

Theoretische Informatik

Zusammenfassung

SoSe2024

Inhaltsverzeichnis

1	Allgemein	3
1.1	Alphabete und Wörter	3
1.2	Grammatiken	3
2	Chomsky-Hierarchie	4
2.1	Typ 0 (\mathcal{L}_0) - Phrasenstrukturgrammatiken	4
2.2	Typ 1 (\mathcal{L}_1) - Kontextsensitive Grammatiken	4
2.3	Typ 2 (\mathcal{L}_2) - Kontextfreie Grammatiken	4
2.4	Typ 3 (\mathcal{L}_3) - Reguläre Grammatik	4
3	Deterministischer Endlicher Automat (DEA)	5
4	Nicht-deterministischer Endlicher Automat (NEA)	6
5	Äquivalenz von DEA und NEA	7
5.1	Satz von Rabin und Scott	7
5.2	Potenzmengenkonstruktion ($\text{NEA} \rightarrow \text{DEA}$)	7
6	Regex	8
6.1	Satz von Kleene	8
7	Pumping Lemma	9
8	Satz von Myhill und Nerode	10
9	Minimalautomaten	12
9.1	Table-Filling-Algorithmus	12
10	Kontextfreie Sprachen (\mathcal{L}_2)	13
10.1	Chomsky Normalform (CNF)	13
10.2	Greibach Normalform	13
10.3	Konvertierung	13

11 Kellerautomaten	14
11.1 CFG zu Kellerautomat	15
12 CYK-Algorithmus	16
13 Turing-Maschine	17
13.1 Linear beschränkte Turing-Maschine	18
14 Satz von Kuroda	18
15 Berechnungskomplexität	19
15.1 Zeitkomplexität	19
15.2 Platzkomplexität	19
16 Komplexitätstheorie	19
16.1 Zeitkomplexität	19
16.2 Gödelisierung	19

1 Allgemein

1.1 Alphabete und Wörter

- Ein Alphabet Σ ist eine endliche Menge unterscheidbarer Symbole
- Element $\sigma \in \Sigma$ ist ein Zeichen des Alphabets Σ
- Jedes Element $\omega \in \Sigma^*$ ist ein Wort über Σ
- ε = Leeres Wort
- Σ^* : Menge aller Wörter über Σ
- Σ^+ : Menge aller Wörter über Σ mit mind. 1 Element
- $|\omega|$: Länge eines Wortes ($|\varepsilon| = 0$)

1.2 Grammatiken

Eine Grammatik G ist ein 4-Tupel (V, Σ, P, S) :

- V : endliche Menge an Nicht-Terminal-Symbolen
- Σ : endliche Menge an Terminal-Symbolen ($V \cap \Sigma = \emptyset$)
- P : endliche Menge an Produktionsregeln
- S : Startsymbol ($S \in V$)

2 Chomsky-Hierarchie

2.1 Typ 0 (\mathcal{L}_0) - Phrasenstrukturgrammatiken

- Beliebige Kombination aus T- und NT-Symbolen

2.2 Typ 1 (\mathcal{L}_1) - Kontextsensitive Grammatiken

- $|l| \leq |r|$
- Länge des Wortes steigt
- $S \rightarrow \varepsilon$ erlaubt, wenn S auf **keiner** rechten Seite einer Regel steht!

Beispiel:

$$S \rightarrow S' \mid \varepsilon$$

$$S' \rightarrow aS'Bc \mid abc$$

$$cB \rightarrow Bc$$

$$bB \rightarrow bb$$

Das Nichtterminal S' braucht man nur, damit die Bedingung der Sonderregel erfüllt ist. Das Nichtterminal B wird mal zur Satzform Bc und mal zu bb, je nachdem ob B im **Kontext** c oder b steht.

2.3 Typ 2 (\mathcal{L}_2) - Kontextfreie Grammatiken

Beim Ableiten in Typ-1-Grammatiken muss man immer aufpassen, dass das Nichtterminal auch im richtigen Kontext steht. Das Erzeugen von Sätzen ist viel leichter, wenn die Grammatik kontextfrei ist.

