

# Zusammenfassung Theo-Info

© Tim Baumann, <http://timbaumann.info/uni-spicker>

## Reguläre Sprachen

*Definition.* Ein **DFA** ist ein Tupel  $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  mit

- Einer **Zustandsmenge**  $Q$  (endlich)
- Einem **Eingabealphabet**  $\Sigma$  (endlich)
- Einer **Übergangsfunktion**  $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$
- Einem **Startzustand**  $q_0 \in Q$
- Einer Menge von **akzeptierenden Zuständen**  $F \subset Q$

*Definition.* Ein **NFA** ist ein Tupel  $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  mit den gleichen Komponenten wie ein DFA, aber die Übergangsfunktion hat eine andere Quellmenge:  $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\epsilon\}) \rightarrow Q$ .

**Algorithmus.** Umformung eines NFA  $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  zu einem äquivalenten DFA

Bezeichne mit  $E(P)$  für  $P \subset Q$  die Menge der durch  $\epsilon$ -Übergänge erreichbaren Zustände. Konstruiere dann den DFA folgendermaßen:

- Zustandsmenge:  $\mathcal{P}(Q)$
- Übergangsfunktion schickt  $\{q_1, \dots, q_n\}$  bei Eingabe  $a$  auf  $E(\{\delta(q_1, a), \dots, \delta(q_n, a)\})$
- Startzustand:  $E(\{q_0\})$
- Akzeptierte Zustände: alle Teilmengen  $A \subset Q$  mit  $A \cap F \neq \emptyset$

*Definition.* **Reguläre Ausdrücke** sind induktiv wie folgt definiert:

Regulärer Ausdruck $e$	Wert $L(e)$
$\emptyset$	$\emptyset$
$\epsilon$	$\{\epsilon\}$
$a$ (für ein $a \in \Sigma$ )	$\{a\}$
$e_1 \cdot e_2$	$L(e_1) \cdot L(e_2)$
$e_1 + e_2$	$L(e_1) \cup L(e_2)$
$(e_1)^*$	$L(e_1)^*$

**Satz.** Der Wert jedes regulären Ausdrucks ist eine reguläre Sprache. (Beweis durch Induktion)

**Satz.** Jede reguläre Sprache  $L$  ist Wert eines regulären Ausdrucks

*Beweis.* Sei  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  ein DFA, der  $L$  entscheidet. Sei o.E.  $\Sigma = \{1, \dots, m\}$ . Bezeichne mit  $L_k(p, q)$  mit  $k, p, q \in \{1, \dots, m\}$  die Sprache, die alle Wörter enthält, die den Automaten  $M$  von Zustand  $p$  in den Zustand  $q$  bringen nur unter Benutzung von Zwischenzuständen in  $\{1, \dots, k\}$ . Durch Induktion über  $k$  sieht man dann, dass all diese Sprachen regulär sind und es gilt  $L = \bigcup_{q \in F} L_m(q_0, q)$ .

Induktionsanfang:  $L_0(p, q) = \{a \in \Sigma \mid \delta(p, a) = q\} \cup \{\epsilon \mid p = q\}$

Induktionsschritt:  $L_k(p, q) = L_{k-1}(p, k) \cdot L_{k-1}(k, k)^* \cdot L_{k-1}(k, q)$   $\square$

*Definition.* Sei  $L$  eine Sprache über einem Alphabet  $\Sigma$ . Dann ist die **Nerode-Relation** für  $L$  wie folgt definiert:

$(u \equiv_L v) :\Leftrightarrow (\forall z \in \Sigma^* : uz \in L \Leftrightarrow vz \in L)$ .

Die Anzahl der Äquivalenzklassen dieser Relation wird der **Nerode-Index** von  $L$  genannt.

**Algorithmus.** Konstruktion des **Nerode-Automaten** zu einer Sprache  $L$  mit endlichem Nerode-Index:

- $Q$ : Menge der Äquivalenzklassen  $\{[u] \mid u \in \Sigma^*\}$
- $\delta([u], a) = [ua]$  für  $u \in \Sigma^*$  und  $a \in \Sigma$
- $q_0 = [\epsilon]$
- $F = \{[u] \mid u \in L\}$

*Bemerkung.* Der Nerode-Automat für eine Sprache  $L$  ist minimal. Eine Sprache ist genau dann regulär, wenn ihr Nerode-Index endlich ist.

