

Einfuehrung in die Theoretische Informatik

Kyriakos Schwarz,Roland Hediger

HS 2014

Contents

1	Erste Woche	1
1.1	Sprachen	1
1.2	Endliche Automaten DFA	5
2	Zweite Woche	8
2.1	DFA, NFA	8
3	Dritte Woche	14
3.1	NFA	14
4	Vierte Woche	18
4.1	Abgeschlossenheit	18
4.2	RE	20
5	Fünfte Woche	23
5.1	Pumping Lemma	23
6	Sechste Woche	27
6.1	Grammatiken	27
7	Siebte Woche	31
7.1	Turing Maschinen	31
8	Achte Woche	34
8.1	Turing Erkennbarkeit / Entscheidbarkeit	34

1 Erste Woche

1.1 Sprachen

Alphabet Σ : nichtleere endliche Menge (von Zeichen)

Wort ueber Σ : endliche Folge von Zeichen aus Σ

Leeres Wort: ϵ (epsilon)

Menge aller Woerter ueber Σ : Σ^*

Konkatenation von Woertern x, y ueber Σ :

$$x = x_1x_2\dots x_n \quad , x_i \in \Sigma$$

$$y = y_1y_2\dots y_n \quad , y_i \in \Sigma$$

$$x \cdot y = xy = x_1x_2\dots x_ny_1y_2\dots y_n$$

Java: + """ (ϵ)

Haskell: ++ """ (ϵ)

Monoid: Sei M eine Menge und

$\circ : M \times M \xrightarrow{total} M$ eine Verknuepfung

Das Paar (M, \circ) heisst ein Monoid, falls gilt:

1) $a \circ (b \circ c) = (a \circ b) \circ c \quad , \forall a, b, c \in M$

2) Es gibt ein $e \in M$ mit $a \circ e = a = e \circ a \quad , \forall a \in M$

□

Beispiel 1

$$M = \Sigma^*, \circ = \cdot$$

(Σ^*, \cdot) ist ein Monoid mit ϵ als neutralem Element

□

Beispiel 2

$$\{\{x = 5; y = 6; \}z = 7; \} \equiv \{x = 5; \{y = 6; z = 7; \}\}$$

Komposition von Anweisungen assoziativ

Neutrales Element: ; (Java) skip, NOP (no operation)

$$(x = 2 * x; x = x + 1;) \not\equiv (x = x + 1; x = 2 * x)$$

□

Sprache ueber Σ :

Menge von Woerter ueber Σ

Beispiele

$\{\}$ 0 Woerter

$\{0, 1, 01, 10\}$ Sprache uber $\Sigma = \{0, 1\}$
 Σ^*

$\{\epsilon\}$ 1 Wort

$\{\epsilon, 0, 00, 000, \dots\}$ uber $\Sigma = \{0\}$

Bem

Sprache kann ∞ viele Woerter enthalten
Jedes Wort ist aber endlich

Bem

$\epsilon \in \Sigma^*$

Σ^* immer ∞ gross

Operationen auf Sprachen

Seien L_1, L_2 Sprachen

$L_1 \cup L_2$ Vereinigungsmenge

$L_1 \cdot L_2 = \{xy \mid x \in L_1, y \in L_2\}$ (Kreuzprodukt)

Sei (M, \circ) ein Monoid. Dann def.

$$\begin{aligned} a^0 &= e & , a \in M \\ a^n &= a \circ a^{n-1} & , n > 0 \end{aligned}$$

□

$$L^0 = \{\epsilon\}$$

$$L^n = L \cdot L^{n-1} \quad , n > 0$$

Kleen' scher Stern

$$L^* = L^0 \cup L^1 \cup L^2 \cup \dots$$

$$= \{x_1, x_2, \dots, x_k \mid k \geq 0, x_i \in L\}$$

Aufgabe

$$\Sigma = \{a, b, \dots, z\}, L_1 = \{good, bad\}, L_2 = \{cat, dog\}$$

$$L_1 \cup L_2 = \{bad, cat, dog, good\}$$

$$L_1 \cdot L_2 = \{goodcat, gooddog, badcat, baddog\}$$

$$L_1^0 = \{\epsilon\}$$

$$L_1^1 = \{good, bad\} = L_1 \cdot L_1^0 = L_1$$

$$L_1^2 = \{goodgood, goodbad, badgood, badbad\}$$

$$L_1^3 = \{goodgoodgood, goodgoodbad, goodbadgood, goodbadbad, badgoodgood, badgoodbad, badbadgood, badbadbad\}$$