Eine Grammatik G ist vom Typ 2, wenn sie vom Typ 1 ist und zusätzlich auf der linken Seite jeder Regel genau **ein** Nichtterminal steht!

- $l \in V$
- $X \rightarrow \varepsilon$ immer erlaubt

2.4 Typ 3 (\mathcal{L}_3) - Reguläre Grammatik

Eine Grammatik G ist vom Typ 3, wenn sie vom Typ 2 ist und zusätzlich folgende Regeln hat:

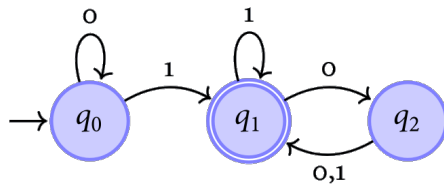
- $A \rightarrow b$
- $A \rightarrow bC$
- $A \rightarrow \varepsilon$

3 Deterministischer Endlicher Automat (DEA)

Eine DEA M ist ein 5-Tupel $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$:

- Q : endliche Zustandsmenge
- Σ : endliches Alphabet
- $\delta: Q \times \Sigma \rightarrow Q$ Übergangsfunktionen
- q_0 : Startzustand
- F : Menge der akzeptierten Endzustände

Beispiel:



- $Q = \{q_0, q_1, q_2\}$
- $\Sigma = \{0, 1\}$
- $q_0 = q_0$
- $F = q_2$
- δ :

$$\delta(q_0, 0) = q_0$$

$$\delta(q_0, 1) = q_1$$

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

$$\delta(q_1, 1) = q_1$$

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

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

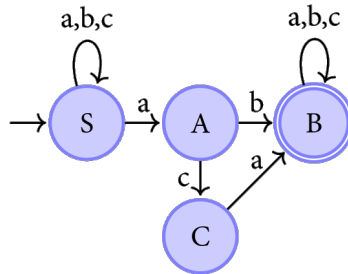
4 Nicht-deterministischer Endlicher Automat (NEA)

Eine NEA M ist ein 5-Tupel $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$:

- Q : endliche Zustandsmenge
- Σ : endliches Alphabet
- $\delta: Q \times \Sigma \rightarrow Q$ Übergangsfunktionen
- q_0 : Menge der Startzustände
- F : Menge der akzeptierten Endzustände

Beispiel:

$S \rightarrow aS \mid bS \mid cS \mid aA$
 $A \rightarrow bB \mid cC$
 $B \rightarrow aB \mid bB \mid cB \mid \varepsilon$
 $c \rightarrow aB$



5 Äquivalenz von DEA und NEA

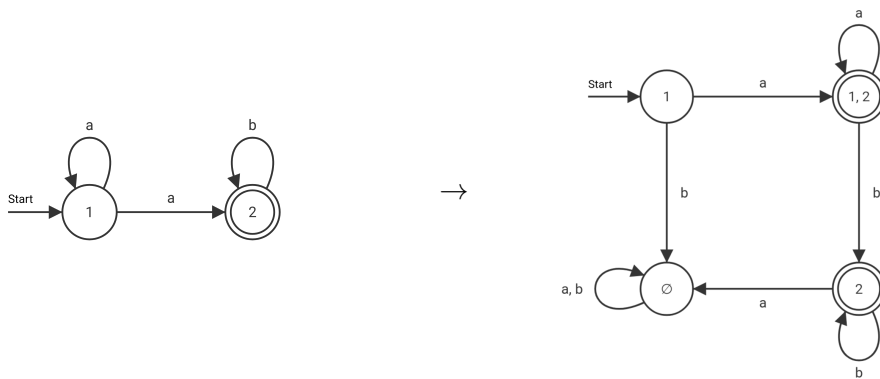
5.1 Satz von Rabin und Scott

Jede von einem NEA akzeptierte Sprache L ist auch von einem DEA akzeptierbar.

