Z) \rightarrow_M (r_0, u_1 \dots u_k, Z_1 \dots Z_k) \rightarrow_M^{n-1} (r_k, \epsilon, \epsilon)$ □

Beweis (Forts.):

„ $[q, Z, p] \rightarrow_G^n w \Leftrightarrow (q, w, Z) \rightarrow_M^n (p, \epsilon, \epsilon)$ “: Mit Induktion über n .

IA: Beh. gilt für alle Werte $< n$. Zz: Beh. gilt für n .

Die Berechnung $(q, w, Z) \rightarrow_M^n (p, \epsilon, \epsilon)$ muss von dieser Form sein:

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

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

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

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

$$\text{IA} \Rightarrow [r_{i-1}, Z_i, r_i] \rightarrow_G^{n_i} u_i$$

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



Damit haben wir bewiesen:

Satz 3.62

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

3.10 Deterministische Kellerautomaten

Definition 3.63

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 3.64

Der folgende DPDA mit $\Sigma = \{0, 1, \$\}$, $\Gamma = \{Z_0, 0, 1\}$ akzeptiert die Sprache

Definition 3.65

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 3.66

Jede reguläre Sprache ist deterministisch.

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

Beispiel 3.67

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

Lemma 3.68

$\exists \text{DPDA } M. L = L_\epsilon(M) \iff$
 $\exists \text{DPDA } M. L = L_F(M) \text{ und } L \text{ erfüllt die Präfix Bedingung}$

Beweis: Übung!

Es gibt also einen DPDA M mit $L_F(M) = L(a^*)$ aber keinen DPDA mit $L_\epsilon(M) = L(a^*)$.

Satz 3.69

Die Klasse der DCFLs ist unter Komplement abgeschlossen.

Beweis: Siehe zB [Kozen].

Korollar 3.70

Die DCFLs sind eine echte Teilklasse der CFLs.

Hier ist eine konkrete Sprache in $CFL \setminus DCFL$:

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):

$$\begin{aligned} S &\rightarrow AB \mid BA \mid A \mid B \\ A &\rightarrow CAC \mid a \quad B \rightarrow CBC \mid b \quad C \rightarrow a \mid b \end{aligned}$$

Wäre L eine DCFL, dann auch $\bar{L} = L_{ww}$ (wegen Satz 3.69).

Aber mit dem Pumping Lemma kann man zeigen, dass L_{ww} keine CFL ist [HMU], und daher erst recht keine DCFL.

Lemma 3.71

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

Beweis:

Erinnerung: CFLs nicht unter Schnitt abgeschlossen:

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

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

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

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 3.72

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 3.73

Das Wortproblem für DCFLs ist in linearer Zeit lösbar.

Mehr Information: Vorlesungen zum Übersetzerbau

3.11 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 |
| DCFG | $O(n)$ | ja | ja | nein(*) |
| CFG | $O(n^3)$ | ja | nein(*) | nein |

Sénizergues (1997), Stirling (2001)

(*) Vorschau(?)

3.12 Die Chomsky-Hierarchie

Definition 3.74

Eine **Grammatik** G ist ein 4-Tupel (V, Σ, P, S) , wobei P eine endliche Teilmenge von $(V \cup \Sigma)^+ \times (V \cup \Sigma)^+$ ist, dh jede Produktion ist von der Form $\alpha \rightarrow \beta$.

G ist vom

Typ 0

Typ 1 falls $|\alpha| \leq |\beta|$

Typ 2 falls G vom Typ 1 ist und $\alpha \in V$

Typ 3 falls G vom Typ 2 ist und $\beta \in \Sigma \cup \Sigma V$.

Zusätzlich erlaubt man noch $S \rightarrow \epsilon$.

Offensichtlich gilt:

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

Grammatiken, Maschinen und Sprachklassen:

| | |
|-------|---|
| Typ 3 | Rechtslineare Grammatik Endlicher Automat |
| Typ 2 | kontextfreie Grammatik Kellerautomat |
| Typ 1 | Kontextsensitive Grammatik Linear beschränkter Automat |
| Typ 0 | Chomsky-Grammatik, Phrasenstrukturgrammatik Turingmaschine |

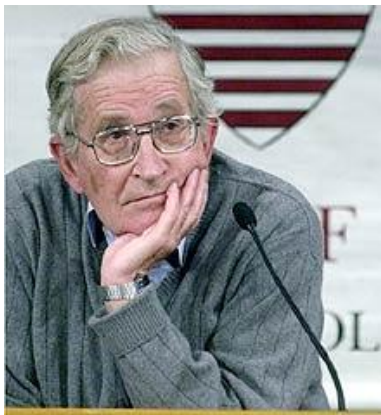
Satz 3.75

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



Noam Chomsky.

Three Models for the Description of Language. Transactions on Information Theory, 113-124, 1956.



Noam Chomsky (* 7. Dezember 1928) ist Professor für **Linguistik** am **MIT** und ein bedeutender Sprachwissenschaftler. Er entwickelte die **Chomsky-Hierarchie**. Neben seiner linguistischen Arbeit gilt Chomsky als einer der bedeutendsten **Intellektuellen** Nordamerikas und ist als scharfer Kritiker der US-amerikanischen Außenpolitik bekannt. Seine politische Heimat ist der **Anarchosyndikalismus**.
[Wikipedia]

Kapitel II

Berechenbarkeit, Entscheidbarkeit, Komplexität

Überblick:

- Was kann man berechnen? Dh:
Welche Funktionen kann man in endlicher Zeit berechnen?
- Mit welchen Sprachen/Maschinen?
- Welche Eigenschaften von Programmen sind entscheidbar?
ZB Termination? Code-Erreichbarkeit? Überlauf?
- Was kann man in polynomieller Zeit berechnen?
Mit welchen Maschinen?

4. Berechenbarkeit und Entscheidbarkeit

4.1 Der Begriff der Berechenbarkeit

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

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

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

Achtung: Berechenbarkeit setzt zwei verschiedene Dinge in Beziehung:

- Algorithmen, dh endliche Wörter.
- Mathematische Funktionen, dh Mengen von Paaren.

ZB beschreibt $x \mapsto x^2$ die Funktion

$$\{(0, 0), (1, 1), (2, 4), (3, 9), (4, 16), (5, 25), \dots\}$$

Terminologie: Eine Funktion $f : A \rightarrow B$ 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 4.1

Der Algorithmus

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

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

Beispiel 4.2

Ist die Funktion

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

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

Ja, denn π kann iterativ auf beliebig viele Dezimalstellen genau berechnet werden.

Beispiel 4.3

Ist die Funktion

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

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.

Wäre π vollkommen zufällig, was es aber nicht ist, dann würde jedes n als Ziffernfolge irgendwann vorkommen.

Beispiel 4.4

Ist die Funktion

$$f_3(n) := \begin{cases} 1 & \text{falls mindestens } 10^6 \text{ mal hintereinander irgendwo in der} \\ & \text{Dezimalbruchentwicklung von } \pi \text{ eine } 0 \text{ vorkommt} \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$$

berechenbar?

Ja, denn f_3 ist eine der beiden Funktionen $n \mapsto 0$ oder $n \mapsto 1$.
Beide sind berechenbar.

Dies ist ein **nicht-konstruktiver Beweis**:

Wir wissen, es gibt einen Algorithmus, der f_3 berechnet,
aber wir wissen nicht, welcher.

Satz 4.5

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

Beweis:

Es gibt nur abzählbar viele Algorithmen, aber überabzählbar viele Funktionen in $\mathbb{N} \rightarrow \{0, 1\}$ (Beweis wie zu Satz 1.8).



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, T_EX, ...-Programme
- while-Programme
- goto-Programme
- DNA-Algorithmen
- Quantenalgorithmen
- ...

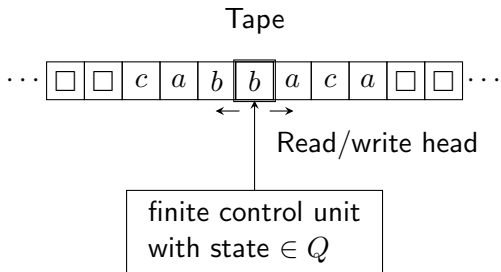
Es wurde bewiesen: Alle diese Beschreibungsmethoden sind in ihrer Mächtigkeit äquivalent.

Churchsche These / Church-Turing These

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

Ist formal prinzipiell nicht beweisbar.

4.2 Turingmaschinen



Definition 4.6

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 $\Sigma \subset \Gamma$
- $\delta : Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, R, N\}$ ist die **Übergangsfunktion**.
- $q_0 \in Q$ ist der **Startzustand**.
- $\square \in \Gamma \setminus \Sigma$ ist das **Leerzeichen**.
- $F \subseteq Q$ ist die Menge der **akzeptierenden** oder **Endzustände**.

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

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 4.7

Eine **Konfiguration** einer Turingmaschine ist ein Tripel

$$(\alpha, q, \beta) \in \Gamma^* \times Q \times \Gamma^*.$$

Dies modelliert

- Bandinhalt: $\dots \square \alpha \beta \square \dots$
- 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 $\delta(q, b_1) = (q', c, d)$:

$$(a_1 \cdots a_n, q, b_1 \cdots b_m) \rightarrow_M$$

$$\left\{ \begin{array}{ll} (a_1 \cdots a_n, q', cb_2 \cdots b_m) & \text{falls } d = N, \\ & n \geq 0, m \geq 1 \\ (a_1 \cdots a_n c, q', b_2 \cdots b_m) & \text{falls } d = R, \\ & n \geq 0, m \geq 2 \\ (a_1 \cdots a_{n-1}, q', a_n c b_2 \cdots b_m) & \text{falls } d = L, \\ & n \geq 1, m \geq 1 \end{array} \right.$$

wobei $b_1 := \square$ falls $m = 0$ und $a_n := \square$ falls $n = 0$, um die Randfälle abzudecken.

Beispiel 4.8 (Unär +1)

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

$$\delta(q, \square) = (f, 1, N)$$

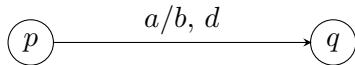
$$\delta(q, 1) = (q, 1, R)$$

- Beispiellauf:

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

- Welche Eingaben führen von q nach f ?

Eine graphische Notation für $\delta(p, a) = (q, b, d)$:



Beispiel 4.9 (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

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

Beispiellauf:

$$\begin{aligned} (\epsilon, q_0, 101) &\rightarrow_M (1, q_0, 01) \rightarrow_M (10, q_0, 1) \rightarrow_M (101, q_0, \epsilon) \rightarrow_M \\ (10, q_1, 1\square) &\rightarrow_M (1, q_1, 00\square) \rightarrow_M \\ (\epsilon, q_2, 110\square) &\rightarrow_M (\epsilon, q_2, \square 110\square) \rightarrow_M \\ (\square, q_f, 110\square) & \end{aligned}$$

Definition 4.10

Eine Turingmaschine M akzeptiert die Sprache

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

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

$$f(n_1, \dots, n_k) = m \quad \Leftrightarrow$$

$$\exists r \in F. (\epsilon, q_0, \bar{n}_1 \# \bar{n}_2 \# \dots \# \bar{n}_k) \rightarrow_M^* (\square \dots \square, r, \bar{m} \square \dots \square)$$

wobei \bar{n} die (zB) Binärdarstellung der Zahl n ist.

