

Alphabete, Wörter, Sprachen

Alphabete endliche, nichtleere Mengen von Symbolen.

- $\Sigma_{\text{Bool}} = \{0, 1\}$ Boolesches Alphabet

Keine Alphabete: $\mathbb{N}, \mathbb{R}, \mathbb{Z}$ usw. (unendliche Mächtigkeit)

Wort endliche Folge von Symbolen eines bestimmten Alphabets.

- ε Leeres Wort (über jedem Alphabet)

Schreibweisen $|\omega|$ = Länge eines Wortes

$|\omega|_x$ = Häufigkeit eines Symbols x in einem Wort

ω^R = Spiegelwort/Reflection zu ω

Teilwort (Infix) v ist ein Teilwort (Infix) von ω ist, wenn $\omega = xvy$.

$\omega \neq v \rightarrow$ Echtes Teilwort, Präfix = Anfang, Suffix = Ende

Mengen von Wörtern Σ^k = Wörter der Länge k über Alphabet Σ

- $\Sigma^0 = \{\varepsilon\}$
- $\Sigma^* = \underbrace{\Sigma^0}_{1} \cup \underbrace{\Sigma^1}_{2} \cup \underbrace{\Sigma^2}_{4} \cup \underbrace{\Sigma^3}_{8} \dots$ Kleenesche Hülle
- $\Sigma^+ = \underbrace{\Sigma^1}_{2} \cup \underbrace{\Sigma^2}_{4} \cup \underbrace{\Sigma^3}_{8} \dots = \Sigma^* \setminus \{\varepsilon\}$ Positive Hülle

Konkatenation = Verkettung von zwei beliebigen Wörtern x und y

$x \circ y = xy := (x_1, x_2 \dots x_n, y_1, y_2 \dots y_m)$

Wortpotenzen Sei x ein Wort über einem Alphabet Σ

- $x^0 = \varepsilon$
- $x^{n+1} = x^n \circ x = x^n x$

Sprache über Alphabet Σ = Teilmenge $L \subseteq \Sigma^*$ von Wörtern

- $\Sigma_1 \subseteq \Sigma_2 \wedge L$ Sprache über $\Sigma_1 \rightarrow L$ Sprache über Σ_2
- Σ^* Sprache über jedem Alphabet Σ
- $\{\} = \emptyset$ ist die leere Sprache

Konkatenation von A und B : $AB = \{uv \mid u \in A \text{ und } v \in B\}$

Kleenesche Hülle A^* von A : $\{\varepsilon\} \cup A \cup AA \cup AAA \cup \dots$

Reguläre Ausdrücke und Sprachen

Reguläre Sprache A über dem Alphabet Σ heisst regulär, falls

- $A = L(R)$ für einen regulären Ausdruck $R \in RA_\Sigma$ gilt.
- $L(R_1)$: Menge der ganzen Zahlen in Dezimaldarstellung
- $((- \mid \varepsilon)(1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9)(0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9) \mid 0) \cdot 0$

Reguläre Ausdrücke Wörter, die Sprachen beschreiben

- $\emptyset, \varepsilon \in RA_\Sigma$
- $R \in RA_\Sigma \Rightarrow (R^*) \in RA_\Sigma$
- $R, S \in RA_\Sigma \Rightarrow (RS) \in RA_\Sigma$
- $R, S \in RA_\Sigma \Rightarrow (R \mid S) \in RA_\Sigma$

RA_Σ : Sprache der Regulären Ausdrücke über $\{\emptyset, \varepsilon, *, (), \mid\} \cup \Sigma$

Eigenschaften und Konventionen RA_Σ

Priorisierung von Operatoren

- (1) $*$ = Wiederholung \rightarrow (2) Konkatenation \rightarrow (3) \mid Oder

Erweiterter Syntax

$R^+ = R(R^*)$ $R? = (R \mid \varepsilon)$ $[R_1, \dots, R_k] = R_1 R_2 \dots R_k$