5.2 Potenzmengenkonstruktion (NEA \rightarrow DEA)

Potenzmenge ist die Menge aller Teilmengen

Beispiel:



1. Potenzmenge bilden, $\mathcal{P}\{1, 2\} = \{\{\emptyset\}, \{1\}, \{2\}, \{1, 2\}\}$
2. Jede Teilmenge ist Zustand des DEA
3. Wohin kommt man von von jedem NEA Zustand?
 - $\delta(\{1\}, a) = 1 \wedge 2 \rightarrow \{1, 2\}$
 - $\delta(\{1\}, b) = \{\emptyset\}$
 - $\delta(\{2\}, a) = \{\emptyset\}$
 - $\delta(\{2\}, b) = \{2\}$
 - $\delta(\{2\}, b) = \{2\}$
 - $\delta(\{1, 2\}, a) = \delta(\{1\}, a) \cup \delta(\{2\}, a) = 1 \wedge 2 \cup \emptyset = \{1, 2\}$
 - $\delta(\{\emptyset\}, a) \wedge \delta(\{\emptyset\}, b) = \emptyset \rightarrow \{\emptyset\}$
4. Startzustand bleibt gleich
5. Jede Teilmenge, in der der ursprüngliche Endzustand vorkommt, wird wieder zum Endzustand, $F = 2 \rightarrow F' = \{\{2\}, \{1, 2\}\}$

6 Regex

- `.` : Beliebiges einzelnes Zeichen außer Zeilenumbruch
- `*` : Null oder mehr Wiederholungen
- `+` : Eine oder mehr Wiederholungen
- `{n}` : Genau n Wiederholungen
- `{n,}` : Mindestens n Wiederholungen
- `{n, m}` : Zwischen n und m Wiederholungen
- `[]` : Zeichenklasse (z.B. `[a-z]` für alle Kleinbuchstaben)
- `[^]` : Negierte Zeichenklasse

Email-Adressen: `[a-zA-Z0-9._%+-]+@[a-zA-Z0-9.-]+\.[a-zA-Z]{2,}`

6.1 Satz von Kleene

Die Menge der durch reguläre Ausdrücke (Regex) beschreibbaren Sprachen ist genau die Menge der regulären Sprachen.

→ Alle endlichen Sprachen sind durch reguläre Ausdrücke beschreibbar

7 Pumping Lemma

- Wenn L erkennbar ist, dann existiert ein $p \in \mathbb{N}$
- sodass für alle Wörter $w \in L$ mit $|w| \geq p$ gilt:
- Es gibt eine Zerlegung $w = xyz$ mit $y \neq \varepsilon$ und $|xy| \leq p$,
- sodass für alle $i \in \mathbb{N}$ gilt:
- $xy^iz \in L$

Beispiele:

$$L = \{w \in \{a, b\}^* \mid |w|_a > |w|_b\}$$

Also eine Sprache, die aus beliebig vielen a und b besteht, aber immer mehr a als b hat.

Sei $p \in \mathbb{N}$ gegeben

Da unser Wort $|w| \geq p$ sein muss, bietet sich $a^{p+1}b^p$ an.

Da $|xy| \leq p$ gilt, besteht xy also nur aus a.

Mit der Zerlegung in $w = xy^iz$ und $i = 0$, hätte man $|xz|_a \leq |xz|_b$, also weniger a als b.

$$L = \{a^{n^2} \mid n \in \mathbb{N}\}$$

Sei $p \in \mathbb{N}$ gegeben

Da unser Wort $|w| \geq p$ sein muss, bietet sich $w = a^{p^2}$ an.

Sei Zerlegung $w = xy^iz$ mit $|xy| \leq p$ gegeben.