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

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

Satz 4.11

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 4.12

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

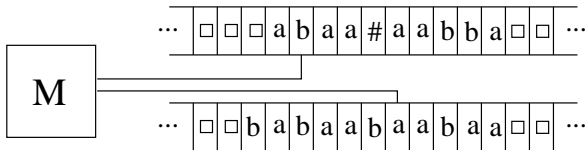
Beweis:

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

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

„ \Leftarrow “: 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 beliebige Modellvariante ist die k -Band-Turingmaschine:



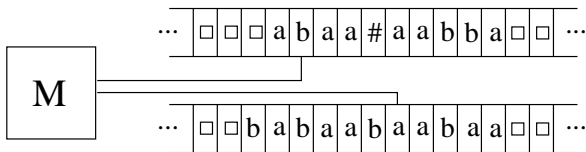
Die k Köpfe sind völlig unabhängig voneinander:

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

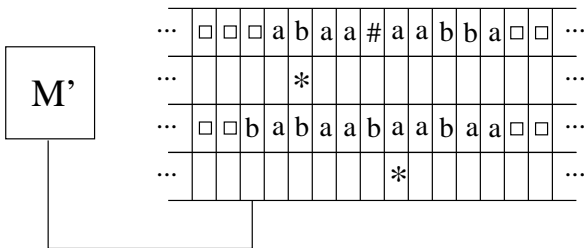
Satz 4.13

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

Beweisidee: Aus



wird



Beweisskizze:

- $\Gamma' := \Gamma \cup (\Gamma \cup \{\star\})^{2k}$
- 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 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 linken und rechten Kopf. Obige Simulation eines M -Schritts braucht daher $O(n)$ M' -Schritte. Simulation von n Schritten: $O(n^2)$ Schritte.

4.3 Programmieren von Mehrband-TM

Die folgenden Basismaschinen sind leicht programmierbar:

- Band $i := \text{Band } i + 1$
- Band $i := \text{Band } i - 1$
- Band $i := 0$
- Band $i := \text{Band } j$

Seien $M_i = (Q_i, \Sigma, \Gamma_i, \delta_i, q_i, \square, F_i)$, $i = 1, 2$.

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:

$$M := (Q_1 \cup Q_2, \Sigma, \Gamma_1 \cup \Gamma_2, \delta, q_1, \square, F_2)$$

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

$$\begin{array}{c} \longrightarrow M \xrightarrow{f_1} M_1 \longrightarrow \\ \downarrow f_2 \\ M_2 \\ \downarrow \end{array}$$

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 $i = 0$?“):

$$\begin{aligned} \delta(q_0, 0) &= (q_0, 0, R) \\ \delta(q_0, \square) &= (ja, \square, L) \\ \delta(q_0, a) &= (nein, a, N) \quad \text{für } a \neq 0, \square \end{aligned}$$

wobei ja und $nein$ Endzustände sind.

Analog zur Fallunterscheidung kann man auch eine TM für eine **Schleife** konstruieren

$$\begin{array}{c} \longrightarrow \text{Band } i = 0? \xrightarrow{\text{ja}} \\ \uparrow \downarrow \text{nein} \\ M \end{array}$$

die sich wie `while Band $i \neq 0$ do M` verhält.

Moral: Mit TM kann man imperativ programmieren:

```
:=  
;  
if  
while
```

4.4 LOOP-, WHILE- und GOTO-Berechenbarkeit

LOOP, WHILE \equiv strukturierte Programme
mit for/while-Schleifen
GOTO \equiv Assembler

Syntax von LOOP-Programmen:

$$\begin{array}{l} P \rightarrow X := X + C \\ \quad | X := X - C \\ \quad | P; P \\ \quad | \text{ LOOP } X \text{ DO } P \text{ END} \end{array}$$

wobei X eine der Variablen x_0, x_1, \dots
und C eine der Konstanten $0, 1, \dots$ sein kann.

Beispiel 4.14

```
LOOP  $x_2$  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 LOOP-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.

LOOP x_i DO P END Führe P genau n mal aus, wobei n der *Anfangswert* von x_i ist. **Zuweisungen an x_i in P ändern die Anzahl n der Schleifendurchläufe nicht.**

Beispiel 4.15

LOOP x_0 DO $x_1 := x_1 + 1$ END simuliert

Zu Beginn der Ausführung stehen die Eingaben in x_1, \dots, x_k .

Alle anderen Variablen sind 0. Die Ausgabe wird in x_0 berechnet.

Definition 4.16

Eine Funktion $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ ist **LOOP-berechenbar** gdw es ein LOOP-Programm P gibt, so dass für alle $n_1, \dots, n_k \in \mathbb{N}$:

P , gestartet mit n_1, \dots, n_k in x_1, \dots, x_k (0 in den anderen Var.) terminiert mit $f(n_1, \dots, n_k)$ in x_0 .

Lemma 4.17

Alle LOOP-berechenbaren Funktionen sind total.

Beweis mit Induktion über die Erzeugung/Struktur der LOOP-Programme.

Sind alle totalen Funktionen LOOP-berechenbar?

Syntaktische Abkürzungen („Zucker“):

- $x_i := x_j \equiv x_i := x_j + 0$
- $x_i := n \equiv x_i := x_j + n$
(wobei an x_j nirgends zugewiesen wird)
- $x_i := x_j + x_k \equiv x_i := x_j; \text{ LOOP } x_k \text{ DO } x_i := x_i + 1$
(falls $i \neq k$)
- $x_i := x_j * x_k \equiv x_i := 0; \text{ LOOP } x_k \text{ DO } x_i := x_i + x_j$
(falls $i \neq j, k$)
- DIV, MOD, ...
- $x :=$ komplexer Ausdruck
- IF $x = 0$ THEN P END
- IF $x = 0$ THEN P ELSE Q END

WHILE-Programme sind LOOP-Programme erweitert um WHILE-Schleifen:

$$P \rightarrow \text{WHILE } X \neq 0 \text{ DO } P \text{ END}$$

Die Semantik ist wie üblich.

Fakt 4.18

WHILE-Schleifen können LOOP-Schleifen simulieren.

Fakt 4.19

LOOP-Schleifen können WHILE-Schleifen nicht simulieren.

Definition 4.20

Eine Funktion $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ ist **WHILE-berechenbar** gdw es ein WHILE-Programm P gibt, so dass für alle $n_1, \dots, n_k \in \mathbb{N}$:

P , gestartet mit n_1, \dots, n_k in x_1, \dots, x_k (0 in den anderen Var.)

- terminiert mit $f(n_1, \dots, n_k)$ in x_0 , falls $f(n_1, \dots, n_k)$ definiert ist,
- terminiert nicht, falls $f(n_1, \dots, n_k)$ undefiniert ist.

Turingmaschinen können WHILE-Programme simulieren:

Satz 4.21 (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. □

GOTO

TM

WHILE

LOOP

Übersetzungen



Ein **GOTO-Programm** ist eine Sequenzen von markierten Anweisungen

$$M_1 : A_1; M_2 : A_2; \dots; M_k : A_k$$

(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 4.22 (WHILE \rightarrow GOTO)

Jedes WHILE-Programm kann durch ein GOTO-Programm simuliert werden.

Satz 4.23 (GOTO \rightarrow WHILE)

Jedes GOTO-Programm kann durch ein WHILE-Programm simuliert werden.

Beweis: Simuliere $M_1 : A_1; M_2 : A_2; \dots; M_k : A_k$ durch

```
pc := 1;
WHILE pc  $\neq$  0 DO
  IF pc = 1 THEN  $P_1$  END;
  :
  IF pc = k THEN  $P_k$  END
END
```

wobei $A_i \mapsto P_i$ wie folgt definiert ist:

| | | |
|-------------------------|-----------|--|
| $x_i := x_j +/- n$ | \mapsto | $x_i := x_j +/- n; pc := pc+1$ |
| GOTO M_i | \mapsto | $pc := i$ |
| IF $x_j = 0$ GOTO M_i | \mapsto | IF $x_j = 0$ THEN $pc:=i$ ELSE $pc:=pc+1$ END |
| HALT | \mapsto | $pc := 0$ |

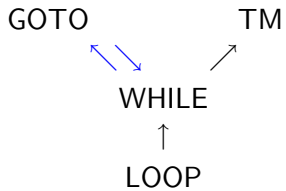


Korollar 4.24

WHILE- und GOTO-Berechenbarkeit sind äquivalent.

Korollar 4.25 (Kleenesche Normalform)

Jedes WHILE-Programm ist zu einem WHILE-Programm mit genau einer WHILE-Schleife äquivalent.



Übersetzungen

Satz 4.26 (TM \rightarrow GOTO)

Jede TM kann durch ein GOTO-Programm simuliert werden.

Übersetzung einer TM $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, \square, F)$ in ein GOTO-Programm. Zeichen und Zeichenreihen werden als Zahlen kodiert.

$$Q = \{q_0, \dots, q_k\} \quad \Gamma = \{a_0, \dots, a_n\}$$

Eine Konfiguration

$$(a_{i_p} \dots a_{i_1}, q_l, a_{j_1} \dots a_{j_q})$$

wird durch die Programmvariablen x, y, z wie folgt repräsentiert:

$$x = (i_p \dots i_1)_b, \quad y = (j_q \dots j_1)_b, \quad z = l$$

wobei $(i_p \dots i_1)_b$ die Zahl $i_p \dots i_1$ zur Basis $b := n + 1$ ist:

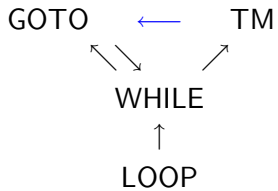
$$x = \sum_{r=1}^p i_r b^r$$

Der Kern des GOTO-Programms ist die iterierte Simulation von δ :