$$\begin{aligned} L_1^* &= L_1^0 \cup L_1^1 \cup L_1^2 \cup L_1^3 \cup \dots \\ &= \{x_1, x_2, \dots, x_k \mid k \geq 0, x_i \in L_1\} = \{\epsilon, \dots\} \end{aligned}$$

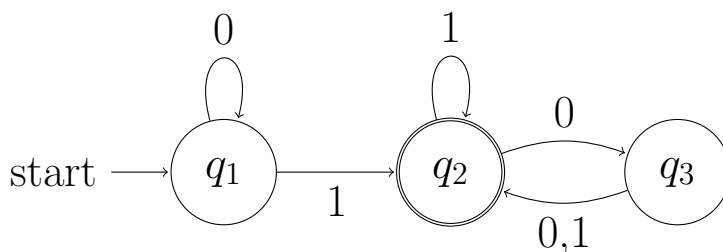
$$L_1 \cdot L_2 = \{goodcat, gooddog, badcat, baddog\} \neq L_2 \cdot L_1$$

$$|M| = \text{Anzahl Elemente von } M$$

1.2 Endliche Automaten DFA

deterministic finite automator

Statisch



Dynamisch

Verarbeitung Input: $\xrightarrow{1101}$

1. Start in q_1 Startzustand
2. Lese ①101 , $q_1 \rightarrow q_2$
3. Lese 1①01 , $q_2 \rightarrow q_2$
4. Lese 11②1 , $q_2 \rightarrow q_3$
5. Lese 110③ , $q_3 \rightarrow q_2$
6. Fertig + akzeptiere, da q_2 akzeptierender Zustand ist und die Eingabe fertig gelesen ist.

Liefert accept oder fertig

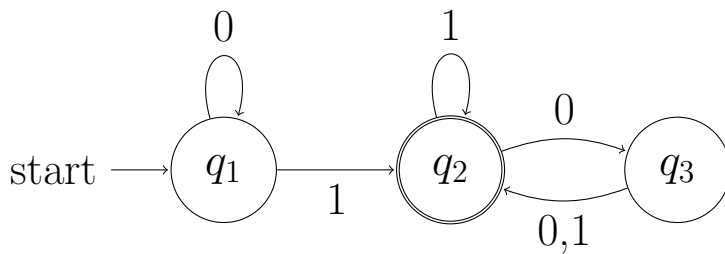
Terminiert immer!

Def DFA : Ein DFA ist ein 5-Tupel $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ mit:

1. Q ist eine endliche nichtleere Menge von Zuständen
 2. Σ ist das Eingabealphabet (z.B. 1101)
 3. $\delta : Q \times \Sigma \xrightarrow{total} Q$
 Transitionsfunktion
 4. q_0 Startzustand
 5. $F \subseteq Q$ Menge der akzeptierende Zustände
-

2 Zweite Woche

2.1 DFA, NFA



1. $Q = \{q_1, q_2, q_3\}$

2. $\Sigma = \{0, 1\}$

3. $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$

$$\delta(q_1, 0) = q_1, \delta(q_1, 1) = q_2, \dots$$

4. q_1 Start

5. $F = \{q_2\}$

Def Verarbeitung (dynamisch)

Sei $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein DFA

Sei $w = x_1x_2x_3...x_m$ ein Wort ueber Σ mit $x_i \in \Sigma, n \geq 0$ [$n = 0 \rightarrow w = \epsilon$]

M akzeptiert w , wenn eine Folge von Zustaenden existiert $r_0, r_1, r_2, \dots, r_n$, mit:

1. $r_0 = q_0$
2. $r_i = \delta(r_{i-1}, x_i), i \in \{1...m\}$
3. $r_n \in F$

Sonst wird w verworfen

accept / reject

□

M erkennt Sprache L falls

$L = \{w \in \Sigma^* \mid M \text{ akzeptiert } w\}$

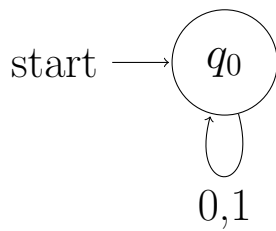
Eine Sprache heisst regulaer, wenn ein

DFA existiert, der die Sprache erkennt

Automat \rightarrow akzeptiert / verwirft Wort

\searrow
erkennt Sprache
 \uparrow
recognise

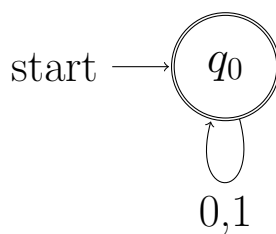
$M_2 : \quad \Sigma = \{0, 1\}$



akzeptiert kein Wort

erkennt \emptyset

$M_3 : \quad \Sigma = \{0, 1\}$



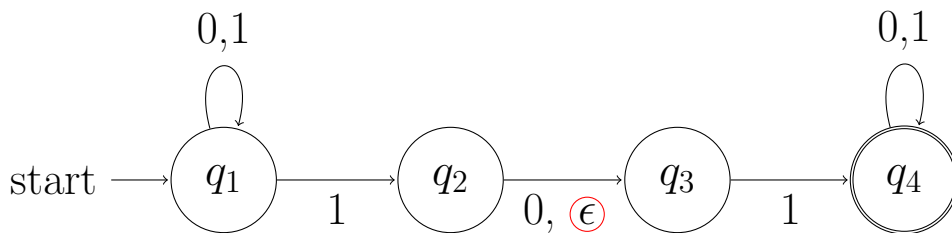
akzeptiert jedes Wort

erkennt Σ^*

Zwei DFA heissen aequivalent, wenn sie dieselbe Sprachen erkennen

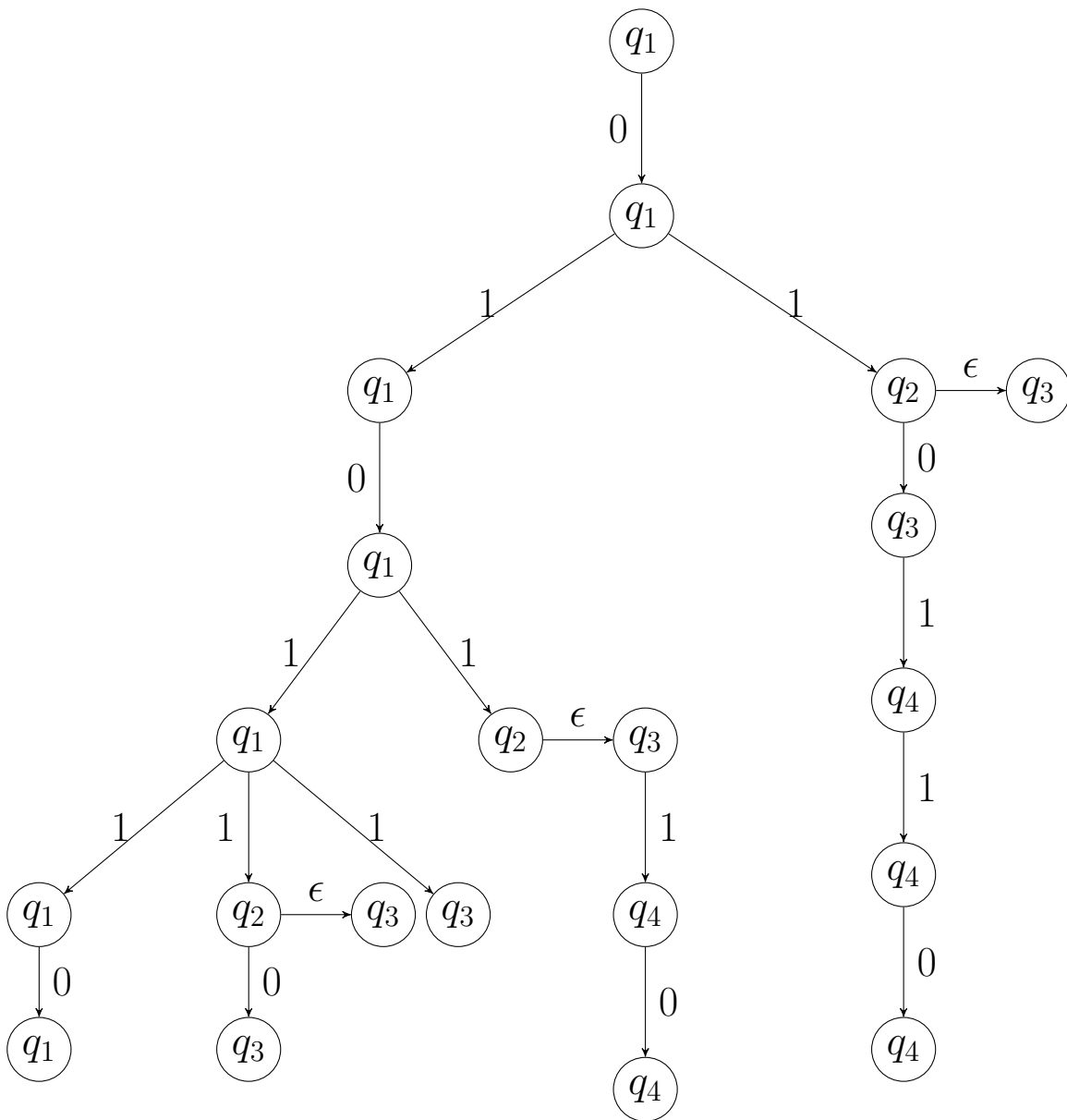
NFA: nichtdeterministischer FA

$N_1 : \quad \Sigma = \{0, 1\}$



Eingabe: 010110

Verarbeitung:



Def: $P = P(Q) = 2^Q = \underline{\text{Potenzmenge}}$
