



Theoretische Grundlagen der Informatik

Vorlesung am 12.01.2023

Torsten Ueckerdt | 12. Januar 2023

■ Grammatiken

Beispiele

Grammatiken sind Regelsysteme, mit denen sich die Wörter einer vorgegebenen Sprache erzeugen lassen.

Beispiele

Grammatiken sind Regelsysteme, mit denen sich die Wörter einer vorgegebenen Sprache erzeugen lassen.

Beispiel 1 - Cliques

Die Sprache aller Graphen $G = (V, E)$, die eine Clique der Größe $\frac{|V|}{2}$ enthalten, lässt sich aufbauen durch:

- 1 Wahl der Zahl n für $|V|$
- 2 Wahl einer Teilmenge der Größe $\frac{|V|}{2}$
- 3 Zugabe aller Kanten zwischen Knoten aus dieser Teilmenge
- 4 Zugabe weiterer Kanten

Dieses Regelsystem ist an drei Stellen nichtdeterministisch: 1, 2 und 4.

Beispiele

Grammatiken sind Regelsysteme, mit denen sich die Wörter einer vorgegebenen Sprache erzeugen lassen.

Beispiel 2 - Arithmetische Ausdrücke

- a , $a + a$ und $a \cdot a$ sind arithmetische Ausdrücke (a Symbol aus Alphabet).
- falls A_1 und A_2 arithmetische Ausdrücke sind, so sind auch $(A_1) + (A_2)$ und $(A_1) \cdot (A_2)$ arithmetische Ausdrücke.

Die Klammern sind teilweise überflüssig.

Grammatiken

Eine **Grammatik** $G = (\Sigma, V, S, R)$ besteht aus vier Komponenten:

- Endliches **Alphabet** Σ (auch Terminalalphabet genannt);
- Endliche Menge V mit $V \cap \Sigma = \emptyset$ von **Variablen** (Nichtterminale);
- **Startsymbol** $S \in V$;
- Endliche Menge R von **Ableitungsregeln** (Produktionen);

Dabei ist eine Ableitungsregel ein Paar (ℓ, r) , wobei

- $\ell \in (V \cup \Sigma)^+$
- $r \in (V \cup \Sigma)^*$.

Wir schreiben oft auch $\ell \rightarrow r$.

Bedeutung:

Wenn in einem Wort z das Wort ℓ Teilwort von z ist, so darf ℓ durch r in z ersetzt werden.

Beispiel 1

Grammatik $G = (\Sigma, V, S, R)$ für die Menge aller arithmetischen Ausdrücke über a .

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

$$V = \{ S \}$$

$$R : S \rightarrow (S) + (S)$$

$$S \rightarrow (S) \cdot (S)$$

$$S \rightarrow a$$

$$S \rightarrow a + a$$

$$S \rightarrow a \cdot a$$

Beispiel einer Ableitung: $S \rightarrow (S) \cdot (S) \rightarrow (a + a) \cdot (a)$.

Bemerkungen

Notation

- Wir schreiben $w \rightarrow z$, wenn w durch Anwendung einer Ableitungsregel in z verwandelt wird.
- Wir schreiben $w \xrightarrow{*} z$, wenn w durch Anwendung einer oder mehrerer Ableitungsregeln in z verwandelt wird.

Erzeugte Sprache

- Die von einer Grammatik G **erzeugte Sprache** $L(G)$ ist die Menge aller Wörter $z \in \Sigma^*$, für die $S \xrightarrow{*} z$ gilt.
- Für das vorige **Beispiel 1** gilt also $(a + a) \cdot (a) \in L(G)$.

Beispiel 2

Gegeben ist die Grammatik $G = (\Sigma, V, S, R)$ mit

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

$$V := \{S\}$$

$$R := \{S \rightarrow 01, S \rightarrow 0S1\} \text{ wir schreiben dafür kurz } \{S \rightarrow 01|0S1\}$$

Welche Wörter erzeugt G , d.h. was ist $L(G)$?

Beispiel 2

Gegeben ist die Grammatik $G = (\Sigma, V, S, R)$ mit

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

$$V := \{S\}$$

$$R := \{S \rightarrow 01, S \rightarrow 0S1\} \text{ wir schreiben dafür kurz } \{S \rightarrow 01|0S1\}$$

Welche Wörter erzeugt G , d.h. was ist $L(G)$?