Endliche Automaten

Endliche Automaten Maschinen, die Entscheidungsprobleme lösen

- Links nach rechts
- Keinen Speicher
- Keine Variablen
- Speichert aktuellen Zustand
- Ausgabe über akzeptierende Zustände

DEA deterministischer endlicher Automat: $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$

- Q endliche Menge von Zuständen
- Σ endliches Eingabealphabet
- $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$ Übergangsfunktion
- $q_0 \in Q$ Startzustand
- $F \subseteq Q$ Menge der akzeptierenden Zustände

DEA Funktionen $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F) : \text{EA}$.

Konfiguration von M auf ω ist ein Element aus $Q \times \Sigma^*$

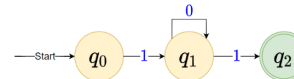
- Startkonfiguration von M auf ω $\{q_0, \omega\} \in \{q_0\} \times \Sigma^*$
- Endkonfiguration (q_n, ε)

Berechnungsschritt \vdash_M von M $(q, \omega) \vdash_M (p, x)$

Berechnung ist eine endliche Folge von Berechnungsschritten

$(q_a, \omega_1 \omega_2 \dots \omega_n) \vdash_M \dots \vdash_M (q_e, \omega_j \dots \omega_n) \rightarrow (q_a, \omega_1 \omega_2 \dots \omega_n) \vdash_M^* (q_e, \omega_j \dots \omega_n)$

Beispiel DEA (eindeutig) Sprache: $L(M) = \{1x1 \mid x \in \{0\}^*\}$



Konfiguration auf $\omega = 101$

- Startkonfiguration $\rightarrow (q_0, 101)$
- Endkonfiguration $\rightarrow (q_2, \varepsilon)$

Berechnung

$\omega = 101 \rightarrow (q_0, 101) \vdash_M (q_1, 01) \vdash_M (q_1, 1) \vdash_M (q_2, \varepsilon) \rightarrow$ akzeptierend

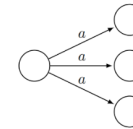
$\omega = 10 \rightarrow (q_0, 10) \vdash_M (q_1, 0) \vdash_M (q_1, \varepsilon) \rightarrow$ verwerfend

Nichtdeterministischer endlicher Automat (NEA)

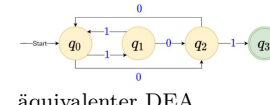
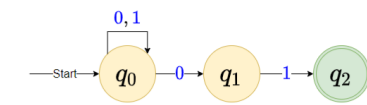
Unterschied zum DEA: Übergangsfunktion δ

Übergangsfunktion $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow P(Q)$

Ein ε -NEA erlaubt zusätzlich noch ε -Übergänge



NEA (nicht eindeutig) Sprache: $L(M) = \{x01 \mid x \in \{0, 1\}^*\}$

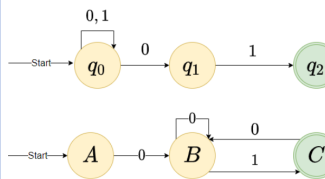


äquivalenter DEA

Teilmengenkonstruktion \forall NEA kann in DEA umgewandelt werden

- $Q_{NEA} \rightarrow P(Q_{NEA}) = Q_{DEA}$ (Potenzmenge)
- Verbinden mit Vereinigung aller möglichen Zielzustände
- Nicht erreichbare Zustände eliminieren
- Enthält akzeptierenden Zustand = $F_{NEA} \rightarrow$ akzeptierend

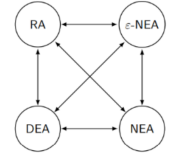
\downarrow	q	$\delta(q, 0)$	$\delta(q, 1)$
0	\emptyset	\emptyset	\emptyset
	$A = \{q_0\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$
1	$\{q_1\}$	\emptyset	$\{q_2\}$
4	$\{q_2\}$	\emptyset	\emptyset
	$B = \{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_2\}$
	$C = \{q_0, q_2\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$
2	$\{q_1, q_2\}$	\emptyset	$\{q_2\}$
3	$\{q_0, q_1, q_2\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0, q_2\}$