ist Menge aller Teilmengen von Q

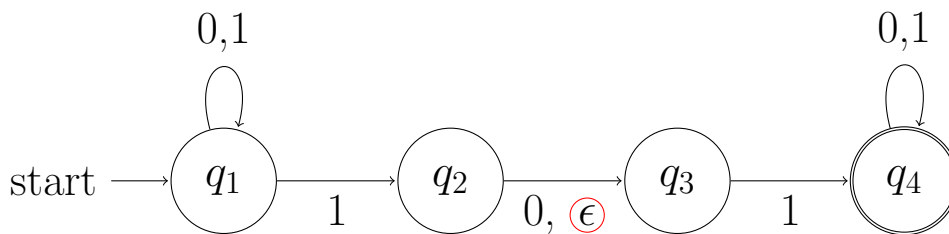
$$\Sigma_\epsilon = \Sigma \cup \{\epsilon\}$$

Def DFA : Ein NFA ist ein 5-Tupel $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ mit:

1. Q ist eine endliche nichtleere Menge von Zuständen
 2. Σ ist das Eingabealphabet (z.B. 1101)
 3. $\delta : Q \times \Sigma_\epsilon \xrightarrow{\text{total}} P(Q)$
Transitionsfunktion
 4. $q_0 \in Q$ Startzustand
 5. $F \subseteq Q$ Menge der akzeptierenden Zustände
-

3 Dritte Woche

3.1 NFA



Berechnung NFA

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

Sei $w = y_1 y_2 \dots y_m, y_i \in \Sigma \cup \epsilon$

Es existiere eine Folge von Zuständen

$r_0 r_1 r_2 \dots r_m, r_i \in Q$ mit

1. $r_0 = q_0$
2. $r_i \in \delta(r_{i-1}, y_i), 1 \leq i \leq m$
3. $r_m \in F$

Dann akzeptiert N das Wort w , sonst verwirft es

□

Beispiel N_1 auf 010110 (unseres Beispiel)