Beispiele einiger Ableitungen:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow 01|0S1 \rightarrow 01|0011|00S11 \\ &\rightarrow 01|0011|000111|000S111 \rightarrow \dots \end{aligned}$$

Beispiel 2

Gegeben ist die Grammatik $G = (\Sigma, V, S, R)$ mit

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

$$V := \{S\}$$

$$R := \{S \rightarrow 01, S \rightarrow 0S1\} \text{ wir schreiben dafür kurz } \{S \rightarrow 01|0S1\}$$

Welche Wörter erzeugt G , d.h. was ist $L(G)$?

Beispiele einiger Ableitungen:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow 01|0S1 \rightarrow 01|0011|00S11 \\ &\rightarrow 01|0011|000111|000S111 \rightarrow \dots \end{aligned}$$

Es gilt $L(G) = \{0^n 1^n \mid n \in \mathbb{N}\}$.

Beispiel 3

Gegeben ist die Grammatik $G = (\Sigma, V, S, R)$ mit

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

$$V := \{S, A, B\}$$

$$R := \{S \rightarrow A0|A1, \quad A \rightarrow B0, \quad B \rightarrow \varepsilon|B0|B1\}$$

Welche Wörter erzeugt G , d.h. was ist $L(G)$?

Beispiel 3

Gegeben ist die Grammatik $G = (\Sigma, V, S, R)$ mit

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

$$V := \{S, A, B\}$$

$$R := \{S \rightarrow A0|A1, \quad A \rightarrow B0, \quad B \rightarrow \varepsilon|B0|B1\}$$

Welche Wörter erzeugt G , d.h. was ist $L(G)$?

Beispiele einiger Ableitungen:

$$S \rightarrow A0|A1 \rightarrow B00|B01 \rightarrow \dots$$

Beispiel 3

Gegeben ist die Grammatik $G = (\Sigma, V, S, R)$ mit

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

$$V := \{S, A, B\}$$

$$R := \{S \rightarrow A0|A1, \quad A \rightarrow B0, \quad B \rightarrow \varepsilon|B0|B1\}$$

Welche Wörter erzeugt G , d.h. was ist $L(G)$?

Beispiele einiger Ableitungen:

$$S \rightarrow A0|A1 \rightarrow B00|B01 \rightarrow \dots$$

Es gilt $L(G) = \Sigma^* \cdot 0 \cdot \Sigma$.

Die Chomsky Hierarchie

- **Typ-0:** Grammatiken ohne weitere Einschränkungen.
- **Typ-1 / kontextsensitiv:**
Grammatiken, ausschließlich mit Ableitungsregeln der Form
 - $u \rightarrow v$ mit $u \in V^+$, $v \in ((V \cup \Sigma) \setminus \{S\})^+$ und $|u| \leq |v|$, oder
 - $S \rightarrow \varepsilon$
- **Typ-2 / kontextfrei:**
Grammatiken, ausschließlich mit Ableitungsregeln der Form
 - $A \rightarrow v$ mit $A \in V$ und $v \in (V \cup \Sigma)^*$
- **Typ-3 / rechtslinear:**
Grammatiken, ausschließlich mit Ableitungsregeln der Form
 - $A \rightarrow v$ mit $A \in V$ und $v = \varepsilon$ oder $v = aB$ mit $a \in \Sigma, B \in V$

Die Chomsky Hierarchie

- **Typ-1 / kontextsensitiv:**

Grammatiken, ausschließlich mit Ableitungsregeln der Form

- $u \rightarrow v$ mit $u \in V^+$, $v \in ((V \cup \Sigma) \setminus \{S\})^+$ und $|u| \leq |v|$, oder
- $S \rightarrow \varepsilon$

Bemerkung.

Bei kontextsensitiven Grammatiken kann die Ableitung

$$ABC \rightarrow AXYC$$

erlaubt, aber

$$DBC \rightarrow DXYC$$

verboten sein.

Chomsky-0 Grammatiken und Semi-Entscheidbarkeit

- **Typ-0:** Grammatiken ohne weitere Einschränkungen.

Satz.

Falls L semi-entscheidbar (rekursiv aufzählbar) ist, so gibt es eine Chomsky-0 Grammatik G mit $L(G) = L$.

Chomsky-0 Grammatiken und Semi-Entscheidbarkeit

- **Typ-0:** Grammatiken ohne weitere Einschränkungen.

Satz.

Falls L semi-entscheidbar (rekursiv aufzählbar) ist, so gibt es eine Chomsky-0 Grammatik G mit $L(G) = L$.