Erstes Wort ist $p^2 = |xyz|$

Nächst größere Wort ist $(p+1)^2 = p^2 + 2p + 1$

Setze $i=2$, betrachte xy^2z :

$$|xyz| < |xy^2z|$$

$$\begin{aligned} |xy^2z| &= |xyz| + |y| \\ &\leq p^2 + p \quad (\text{Da } y \text{ nach } |xy| \leq p \text{ höchsten Länge } p \text{ hat}) \end{aligned}$$

$$p^2 + p < p^2 + 2p + 1$$

Somit $xy^2z \notin L$

8 Satz von Myhill und Nerode

Eine Sprache L ist genau dann regulär, wenn der Index R_L endlich ist, also wenn es endlich viele Äquivalenzklassen gibt!

$$xR_Ly \Leftrightarrow [\forall w \in \Sigma^* : xw \in L \Leftrightarrow yw \in L]$$

Beispiele:

$$L = \{w \in \{a, b\}^* \mid w \text{ enthält gerade Anzahl von a's}\}$$

→ Beliebige Kombination aus a's und b's, aber immer eine gerade Anzahl an a's.

1. Äquivalenzklassen bestimmen
 - Wörter mit gerade Anzahl an a's
 - Wörter mit ungerade Anzahl an a's
2. Endliche Anzahl an Äquivalenzklassen und somit regulär

$$L = \{w \in \{0, 1\}^* \mid w \text{ enthält die Unterfolge 01}\}$$

1. Äquivalenzklassen bestimmen
 - $[\varepsilon]$ Wörter, die noch keine 0 enthalten
 - $[0]$ Wörter, die mindesten eine 0 enthalten, aber noch keine 01
 - $[1*]$ Wörter, die mindesten eine 1 enthalten, aber keine 01
 - $[01]$ Wörter, die mindestens ein 01 enthalten haben
2. Endliche Anzahl an Äquivalenzklassen und somit regulär

$$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$$

1. Zeigen dass gilt: $xz \in L \Leftrightarrow yz \in L$
2. Betrachten wir Wörter der Forma a^i und a^j mit $i \neq j$. Sei $i < j$, dann:
 - Wenn $z = b^i$, dann ist $a^i b^i \in L$
 - Wenn $z = b^i$, dann ist $a^j b^i \notin L$, weil $i < j$
3. Da es immer möglich ist, ein z zu finden, das a^i und a^j unterschiedlich behandelt, sind a^i und a^j nicht äquivalent!
4. Für jedes $n \geq 0$ ist a^n in einer eigenen Äquivalenzklasse
5. Dies bedeutet, dass es unendlich viele unterschiedliche Äquivalenzklassen gibt, nämlich eine für jedes n !
6. Folgt: L ist nicht regulär

$$L = \{a^p \mid p \text{ ist eine Primzahl} \}$$

1. Zeigen dass gilt: $xz \in L \Leftrightarrow yz \in L$
2. Betrachten wir Wörter der Forma a^i und a^j mit $i \neq j$. Sei i eine Primzahl und j nicht, dann:
 - $a^i \in L$ (weil i eine Primzahl ist)
 - $a^j \notin L$ (weil j keine Primzahl ist)
3. Für jedes $n \geq 2$, das eine Primzahl ist, und jedes m , das keine Primzahl ist:
 $a^n \equiv_L a^m \Leftrightarrow n = m$
4. Dies bedeutet, dass es unendlich viele unterschiedliche Äquivalenzklassen gibt, nämlich eine für jede Primzahl
5. Folgt: L ist nicht regulär


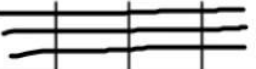

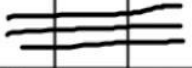

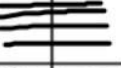



9 Minimalautomaten

9.1 Table-Filling-Algorithmus

Nur für DEAs!