Reguläre Sprachen und endliche Automaten

Reguläre Sprachen durch äquivalente Mechanismen beschreibbar

- Akzeptierender Mechanismus DEA, NEA, ε -NEA
- Beschreibender Mechanismus RA



Eigenschaften Seien L, L_1 und L_2 reguläre Sprachen über Σ

- Vereinigung: $L_1 \cup L_2 = \{\omega \mid \omega \in L_1 \vee \omega \in L_2\}$
- Schnitt: $L_1 \cap L_2 = \{\omega \mid \omega \in L_1 \wedge \omega \in L_2\}$
- Differenz: $L_1 - L_2 = \{\omega \mid \omega \in L_1 \wedge \omega \notin L_2\}$
- Komplement: $\bar{L} = \Sigma^* - L = \{\omega \in \Sigma^* \mid \omega \notin L\}$
- Konkatenation: $L_1 \cdot L_2 = L_1 L_2 = \{\omega = \omega_1 \omega_2 \mid \omega_1 \in L_1 \wedge \omega_2 \in L_2\}$
- Kleenesche Hülle: $L^* = \{\omega = \omega_1 \omega_2 \dots \omega_n \mid \omega_i \in L \text{ für alle } i \in \{1, 2, \dots, n\}\}$

Zustandsklasse Jedes Wort landet in einem Zustand

$$\Sigma^* = \bigcup_{p \in Q} [p] \quad [p] \cap [q] = \emptyset, \text{ für alle } p \neq q, p, q \in Q$$

Aber kein Wort landet nach dem Lesen in zwei Zuständen!

Nach dem Lesen von ω landet man im Zustand p .

$$\text{Klasse } [q_0] = \left\{ \omega \in \{0, 1\}^* \mid |\omega|_0 \bmod (3) = 1 \right\}$$

Von M akzeptierte Sprache

$$L(M) = \bigcup_{p \in F} [p]$$

Kontextfreie Grammatiken

Kontextfreie Grammatik (KFG) ist ein 4-Tupel (N, Σ, P, A) mit

- N : Alphabet der Nichtterminale (Variablen)
- Σ : Alphabet der Terminale
- P : endliche Menge von Produktionen mit der Form $X \rightarrow \beta$
Mit Kopf $X \in N$ und Rumpf $\beta \in (N \cup \Sigma)^*$
- A : Startsymbol, wobei $A \in N$

Ein Wort $\beta \in (N \cup \Sigma)^*$ nennen wir Satzform.

Seien α, β und γ Satzformen und $A \rightarrow \gamma$ eine Produktion.

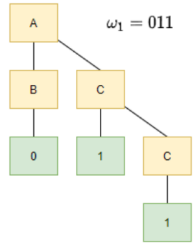
- Ableitungsschritt mit Produktion $A \rightarrow \gamma$ $\alpha A \beta \rightarrow \alpha \gamma \beta$
- Ableitung Folge von Ableitungsschritten $\alpha \rightarrow \dots \rightarrow \omega$

Ableitungsbaum (Parsebaum) mögliche Darstellung einer Ableitung

- $G_1 = \{\{A, B, C\}, \{0, 1\}, P, A\}$
- $P = \{A \rightarrow BC, B \rightarrow 0B|0|\varepsilon, C \rightarrow 1C|1|\varepsilon\}$

Ableitung von $\omega_1 = 011$

- $A \rightarrow BC \rightarrow 0AA \rightarrow 01C \rightarrow 011 \rightarrow \dots \rightarrow 011$



Mehrdeutigkeit

Eine KFG nennen wir mehrdeutig, wenn es ein Wort gibt, das mehrere Ableitungsbäume besitzt.