**Satz (Pumping-Lemma).** Sei  $L$  eine reguläre Sprache. Dann gibt es ein  $t \in \mathbb{N}$ , sodass jedes Wort  $w \in L$  mit Länge mindestens  $t$  als  $w = uvx$  geschrieben werden kann, wobei gilt:

- $uv^i x \in L$  für alle  $i \in \mathbb{N}$
- $v \neq \epsilon$
- $|uv| \leq t$

## Kontextfreie Sprachen

*Definition.* Eine **kontextfreie Grammatik** (CFG) ist ein Tupel  $(V, \Sigma, P, S)$  mit

- Einer endlichen Menge von Variablen bzw. Nichtterminalen  $V$
- Einer von  $V$  disjunkten, endlichen Menge von Terminalen  $\Sigma$
- Einer endlichen Menge von Produktionen  $P$ . Eine Produktion hat die Form  $A \rightarrow \alpha$ , wobei  $\alpha \in (V \cup \Sigma)^*$
- Einem Startsymbol  $S \in V$

*Definition.* Falls in einer Grammatik  $G = (V, \Sigma, P, S)$  die Produktion  $(A \rightarrow \beta)$  vorkommt, so sagt man, dass sich  $\alpha\beta\gamma$  aus  $\alpha S \gamma$  **ableiten** lässt (geschrieben:  $\alpha\beta\gamma \Rightarrow \alpha S \gamma$ ). Wenn sich ein Wort  $v$  aus einem Wort  $w$  in einem oder mehr, beliebig vielen oder genau  $m$  vielen Schritten ableiten lässt, so schreibt man  $w \xRightarrow{+} v$ ,  $w \xRightarrow{*} v$  bzw.  $w \xRightarrow{m} v$ .

*Definition.* Ein Wort  $\alpha$  über  $V \cup \Sigma$  mit  $S \xRightarrow{*} \alpha$  nennt man eine **Satzform**.

*Definition.* Ein Wort  $w \in \Sigma^*$  wird von  $G$  **generiert**, wenn  $S \xRightarrow{*} w$ . Die Sprache aller Wörter über  $\Sigma$ , die von  $G$  generiert werden, heißt die von  $G$  erzeugte Sprache. Eine Sprache heißt **kontextfrei**, wenn sie von einer kontextfreien Grammatik erzeugt wird.

*Definition.* Eine CFG  $G$  heißt **mehrdeutig**, wenn es eine Wort in  $L(G)$  gibt, das der Ertrag von zwei verschiedenen Syntaxbäumen ist. Wenn dies nicht der Fall ist, so heißt die CFG **eindeutig**.

*Definition.* Eine CFG ist in **Chomsky-NF**, wenn jede Produktion eine der folgenden Formen hat:

- $A \rightarrow a$  mit  $a \in \Sigma$
- $A \rightarrow BC$  mit  $B, C \in V$

**Algorithmus.** Sei  $G$  eine CFG und  $L = L(G)$ . Dann gibt es eine CFG  $G'$  in Chomsky-NF, die  $L \setminus \{\epsilon\}$  erzeugt. Ändere dafür  $G$  schrittweise wie folgt:

1. Elimination von  $\epsilon$ -Produktionen
2. Elimination von Einheitsproduktionen (Produktionen der Form  $A \rightarrow B$  mit  $A, B \in V$ )
3. Auslagerung der Produktion von Terminalen (führe für jedes verwendete Terminal  $a \in \Sigma$  ein neues Nichtterminal  $P_a$  und die Produktion  $P_a \rightarrow a$  ein)
4. Aufsplitten von Produktionen mit mehr als zwei Variablen auf der rechten Seite

*Definition.* Eine CFG ist in **Greibach-NF**, wenn jede Produktion in  $P$  die Form  $A \rightarrow a\alpha$  hat, mit  $a \in \Sigma$  und  $\alpha \in V^*$ .

**Satz.** Sei  $L$  eine kontextfreie Sprache. Dann wird  $L \setminus \{\epsilon\}$  von einer Grammatik in Greibach-NF erzeugt.