1. Eventuell nicht erreichbare Zustände entfernen
2. Tabelle aus Zuständen erstellen $\{q, q'\}, q \neq q'$
3. Zustandspaar markieren, bei dem immer **ein** Zustand ein Endzustand ist
4. Wiederhole solange, bis keine Markierungen mehr dazu kommen
 - Für jedes unmarkierte Paar $\{q, q'\}$ und jeden Buchstaben $a \in \Sigma$
 - Wenn $\{\delta(q, a), \delta(q', a)\}$ markiert ist, dann das Paar $\{q, q'\}$ selbst markieren
5. Verschmelze unmarkierte Zustandspaare

Beispiel Tabelle $\{q, q'\}, q \neq q'$:

z0					
z1					
z2					
z3					
z4					
	z0	z1	z2	z3	z4

10 Kontextfreie Sprachen ($\mathcal{L}2$)

10.1 Chomsky Normalform (CNF)

Regeln müssen folgende Formen haben:

- $A \rightarrow BC$
- $A \rightarrow a$
- $S \rightarrow \varepsilon$

10.2 Greibach Normalform

Eine ε -freie, kontextfrei Grammatik mit folgenden Regeln:

- $A \rightarrow aB_1B_2B_3\dots B_k$
- $k \geq 0$

10.3 Konvertierung

!!!TODO!!!

11 Kellerautomaten

Ein Kellerautomat (PDA) M ist ein 6-Tupel $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, \#)$:

- Q : endliche Zustandsmenge
- Σ : endliches Bandalphabet
- Γ : endliches Kelleralphabet
- δ : Übergangsfunktionen
- q_0 : Startzustand ($q_0 \in Q$)
- $\#$: Ursprüngliches Kellersymbol ($q_0 \in \Gamma$)

Akzeptanz:

- Kein akzeptierender Endzustand!
- Akzeptanzkriterien für Wörter $x \in \Sigma^*$:
 1. Wort komplett gelesen
 2. Keller (Stack leer)

Nicht-Determinismus:

- Mehrere simultane Übergänge möglich
- Spontane Übergänge ($a = \varepsilon$) möglich

Konfiguration eines PDA gegeben durch 3-Tupel (Q, Σ^*, Γ^*) :

- $q \in Q$: Momentaner Zustand
- $w' \in \Sigma^*$: Noch zu lesender Anteil der Eingabe
- $\gamma \in \Gamma^*$: Aktueller Kellerinhalt

Übergangsfunktion:

- $\delta(q, a, A) \ni (q', B_1 B_2 \dots B_k)$
- Wenn Automat in Zustand q ist, das Symbol a liest und A oben auf Stack liegt, wechselt er in Zustand q' und ersetzt das A auf dem Stack durch $B_1 B_2 \dots B_k$

11.1 CFG zu Kellerautomat

Beispiel:

$$S \rightarrow ASbb \mid bT$$

$$T \rightarrow Tba \mid Sb \mid \varepsilon$$

Kellerautomat besteht aus nur einem Zustand!

Übergangsfunktionen:

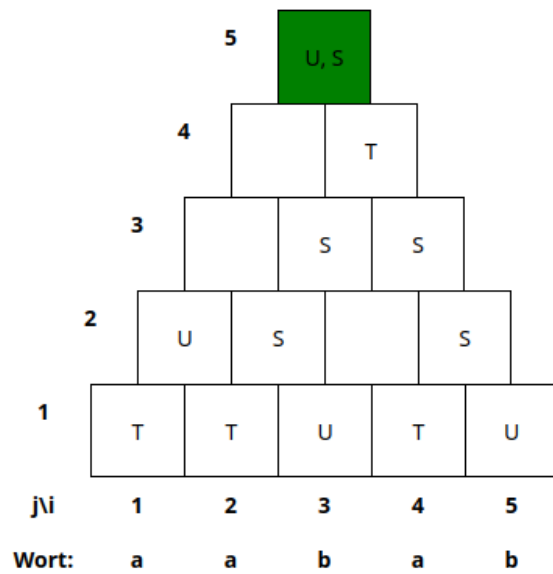
- $\delta(q_0, \varepsilon, S) = (q_0, aSbb)$
- $\delta(q_0, \varepsilon, S) = (q_0, bT)$
- $\delta(q_0, \varepsilon, T) = (q_0, Tba)$
- $\delta(q_0, \varepsilon, T) = (q_0, Sb)$
- $\delta(q_0, \varepsilon, T) = (q_0, \varepsilon)$
- $\delta(q_0, a, a) = (q_0, \varepsilon)$
- $\delta(q_0, b, b) = (q_0, \varepsilon)$