1^{er} Weg

q_1		q_1		q_2		q_3		q_4		q_4		q_4
	0		1		0		1		1		0	

2^{er} Weg

q_1		q_1		q_1		q_1		q_2		q_3		q_4		q_4
	0		1		0		1		ε		1		1	

Theorem: Jeder NFA hat einen äquivalenten DFA □

Beweis: Sei $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ ein NFA der L erkennt

Wir konstruieren ein DFA $D = (Q', \Sigma', \delta', q'_0, F')$, der ebenfalls L erkennt

1. $Q' = 2^Q = P(Q)$

2. $\delta'(R, \alpha) = \bigcup_{r \in R} \delta(r, \alpha)$
 \uparrow
 $\in Q'$

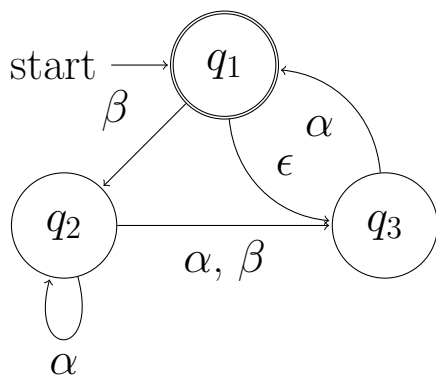
Sei $E(R) = \{q \in Q \mid q \text{ kann von } R \text{ aus durch } \epsilon\text{-Trans erreicht werden}\}$

$$3. q'_0 = E(\{q_0\})$$

$$4. F' = \{R \in Q' \mid R \cap F \neq \emptyset\}$$

□

Uebung



$$Q = \{q_1, q_2, q_3\}$$

$$\Sigma = \{\alpha, \beta\}$$

$$\delta = \{\delta(q_1, \beta) = q_2,$$

$$\delta(q_1, \epsilon) = q_3$$

$$\delta(q_2, \alpha) = q_2$$

$$\delta(q_2, \beta) = q_3$$

$$\delta(q_3, \alpha) = q_1\}$$

$$q_0 = q_1$$

$$F = \{q_1\}$$

→ DFA

1. $Q' = P(Q) = \{\{\}, \{q_1\}, \{q_2\}, \{q_3\}, \{q_1, q_2\}, \{q_1, q_3\}, \{q_2, q_3\}, \{q_1, q_2, q_3\}\}$

2. δ' :

	α	β
$\{\}$	$\{\}$	$\{\}$
$\{q_1\}$	$\{\}$	$\{q_2\}$
$\{q_2\}$	$\{q_2, q_3\}$	$\{q_3\}$
$\{q_3\}$	$\{q_1, q_3\}$	$\{\}$
$\{q_1, q_2\}$	$\{q_2, q_3\}$	$\{q_2, q_3\}$
$\{q_1, q_3\}$	$\{q_1, q_3\}$	$\{q_2\}$
$\{q_2, q_3\}$	$\{q_1, q_2, q_3\}$	$\{q_3\}$
$\{q_1, q_2, q_3\}$	$\{q_1, q_2, q_3\}$	$\{q_2, q_3\}$

3. $q'_0 = E(\{q_0\}) = E(\{q_1\}) = \{q_1, q_3\}$

4. $F' = \{\{q_1\}, \{q_1, q_2\}, \{q_1, q_3\}, \{q_1, q_2, q_3\}\}$

4 Vierte Woche

4.1 Abgeschlossenheit

Abgeschlossenheit

$$a, b \in \mathbb{N}, a + b \in \mathbb{N}$$

$$a - b \notin \mathbb{N}$$

↑

im Allgemeinen

Def

Eine Menge M heisst abgeschlossen unter einer Operation \circ , wenn $a \circ b \in M$ fuer alle $a, b \in M$

□

Satz

Die Menge der raegularen Sprachen ist abgeschlossen unter Vereinigung, Konkatenation und Kleenescher Stern