Mehrdeutigkeiten eliminieren:

- Korrekte Klammerung vom Benutzer erzwingen
- Grammatik anpassen
- Den Produktionen einen Vorrang vergeben

KFG für Sprache L

Jede reguläre Sprache kann durch eine kontextfreie Grammatik beschrieben werden. Sei L eine reguläre Sprache. Dann gibt es einen DEA $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ mit $L(M) = L$

Dann können wir einen KFG für L wie folgt bauen:

- Für jeden Zustand q_i gibt es ein Nichtterminal Q_i
- Für jede Transition $\delta(q_i, a) = q_j$ erstellen wir die Produktion $Q_i \rightarrow aQ_j$
- Für jeden akzeptierenden Zustand $q_i \in F$ erstellen wir die Produktion $Q_i \rightarrow \varepsilon$
- Das Nichtterminal Q_0 wird zum Startsymbol A .

Kellerautomaten

Kellerautomaten haben einen «Speicher». PDA = Push Down Automat.

Ein deterministischer Kellerautomat KA ist ein 7-Tupel

$$M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, \$, F)$$

- Menge von Zuständen: Q
- Alphabet der Eingabe: Σ
- Alphabet des Kellers: Γ
- Übergangsfunktion: $\delta : Q \times (\Sigma \cup \varepsilon) \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma^*$
- Anfangszustand: $q_0 \in Q$
- Symbol vom Alphabet des Kellers: $\$ \in \Gamma$
- Akzeptierende Zustände: $F \subseteq Q$

Zusätzliche Einschränkungen für DKAs

Für jeden Zustand q und alle Symbole x, b gilt, wenn $\delta(q, b, c)$ definiert ist, dann ist $\delta(q, \varepsilon, x)$ undefiniert.

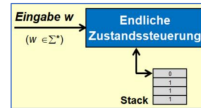
Ein Übergang $\delta(q, b, c) = (p, \omega)$ wird graphisch dargestellt

$$q - b, c/\omega \longrightarrow p$$

Berechnungsschritte

Ein Berechnungsschritt $\delta(q, b, c) = (p, \omega)$ wird wie folgt interpretiert

- q = Aktueller Zustand
- b = Symbol der Eingabe
- c = Symbol wird entfernt
- ω = Wort auf Stack geschrieben
- p = Neuer Zustand



Sprache eines Kellerautomaten Die Sprache $L(M)$ des Kellerautomaten M ist definiert durch

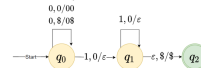
$$L(M) = \left\{ \omega \in \Sigma^* \mid (q_0, \omega, \$) \vdash^* (q, \varepsilon, \gamma) \text{ für ein } q \in F \text{ und ein } \gamma \in \Gamma^* \right\}$$

Elemente von $L(M)$ werden von M akzeptierte Wörter genannt.

Kellerautomat für eine Sprache erstellen

Ein Kellerautomat für die kontextfreie Sprache $\{0^n 1^n \mid n > 0\}$

- $0, 0/00$ Read 0 Add 0 $(00 - 0) = 0$
- $0, \$/0\$$ Read 0 Add 0 $(\$0 - \$) = 0$
- $1, 0/\varepsilon$ Read 1 Remove 0 Read $(\varepsilon - 0) = -0$
- $\varepsilon, \$/\$$ Read $\varepsilon - (\$ - \$) = \varepsilon$



- $\omega_1 = 011 : (q_0, 011, \$) \vdash (q_1, 11, 0\$) \vdash (q_1, 1, \$) \rightarrow \omega_1$ verwendend

Das Zeichen $\$$ zeigt an, dass der «Stack» leer ist.