*Definition.* Ein **Kellerautomat** ist ein Tupel  $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, F)$  für das gilt:

- $Q, \Sigma, \Gamma, q_0$  und  $F$  haben die gleiche Bedeutung und Definition wie beim DFA.
- $\Gamma$  ist eine endliche Menge, das **Kelleralphabet**.
- Die Übergangsfunktion  $\delta$  verläuft von  $Q \times (\Sigma \cup \{\epsilon\}) \times (\Gamma \cup \{\epsilon\})$  nach  $\mathcal{P}(Q \times (\Gamma \cup \{\epsilon\}))$ .

*Bemerkung.* Kellerautomaten arbeiten nichtdeterministisch und müssen nicht auf jeder Eingabe halten.

**Satz.** Eine Sprache ist genau dann kontextfrei, wenn sie von einem Kellerautomaten akzeptiert wird.

**Satz (Ogdens Lemma).** Sei  $L$  eine kontextfreie Sprache. Dann gibt es ein  $t \in \mathbb{N}$ , sodass jedes Wort  $w \in L$ , in dem mindestens  $t$  Symbole markiert sind, in der Form  $w = uvxyz$  geschrieben werden kann, wobei gilt:

- $uv^i xy^i z \in L$  für alle  $i \in \mathbb{N}$
- $vy$  enthält mindestens ein markiertes Symbol.
- $vxy$  enthält höchstens  $t$  markierte Symbole.

# Turing-Maschinen

*Definition.* Eine **Turing-Maschine** (TM) ist ein Tupel  $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r, \sqcup)$  mit

- Einer Zustandsmenge  $Q$  (endlich)
- Einem Eingabealphabet  $\Sigma$  (endlich)
- Einem **Bandalphabet**  $\Gamma$  enthält  $\Sigma$
- Einer Übergangsfunktion  $\delta : Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{\leftarrow, \rightarrow\}$
- Einem Startzustand  $q_0 \in Q$
- Einem **akzeptierenden Zustand**  $q_a \in Q$
- Einem **verwerfenden Zustand**  $q_r \in Q$
- Einem Symbol  $\sqcup \in \Gamma \setminus \Sigma$

*Definition.* Eine **Konfiguration** einer Turing-Maschine ist ein Wort der Form  $\alpha q \beta$  mit  $\alpha, \beta \in \Gamma^*$ , wobei  $\beta$  nicht auf  $\sqcup$  endet, und  $q \in Q$ .

*Definition.* Seien  $\phi = \alpha q \beta$  und  $\phi' = \alpha' q' \beta'$  Konfigurationen einer Turing-Maschine  $M$ . Man schreibt  $\phi \xrightarrow{M} \phi'$  (gesprochen:  $\phi'$  ergibt sich aus  $\phi$ ), falls  $\delta(q, b) = (q', b', D)$  und  $\alpha b' \beta = \alpha' \beta'$  und der Kopf der Turing-Maschine in  $\phi'$  gegenüber  $\phi$  nur um eins verrückt ist gemäß der Richtung  $D$ .

*Definition.* Eine Turingmaschine **akzeptiert** eine Eingabe  $w \in \Sigma^*$ , wenn es eine abbrechende Folge von Konfigurationen  $C_0, \dots, C_t$  gibt, wobei  $C_0 = q_0 w$  die Anfangskonfiguration ist, jede weitere Konfiguration sich aus der vorherigen ergibt und der Zustand in der letzten Konfiguration der akzeptierende Zustand  $q_a$  ist.

*Bemerkung.* Zur Turingmaschine sind folgende Maschinen äquivalent, d.h. sie können auf TMs simuliert werden und TMs auf ihnen:

- **Mehrband-TMs:** Wie TMs, haben allerdings mehrere Bänder und je einen Lesekopf pro Band zur Verfügung, die unabhängig voneinander bewegt werden können.
- **Nichtdeterministische TMs:** Können mehrere Berechnungen gleichzeitig ausführen.
- **Random-Access-Maschinen:** Modell gängiger Computer mit CPU, Registern und RAM.