```
M:      IF  $z \in F$  GOTO  $M_{end}$ ;
         $a := y \text{ MOD } b$ ;
        IF  $z = 0$  AND  $a = 0$  GOTO  $M_{00}$ ;
        IF  $z = 0$  AND  $a = 1$  GOTO  $M_{01}$ ;
        ...
        IF  $z = k$  AND  $a = n$  GOTO  $M_{kn}$ ;
M00:  P00; GOTO M;
M01:  P01; GOTO M;
        ...
Mkn:  Pkn; GOTO M
```

wobe P_{ij} die Simulation von $\delta(q_i, a_j) = (q_r, a_s, d)$ ist. Für $d = L$:

| | |
|-----------------------------------|--|
| $z := r$; | Zustand aktualisieren |
| $y := y \text{ DIV } b$; | Löschen von a_j |
| $y := b*y + s$; | Schreiben von a_s |
| $y := b*y + (x \text{ MOD } b)$; | Bewegung L (I): Einfügen von a_{i_1} in y |
| $x := x \text{ DIV } b$ | Bewegung L (II): Löschen von a_{i_1} aus x |



Übersetzungen

4.5 Primitiv rekursive Funktionen

Klassen von Programmiersprachen

| Imperativ | Funktional |
|---------------------------------|-------------------------------------|
| C, Java, ... TM, WHILE, GOTO | OCaml, Lisp, ... μ -rekursiv |
| LOOP | Primitiv rekursiv |

Wir betrachten Funktionen $\mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$, $k \geq 0$.

Wir identifizieren $\mathbb{N}^0 \rightarrow \mathbb{N}$ mit \mathbb{N} und $c()$ mit c .

Definition der primitiv rekursiven Funktionen:

Fixe Basisfunktionen zB $s(x) = x + 1$

Funktionskomposition zB $f(x, y) = g(x, h(x, y))$

Fixe Art der Rekursion zB $f(0) = 1$
 $f(n + 1) = n * f(n)$

Definition 4.27 (Basisfunktionen)

- Die konstante Funktion 0
- Die Nachfolgerfunktion $s(n) = n + 1$
- Die Projektionsfunktionen $\pi_i^k : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$, $1 \leq i \leq k$:

$$\pi_i^k(x_1, \dots, x_k) = x_i$$

Definition 4.28

Die Komposition von g und h_1, \dots, h_k erzeugt die Funktion f

$$f(\bar{x}) = g(h_1(\bar{x}), \dots, h_k(\bar{x}))$$

wobei $\bar{x} = (x_1, \dots, x_n)$ und

$$f : \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N}$$

$$g : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$$

$$h_i : \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N} \quad (i = 1, \dots, k)$$

Definition 4.29

Das Schema der **primitiven Rekursion** erzeugt aus g und h die Funktion f

$$\begin{aligned}f(0, \bar{x}) &= g(\bar{x}) \\f(m + 1, \bar{x}) &= h(f(m, \bar{x}), m, \bar{x})\end{aligned}$$

wobei $\bar{x} = (x_1, \dots, x_n)$ und

$$f : \mathbb{N}^{n+1} \rightarrow \mathbb{N}$$

$$g : \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N}$$

$$h : \mathbb{N}^{n+2} \rightarrow \mathbb{N}$$

Definition 4.30 (PR)

Die Menge PR der **primitiv rekursiven** Funktionen ist die folgende induktiv definierte Teilmenge aller Funktionen $\mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$, $k \geq 0$:

- Die Basisfunktionen 0 , s , und π_i^k sind primitiv rekursiv.
- Sind g und h_i primitiv rekursiv, dann auch ihre Komposition

$$f(\bar{x}) = g(h_1(\bar{x}), \dots, h_k(\bar{x}))$$

- Sind g und h primitiv rekursiv, dann auch die mit primitiver Rekursion definierte Funktion

$$\begin{aligned} f(0, \bar{x}) &= g(\bar{x}) \\ f(m+1, \bar{x}) &= h(f(m, \bar{x}), m, \bar{x}) \end{aligned}$$

Lemma 4.31

Jede primitiv-rekursive Funktion ist total.

Beweis:

Induktion über den Aufbau der primitiv-rekursiven Funktionen. □

Beispiel 4.32

Alle Konstanten $n \in \mathbb{N}$ sind PR: $1 = s(0)$, $2 = s(1)$, ...

Addition ist PR:

$$\begin{aligned}h(r, x, y) &= s(\pi_1^3(r, x, y)) \\add(0, y) &= \pi_1^1(y) \\add(x + 1, y) &= h(add(x, y), x, y)\end{aligned}$$

Lesbarer, aber nicht dem **syntaktischen PR-Format** entsprechend:

$$\begin{aligned}add(0, y) &= y \\add(x + 1, y) &= s(add(x, y))\end{aligned}$$

Streng genommen also kein Nachweis, dass Addition PR ist.

Beispiel 4.33

Multiplikation ist PR:

$$\begin{aligned}k(y) &= 0 \\h(r, x, y) &= \text{add}(\pi_1^3(r, x, y), \pi_3^3(r, x, y)) \\mult(0, y) &= k(y) \\mult(x + 1, y) &= h(\text{mult}(x, y), x, y)\end{aligned}$$

Lesbarer, aber nicht dem **syntaktischen PR-Format** entsprechend:

$$\begin{aligned}mult(0, y) &= 0 \\mult(x + 1, y) &= \text{add}(\text{mult}(x, y), y)\end{aligned}$$

In Zukunft: + und * statt *add* und *mult*.

Definition 4.34

Wir bezeichnen f als eine **erweiterte Komposition** der Funktionen g_1, \dots, g_k falls

$$f(x_1, \dots, x_n) = t$$

so dass t ein Ausdruck ist, der nur aus den Funktionen g_1, \dots, g_k und den Variablen x_1, \dots, x_n besteht.

Beispiel: $f(x, y) = g_1(x, g_2(y, g_3(x)))$

Lemma 4.35

Eine erweiterte Komposition von PR Funktionen ist wieder PR.

Beweis:

Mit Induktion über Aufbau/Größe von t . □

Beispiel:

$$\begin{aligned}h_1(x, y) &= g_3(\pi_1^2(x, y)) \\h_2(x, y) &= g_2(\pi_2^2(x, y), h_1(x, y)) \\f(x, y) &= g_1(\pi_1^2(x, y), h_2(x, y))\end{aligned}$$

Das erweiterte Schema der primitiven Rekursion erlaubt

$$\begin{aligned}f(0, \bar{x}) &= t_0 \\ f(m+1, \bar{x}) &= t\end{aligned}$$

wobei

- t_0 enthält nur PR Funktion und die x_i ,
- t enthält nur $f(m, \bar{x})$, PR Funktion, m und die x_i .

Lemma 4.36

Das erweiterte Schema der primitiven Rekursion führt nicht aus PR hinaus.

Beweis:

Mit Hilfe der erweiterten Komposition. □

Moral:

Primitive Rekursion erlaubt

$$f(m+1, \bar{x}) = \dots f(m, \bar{x}) \dots$$

Beispiel 4.37

Die Vorgängerfunktion ist PR:

$$\begin{aligned}pred(0) &= 0 \\pred(x + 1) &= x\end{aligned}$$

Die modifizierte Differenz ist PR:

$$\begin{aligned}x \dot{-} 0 &= x \\x \dot{-} (y + 1) &= pred(x \dot{-} y)\end{aligned}$$

Definition 4.38

Sei $P(x)$ ein Prädikat, d.h. ein logischer Ausdruck, der in Abhängigkeit von $x \in \mathbb{N}_0$ den Wert **true** oder **false** liefert. Dann können wir P in natürlicher Weise eine Funktion

$$\hat{P} : \mathbb{N} \rightarrow \{0, 1\}$$

zuordnen: $\hat{P}(x) = 1$ gdw $P(x) = \mathbf{true}$.

Wir nennen P **primitiv rekursiv** genau dann, wenn \hat{P} primitiv rekursiv ist.

Ist P primitiv rekursiv, dann auch der **beschränkte max-Operator**

$$\max\{x \leq n \mid P(x)\} =: q(n)$$

wobei $\max \emptyset := 0$.

$$q(0) = 0$$

$$q(n+1) = \begin{cases} n+1 & \text{falls } P(n+1) \\ q(n) & \text{sonst} \end{cases}$$

$$= q(n) + \hat{P}(n+1) * (n+1 - q(n))$$

Ist P primitiv rekursiv, dann auch der **beschränkte Existenzquantor**

$$\exists x \leq n. P(x) \quad =: Q(x)$$

denn:

$$\begin{aligned}\hat{Q}(0) &= \hat{P}(0) \\ \hat{Q}(n+1) &= \begin{cases} 1 & \text{falls } P(n+1) \\ Q(n) & \text{sonst} \end{cases} \\ &= \hat{Q}(n) + \hat{P}(n+1) * (1 - \hat{Q}(n))\end{aligned}$$

4.6 PR = LOOP

Hauptproblem bei LOOP \rightarrow PR:

Kodierung *aller* Variablen eines LOOP Programms in *einer* Zahl.

Satz 4.39

Die *Cantorsche Paarungsfunktion*

$$c(x, y) := \binom{x + y + 1}{2} + x = (x + y)(x + y + 1)/2 + x$$

ist eine Bijektion zwischen \mathbb{N}^2 und \mathbb{N} .

| | 0 | 1 | 2 | 3 | ... |
|----------|----------|----------|----------|----------|----------|
| 0 | 0 | 2 | 5 | 9 | ... |
| 1 | 1 | 4 | 8 | 13 | ... |
| 2 | 3 | 7 | 12 | 18 | ... |
| 3 | 6 | 11 | 17 | 24 | ... |
| \vdots | \vdots | \vdots | \vdots | \vdots | \ddots |

Die Funktion $x \mapsto \binom{x}{2}$ ist PR:

$$\binom{0}{2} = 0$$

$$\binom{n+1}{2} = \binom{n}{2} + n$$

Mit Komposition ist auch c PR:

$$c(x, y) = \binom{x+y+1}{2} + x$$

Mit c kodiert man $k + 1$ Tupel:

$$\langle n_0, n_1, \dots, n_k \rangle := c(n_0, c(n_1, \dots, c(n_k, 0) \dots))$$

Wir brauchen die Umkehrfunktionen p_1 und p_2 von c :

$$p_1(c(x, y)) = x \quad p_2(c(x, y)) = y$$

Damit kann man Projektionsfunktionen auf Tupeln definieren:

$$d_0(n) := p_1(n)$$

$$d_1(n) := p_1(p_2(n))$$

$$\vdots$$

$$d_k(n) := p_1(\underbrace{p_2 \dots p_2}_k(n) \dots)$$

Sind p_1, p_2 PR, so auch d_0, \dots, d_k .

Satz 4.40

Die Umkehrfunktionen von c sind PR definierbar:

$$p_1(n) = \max\{x \leq n \mid \exists y \leq n. c(x, y) = n\}$$

$$p_2(n) = \max\{y \leq n \mid \exists x \leq n. c(x, y) = n\}$$

Beweis:

Alle Funktionen in der Definition der p_i sind PR, auch der Gleichheitstest (Übung!).

Die p_i sind die Umkehrfunktionen von c denn:

- Es gibt zu jedem n eindeutige x und y mit $c(x, y) = n$.
(Bijektivität von c)
- $x \leq c(x, y)$ und $y \leq c(x, y)$.

Damit findet die beschränkte Suche immer die gesuchten x und y .



Satz 4.41 (PR = LOOP)

Die primitiv rekursiven sind genau die LOOP-berechenbaren Funktionen.

Beweis:

LOOP \rightarrow PR:

Sei $f : \mathbb{N}^m \rightarrow \mathbb{N}$ LOOP-berechenbar.

Dann gibt es ein LOOP-Programm P (mit Variablen x_0, \dots, x_k), das f berechnet.

Mit Induktion über die Struktur von P konstruieren wir eine PR Funktion g_P mit

$$g_P(\underbrace{\langle a_0, \dots, a_k \rangle}_{\text{Belegung der Variablen beim Start von } P}) = \underbrace{\langle b_0, \dots, b_k \rangle}_{\text{Belegung der Variablen am Ende von } P}$$

Beweis (Forts.):

- P ist $x_i := x_j \pm c$:

$$g_P(x) = \langle d_0(x), \dots, d_{i-1}(x), d_j(x) \pm c, d_{i+1}(x), \dots, d_k(x) \rangle$$

- P ist $Q; R$: $g_P(x) = g_R(g_Q(x))$
- P ist **LOOP** x_i **DO** Q **END**:

$$h(0, x) = x$$

$$h(n+1, x) = g_Q(h(n, x))$$

$$g_P(x) = h(d_i(x), x)$$

$g_P(x)$ berechnet den Zustand nach $d_i(x)$ Iterationen von Q .

Berechnet P die Funktion $f : \mathbb{N}^m \rightarrow \mathbb{N}$, dann ist f PR denn

$$f(x_1, \dots, x_m) = d_0(g_P(\langle 0, x_1, \dots, x_m, \underbrace{0, \dots, 0}_{k-m} \rangle)).$$

Beweis (Forts.): PR \rightarrow LOOP

Sei $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ PR.

Mit Induktion über die Erzeugung von f konstruieren wir ein LOOP-Programm P_f , das f berechnet:

- 0:

$$x_0 := 0$$

- Nachfolger-Funktion:

$$x_0 := x_1 + 1$$

- Projektions-Funktionen, zB $\pi_2^3(x_1, x_2, x_3) = x_2$:

$$x_0 := x_2$$

- Komposition, zB $f(x_1, x_2) = g(h_1(x_1, x_2), h_2(x_1, x_2))$:

$$P_{h_1}; x_{15} := x_0; P_{h_2}; x_1 := x_{15}; x_2 := x_0; P_f$$

Funktions-Komposition wird simuliert durch Hintereinanderausführung (;) wobei Zwischenergebnisse in separaten Variablen zwischengespeichert werden müssen.

Beweis (Forts.):

- Primitive Rekursion:

$$\begin{aligned}f(0, \bar{x}) &= g(\bar{x}) \\ f(y + 1, \bar{x}) &= h(f(y, \bar{x}), y, \bar{x})\end{aligned}$$

f kann durch folgendes LOOP-Programm berechnet werden:

```
 $r := g(\bar{x});$   
 $k := 0;$   
LOOP  $y$  DO  
     $r := h(r, k, \bar{x})$   
     $k := k + 1;$   
END  
 $x_0 := r$ 
```

wobei wir nach Induktionsannahme LOOP-Programme zur Berechnung von g und h konstruieren können.
(Schönings Programm falsch!)

Reversible Kodierung von Zahlenfolgen als Zahlen:

$\{0, \dots, k\}^*$ Kodiere (i_1, \dots, i_n) als Zahl $i_1 \dots i_n$ zur Basis k .

\mathbb{N}^n Mit iterierter Paarfunktion $c: \langle i_1, \dots, i_n \rangle$

NB n muss beim Dekodieren bekannt sein denn zB
 $1 = c(0, 1) = c(0, c(0, 1))$.

\mathbb{N}^* Auch mit $\langle \dots \rangle$ reversibel kodierbar (Übung)

\mathbb{N}^* Kodiere (i_1, \dots, i_n) als $2^{i_1} 3^{i_2} \dots p_n^{i_n}$

wobei p_n die n -te Primzahl ist.

Dekodierung = Primzahlzerlegung

4.7 Die μ -rekursiven Funktionen

- Mit PR kann man nur beschränkt suchen: $n, \dots, 0$.
- Die *unbeschränkte* Suche $0, \dots$ erfordert so etwas wie

$$f(n) = \dots f(n+1) \dots$$

- Der μ -Operator formalisiert diese Art der Suche.
- Damit erhält man alle berechenbaren Funktionen.
- Andere Such- bzw. Rekursionsschemata sind (im Prinzip!) nicht notwendig.

Notation: $f(n) = \perp$ bedeutet „ $f(n)$ ist undefiniert.“

Definition 4.42 (μ -Operator)

Sei $f : \mathbb{N}^{k+1} \rightarrow \mathbb{N}$ eine (nicht notwendigerweise totale) Funktion.
Die durch Anwendung des μ -Operators entstehende Funktion
 $\mu f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ ist definiert durch:

$$\bar{x} \mapsto \begin{cases} \min\{n \in \mathbb{N} \mid f(n, \bar{x}) = 0\} & \text{falls} \\ & \text{ein solches } n \text{ existiert und} \\ & f(m, \bar{x}) \neq \perp \text{ f\"ur alle } m \leq n \\ \perp & \text{sonst} \end{cases}$$

Intuitiv: $\mu f(\bar{x}) = \text{find}(0, \bar{x})$
 $\text{find}(n, \bar{x}) = \mathbf{if } f(n, \bar{x}) = 0 \mathbf{ then } n \mathbf{ else } \text{find}(n+1, \bar{x})$

Beispiel 4.43

Ist $f(n, x) = x \dot{-} (n + n)$
dann ist $\mu f(x) =$

Definition 4.44 (μR)

Die Menge der μ -rekursiven Funktionen ist die kleinste Teilmenge aller (nicht notwendigerweise totalen) Funktionen, die die Basisfunktionen $(0, +1, \pi_i^k)$ enthält und alle Funktionen, die man hieraus durch (evtl. wiederholte) Anwendung von Komposition, primitiver Rekursion oder des μ -Operators erzeugen kann.

Satz 4.45 ($\mu R = \text{WHILE}$)

Die μ -rekursiven sind genau die WHILE-berechenbaren Funktionen.

Beweis: als Ergänzung des Beweises von $\text{PR} = \text{LOOP}$.

$\mu R \rightarrow \text{WHILE}$:

Fall μf : Nach IA gibt es ein WHILE-Programm für f .

Dann ist μf auch WHILE-berechenbar:

```
 $x_0 := 0; y := f(0, \bar{x});$   
 $\text{WHILE } y \neq 0 \text{ DO } x_0 := x_0 + 1; y := f(x_0, \bar{x}) \text{ END}$ 
```

Beweis (Forts.):

WHILE $\rightarrow \mu R$:

Fall P ist WHILE $x_i \neq 0$ DO Q END

Nach IA gibt es eine Funktion g_Q die Q berechnet.

Dann ist g_P wie folgt definierbar:

$$\begin{aligned}h(0, x) &= x \\h(n + 1, x) &= g_Q(h(n, x)) \\h_i(n, x) &= d_i(h(n, x)) \\g_P(x) &= h(\mu h_i(x), x)\end{aligned}$$

$h_i(n, x)$ ist der Wert von x_i nach n Iterationen von Q .

Dh $\mu h_i(x)$ ist die Anzahl der Iterationen von Q bis $x_i = 0$,

dh bis P terminiert. □

Durch die Transformation

$$\mu R \rightarrow \text{WHILE mit einer Schleife (Kleene)} \rightarrow \mu R$$

genügt also immer ein μ -Operator:

Korollar 4.46 (Kleene)

Für jede n -stellige μ -rekursive Funktionen f gibt es zwei $n + 1$ -stellige PR Funktionen h und h' , so dass

$$f(\bar{x}) = h(\mu h'(\bar{x}), \bar{x})$$

4.8 Die Ackermann-Funktion

$$a(0, n) = n + 1$$

$$a(m + 1, 0) = a(m, 1)$$

$$a(m + 1, n + 1) = a(m, a(m + 1, n))$$

- Dies ist keine PR Definition.
- Aber: $\nRightarrow a$ ist nicht PR
- Ziel: a ist nicht PR

Fakt 4.47

Die Ackermann-Funktion ist (OCaml-)berechenbar.

Beispiel:

$$\begin{aligned} a(2, 2) &= \\ a(1, a(2, 1)) &= \\ a(1, a(1, a(2, 0))) &= \\ a(1, a(1, a(1, 1))) &= \\ a(1, a(1, a(0, a(1, 0)))) &= \\ a(1, a(1, a(0, a(0, 1)))) &= \\ a(1, a(1, a(0, 2))) &= \\ a(1, a(1, 3)) &= \\ a(1, a(0, a(1, 2))) &= \\ a(1, a(0, a(0, a(1, 1)))) &= \\ a(1, a(0, a(0, a(0, a(1, 0)))) &= \\ a(1, a(0, a(0, a(0, a(0, 1)))) &= \\ a(1, a(0, a(0, a(0, 2)))) &= \\ a(1, a(0, a(0, 3))) &= \\ a(1, a(0, 4)) &= \\ a(1, 5) &= \\ a(0, a(1, 4)) &= \\ a(0, a(0, a(1, 3))) &= \\ a(0, a(0, a(0, a(1, 2)))) &= \\ a(0, a(0, a(0, a(0, a(1, 1)))) &= \\ a(0, a(0, a(0, a(0, a(0, a(1, 0)))))) &= \\ a(0, a(0, a(0, a(0, a(0, a(0, 1)))))) &= \\ a(0, a(0, a(0, a(0, a(0, 2)))) &= \\ a(0, a(0, a(0, a(0, 3)))) &= \\ a(0, a(0, a(0, 4))) &= \\ a(0, a(0, 5)) &= \\ a(0, 6) &= \\ 7 \end{aligned}$$

Scherzfrage: $a(6, 6) = ?$

Der Beginn:

$$a(0, n) = n + 1$$

$$a(1, n) = 2 + (n + 3) - 3$$

$$a(2, n) = 2(n + 3) - 3$$

$$a(3, n) = 2^{n+3} - 3$$

$$a(4, n) = \underbrace{2^{\overbrace{2 \dots 2}^2}}_{n+3} - 3$$

$$a(5, n) = ???$$

Das höherstufige Geheimnis der Ackermann-Funktion:

$$\begin{aligned} A_0(n) &= s(n) \\ A_{m+1}(n) &= A_m^{n+1}(1) = \underbrace{A_m(\dots A_m(1)\dots)}_{n+1} \end{aligned}$$

Beispiele:

$$\begin{aligned} A_1(n) &= A_0^{n+1}(1) = s^{n+1}(1) = n + 2 \\ A_2(n) &= A_1^{n+1}(1) = (+2)^{n+1}(1) = 2n + 3 \end{aligned}$$

Lemma 4.48

Es gilt $A_m(n) = a(m, n)$ und jede Funktion A_m ist PR.

Jetzt ist es leicht, A als primitiv rekursive aber höherstufige Funktion zu schreiben.

Man kann auch direkt zeigen:

Lemma 4.49

Die Ackermann-Funktion ist total.

Beweis:

Mit Induktion über m : $\forall n \in \mathbb{N}. a(m, n) \neq \perp$ (1)

- Basis: $a(0, n) = n + 1 \neq \perp$
- Schritt: $a(m + 1, n) \neq \perp$ (2)

Beweis mit Induktion über n :

- $a(m + 1, 0) = a(m, 1) \neq \perp$ wg (1)
- $a(m + 1, n + 1) = a(m, a(m + 1, n)) = a(m, k) \neq \perp$
wg (2) und (1)



Kompakter: die **lexikographische Ordnung** auf den Argumenten von a nimmt bei jedem rekursiven Aufruf ab:

$$\begin{aligned}(m + 1, 0) &> (m, 1) \\(m + 1, n + 1) &> (m, \cdot) \\(m + 1, n + 1) &> (m + 1, n)\end{aligned}$$

Definition 4.50 (lexikographische Ordnung)

$$(m, n) > (m', n') \quad :\Leftrightarrow \quad m > m' \vee (m = m' \wedge n > n')$$

Beispiel: $(2, 3) > (2, 2) > (1, 42) > \dots$

Satz 4.51

Die lexikographische Ordnung auf $\mathbb{N} \times \mathbb{N}$ terminiert.

Beweis:

mit geschachtelter Induktion, wie bei der Totalität von a . □

Warnung: Kein Beweis der Totalität einer rekursiven Funktion:

„denn in jedem rekursiven Aufruf wird eines der Argumente kleiner“

$$f(m + 1, 0) = f(m, 1)$$

$$f(0, n + 1) = f(1, n)$$

Lemma 4.52

Für jede PR Funktion $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ gibt es ein $t \in \mathbb{N}$, so dass

$$\forall \bar{x} \in \mathbb{N}^k. f(\bar{x}) < a(t, \max \bar{x}).$$

Beweis:

Mit Induktion über den Aufbau der Definition von f . □

Prinzip: $t \approx$ Länge der Definition von f .

Details: [Felscher. *Berechenbarkeit*]

Satz 4.53

Die Ackermann-Funktion ist nicht PR.

Beweis:

Indirekt. Angenommen a wäre doch PR. Dann ist auch f PR:

$$f(n) := a(n, n)$$

Nach obigem Lemma gibt es t mit $f(n) < a(t, n)$ für alle n .

$$f(t) < a(t, t) = f(t) \quad \color{red}{\leftarrow}$$

Oberflächlich intuitiv:

Die Ackermann-Funktion wächst schneller als alle PR Funktionen.

Genauer:

Die Funktion $n \mapsto a(n, n)$ wächst schneller als alle PR Funktionen.

Intuitiver Grund:

- Für fixes t ist $n \mapsto a(t, n)$ PR, denn dies ist A_t .
- A_t braucht aber eine PR Definition der Länge $O(t)$.
- Um $n \mapsto a(n, n)$ PR zu berechnen, müsste die Länge der PR Definition dynamisch mit der Eingabe wachsen.

Da die Ackermann-Funktion total, berechenbar und nicht PR ist:

Korollar 4.54

*Die PR Funktionen sind eine **echte** Teilklasse der berechenbaren totalen Funktionen.*

Knobelaufgabe Pseudo-Ackermann:

Ersetzen sie in der Definition von a die Gleichung

$$a(0, n) = n + 1$$

durch

$$a(0, n) = n$$

Welche *primitiv rekursive* Funktion berechnet $a(m, n)$ nun?

Mit Beweis!

Motto:

Alles ist beliebig kompliziert programmierbar.

Die berechenbaren Funktionen

berechenbar = TM = WHILE = GOTO = μR

total (zB Ackermann)

LOOP = PR

4.9 Entscheidbarkeit und das Halteproblem

Ziel: Es ist **unentscheidbar** ob ein Programm terminiert.

Definition 4.55

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 4.56

*Die entscheidbaren Mengen sind abgeschlossen unter Komplement:
Ist A entscheidbar, dann auch \overline{A} .*

Zum Halten/Terminieren von TM

Wir legen fest: Eine (deterministische) TM **hält** in der Konfiguration (α, q, β) falls $q \in F$. Dann gibt es keine Konfiguration (α', q', β') mit $(\alpha, q, \beta) \rightarrow_M (\alpha', q', \beta')$.

Ist δ partiell, so kann eine TM auch halten, bevor sie einen Endzustand erreicht.

Kodierung einer TM als Wort über $\Sigma = \{0, 1\}$, exemplarisch:

- Sei $\Gamma = \{a_0, \dots, a_k\}$ und $Q = \{q_0, \dots, q_n\}$.
- $\delta(q_i, a_j) = (q_{i'}, a_{j'}, d)$ wird kodiert als

$$\#bin(i)\#bin(j)\#bin(i')\#bin(j')\#bin(m)$$

wobei $bin : \mathbb{N} \rightarrow \{0, 1\}^*$ 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 $\{0, 1\}^*$:

0 \mapsto 00

1 \mapsto 01

\mapsto 11

Die Kodierung $TM \rightarrow \{0, 1\}^*$ ist nicht surjektiv, dh nicht jedes Wort über $\{0, 1\}^*$ kodiert eine TM. Sei \hat{M} eine beliebige feste TM.

Definition 4.57

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 4.58

$M[w]$ ist Abk. für „Maschine M mit Eingabe w “

$M[w]\downarrow$ bedeutet, dass $M[w]$ terminiert/hält.

Definition 4.59 (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 4.60

Das spezielle Halteproblem ist nicht entscheidbar.

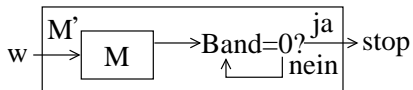
Beweis:

Angenommen, K sei entscheidbar, dh χ_K ist berechenbar.

Dann ist auch f berechenbar:

$$f(w) := \begin{cases} 1 & \text{falls } \chi_K(w) = 0 \\ \perp & \text{falls } \chi_K(w) = 1 \end{cases}$$

Berechnet die TM M χ_K so berechnet M' f :



Dann gibt es ein w' mit $M_{w'} = M'$.

$$\begin{aligned} f(w') = \perp &\Leftrightarrow \chi_K(w') = 1 \\ &\Leftrightarrow M_{w'}[w'] \downarrow \Leftrightarrow M'[w'] \downarrow \Leftrightarrow f(w') \neq \perp \quad \color{red}{\text{⚡}} \quad \square \end{aligned}$$

Definition 4.61 ((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 4.62

Das Halteproblem H ist nicht entscheidbar.

Beweis:

Wäre H entscheidbar, dann trivialerweise auch K :

$$\chi_K(w) = \chi_H(w, w)$$



Definition 4.63 (Reduktion)

Eine Menge $A \subseteq \Sigma^*$ ist **reduzierbar** auf eine Menge $B \subseteq \Gamma^*$ gdw es eine totale und berechenbare Funktion $f : \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$ 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 4.64

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 $\chi_A = \chi_B \circ f$:

$$\chi_A(x) = \begin{cases} 1, & x \in A \\ 0, & x \notin A \end{cases} = \begin{cases} 1, & f(x) \in B \\ 0, & f(x) \notin B \end{cases} = \chi_B(f(x)) \quad \square$$

Korollar 4.65

Falls $A \leq B$ und A ist unentscheidbar, dann ist auch B unentscheidbar.

Beispiel 4.66

Da $K \leq H$ (mit Reduktion $f(w) := w\#w$) und K unentscheidbar ist, ist auch H unentscheidbar.

Satz 4.67

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 $f : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^*$.
 $f(w)$ ist die Gödelnummer folgender TM:

Überschreibe die Eingabe mit w ; führe M_w aus.

Dh f berechnet aus w die Kodierung einer TM, die w schreibt,
und konkateniert diese Kodierung mit w .

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 4.68 (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:

$$H \leq Eq \quad \text{aber} \quad Eq \not\leq H$$

- Es gibt sogar eine unendliche Folge

$$A_0 \leq A_1 \leq A_2 \leq \dots$$

aber $A_{i+1} \not\leq A_i$.

4.10 Semi-Entscheidbarkeit

Definition 4.69

Eine Menge A ($\subseteq \mathbb{N}$ oder Σ^*) heißt **semi-entscheidbar (s-e)** gdw

$$\chi'_A(x) := \begin{cases} 1 & \text{falls } x \in A \\ \perp & \text{falls } x \notin A \end{cases}$$

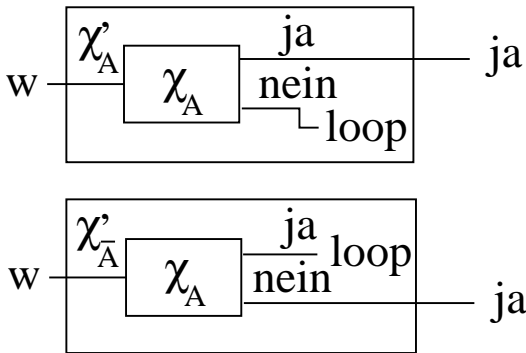
berechenbar ist.

Satz 4.70

Eine Menge A ist entscheidbar gdw sowohl A als auch \bar{A} s-e sind.

Beweis:

„ \Rightarrow “: Wandle TM für χ_A in TM für χ'_A und $\chi'_{\bar{A}}$ um:



Beweis (Forts.):

„ \Leftarrow “:

Wandle TM M_1 für χ'_A und TM M_2 für $\chi'_{\bar{A}}$ in TM für χ_A um:

input(x);

for $s := 0, 1, 2, \dots$ **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 4.71

Ist $A \leq B$ und ist B s-e, so ist auch A s-e.

Beweis: Übung

Definition 4.72

Eine Menge A heißt **rekursiv aufzählbar** (*recursively enumerable*) gdw $A = \emptyset$ oder es eine berechenbare totale Funktion $f : \mathbb{N} \rightarrow A$ gibt, so dass

$$A = \{f(0), f(1), f(2), \dots\}$$

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:
 $\overline{K} \subseteq \{0, 1, \#\}^*$ ist abzählbar aber nicht rekursiv aufzählbar (s.u.)

Lemma 4.73

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  $i := 0, 1, 2, \dots$  do  
    if  $f(i) = x$  then output(1); halt fi
```

„ \Leftarrow “: Wir nehmen an $A \subseteq \mathbb{N}$.

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.

Idee: Bijektion $\mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N} \times \mathbb{N}$, dh Umkehrung von c .

Beweis (Forts.):

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 .

Vollständigkeit: Sei $a \in A \subseteq \mathbb{N}$.

Dann hält $P[a]$ nach einer endlichen Zahl k von Schritten.

Dann liefert die Eingabe $n =$ 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 4.74

Die Menge $K = \{w \mid M_w[w] \downarrow\}$ ist semi-entscheidbar.

Beweis:

Die Funktion $\chi'_K(w)$ 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 4.75

\overline{K} ist nicht semi-entscheidbar.

Semi-Entscheidbarkeit ist nicht abgeschlossen unter Komplement.

4.11 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 4.76 (Rice)

Sei F eine Menge berechenbarer Funktionen.

Es gelte weder $F = \emptyset$ noch $F = \text{alle ber. Funkt.}$ („ F nicht trivial“)

Dann ist unentscheidbar, ob die von einer gegebenen TM M_w berechnete Funktion Element F ist, dh ob $\varphi_w \in F$.

Nicht-triviale semantische Eigenschaften von Programmen sind unentscheidbar.

Beispiel 4.77

Es ist unentscheidbar ob ein Programm

- irgendwo hält. ($F = \{\varphi_w \mid \exists x. M_w[x] \downarrow\}$)
- überall 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} enthält.

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: $\Omega := (x \mapsto \perp) \notin F$.

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 $f : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^*$:

$f(w)$ ist die Kodierung folgender TM:

Speichere die Eingabe x auf einem getrennten Band;
schreibe $w\#w$ auf die Eingabe und führe U aus;
führe M_u auf x aus.

Damit gilt $\varphi_{f(w)} = \begin{cases} h & \text{falls } M_w[w] \downarrow \\ \Omega & \text{sonst} \end{cases}$ und damit

$$w \in K \Leftrightarrow M_w[w] \downarrow \stackrel{(*)}{\Leftrightarrow} \varphi_{f(w)} \in F \Leftrightarrow f(w) \in C_F$$

$$(*) : \begin{cases} M_w[w] \downarrow \Rightarrow \varphi_{f(w)} = h \in F \\ \varphi_{f(w)} \in F \Rightarrow \varphi_{f(w)} = h \Rightarrow M_w[w] \downarrow \end{cases}$$

Beweis (Forts.):

Fall 2: $\Omega \in F$.

Wähle berechenbares $h \notin F$.

Zeige analog, dass $\overline{K} \leq C_F$.



Satz 4.78 (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 endlich 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. ⚡

Beweis (Forts.):

Reduktion $\overline{K} \leq C_F$ mit $h : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^*$:

$h(w)$ 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 t Schritten.
Damit gilt: $\varphi_{h(w)}$ ist f eingeschränkt auf $\{0, \dots, t-1\}$.
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 $h : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^*$:

$h(w)$ 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 \implies
 $f \in F \Leftrightarrow$ es gibt endliche Funkt. $g \subseteq f$ mit $g \in F$.

Ein Programm heißt **terminierend** gdw es für alle Eingaben hält.

Korollar 4.79

- 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 $g \subset f$ 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 $g \subset f$ 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.