Beweis:

- L semi-entscheidbar $\Rightarrow \exists$ DTM \mathcal{M} , die L akzeptiert.
- O.B.d.A. habe \mathcal{M} genau einen akzeptierenden Endzustand q_f .
- O.B.d.A. stehen auf dem Band nur Blanks wenn q_f erreicht wird.
- O.B.d.A. komme Startzustand s nur in der Anfangskonfiguration vor.

Wir konstruieren eine Grammatik $G = (\Sigma, V = \Gamma \cup Q \cup \{S\}, S, R)$, die die Berechnung von $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \sqcup, \Gamma, s, \delta, F)$ rückwärts durchläuft.

Beweis: Semi-Entscheidbar \Rightarrow Chomsky-0 Grammatik

■ Rückwärtsrechnung

Falls $\delta(q, a) = (q', a', R)$, dann enthält G die Ableitungsregel

$$a'q' \rightarrow qa.$$

Falls $\delta(q, a) = (q', a', L)$, dann enthält G die Ableitungsregel

$$q'ba' \rightarrow bqa \quad \text{für alle } b \in \Gamma.$$

Falls $\delta(q, a) = (q', a', N)$, dann enthält G die Ableitungsregel

$$q'a' \rightarrow qa.$$

Beweis: Semi-Entscheidbar \Rightarrow Chomsky-0 Grammatik

- Erzeugung der akzeptierenden Schlusskonfiguration

$$S \rightarrow q_J, \quad q_J \rightarrow \sqcup q_J, \quad q_J \rightarrow q_J \sqcup$$

- Rückwärtsrechnung

Falls $\delta(q, a) = (q', a', R)$, dann enthält G die Ableitungsregel

$$a'q' \rightarrow qa.$$

Falls $\delta(q, a) = (q', a', L)$, dann enthält G die Ableitungsregel

$$q'ba' \rightarrow bqa \quad \text{für alle } b \in \Gamma.$$

Falls $\delta(q, a) = (q', a', N)$, dann enthält G die Ableitungsregel

$$q'a' \rightarrow qa.$$

Beweis: Semi-Entscheidbar \Rightarrow Chomsky-0 Grammatik

- Erzeugung der akzeptierenden Schlusskonfiguration

$$S \rightarrow q_J, \quad q_J \rightarrow \sqcup q_J, \quad q_J \rightarrow q_J \sqcup$$

- Rückwärtsrechnung

Falls $\delta(q, a) = (q', a', R)$, dann enthält G die Ableitungsregel

$$a'q' \rightarrow qa.$$

Falls $\delta(q, a) = (q', a', L)$, dann enthält G die Ableitungsregel

$$q'ba' \rightarrow bqa \quad \text{für alle } b \in \Gamma.$$

Falls $\delta(q, a) = (q', a', N)$, dann enthält G die Ableitungsregel

$$q'a' \rightarrow qa.$$

- Schlussregeln

Transformiere $\sqcup \sqcup \dots \sqcup q_0 w_1 \dots w_n \sqcup \dots \sqcup$ zu $w_1 \dots w_n$

$$\sqcup q_0 \rightarrow q_0, \quad q_0 a \rightarrow a q_0, \quad q_0 \sqcup \rightarrow q_0, \quad q_0 \rightarrow \varepsilon$$

Beweis: Semi-Entscheidbar \Rightarrow Chomsky-0 Grammatik

- Alle Wörter $w \in L$ können durch G erzeugt werden, indem die Berechnung von \mathcal{M} rückwärts durchlaufen wird.
- Umgekehrt kann G nur Berechnungen von \mathcal{M} rückwärts erzeugen.
- Daher ist $L(G) = L$.

Chomsky-0 Grammatik \Rightarrow Semi-Entscheidbar

- **Typ-0:** Grammatiken ohne weitere Einschränkungen.

Satz.

Die von Typ-0 Grammatiken G erzeugten Sprachen sind semi-entscheidbar.

Chomsky-0 Grammatik \Rightarrow Semi-Entscheidbar

- **Typ-0:** Grammatiken ohne weitere Einschränkungen.

Satz.

Die von Typ-0 Grammatiken G erzeugten Sprachen sind semi-entscheidbar.

Beweis:

Wir konstruieren eine NTM \mathcal{M} , die $L(G)$ akzeptiert:

- 1 Schreibe S auf das Band.
- 2 Wähle eine beliebige anwendbare Ableitungsregel aus.
- 3 Vergleiche das erzeugte Wort mit der Eingabe w .
- 4 Bei Gleichheit wird w akzeptiert.
- 5 Ansonsten springe zu Punkt 2.

Falls $w \in L(G)$, so gibt es eine akzeptierende Berechnung.