□

\cup Vereinigung

1. Schon gezeigt durch DFAs
2. Nun mit NFAs:

<skizze>

N_1 erkennt L_1

N_2 erkennt L_2

N erkennt $L_1 \cup L_2$

Konkatenation

L_1, L_2 regulaer, dann $L_1 \cdot L_2$ regulaer

<skizze>

Kleen'scher Stern

L regulaer, dann L^* regulaer

<skizze>

N erkennt L^*

4.2 RE

Raegulere Ausdruecke (RE)

REs: Spezifikation

DFA / NFAs: Implementation

Arithmetischer Ausdruck: $(5 + 3) * 4$: String
32 : \mathbb{N}

Bedeutung von String ist \mathbb{N}

RE: $(0 \cup 1) \cdot 0^*$: String
 $\{0\} \{1\} \{0\}$
 $\{0, 1\} \{\epsilon, 0, 00, 000, \dots\}$
 $\{0, 00, 000, \dots, 1, 10, 100, \dots\}$

Bedeutung von String ist Sprache

Syntax und Semantik von REs

	RE Syntax	L(RE) Semantik
1.	a fuer $a \in \Sigma$	$\{a\}$
2.	ϵ	$\{\epsilon\}$
3.	\emptyset	\emptyset
4.	$(R_1 \cup R_2)$	$L(R_1) \cup L(R_2)$
5.	$(R_1 \circ R_2)$	$L(R_1) \cdot L(R_2)$
6.	(R^*)	$(L(R))^*$

6. (Hoch) $\xrightarrow{\text{Praezidenzen}}$ (Niedrig) 1.

z.B.: $a \cdot b \cup c$

bedeutet
 $(a \cdot b) \cup c$

und nicht
 $a \cdot (b \cup c)$

Zucker (Es kann nichts neues)

$$R^+ = R \circ R^*$$

also

$$R^* = R^+ \cup \epsilon$$

$$\Sigma = c_1 \cup c_2 \cup \dots \cup c_n \text{ mit } c_i \in \Sigma$$

Beispiele

a) " $(0 \cup 1)^*01$ " bezeichnet alle Woerter, die mit 01 enden

5 Funfte Woche

5.1 Pumping Lemma

$\{0^n 1^n \mid n \geq 0\}$ nicht Regulär

Pumping Lemma:

Sei L eine Reguläre Sprache über Σ

Dann existiert eine Zahl $p \in \mathbb{N}$ (Pumping Länge) mit:

Jedes Wort $s \in L$ mit $|s| \geq p$ lässt sich schreiben als:

$s = xyz$ wobei $x, y, z \in \Sigma^*$ mit folgenden eigenschaften:

1. (Aufpumpen) $xy^iz \in L$ für alle $i \geq 0$
2. $|y| \geq 1$
3. $|xy| \leq p$

Für jedes Wort existiert eine Zerlegung.

Logische Struktur : $\{\exists p \mid \forall s \in L \mid \exists x, y, z (1)2)3)\}$

Beweis:

Sei M ein DFA das L erkennt, $M = \{Q, \Sigma, \delta, q_0, F\}$

Sei p die Anzahl Zustände : $p = |Q|$

Sei $s = s_1 \dots s_n \in L$ mit $s_i \in \Sigma$ und $n \geq p$

Sei $r_1, r_2 \dots r_{n+1}$ die Folge der Zustände die M durchläuft um s zu akzeptieren.

$$s = s_1 \downarrow_{r_1} \dots \downarrow_{r_n} s_n \downarrow_{r_{n+1} \in F}$$

Länge $n + 1 \geq p + 1$, d.h. $n + 1 > p$

Da M p Zustände hat muss **(mindestens) ein Zustand (mindestens) zweimal unter den ersten $p+1$ Zuständen vorkommen / durchgelaufen werden** (Eigenschaften des DFA - jedes Zeichen des Alphabet muss durch jeder Zustand verarbeitet werden)

Pidgeonhole Prinzip:

Bezeichne r_j das erste Auftreten eines solchen Zustandes (Zustände paarweise verschieden bis zum gewissen Punkt). r_l das zweite Auftreten des Zustandes $l > j$

(Diagram hier)

Aus dem Pidgeonholeprinzip folgt dass $l \leq p + 1$:

1. M akzeptiert $xy^iz, i \geq 0$
2. (Zwischen r_j, r_l mind. 1 Zeichen) $l \neq j$, also $|y| \geq 1$
3. $|xy| = l - 1 \leq (p + 1) - 1 = p$

□

Beispiel:

$$\{0^n 1^n | n \geq 0\} = L_1$$

Sei L_1 Regulär dann existiert ein p (Pumping Lemma).