NKA: Übergangsfunktion

- $\delta : Q \times (\Sigma \cup \varepsilon) \times \Gamma \rightarrow P(Q \times \Gamma^*)$

Kellerautomat für die Sprache $\{\omega \omega^R \mid \omega \in \{0, 1\}^*\}$



Turingmaschinen

Turingmaschinen (TM)

- Einen Lese- / Schreib-Kopf
- Ein unendliches Band von Zellen

Eine deterministische Turing-Maschine TM ist ein 7-Tupel

$$M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, \sqcup, F)$$

- Menge von Zuständen: Q
- Alphabet der Eingabe: Σ
- Bandalphabet: Γ und $\Sigma \subset \Gamma$
- Übergangsfunktion: $\delta : Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times D, D = \{L, R\}$
- Anfangszustand: $q_0 \in Q$
- Akzeptierende Zustände: $F \subseteq Q$
- Leerzeichen \sqcup , mit $\mu \in \Gamma$ und $\mu \notin \Sigma$

Sie bildet das 2-Tupel (q, X) auf das Tripel (p, Y, D)

- $q, p \in Q$ und $X, Y \in \Gamma$
- D = Direction
- X = Read
- Y = Overwrite

$$q - X/Y, D \rightarrow p$$

Band

- Unterteilt in einzelne Zellen mit jeweils einem beliebigen Symbol
- Beinhaltet zu Beginn die Eingabe, d.h. ein endliches Wort aus Σ^* . Alle anderen Zellen enthalten das besondere Symbol \sqcup .

Konfiguration einer Turing-Maschine M ist durch die folgenden Angaben eindeutig spezifiziert

- Zustand der Zustandssteuerung
- Position des Lese- / Schreibkopfes
- Bandinhalt

Semi-Unendliches Band

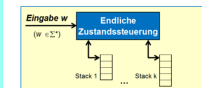
Das Band der Turingmaschine ist nur in eine Richtung unendlich.

Jede Sprache L die von einer TM T akzeptiert wird, wird auch von einer TM mit semi-unendlichem Band akzeptiert.



Mehrere Stacks

Jede Sprache L die von einer TM T akzeptiert wird, wird auch von einer 2Stack-Maschine S akzeptiert.



Zähler-Maschinen

Eine Zähler-Maschine (Counter Machine) mit k Zählern entspricht einer k Stack-Maschine mit dem Unterschied, dass die Stacks durch einfache Zähler ersetzt werden.

Jede Sprache L die von einer TM T akzeptiert wird, wird auch von einer 2Zähler-Maschine Z mit 2 Zählern akzeptiert.



TM mit Speicher

In der endlichen Zustandssteuerung einer TM können ausser dem Steuerzustand zusätzlich endlich viele Daten-Zustände gespeichert werden.



Mehrere Spuren

- Das Band der TM setzt sich aus mehreren «Spuren» zusammen.
- Jede Spur kann ein Symbol des Bandalphabets speichern.



Mehrere Bänder

- TM mit endlich vielen Bändern und Lese- / Schreibköpfen
- Jeder Lese- / Schreibkopf kann unabhängig auf ein Band zugreifen



Mehrband-Maschine

Spezifizieren Sie eine TM M_4 , welche die Subtraktion von zwei natürlichen Zahlen ($a - b$, mit $a \geq b$) realisiert.