Ab hier viele Beweise wg Länge nicht auf Folien sondern Tafel.
Siehe Schöning.

4.12 Das Postsche Korrespondenzproblem

Gegeben beliebig viele Kopien der 3 „Spielkarten“

| | | |
|-----|----|-----|
| 001 | 10 | 0 |
| 00 | 11 | 010 |

gibt es dann eine Folge dieser Karten

| | |
|-----|-----|
| ... | ... |
| ... | ... |

so dass oben und unten das gleiche Wort steht?

Definition 4.80 (Postsche Korrespondenzproblem, *Post's Correspondence Problem*, PCP)

Gegeben: Eine endliche Folge $(x_1, y_1), \dots, (x_k, y_k)$, wobei $x_i, y_i \in \Sigma^+$.

Problem: Gibt es eine Folge von Indizes $i_1, \dots, i_n \in \{1, \dots, k\}$, $n > 0$, mit $x_{i_1} \dots x_{i_n} = y_{i_1} \dots y_{i_n}$?

Dann nennen wir i_1, \dots, i_n eine **Lösung** des Problems $(x_1, y_1), \dots, (x_k, y_k)$.

Beispiel 4.81

- 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).

In einem Brief an Kurt Gödel, 1938:

*For fifteen years I carried around
the thought of astounding the
mathematical world with my
unorthodox ideas.*

...

*As for any claims I might make
perhaps the best I can say is
that I would have proved Gödel's
Theorem in 1921 — had I been
Gödel.*



Lemma 4.82

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 4.83 (Modifiziertes PCP, MPCP)

Gegeben: wie beim PCP

Problem: Gibt es eine Lösung i_1, \dots, i_n mit $i_1 = 1$?

Satz 4.84

$$MPCP \leq PCP$$

Beweis:

Für $w = a_1 \dots a_n$:

$$\overline{w} := \#a_1\#a_2\#\dots\#a_n\#$$

$$\overleftarrow{w} := a_1\#a_2\#\dots\#a_n\#$$

$$\overrightarrow{w} := \#a_1\#a_2\#\dots\#a_n$$

$$f((x_1, y_1), \dots, (x_k, y_k)) := ((\overline{x_1}, \overrightarrow{y_1}), (\overleftarrow{x_1}, \overrightarrow{y_1}), \dots, (\overleftarrow{x_k}, \overrightarrow{y_k}))$$

Satz 4.85

$$H \leq MPCP$$

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 4.86

Das PCP ist *unentscheidbar*.

Korollar 4.87

Das PCP ist auch für $\Sigma = \{0, 1\}$ unentscheidbar

Beweis:

Wir nennen dies das 01-PCP und zeigen $PCP \leq 01\text{-PCP}$.

Sei $\Sigma = \{a_1, \dots, a_m\}$ das Alphabet des gegebenen PCPs.

Abbildung auf ein 01-PCP: $\widehat{a}_j := 01^j$
 $\widehat{a_{j_1} \dots a_{j_n}} := \widehat{a_{j_1}} \dots \widehat{a_{j_n}}$

Dann hat $(x_1, y_1), \dots, (x_k, y_k)$ eine Lösung gdw
 $(\widehat{x_1}, \widehat{y_1}), \dots, (\widehat{x_k}, \widehat{y_k})$ eine Lösung hat.

„ \Rightarrow “ klar, „ \Leftarrow “ folgt da $\widehat{\cdot} : \Sigma^* \rightarrow \{0, 1\}^*$ injektive ist:

$$\begin{aligned} \widehat{x_{i_1}} \dots \widehat{x_{i_n}} = \widehat{y_{i_1}} \dots \widehat{y_{i_n}} &\implies \\ \widehat{x_{i_1} \dots x_{i_n}} = \widehat{y_{i_1} \dots y_{i_n}} &\implies x_{i_1} \dots x_{i_n} = y_{i_1} \dots y_{i_n} \end{aligned}$$



Bemerkungen

- Das PCP ist entscheidbar falls $|\Sigma| = 1$
- Das PCP ist entscheidbar falls $k \leq 2$.
- Das PCP ist unentscheidbar falls $k \geq 7$.
- Für $k = 3, \dots, 6$ ist noch offen, ob das PCP unentscheidbar ist.

4.13 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 ($L(G) = \emptyset$),
und manches **unentscheidbar**: $L(G_1) = L(G_2)$, ...

Satz 4.88

Für CFGs G_1, G_2 sind folgende Probleme unentscheidbar:

- 1 Ist $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$?
- 2 Ist $|L(G_1) \cap L(G_2)| = \infty$?
- 3 Ist $L(G_1) \cap L(G_2)$ kontextfrei?
- 4 Ist $L(G_1) \subseteq L(G_2)$?
- 5 Ist $L(G_1) = L(G_2)$?

Beweis:

$K = (x_1, y_1), \dots, (x_k, y_k)$ wird abgebildet auf G_1

$$\begin{aligned} S &\rightarrow A\$B \\ A &\rightarrow a_1Ax_1 \mid \cdots \mid a_kAx_k \\ A &\rightarrow a_1x_1 \mid \cdots \mid a_kx_k \\ B &\rightarrow y_1^R Ba_1 \mid \cdots \mid y_k^R Ba_k \\ B &\rightarrow y_1^R a_1 \mid \cdots \mid y_k^R a_k \end{aligned}$$

und G_2 :

$$\begin{aligned} S &\rightarrow a_1Sa_1 \mid \cdots \mid a_kSa_k \mid T \\ T &\rightarrow 0T0 \mid 1T1 \mid \$ \end{aligned}$$

Beweis (Forts.):



Satz 4.89

Für eine CFG G sind folgende Probleme unentscheidbar:

- 1 Ist G mehrdeutig?
- 2 Ist $\overline{L(G)}$ kontextfrei?
- 3 Ist $L(G)$ regulär?
- 4 Ist $L(G)$ deterministisch?

Beweis:



Satz 4.90

Für eine CFG G und einen RE α ist $L(G) = L(\alpha)$ unentscheidbar.

Beweis:

Im Beweis des vorherigen Satzes hatten wir eine Reduktion $K \mapsto G_4$ mit

$$K \text{ unlösbar gdw } L(G_4) = \Sigma^*.$$

Damit reduziert $K \mapsto (G_4, (a_1 | \dots | a_n)^*)$ das PCP auf das Problem $L(G) = L(\alpha)$. □

5. 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.
- Einfluss des Maschinenmodells:
Deterministisch oder Nichtdeterministisch

Polynomielle und exponentielle Komplexität

Taktfrequenz: 1MHz

| Zeit | Problemgröße n | | | | | |
|-------|------------------|-------|--------|--------|-------------------|--------------|
| | 10 | 20 | 30 | 40 | 50 | 60 |
| n | .01 ms | .02ms | .03 ms | .04 ms | .05 ms | .06 ms |
| n^2 | .1 ms | .4 ms | .9 ms | 1.6 ms | 2.5 ms | 3.6 s |
| n^5 | 100ms | 3.2s | 24.3s | 1.7 m | 5.2 m | 13.0m |
| 2^n | 1 ms | 1.0s | 17.9m | 12.7 T | 35.7 J | 366 Jh |
| 3^n | 59 ms | 58 m | 6.5 J | 3855Jh | $2 \cdot 10^8$ Jh | 10^{13} Jh |

ms=Milisek., s=Sek., m=Minuten, T=Tage, J=Jahre, Jh=Jahrhunderte

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

- nicht weil Intel den NPentium angekündigt hat
- sondern weil viele *praktisch relevante* Such- und Optimierungsprobleme in NP liegen
- und alle schnell lösbar wären wenn eines schnell lösbar wäre.

Überblick:

- 1 Die Komplexitätsklassen P und NP
- 2 NP-Vollständigkeit
- 3 SAT: Ein NP-vollständiges Problem
- 4 Weitere NP-vollständige Probleme

5.1 Die Komplexitätsklasse P

Berechnungsmodelle:

DTM = deterministische Mehrband-TM

NTM = nichtdeterministische Mehrband-TM

Definition 5.1

$time_M(w)$:= Anzahl der Schritte bis die DTM $M[w]$ hält
 $\in \mathbb{N} \cup \{\infty\}$

Sei $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ eine totale Funktion.

Die Klasse der in Zeit $f(n)$ entscheidbaren Sprachen:

$TIME(f(n)) := \{A \subseteq \Sigma^* \mid \exists \text{DTM } M. A = L(M) \wedge$
 $\forall w \in \Sigma^*. time_M(w) \leq f(|w|)\}$

Merke:

- n ist implizit die Länge der Eingabe
- Die DTM entscheidet die Sprache A in $\leq f(n)$ Schritten

Wir betrachten nur Polynome mit Koeffizienten $a_k, \dots, a_0 \in \mathbb{N}$:

$$p(n) = a_k n^k + \dots + a_1 n + a_0$$

Definition 5.2

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

Damit gilt auch

$$P = \bigcup_{k \geq 0} \text{TIME}(O(n^k))$$

wobei

$$\text{TIME}(O(f)) := \bigcup_{g \in O(f)} \text{TIME}(g)$$

Beispiel 5.3

- $\{ww^R \mid w \in \Sigma^*\} \in \text{TIME}(O(n^2)) \subseteq P$
- $\{(G, w) \mid G \text{ ist CFG} \wedge w \in L(G)\} \in P$
- $\{(G, w) \mid G \text{ ist Graph} \wedge w \text{ ist Pfad in } G\} \in P$
- $\{\text{bin}(p) \mid p \text{ Primzahl}\} \in P$

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.

5.2 Die Komplexitätsklasse NP

Intuitiv:

- NP 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 5.4

$$ntime_M(w) := \begin{cases} \text{minimale Anzahl der Schritte} & \text{falls } w \in L(M) \\ \text{bis NTM } M[w] \text{ akzeptiert} & \\ 0 & \text{falls } w \notin L(M) \end{cases}$$

Sei $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ eine totale Funktion.

$$NTIME(f(n)) := \{A \subseteq \Sigma^* \mid \exists \text{NTM } M. A = L(M) \wedge \\ \forall w \in \Sigma^*. ntime_M(w) \leq f(|w|)\}$$

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

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 Berechnungsfolgen 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 5.5

- 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.
- $\implies \{G \mid G \text{ hat Euler-Kreis}\} \in P$

Beispiel 5.6

- Ein Hamilton-Kreis ist ein geschlossener Pfad in einem (ungerichteten) Graphen, der jeden Knoten genau einmal enthält.
- $\text{HAMILTON} := \{G \mid G \text{ hat Hamilton-Kreis}\} \in \text{NP}$ 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: $\text{HAMILTON} \notin \text{P}$, 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 5.7

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 $time_M(w\#c) \leq p(|w|)$.

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 5.8 (HAMILTON)

Zertifikat: Knotenpermutation. In polynomieller Zeit verifizierbar.

Beispiel 5.9 (RUCKSACK)

Gegeben: Zahlen $a_1, \dots, a_n \in \mathbb{N}$ und $c \in \mathbb{N}$.

Problem: Gibt es $R \subseteq \{1, \dots, n\}$ mit $\sum_{i \in R} a_i = c$?

$$\text{RUCKSACK} := \{ \text{bin}(a_1) \# \dots \# \text{bin}(a_n) \# \text{bin}(c) \mid \\ \exists R \subseteq \{1, \dots, n\}. \sum_{i \in R} a_i = c \}$$

RUCKSACK \in NP:

Zertifikat: Indexmenge R . In polynomieller Zeit verifizierbar.