12 CYK-Algorithmus

Beispiel:

- $S \rightarrow ST \mid TU \mid US$
- $T \rightarrow SS \mid a$
- $U \rightarrow TT \mid b$

Wort: **aabab**



Nur wenn S (Startsymbol) ganz oben in der Pyramide steht, wird das Wort akzeptiert!

13 Turing-Maschine

Eine Turing-Maschine M ist ein 7-Tupel $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, \square, F)$:

- Q : endliche Zustandsmenge
- Σ : endliches Eingabealphabet
- Γ : endliches Arbeitsalphabet ($\Sigma \subset \Gamma$)
- δ : Übergangsfunktionen
- q_0 : Startzustand ($q_0 \in Q$)
- \square : Blank-Symbol ($\square \in \Gamma - \Sigma$)
- F : Menge der Endzustände

Übergangsfunktionen:

- Deterministisch: $\delta(q, a) = \delta(q', b, x)$
 1. M befindet sich in Zustand q und liest a vom Band
 2. M geht in Zustand q' über und ersetzt das a mit einem b
 3. M führt Kopfbewegung $x \in \{l, n, r\}$
- Nicht-deterministisch: $\delta(q, a) \ni \delta(q', b, x)$

Konfiguration einer TM ist ein Wort $k \in \Gamma^* Q \Gamma^*$:

$$k = \alpha q \beta$$

$$k = \alpha_1 \dots \alpha_m q \beta_1 \dots \beta_n$$

- q : Aktueller Zustand
- α : Wort links des Schreib/Lese-Kopfes
- β : Wort rechts des Kopfes

Startkonfiguration $q_0 \vec{w}$:

- $w \in \Sigma^*$ steht auf Band
- M in Zustand q_0
- S/L-Kopf steht auf erstem Buchstaben von w
- Restliches Band mit Blanks \square befüllt

13.1 Linear beschränkte Turing-Maschine

Eine Turing Maschine M ist linear beschränkt, wenn $|\vec{w}| < \infty$, also endlich ist.

14 Satz von Kuroda

Die von linear beschränkten, nicht-deterministischen Turing-Maschinen akzeptierbaren Sprachen sind genau die kontextsensitiven Sprachen \mathcal{L}_1

15 Berechnungskomplexität

15.1 Zeitkomplexität

$T_M(\vec{x}) \equiv$ Anzahl der Schritte des Automaten mit Eingabe $\vec{x} \in \Sigma^*$

15.2 Platzkomplexität

$S_M(\vec{x}) \equiv$ Anzahl *verschiedener* Zellen, die der Automat bei Eingabe $\vec{x} \in \Sigma^*$ besucht

16 Komplexitätstheorie

16.1 Zeitkomplexität

- **P**: Von einer Deterministischen Turing-Maschine in polyzeit Lösbar
- **NP**: Von einer Nicht-deterministischen Turing-Maschine in polyzeit Lösbar

16.2 Gödelisierung

Beispiel:

Angenommen, wir haben ein formales System mit den Symbolen $\{a, b, c\}$ denen wir die Zahlen $\{1, 2, 3\}$ zugeordnet haben. Eine Sequenz der Symbole 'a, b, c' wird dann wie folgt codiert:

- $a \rightarrow 1$
- $b \rightarrow 2$
- $c \rightarrow 3$

Die Sequenz 'a, b, c' wird zu der Zahl $2^1 \times 2^2 \times 3^3 = 2 \times 9 \times 27 = 486$ codiert.