*Definition.* Folgende (partiellen) Funktionen sind  **$\mu$ -rekursiv**:

1. Die **Nachfolgerfunktion**  $\sigma : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}, x \mapsto x + 1$
2. Die **Konstantenfunktion**  $\kappa_c^k : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}, (x_1, \dots, x_k) \mapsto c$
3. Die **Projektionsfunktion**  $\pi_i^k : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}, (x_1, \dots, x_k) \mapsto x_i$
4. Die **Komposition von  $\mu$ -rekursiven Funktionen**  $f : \mathbb{N}^l \rightarrow \mathbb{N}$  und  $g_1, \dots, g_l : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ , also  $h : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}, (x_1, \dots, x_k) \mapsto f(g_1(x_1, \dots, x_k), \dots, g_l(x_1, \dots, x_k))$
5. Für  $k \geq 1$  und  $\mu$ -rekursive Funktionen  $f : \mathbb{N}^{k-1} \rightarrow \mathbb{N}$  und  $g : \mathbb{N}^{k+1} \rightarrow \mathbb{N}$  die Funktion

$$h : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}, (x_1, \dots, x_k) \mapsto \begin{cases} f(x_2, \dots, x_k), & \text{falls } x_1 = 0 \\ g(h(x_1 - 1, x_2, \dots, x_k), x_1 - 1, x_2, \dots, x_k) \end{cases}$$

6. Für  $k \geq 1$  und eine  $\mu$ -rekursive Funktion  $f : \mathbb{N}^{k+1} \rightarrow \mathbb{N}$  die partielle Funktion

$$h : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}, (x_1, \dots, x_k) \mapsto \min(M),$$

$$M := \{y \in \mathbb{N} \mid f(y, x_1, \dots, x_k) = 0 \text{ und } f(z, x_1, \dots, x_k) \text{ def. } \forall z < y\}$$

*Bemerkung.* Aus der obigen Definition ergibt sich, dass folgende Funktionen  $\mu$ -rekursiv sind:

- Die **Vorgängerfunktion**  $\sigma^{-1} : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}, x \mapsto \max\{0, x - 1\}$
- Die **Monusfunktion**  $\dot{-} : \mathbb{N}^2 \rightarrow \mathbb{N}, (x, y) \mapsto \max\{0, x - y\}$
- Seien  $If, Else : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}^l$   $\mu$ -rekursiv, dann auch

$$If : \mathbb{N}^{k+1} \rightarrow \mathbb{N}^l, (z, x_1, \dots, x_k) \mapsto \begin{cases} If(x_1, \dots, x_k), & \text{falls } z = 0 \\ Else(x_1, \dots, x_k), & \text{sonst} \end{cases}$$

- Die Funktionen min, plus, mal :  $\mathbb{N}^2 \rightarrow \mathbb{N}$

*Bemerkung.* Die Klasse der  $\mu$ -rekursiven Funktionen stimmt mit den von RAMs berechenbaren Funktionen überein.

*Definition.* Eine Sprache heißt **entscheidbar**, wenn sie von einer TM akzeptiert wird und die TM auf jeder Eingabe hält.

*Definition.* Eine Sprache heißt **semi-entscheidbar** oder rekursiv aufzählbar, wenn sie von einer TM akzeptiert wird.

**Satz.** Eine Sprache  $L$  ist genau dann entscheidbar, wenn  $L$  und  $\bar{L}$  semi-entscheidbar sind.

**Satz (Rice).** Sei  $S$  eine Teilmenge aller Sprachen über  $\Sigma^*$ . Gibt es TMs  $M_1$  und  $M_2$  mit  $L(M_1) \in S$  und  $L(M_2) \notin S$ , dann ist  $\{\langle M \rangle \mid L(M) \in S\}$  unentscheidbar.

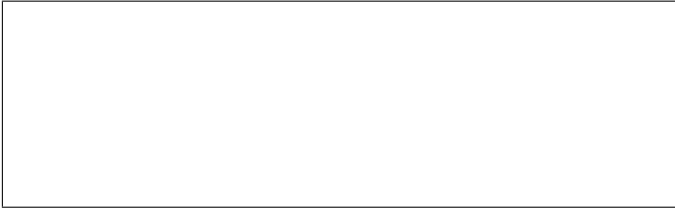
*Definition.* Eine **uneingeschränkte/allgemeine Grammatik**  $G$  ist ein Tupel  $(V, \Sigma, P, S)$  wie bei bei kontextfreien Grammatiken mit dem Unterschied, dass die Produktion die allgemeinere Form  $\alpha \rightarrow \beta$  mit  $\alpha \in (V \cup \Sigma)^+$  und  $\beta \in (V \cup \Sigma)^*$  besitzen.