Zwischenfazit

Die Klasse der semientscheidbaren Sprachen ist genau

- die Klasse der von DTMs akzeptierten Sprachen,
- die Klasse der von NTMs akzeptierten Sprachen,
- die Klasse der von Typ-0 Grammatiken erzeugten Sprachen.

Bemerkung.

- Das Wortproblem für Typ-0 Grammatiken ist unentscheidbar.
- Als Grundlage für Programmiersprachen sind die Typ-0 Grammatiken also sicherlich zu allgemein.

Chomsky-3 Grammatiken und reguläre Sprachen

- **Typ-3 / rechtslinear:**

Grammatiken, ausschließlich mit Ableitungsregeln der Form

- $A \rightarrow v$ mit $A \in V$ und $v = \varepsilon$ oder $v = aB$ mit $a \in \Sigma, B \in V$

Satz.

Die Klasse der von endlichen Automaten akzeptierten Sprachen ist genau die Klasse der von Chomsky-3 Grammatiken erzeugten Sprachen.

Beweis: DEA \implies Typ-3 Grammatik

“ \implies ”: Zu einem DEA $\mathcal{A}_L = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, gibt es eine Typ-3 Grammatik G_L , die $L(\mathcal{A}_L)$ erzeugt.

Beweis: DEA \implies Typ-3 Grammatik

“ \implies ”: Zu einem DEA $\mathcal{A}_L = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, gibt es eine Typ-3 Grammatik G_L , die $L(\mathcal{A}_L)$ erzeugt.

G_L sei definiert durch:

- $V := Q$;
- $S := q_0$;
- R enthält die Regel
 - $q \rightarrow \varepsilon$ für alle $q \in F$,
 - $q \rightarrow aq'$, falls $\delta(q, a) = q'$.

Beweis: DEA \implies Typ-3 Grammatik

“ \implies ”: Zu einem DEA $\mathcal{A}_L = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, gibt es eine Typ-3 Grammatik G_L , die $L(\mathcal{A}_L)$ erzeugt.

G_L sei definiert durch:

- $V := Q$;
- $S := q_0$;
- R enthält die Regel
 - $q \rightarrow \varepsilon$ für alle $q \in F$,
 - $q \rightarrow aq'$, falls $\delta(q, a) = q'$.

Für $w = w_1 \cdots w_n$ durchlaufe \mathcal{A}_L die Zustände $q_0, \dots, q_n \in Q$ mit $q_n \in F$.

Dann gilt:

$$q_0 \rightarrow w_1 q_1 \rightarrow w_1 w_2 q_2 \rightarrow \dots \rightarrow w q_n \rightarrow w$$

Beweis: DEA \implies Typ-3 Grammatik

“ \implies ”: Zu einem DEA $\mathcal{A}_L = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, gibt es eine Typ-3 Grammatik G_L , die $L(\mathcal{A}_L)$ erzeugt.

G_L sei definiert durch:

- $V := Q$;
- $S := q_0$;
- R enthält die Regel
 - $q \rightarrow \varepsilon$ für alle $q \in F$,
 - $q \rightarrow aq'$, falls $\delta(q, a) = q'$.

Für $w = w_1 \cdots w_n$ durchlaufe \mathcal{A}_L die Zustände $q_0, \dots, q_n \in Q$ mit $q_n \in F$.

Dann gilt:

$$q_0 \rightarrow w_1 q_1 \rightarrow w_1 w_2 q_2 \rightarrow \dots \rightarrow w q_n \rightarrow w$$

Außerdem gibt es für alle Ableitungen von G_L eine entsprechende akzeptierende Berechnung des endlichen Automaten \mathcal{A}_L .

Beweis: Typ-3 Grammatik \implies NEA

“ \Leftarrow ”: Zu einer Typ-3 Grammatik G_L gibt es einen NEA $\mathcal{A}_L := (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, der $L(G_L)$ akzeptiert.

Beweis: Typ-3 Grammatik \implies NEA

“ \Leftarrow ”: Zu einer Typ-3 Grammatik G_L gibt es einen NEA $\mathcal{A}_L := (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, der $L(G_L)$ akzeptiert.

- $Q := V$;
- $q_0 := S$;
- $F := \{A \in V : (A \rightarrow \varepsilon) \in R\}$
- $\delta(A, a) := \{B : (A \rightarrow aB) \in R\}$.

Beweis: Typ-3 Grammatik \implies NEA

“ \Leftarrow ”: Zu einer Typ-3 Grammatik G_L gibt es einen NEA $\mathcal{A}_L := (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, der $L(G_L)$ akzeptiert.