Merke: Der Nachweis $A \in$ NP ist meistens einfach.

Satz 5.10

$A \in NP$ 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 Berechnungsfolge 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 $i := 1, \dots, p(|w|)$ **do**
 schreibe ein Zeichen aus Δ und gehe nach rechts
- 3 Führe M aus (mit Eingabe $w\#c$).

Nach Annahme gilt $\text{time}_M(w\#c) \leq p(|w|)$.

Damit braucht $N[w]$ $O(p(|w|))$ Schritte. □

Fazit:

P sind die Sprachen, bei denen $w \in L$ schnell **entschieden** werden kann.

NP sind die Sprachen, bei denen ein Zertifikat für $w \in L$ schnell **verifiziert/überprüft** werden kann.

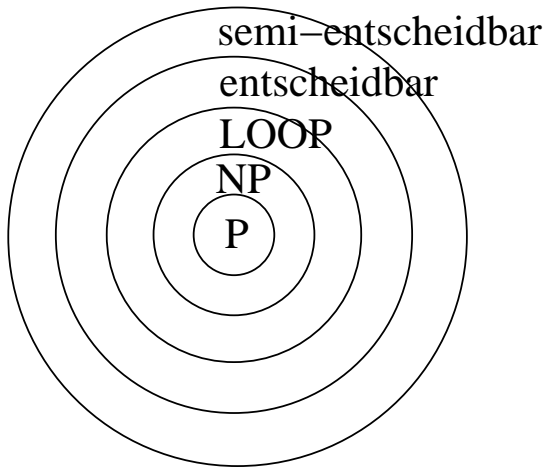
Intuition:

Es ist leichter, eine Lösung zu verifizieren als zu finden.

Aber:

Noch wurde von keiner Sprache bewiesen, dass sie in $NP \setminus P$ liegt.

Alle Sprachen



Nur die P-NP-Grenze ist offen.

Satz 5.11

Ist $A \in TIME(f)$ und ist f LOOP-berechenbar, dann ist A LOOP-entscheidbar, dh χ_A ist LOOP-berechenbar.

Beweis:

Sei M eine DTM mit $L(M) = A$ und $time_M(w) \leq f(|w|)$.

$M \mapsto$ GOTO \mapsto WHILE:

```
pc := 1;
WHILE pc  $\neq$  0 DO
  IF pc = 1 THEN  $P_1$  END;
  ...
  IF pc =  $k$  THEN  $P_k$  END
END
```

wobei jeder Schleifendurchlauf einen Schritt von M simuliert.

Es kann maximal $f(|w|)$ viele Schleifendurchläufe geben.

Ersetze WHILE $pc \neq 0$ DO durch $i := f(|w|)$; LOOP i DO.

Berechnung wie vorher, aber evtl mit zusätzlichen Durchläufen mit $pc = 0$. □

Da $+$ und $*$ LOOP-berechenbar sind, folgt:

Korollar 5.12

Alle Sprachen in P sind LOOP-entscheidbar.

Da sich jede polynomiell zeitbeschränkte NTM (Zeit $O(p(n))$) in eine exponentiell zeitbeschränkte DTM (Zeit $O(c^{p(n)})$) umwandeln lässt und $c^{p(n)}$ LOOP-berechenbar ist, folgt:

Korollar 5.13

Alle Sprachen in NP sind LOOP-entscheidbar.

5.3 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 5.14

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 $f : \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$ 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 5.15

Die Relation \leq_p ist transitiv.

Lemma 5.16

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 5.17

Eine Sprache L heißt **NP-hart** gdw $A \leq_p L$ für alle $A \in \text{NP}$.

Definition 5.18

Eine Sprache L heißt **NP-vollständig** gdw
 L NP-hart ist und $L \in \text{NP}$.

NP-vollständige Probleme sind die schwierigsten Probleme in NP:
alle Probleme in NP sind polynomiell auf sie reduzierbar.

NP-hart

NP-vollständig

NP

P

Wie man $P \stackrel{?}{=} NP$ lösen kann:

Lemma 5.19

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 5.16 $A \in P$ (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:

$$\begin{aligned} \text{Formeln: } F &\rightarrow \neg F \mid (F \wedge F) \mid (F \vee F) \mid X \\ \text{Variablen: } X &\rightarrow x \mid y \mid z \mid \dots \end{aligned}$$

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: $\sigma = \{x \mapsto 0, y \mapsto 1, z \mapsto 0, \dots\}$
- Belegungen werden 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 5.20

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 5.21

$SAT \in NP$

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. □

Satz 5.22 (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 $ntime_M(w) \leq p(|w|)$.

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 $M[w]$:

| | | |
|----------------|--|---|
| $zust_{t,q}$ | $t = 0, \dots, p(n)$ $q \in Q$ | $zust_{t,q} = 1 \Leftrightarrow$ Zustand nach t Schritten ist q |
| $pos_{t,i}$ | $t = 0, \dots, p(n)$ $i = -p(n), \dots, p(n)$ | $pos_{t,i} = 1 \Leftrightarrow$ Kopfposition nach t Schritten ist i |
| $band_{t,i,a}$ | $t = 0, \dots, p(n)$ $i = -p(n), \dots, p(n)$ $a \in \Gamma$ | $band_{t,i,a} = 1 \Leftrightarrow$ Bandinhalt nach t Schritten auf Bandposition i ist Zeichen a |

Beweis (Forts.):

Sei $Q = \{q_1, \dots, q_k\}$ und $\Gamma = \{a_1, \dots, a_l\}$.

$$F := R \wedge A \wedge T_1 \wedge T_2 \wedge E$$

$$R := \bigwedge_t [G(\text{zust}_{t,q_1}, \dots, \text{zust}_{t,q_k}) \wedge G(\text{pos}_{t,-p(n)}, \dots, \text{pos}_{t,p(n)}) \wedge \bigwedge_i G(\text{band}_{t,i,a_1}, \dots, \text{band}_{t,i,a_l})]$$

$$A := \text{zust}_{0,q_1} \wedge \text{pos}_{0,1} \wedge \bigwedge_{j=1}^n \text{band}_{0,j,x_j} \wedge \bigwedge_{j=-p(n)}^0 \text{band}_{0,j,\square} \wedge \bigwedge_{j=n+1}^{p(n)} \text{band}_{0,j,\square}$$

Beweis (Forts.):

$$T_1 := \bigwedge_{t,q,i,a} [zust_{t,q} \wedge pos_{t,i} \wedge band_{t,i,a} \\ \rightarrow \bigvee_{(q',a',y) \in \delta(q,a)} (zust_{t+1,q'} \wedge pos_{t+1,i+y} \wedge band_{t+1,i,a'})]$$

$$T_2 := \bigwedge_{t,i,a} ((\neg pos_{t,i} \wedge band_{t,i,a}) \rightarrow band_{t+1,i,a})$$

$$E := \bigvee_{q \in F} zust_{p(n),q}$$

$$G(v_1, \dots, v_r) := \left(\bigvee_{i=1}^r v_i \right) \wedge \left(\bigwedge_{i=1}^{r-1} \bigwedge_{j=i+1}^r \neg(v_i \wedge v_j) \right)$$



Von der Lösbarkeit zur Lösung

Die Berechnung einer erfüllenden Belegung kann auf SAT reduziert werden:

Sei F eine Formel mit den Variablen x_1, \dots, x_k :

if $F \notin \text{SAT}$ **then** output(“nicht lösbar”)

else

for $i := 1$ **to** k **do**

if $F[x_i := 0] \in \text{SAT}$ **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 $O(f(n))$

\implies Berechnung einer erf. Bel. in Zeit $O(n \cdot (f(n) + n))$

(falls es eine gibt.)

$f(n)$ polynomiell $\implies n \cdot (f(n) + n)$ polynomiell

$f(n)$ exponentiell $\implies n \cdot (f(n) + n)$ 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“

- Bis vor 10 Jahren:

NP-vollständig = Todesurteil

- In den letzten 10 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, 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:

$$\bigwedge_{v \in V} G(x_{v1}, x_{v2}, x_{v3}) \wedge \bigwedge_{(u,v) \in E} \neg(x_{u1} \wedge x_{v1} \vee x_{u2} \wedge x_{v2} \vee x_{u3} \wedge x_{v3})$$

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 (Biere, Clarke et al. 2000)

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 sehr kleine Wertebereiche eingeschränkt werden!

Logik Entscheide, ob eine arithmetische Formel für Typ `int` gilt. Bsp:

$$i \geq 0 \implies i \leq 2 * i$$

5.4 Weitere NP-vollständige Probleme

Wie zeigt man, dass ein (weiteres) Problem B NP-vollständig ist?

- Zeige $B \in \text{NP}$ (meist trivial)
- Zeige $A \leq_p B$ für ein NP-vollständiges Problem A .

Lemma 5.23

Ist A NP-vollständig, so ist $B \in \text{NP}$ ebenfalls NP-vollständig, falls $A \leq_p B$.

Beweis:

Folgt direkt aus der Transitivität von \leq_p :

B ist NP-hart, denn für $C \in \text{NP}$ 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 5.24

- Eine Formel ist in **Konjunktiver Normalform (KNF)** gdw sie eine Konjunktion von **Klauseln** ist: $K_1 \wedge \dots \wedge K_n$
- Eine **Klausel** ist eine Disjunktion von **Literalen**: $L_1 \vee \dots \vee L_m$
- 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 5.25

3KNF-SAT ist NP-vollständig.

Beweis:

Wir zeigen $\text{SAT} \leq_p \text{3KNF-SAT}$ mit einer polynomiellen Reduktion $F \mapsto F'$ 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 fortgesetzte Anwendung der de Morganschen Gesetze

$$\neg(A \wedge B) = \neg A \vee \neg B$$

$$\neg(A \vee B) = \neg A \wedge \neg B$$

$$\neg\neg A = A$$

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

$$y_i = \begin{array}{c} \circ_i \\ / \quad \backslash \\ l_i \quad r_i \end{array}$$

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:

$$(a \leftrightarrow (b \vee c)) \mapsto (a \vee \neg b) \wedge (a \vee \neg c) \wedge (\neg a \vee b \vee c)$$

$$(a \leftrightarrow (b \wedge c)) \mapsto (\neg a \vee b) \wedge (\neg a \vee c) \wedge (a \vee \neg b \vee \neg c)$$

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 5.26

KNF-SAT ist NP-vollständig.

Kann man wie folgt die NP-Vollständigkeit von KNF-SAT zeigen?

Man zeigt $\text{SAT} \leq_p \text{KNF-SAT}$
indem man jede Formel in KNF transformiert.

Satz 5.27

$2\text{KNF-SAT} \in P$

Ohne Beweis

MENGENÜBERDECKUNG (MÜ)

Gegeben: Teilmengen $T_1, \dots, T_n \subseteq M$ einer endlichen Menge M und eine Zahl $k \leq n$.

Problem: Gibt es $i_1, \dots, i_k \in \{1, \dots, n\}$ mit $M = T_{i_1} \cup \dots \cup T_{i_k}$?

Beispiel 5.28

$$\begin{array}{ll} T_1 = \{1, 2\} & T_2 = \{1, 3\} \\ T_3 = \{3, 4\} & T_4 = \{3, 5\} \\ M = \{1, 2, 3, 4, 5\} & k = 3 \end{array}$$

Lösung:

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 5.29

$MÜ \in NP$.