*Bemerkung.* Ein unerwartet unentscheidbares Problem ist das sogenannte **Postsche Korrespondenzproblem** (Domino-Problem).

*Definition.* Sei  $M$  eine TM, die auf allen Eingaben hält. Die Funktion  $f$ , die jedem  $w \in \Sigma^*$  den Bandinhalt bis zum Kopf der TM nach Halten der TM zuordnet, heißt die von  $M$  **berechnete Funktion**.

*Definition.* Seien  $L_1$  und  $L_2$  Sprachen über  $\Sigma_1$  bzw.  $\Sigma_2$ . Man sagt, dass  $L_1$  auf  $L_2$  **abbildungsreduzierbar** ist (notiert  $L_1 \leq_m L_2$ ) wenn es eine berechenbare Funktion  $f : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$  gibt, sodass für all  $x \in \Sigma^*$  gilt:

$$x \in L_1 \Leftrightarrow f(x) \in L_2$$



**Satz.** Gilt  $L_1 \leq_m L_2$  für zwei Sprachen  $L_1$  und  $L_2$  und ist  $L_2$  (semi-)entscheidbar, so ist auch  $L_1$  (semi-)entscheidbar.

**Satz.** Eine Sprache  $L$  ist genau dann semi-entscheidbar, wenn sie von einer uneingeschränkten Grammatik generiert wird.

## Die Chomsky-Hierarchie

*Definition.* Eine **kontextsensitive Grammatik** ist eine allgemeine Grammatik mit der Einschränkung, dass in jeder Produktion die Länge der rechten Seite mindestens so groß ist wie die Länge der linken Seite.

**Satz.** Kontextsensitive Sprachen sind entscheidbar.

#	Sprachklasse	Grammatik	Automat
0	semi-entscheidbar	uneingeschränkt	Turing-Maschine (TM)
1	kontextsensitiv	kontextsensitiv	Linear beschränkte NTM
2	kontextfrei	CFG	Kellerautomat
3	regulär	(reguläre Ausdrücke)	DFA/NFA

*Bemerkung.* Zwischen den semi-entscheidbaren und den kontextsensitiven Sprachen gibt es die Zwischenklasse der entscheidbaren Sprachen, hier genannt  $D$ .

**Abschlusseigenschaften:**

#	$L_1 \cup L_2$	$L_1 \cap L_2$	$L_1 \cdot L_2$	$\bar{L}$	$L^*$
0	✓	✓	✓	✗	✓
D	✓	✓	✓	✓	✓
1	✓	✓	✓	✓	✓
2	✓	✗	✓	✗	✓
3	✓	✓	✓	✓	✓

**Beispielsprachen:**

Regulär:  $\{w \in \Sigma^* \mid |w| \text{ gerade}\}$   
Kontextfrei:  $\{0^n 1^n \mid n \geq 0\}, \{w \in \{0, 1\}^* \mid |w|_0 = |w|_1\}, \{0^n 1^m \mid 0 \leq n \leq m\}$   
Kontextsensitiv:  $\{0^n 1^n 2^n \mid n \in \mathbb{N}\}, \{a^q 0^n 1^m 2^p \mid q, n, m, p \in \mathbb{N}, q = 0 \vee n = m = p\}$   
Entscheidbar:  $\{w \# w \mid w \in \{0, 1\}^*\}, \{a^n b^m c^{n+m} \mid n, m \in \mathbb{N}\}, W_{CFG} = \{\langle G, w \rangle \mid G \text{ ist eine CFG und } G \text{ generiert } w\}$   
Semi-entscheidbar:  
 $W_{TM} = \{\langle M, w \rangle \mid M \text{ ist eine TM und } M \text{ akzeptiert } w\},$   
 $H_\epsilon = \{\langle M \rangle \mid M \text{ ist eine TM und } M \text{ hält auf } \epsilon\}$   
Nicht semi-entscheidbar:  
 $D = \{\langle M \rangle \mid M \text{ ist eine TM mit } \langle M \rangle \notin L(M)\},$   
 $Q_{TM} = \{\langle M_1, M_2 \rangle \mid M_1 \text{ und } M_2 \text{ sind TMs mit } L(M_1) = L(M_2)\}$