Betrachte $s = 0^p 1^p \in L$:

Dann lässt sich s schreiben als $s = xyz$ mit der Eigenschaft: $s = xyz, x, y^i z \in L, |y| \geq 1$

1. y besteht nur aus Nullen : $xyyz \notin L$
2. y besteht nur aus Einsen $xyyz \notin L$
3. y besteht aus Nullen und Einsen $\rightarrow xyyz$: (Reihenfolge ist

falsch)

Widerspruch in jedem Fall $\rightarrow L_1$ nicht regulär

6 Sechste Woche

6.1 Grammatiken

while $m \neq n$ do
 if $m > n$ then
 $m := m - n$
 else
 $n := n - m$
 endif
endwhile

$\Sigma = \{\underline{while}, \underline{do}, \underline{ident}, \dots\}$

$\text{cmd} ::= \text{AssiCmd}$
 $\text{cmd} ::= \text{IfCmd}$
 $\text{cmd} ::= \text{WhileCmd}$

$\text{WhileCmd} ::= \underline{\text{while}} \text{ expr } \underline{\text{do}} \text{ cmd } \underline{\text{endwhile}}$
 $\text{IfCmd} \quad ::= \underline{\text{if}} \text{ expr } \underline{\text{then}} \text{ cmd } \underline{\text{else}} \text{ cmd } \underline{\text{endif}}$
 $\text{IfCmd} \quad ::= \underline{\text{if}} \text{ expr } \underline{\text{then}} \text{ cmd } \underline{\text{endif}}$
 $\text{AssiCmd} \quad ::= \underline{\text{ident}} := \text{expr}$
 $\text{expr} \quad \quad ::= \dots$

$\text{IfCmd} ::= \underline{\text{if}} \text{ expr } \underline{\text{then}} \text{ cmd } \text{optElse } \underline{\text{endif}}$
 $\text{optElse} ::= \epsilon$
 $\text{optElse} ::= \underline{\text{else}} \text{ cmd}$

$\text{IfCmd} ::= \underline{\text{if}} \text{ expr } \underline{\text{then}} \text{ cmd } \underline{\text{endif}}$
--

Produktion

nicht-terminal Symbole

terminal Symbole

μ Deutsch

Satz ::= Subjekt Praedikat Objekt .

Subjekt ::= Vogel

Subjekt ::= Katze

Objekt ::= Subjekt

Praedikat ::= frisst

Satz

\Rightarrow Subjekt Praedikat Objekt .

\Rightarrow Vogel Praedikat Objekt .

\Rightarrow Vogel Praedikat Subjekt .

\Rightarrow Vogel Praedikat Katze .

\Rightarrow Vogel frisst Katze .

Eine Kontextfreie Grammatik ist ein 4-Tuple (V, Σ, R, S) mit

1. V : Alphabet der NTS (nicht-terminal symbole)
2. Σ : Alphabet der TS (terminal symbole)
3. R : endliche Menge von Produktionen
Produktion $\in V \times (V \cup \Sigma)^*$
4. $S \in V$: Startsymbol

Herleitung, Sprache

Seien $u, v, w \in (V \cup \Sigma)^*$, $A \xRightarrow{::=} w \in R$

Dann $uAv \Rightarrow uww$

\downarrow
"leitet her"

u leitet v her, $u \Rightarrow^* v$, falls $u = v$

oder es gibt eine Folge

$$u \Rightarrow u_1 \Rightarrow u_2 \Rightarrow \dots \Rightarrow u_k \Rightarrow v$$