Beispiel: $4 - 2 = 2$

			1	2	3	4	5	6	7	8	9
1	$q_0 0000100 \vdash$	$0 \sqcup / \sqcup 0, RR$	0	0	0	0	1	0	0		
2	$q_0 \sqcup \vdash$										
1	$\sqcup q_0 000100 \vdash$	$0 \sqcup / \sqcup 0, RR$		0	0	0	1	0	0		
2	$0 q_0 \sqcup \vdash$		0								
1	$\sqcup \sqcup q_0 00100 \vdash$	$0 \sqcup / \sqcup 0, RR$			0	0	1	0	0		
2	$00 q_0 \sqcup \vdash$		0	0							
1	$\sqcup \sqcup \sqcup q_0 0100 \vdash$	$0 \sqcup / \sqcup 0, RR$				0	1	0	0		
2	$000 q_0 \sqcup \vdash$		0	0	0						
1	$\sqcup \sqcup \sqcup \sqcup q_0 100 \vdash$	$1 \sqcup / \sqcup \sqcup, RL$					1	0	0		
2	$0000 q_0 \sqcup \vdash$		0	0	0	0					
1	$\sqcup \sqcup \sqcup \sqcup \sqcup q_1 00 \vdash$	$00 / \sqcup \sqcup, RL$						0	0		
2	$0000 q_1 0 \vdash$		0	0	0	0					
1	$\sqcup \sqcup \sqcup \sqcup \sqcup \sqcup q_1 0 \vdash$	$00 / \sqcup \sqcup, RL$							0		
2	$00 q_1 0 \vdash$		0	0	0						
1	$\sqcup \sqcup \sqcup \sqcup \sqcup \sqcup \sqcup q_1$	$\sqcup 0 / \sqcup 0, RR$									
2	$0 q_1 0 \vdash$		0	0							
1	$\sqcup \sqcup \sqcup \sqcup \sqcup \sqcup \sqcup \sqcup q_2 \sqcup$										
2	$00 q_2 \sqcup \vdash$		0	0							

Berechnungsmodelle

Turing-berechenbar

Jedes algorithmisch lösbare Berechnungsproblem kann von einer Turing-Maschine gelöst werden.

- Computer und Turing-Maschinen sind äquivalent.

Turing-berechenbare Funktion: Turing-Maschine $T = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, \sqcup, F)$

$$T : \Sigma^* \rightarrow \delta^*$$

$$T(\omega) = \begin{cases} u & \text{falls } T \text{ auf } \omega \in \Sigma^* \text{ angesetzt, nach endlich vielen} \\ & \text{Schritten mit } u \text{ auf dem Band anhält} \\ \uparrow & \text{falls } T \text{ bei Input } \omega \in \Sigma^* \text{ nicht hält} \end{cases}$$

Primitiv rekursive Grundfunktionen

Für jedes $n \in \mathbb{N}$ und jede Konstante $k \in \mathbb{N}$ die n -stellige konstante Funktion:

$$c_k^n = \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N} \text{ mit } c_k^n(x_1, \dots, x_n) = k$$

Nachfolgerfunktion:

$$\eta : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N} \text{ mit } \eta(x) = x + 1$$

Für jedes $n \in \mathbb{N}$ und jedes $1 < k < n$ die n -stellige Projektion auf die k -te Komponente:

$$\pi_k^n : \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N} \text{ mit } \pi_k^n(x_1, \dots, x_k, \dots, x_n) = x_k$$

n = Anzahl der Argumente, k = Position des Arguments

Loop (primitiv-rekursiv)

- Zuweisungen: $x = y + c$ und $x = y - c$
- Sequenzen: P und $Q \rightarrow P; Q$
- Schleifen: $P \rightarrow \text{Loop } x \text{ do } P \text{ until End}$

Addition von natürlichen Zahlen $\text{Add}(x, y) = x + y$

```

LOOP x1 DO
  x2 = x2 + 1
END
x0 = x2 + 0
  
```

While (Turing vollständig)

Erweiterung der Sprache Loop

- While $x_i > 0$ do ... until End

Multiplikation von natürlichen Zahlen $\text{Mul}(x, y) = x * y$

```

WHILE x1 > 0 DO
  x1 = x1 - 1
  LOOP x2 DO
    x0 = x0 + 1
  END
END
  
```

GoTo (Turing vollständig)

- Zuweisungen: $x_i = x_j + c$ und $x_i = x_j - c$
- Sprunganweisung: IF $x_i = c$ THEN GOTO L_k ELSE GOTO L_t
– or simple: GOTO L_k
- Schleifen: WHILE $x_i > 0$ DO ... HALT

Case distinction

```

M1: x0 = x3 + 0
M2: IF x1 = 0 THEN GOTO M4
M3: x0 = x2 + 0
M4: HALT
  
```

Entscheidbarkeit

Entscheidbarkeit

- Ein Problem ist entscheidbar, wenn es einen Algorithmus gibt, der für jede Eingabe eine Antwort liefert.
- Ein Problem ist semi-entscheidbar, wenn es einen Algorithmus gibt, der für jede Eingabe eine Antwort liefert, falls die Antwort ja ist.