Satz 5.30

$M\ddot{U}$ ist NP-vollständig.

Beweis:

Wir zeigen $\text{KNF-SAT} \leq_p M\ddot{U}$.

Sei $F = K_1 \wedge \dots \wedge K_m$ in KNF, mit Variablen x_1, \dots, x_k .

$$M := \{1, \dots, m, m+1, \dots, m+k\}$$

$$T_i := \{j \mid x_i \text{ kommt in } K_j \text{ positiv vor}\} \cup \{m+i\}$$

$$T'_i := \{j \mid x_i \text{ kommt in } K_j \text{ negativ vor}\} \cup \{m+i\}$$

F ist erfüllbar gdw

M wird durch k der Teilmengen $T_1, \dots, T_k, T'_1, \dots, T'_k$ überdeckt



Das **Minimierungsproblem**

Gegeben: Teilmengen $T_1, \dots, T_n \subseteq M$ 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.

$$\begin{array}{l} f(n) \text{ polynomiell} \implies f(n) \cdot \log n \text{ polynomiell} \\ f(n) \text{ exponentiell} \implies f(n) \cdot \log n \text{ exponentiell} \end{array}$$

Die Berechnung einer **Lösung**

Gegeben: Teilmengen $\vec{T} := T_1, \dots, T_n \subseteq M$ 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 $(\vec{T}, M, k) \notin \text{MÜ}$ **then** output(“nicht lösbar”)

else

$\ddot{U} := \emptyset$

for $i := 1$ **to** n **do**

if $(\vec{T} - T_i, M, k) \in \text{MÜ}$

then $\vec{T} := \vec{T} - T_i$

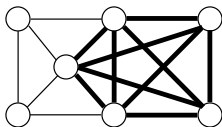
else $\ddot{U} := \ddot{U} \cup \{T_i\}$

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

\implies Clique ist Gruppe von parallelisierbaren Prozessen

Fakt 5.31

$CLIQUE \in NP$

Satz 5.32

CLIQUE ist NP-vollständig.

Beweis: 3KNF-SAT \leq_p CLIQUE:

Eine Formel F in 3KNF-SAT (oE: *genau* 3 Literale/Klausel)

$$F = (z_{11} \vee z_{12} \vee z_{13}) \wedge \dots \wedge (z_{k1} \vee z_{k2} \vee z_{k3})$$

wird auf einen Graphen abgebildet:

$$V = \{(1, 1), (1, 2), (1, 3), \dots, (k, 1), (k, 2), (k, 3)\}$$

$$E = \{\{(i, j), (p, q)\} \mid i \neq p \text{ und } z_{ij} \neq \neg z_{pq}\}$$

F ist erfüllbar durch eine Belegung $\sigma \iff$

Es gibt in jeder Klausel i ein Literal z_{ij_i} mit $\sigma(z_{ij_i}) = 1$

\iff

Die Literale $z_{1j_1}, \dots, z_{kj_k}$ sind paarweise nicht komplementär

\iff

Die Knoten $(1, j_1), \dots, (k, j_k)$ sind paarweise benachbart

$\iff G$ hat eine Clique der Größe k .



RUCKSACK

Gegeben: Zahlen $a_1, \dots, a_n \in \mathbb{N}$ und $b \in \mathbb{N}$.

Problem: Gibt es $R \subseteq \{1, \dots, n\}$ mit $\sum_{i \in R} a_i = b$?

Satz 5.33

RUCKSACK ist NP-vollständig.

Beweis:

3KNF-SAT \leq_p RUCKSACK



PARTITION

Gegeben: Zahlen $a_1, \dots, a_n \in \mathbb{N}$.

Problem: Gibt es $I \subseteq \{1, \dots, n\}$ mit $\sum_{i \in I} a_i = \sum_{i \notin I} a_i$?

Satz 5.34

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:

$$a_1, a_2, \dots, a_k, b \mapsto a_1, a_2, \dots, a_k, M - b + 1, b + 1 \quad \square$$

BIN PACKING

Gegeben: Eine „Behältergröße“ $b \in \mathbb{N}$, die Anzahl der Behälter $k \in \mathbb{N}$ und „Objekte“ a_1, a_2, \dots, a_n .

Problem: Können die Objekte so auf die k Behälter verteilt werden, dass kein Behälter überläuft?

Satz 5.35

BIN PACKING ist NP-vollständig.

Beweis: PARTITION \leq_p BIN PACKING

$$(a_1, \dots, a_n) \mapsto (b, k, 2a_1, \dots, 2a_n)$$

wobei $b := \sum_{i=1}^k a_i$ 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 5.36

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 5.37

TSP ist NP-vollständig.

Beweis: HAMILTON \leq_p TSP

$$(\{1, \dots, n\}, E) \mapsto (M, n)$$

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 5.38

FÄRBBARKEIT ist NP-vollständig.

Beweis:

3KNF-SAT \leq_p 3FÄRBBARKEIT



Satz 5.39

2FÄRBBARKEIT $\in P$

Die NP-Bibel, der NP-Klassiker:



[Michael Garey and David Johnson.](#)

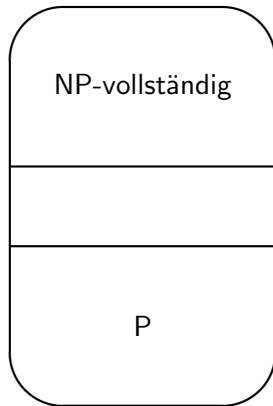
Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness. 1979.

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)



5.5 Die Unvollständigkeit der Arithmetik

Syntax der Arithmetik:

Variablen: $V \rightarrow x \mid y \mid z \mid \dots$

Zahlen: $N \rightarrow 0 \mid 1 \mid 2 \mid \dots$

Terme: $T \rightarrow V \mid N \mid (T + T) \mid (T * T)$

Formeln: $F \rightarrow (T = T) \mid \neg F \mid (F \wedge F) \mid (F \vee F)$
 $\mid \exists V. F$

Wir betrachten $\forall x. F$ als Abk. für $\neg \exists x. \neg F$.

Definition 5.40

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: $F(x_1, \dots, x_k)$ bezeichnet eine Formel F , in der höchstens x_1, \dots, x_k frei vorkommen.

Sind $n_1, \dots, n_k \in \mathbb{N}$ so ist $F(n_1, \dots, n_k)$ das Ergebnis der Substitution von n_1, \dots, n_k für die freien Vorkommen von x_1, \dots, x_k .

Beispiel 5.41

$$\begin{aligned} F(x, y) &= (x = y \wedge \exists x. x = y) \\ F(5, 7) &= (5 = 7 \wedge \exists x. x = 7) \end{aligned}$$

Ein **Satz** ist eine Formel ohne freie Variablen.

Beispiel 5.42

$$\exists x. \forall y. x = y \quad \forall y. \exists x. x = y$$

Mit S bezeichnen wir die Menge der arithmetischen Sätze.

Die Menge der **wahren** Sätze der Arithmetik nennen wir W :

Definition 5.43

$(t_1 = t_2) \in W$ gdw t_1 und t_2 den selben Wert haben.

$\neg F \in W$ gdw $F \notin W$

$(F \wedge G) \in W$ gdw $F \in W$ und $G \in W$

$(F \vee G) \in W$ gdw $F \in W$ oder $G \in W$

$\exists x. F(x)$ gdw es $n \in \mathbb{N}$ gibt, so dass $F(n) \in W$

Fakt 5.44

Für jeden Satz F gilt entweder $F \in W$ oder $\neg F \in W$

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 5.45

Eine partielle Funktion $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ ist **arithmetisch repräsentierbar** gdw es eine Formel $F(x_1, \dots, x_k, y)$ gibt, so dass für alle $n_1, \dots, n_k, m \in \mathbb{N}$ gilt:

$$f(n_1, \dots, n_k) = m \quad \text{gdw} \quad F(n_1, \dots, n_k, m) \in W$$

Satz 5.46

Jede WHILE-berechenbare Funktion ist arithmetisch repräsentierbar.

Satz 5.47

W ist nicht entscheidbar.

Korollar 5.48

W ist nicht semi-entscheidbar.

Wir kodieren Beweise als Zahlen.

Definition 5.49

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

$$Bew(b, F) \implies F \in W.$$

Ein Beweissystem Bew ist **vollständig** gdw

$$F \in W \implies \text{es gibt } b \text{ mit } Bew(b, F).$$

Satz 5.50 (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)



5.6 Die Entscheidbarkeit der Presburger Arithmetik

Syntax der Presburger Arithmetik:

Variablen: $V \rightarrow x \mid y \mid z \mid \dots$

Zahlen: $N \rightarrow 0 \mid 1 \mid 2 \mid \dots$

Terme: $T \rightarrow V \mid N \mid T + T$

Formeln: $F \rightarrow (T = T) \mid \neg F \mid (F \wedge F) \mid (F \vee F)$
 $\mid \exists V. F$

Wir betrachten $\forall x. F$ als Abk. für $\neg \exists x. \neg F$.

Satz 5.51

Für Sätze der Presburger Arithmetik ist entscheidbar, ob sie wahr sind.

Transformationsregeln:

$$\begin{aligned}t_1 = t_2 &\longrightarrow \exists z. z = t_1 \wedge z = t_2 && \text{falls } t_1, t_2 \notin V \\x = t_1 + t_2 &\longrightarrow \exists z. x = t_1 + z \wedge z = t_2 && \text{falls } t_2 \notin V \\x = y + y &\longrightarrow \exists z. x = y + z \wedge z = y && \text{falls } x \neq y \\x = x + y &\longrightarrow y = 0\end{aligned}$$

Regel dürfen auch auf Teilformeln angewandt werden.

Konventionen:

- $t \in T$; $x, y, z \in V$; $m, n \in \mathbb{N}$
- z ist eine „neue“ Variable, die links nicht auftaucht
- Wir betrachten $t_1 + t_2$ und $t_2 + t_1$ als identisch, ebenso $t_1 = t_2$ und $t_2 = t_1$.



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 יסודי המצאח התבונה - משיגי 1953 קובע מטעמי 201 כי ימקדו של יד ושם הוא לאסוף אל המולדת את גורם של כל אלה מגי הגם היהודי שנבלו ומסרו את נפשם, ולגרום ומרוך האנשי הנצחיים ולהעבירם עם זכרם להם, לקהילות, למעגלים ולמסדות שתרמו בגלל הנתיבותם למע היהודי.
The Martyrs' and Heroes' Remembrance Law 5713-1953 determines 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'.

שם משפחה של הנספה: שם משפחה לפני הנשואין: Victim's family name: שם משפחה לפני הנשואין:

PRESBURGER

שם פרטי (גם שם חיבה/כינוי): שם משפחה קודם/אחר: First name (also nickname): שם משפחה קודם/אחר:

MOJZESZ O MIETEK ?

תאריך לידה: תאריך לידה: Date of birth: תאריך לידה: 1904 Gender: מין: M/F Title: תואר:

מקום לידה: מקום לידה: Place of birth: מקום לידה: ?

מדינות: מדינות: Nationality: מדינות: POLISH Country: ארץ: POLAND Region: מחוז: ?

שם פרטי: שם פרטי: First name: שם פרטי: אב

שם פרטי: שם פרטי: First name: שם פרטי: אב

שם משפחה: שם משפחה: Family name: שם משפחה: אב

שם פרטי: שם פרטי: First name: שם פרטי: אב