Sei $G = (V, \Sigma, R, S)$

Dann ist

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

Beispiel

$L = \{0^n \# 1^n \mid n \geq 0\}$ nicht regulär

$$\Sigma = \{0, 1, \#\}$$

$$A \rightarrow 0A1$$

$$A \rightarrow \#$$

A

\Rightarrow

$0A1$

\Rightarrow

$00A11$

\Rightarrow

\dots

$$= \{\#, 0\#1, 00\#11, 000\#111, \dots\}$$

7 Siebte Woche

7.1 Turing Maschinen

Satz

Jede reguläre Sprache ist Kontextfrei

□

Beweis-Idee

DFA:

<skizze>

$$R_1 \rightarrow 0R_1 \mid 1R_2$$

$$R_2 \rightarrow 0R_3 \mid 1R_2 \mid \epsilon$$

$$R_3 \rightarrow 0R_2 \mid 1R_2$$

$$\overline{L} = \Sigma^* - L$$

<skitze>

Turing Maschine

Alan Turing (1912 - 1954)
 \hookrightarrow ACM Turing Award

<skitze>

Turing-Maschine 7-Tupel

$(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_{acc}, q_{rej})$

1. Q : endliche Menge von Zuständen
 $|Q| \geq 2$ (mind. acc und rej)
2. Σ : Eingabealphabet, Blank $\sqcup \notin \Sigma$ (gehört nicht zur Eingabe)
3. Γ : Bandalphabet, $\sqcup \in \Gamma$, $\Sigma \subset \Gamma$
4. $\delta : (Q - \{q_{acc}, q_{rej}\}) \times \Gamma \xrightarrow{total} Q \times \Gamma \times \{L, R\}$
5. $q_0 \in Q$: Startzustand
6. $q_{acc} \in Q$: akzeptierende Zustand

$$q_{acc} \neq q_{rej}$$

7. $q_{rej} \in Q$: verwerfender Zustand

8 Achte Woche

8.1 Turing Erkennbarkeit / Entscheidbarkeit

TM (Turing Maschine) M akzeptiert (verwirft) Eingabe $w \in \Sigma^*$, falls eine Folge von Konfigurationen existiert C_1, C_2, \dots, C_k mit

1. C_1 ist die Startkonfiguration
2. C_i liefert C_{i+1} gemäss Bewegungen gemäss δ
3. C_k ist akzeptierend (verwerfend)

□

Beispiel

TM, die $A = \{0^{2^n} \mid n \geq 0\}$, also
 $A = \{0, 00, 0000, 00000000, \dots\}$

$$\Sigma = \{0\}$$

$$\Gamma = \{0, \sqcup, x\}$$

$$Q = \{q_1, \dots, q_5, q_{acc}, q_{rej}\}$$

$$Q' = Q - \{q_{acc}, q_{rej}\}$$

$$\delta : Q' \times \Gamma \xrightarrow{total} Q \times \Gamma \times \{L, R\}$$

Sei M eine TM ueber Σ

$L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid M \text{ akzeptiert } w\}$ ist die von M erkannte Sprache

M partitioniert Σ^*

(1) Solange M laeuft, wissen wir nicht ob zu anhalten wird, oder weiterlaufen wird

Sei $w \in acc$. Dann haelt M an. Dann weiss man, dass $w \in acc$.
Sei $w \in rej$. Analog. Sei $w \in \infty$. Dann laeuft M ∞ lange.

Mit (1) weiss man nie, dass $w \in \infty$

Super waere eine Maschine H , die immer haelt und sagt, ob eine Maschine M auf eine Eingabe w haelt oder nicht

Sei M eine TM ueber Σ

$L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid M \text{ akzeptiert } w\}$ ist die von M erkannte Sprache

Sprache L heisst Turing-erkennbar (rekursiv-aufzaehlbar, semi-entscheidbar), falls eine TM gibt, die L erkennt

Sprache L heisst Turing-entscheidbar (rekursiv, entscheidbar), falls eine TM gibt, die L erkennt und auf jeder Eingabe haelt

Beispiel: M_2 Entscheider, M_2^∞ nicht (aber Erkenner)

$$L(M_2) = \{0^{2^n} \mid n \geq 0\}$$

$$L(M_2^\infty) = L(M_2)$$

Wenn Sprache Turing-entscheidbar, dann erst recht erkennbar