Eine Sprache $A \subset \Sigma^*$ ist genau dann entscheidbar, wenn sowohl A als auch \bar{A} semi-entscheidbar ist.

- \bar{A} steht für das Komplement von A in Σ^* : $\bar{A} = \Sigma^* \setminus A = \{\omega \in \Sigma^* \mid \omega \notin A\}$

Entscheidbarkeit und Turingmaschinen Eine Sprache $A \subset \Sigma^*$ heisst entscheidbar, wenn eine TM T existiert, die sich wie folgt verhält:

- Bandinhalt $x \in A$ T hält mit Bandinhalt «1» (Ja) an
- Bandinhalt $x \in \Sigma^* \setminus A$ T hält mit Bandinhalt «0» (Nein) an

Äquivalente Aussagen:

- $A \subset \Sigma^*$ ist entscheidbar
- Es existiert eine TM , die das Entscheidungsproblem $T(\Sigma, A)$ löst
- Es existiert ein WHILE-Programm, dass bei einem zu A gehörenden Wort stets terminiert \rightarrow Entscheidungsverfahren für A

Semi-Entscheidbarkeit Turingmaschinen

Eine Sprache $A \subset \Sigma^*$ heisst semi-entscheidbar, wenn eine TM T existiert, die sich wie folgt verhält:

- Bandinhalt $x \in A$ T hält mit Bandinhalt «1» (Ja) an
- Bandinhalt $x \in \Sigma^* \setminus A$ T hält nie an

Äquivalente Aussagen

- $A \subset \Sigma^*$ ist semi-entscheidbar
- $A \subset \Sigma^*$ ist rekursiv aufzählbar
- Es gibt eine TM, die zum Entscheidungsproblem $T(\Sigma, A)$ nur die positiven («Ja») Antworten liefert und sonst gar keine Antwort
- Es gibt ein WHILE-Programm, dass bei einem zu A gehörenden Wort stets terminiert und bei Eingabe von Wörtern die nicht zu A gehören nicht terminiert

Reduzierbarkeit

Eine Sprache $A \subset \Sigma^*$ heisst auf eine Sprache $B \subset \Gamma^*$ reduzierbar, wenn es eine totale, Turing-berechenbare Funktion $F : \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$ gibt, so dass für alle $\omega \in \Sigma^*$

$$\omega \in A \Leftrightarrow F(\omega) \in B$$

- $A \preceq B$ A ist reduzierbar auf B
- $A \preceq B$ und $B \preceq C \rightarrow A \preceq C$

Halteproblem

Das allgemeine Halteproblem H ist die Sprache ($\#$ = Delimiter)

- $H := \{\omega \# x \in \{0, 1, \#\}^* \mid T_\omega \text{ angesetzt auf } x \text{ hält}\}$

Sprachen der Halteprobleme (HP): leeres HPH_0 und spezielles HPH_S

- $H_0 := \{\omega \in \{0, 1\}^* \mid T_\omega \text{ angesetzt auf das leere Band hält}\}$

- $H_S := \{\omega \in \{0, 1\}^* \mid T_\omega \text{ angesetzt auf } \omega \text{ hält}\}$

H_0, H_S und H sind semi-entscheidbar.

Komplexitätstheorie

Quantitative Gesetze und Grenzen der algorithmischen Informationsverarbeitung

- Zeitkomplexität: Laufzeit des besten Programms, welches das Problem löst
- Platzkomplexität: Speicherplatz des besten Programms
- Beschreibungskomplexität: Länge des kürzesten Programms

Zeitbedarf Der Zeitbedarf von M auf Eingaben der Länge $n \in \mathbb{N}$ im schlechtesten Fall definiert als

$$\text{Time}_M(n) = \max \{ \text{Time}_M(\omega) \mid |\omega| = n \}$$

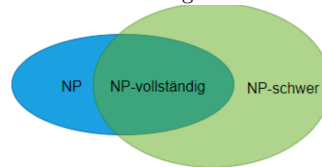
Sei M eine TM, die immer hält und sei $\omega \in \Sigma^*$. Der Zeitbedarf von M auf der Eingabe ω ist

- $\text{Time}_M(\omega) = \text{Anzahl von Konfigurationsübergängen in der Berechnung von } M \text{ auf } \omega$

P vs NP Klassifizierung von Problemen

Ein Problem U heisst in Polynomzeit lösbar, wenn es eine obere Schranke $O(n^c)$ gibt für eine Konstante $c \geq 1$.

- $P \doteq$ Lösung finden in Polynomzeit
- $NP \doteq$ Lösung verifizieren in Polynomzeit



NP-schwer

Eine Sprache L heisst NP-schwer, falls für alle Sprachen

$$L' \in NP \text{ gilt, dass } L' \preceq_p L$$

Eine Sprache L heisst NP-vollständig, falls $L \in NP$ und L ist NP-schwer.

Verifikation

Polynomzeit-Verifizierer: Überprüft die einzelnen Eingaben in einem Problem

Zeuge: Informationen einer gültigen Eingabe

Asymptotische Komplexitätsmessung O -Notation (Landau Symbole)

- $f \in O(g)$: Es existiert ein $n_0 \in \mathbb{N}$ und ein $c \in \mathbb{N}$, so dass für alle $n \geq n_0$ gilt
– $f(n) \leq c \cdot g(n)$ f wächst asymptotisch nicht schneller als g
- $f \in \Omega(g)$: Es existiert ein $n_0 \in \mathbb{N}$ und ein $d \in \mathbb{N}$, so dass für alle $n \geq n_0$ gilt
– $f(n) \geq \frac{1}{d} \cdot g(n)$ f wächst asymptotisch mindestens so schnell wie g
- $f \in \Theta(g)$: Es gilt $f(n) \in O(g(n))$ und $f(n) \in \Omega(g(n))$
– f und g sind asymptotisch gleich

Schranken für die Zeitkomplexität von U

- $O(f(n))$ ist eine obere Schranke, falls Eine TM existiert, die U löst und eine Zeitkomplexität in $O(f(n))$ hat.

- $\Omega(g(n))$ ist eine untere Schranke, falls

Für alle TM M , die U lösen, gilt dass $\text{Time}_M(n) \in \Omega(g(n))$

Rechenregeln

- Konstante Vorfaktoren c ignorieren ($c \in O(1)$).
- Bei Polynomen ist nur die höchste Potenz entscheidend:

$$a_k n^k + a_{k-1} n^{k-1} + \dots + a_1 n + a_0 \in O(n^k)$$

- Die O -Notation ist transitiv.
- $f(n) \in O(g(n)) \wedge g(n) \in O(h(n)) \rightarrow f(n) \in O(h(n))$

- $O(n)$ $7n + 4$
- $O(n^3)$ $25n^2 + n^3 + 100n$
- $O(n^2 \cdot \log(n))$ $n^2 + n \cdot n \cdot (\log(n)) + 20n^2 + 50n \cdot 100$
- $O(2^n)$ $10^{20} + 3n^3 + 2^n + 2^{10} \cdot 2^{30}$

Übersicht wichtigste Laufzeiten **TODO:** Tabelle mit Laufzeiten

Übersicht