- $Q := V$;
- $q_0 := S$;
- $F := \{A \in V : (A \rightarrow \varepsilon) \in R\}$
- $\delta(A, a) := \{B : (A \rightarrow aB) \in R\}$.

Für $w = w_1 \cdots w_n \in L$ hat die Ableitung von w mittels G_L das Aussehen:

$$S \rightarrow w_1 A_1 \rightarrow w_1 w_2 A_2 \rightarrow \dots \rightarrow w A_n \rightarrow w$$

\mathcal{A}_L kann bei Eingabe $w = w_1 \cdots w_n$ folgende Abarbeitung durchlaufen:

$$S \xrightarrow{w_1} A_1 \xrightarrow{w_2} A_2 \xrightarrow{w_3} \dots \xrightarrow{w_{n-1}} A_{n-1} \xrightarrow{w_n} A_n,$$

wobei $A_n \in F$, also w akzeptiert wird.

Beweis: Typ-3 Grammatik \implies NEA

“ \Leftarrow ”: Zu einer Typ-3 Grammatik G_L gibt es einen NEA $\mathcal{A}_L := (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, der $L(G_L)$ akzeptiert.

- $Q := V$;
- $q_0 := S$;
- $F := \{A \in V : (A \rightarrow \varepsilon) \in R\}$
- $\delta(A, a) := \{B : (A \rightarrow aB) \in R\}$.

Für $w = w_1 \cdots w_n \in L$ hat die Ableitung von w mittels G_L das Aussehen:

$$S \rightarrow w_1 A_1 \rightarrow w_1 w_2 A_2 \rightarrow \dots \rightarrow w A_n \rightarrow w$$

\mathcal{A}_L kann bei Eingabe $w = w_1 \cdots w_n$ folgende Abarbeitung durchlaufen:

$$S \xrightarrow{w_1} A_1 \xrightarrow{w_2} A_2 \xrightarrow{w_3} \dots \xrightarrow{w_{n-1}} A_{n-1} \xrightarrow{w_n} A_n,$$

wobei $A_n \in F$, also w akzeptiert wird.

Außerdem gibt es für alle akzeptierenden Berechnungen von \mathcal{A}_L eine entsprechende Ableitung in G_L .

Bemerkung

- Wir wissen, dass die Sprache der korrekten Klammersausdrücke nicht regulär ist.
- Typ-3 Grammatiken sind also zu einschränkend, um syntaktisch korrekte Programme zu beschreiben.

Fazit: Programmiersprachen sollten echt zwischen Typ-0 und Typ-3 angesiedelt sein.

Chomsky-1 Grammatiken bzw. kontextsensitive Sprachen

Annahme:

- Die Eingabe einer Turingmaschine steht auf einem separaten Read-Only-Band.
- Der **Speicherbedarf** einer Turingmaschine wird nur anhand des Arbeitsbandes gemessen.

Offensichtlich gilt

$$DTAPE(s(n)) \subseteq NTAPE(s(n))$$

Außerdem gilt

$$NTAPE(n) = NTAPE(f(n))$$

für alle $f(n) \in \theta(n)$.

Definition.

- $DTAPE(s(n))$ ist die Klasse der Sprachen L , für die es eine **DTM** mit **Platzbedarf** $s(n)$ (bei Eingabelänge n) gibt, die L akzeptiert.
- $NTAPE(s(n))$ ist die Klasse der Sprachen L , für die es eine **NTM** mit **Platzbedarf** $s(n)$ (bei Eingabelänge n) gibt, die L akzeptiert.

Chomsky-1 Grammatiken und $NTPE(n)$

Satz.

Die Klasse der von Chomsky-1 Grammatiken erzeugten Sprachen stimmt mit der Klasse $NTPE(n)$ überein.

Ohne Beweis.

Chomsky-1 Grammatiken und $NTAP\mathcal{E}(n)$

Satz.

Die Klasse der von Chomsky-1 Grammatiken erzeugten Sprachen stimmt mit der Klasse $NTAP\mathcal{E}(n)$ überein.

Ohne Beweis.

Bemerkung:

Es ist offen, ob $NTAP\mathcal{E}(n) = DTAP\mathcal{E}(n)$ ist.

Wiederholung: Das Problem CLIQUE

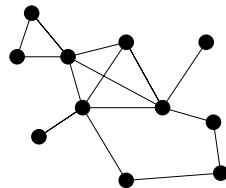
Definition.

Eine **Clique** in einem Graphen $G = (V, E)$ ist eine Menge $V' \subseteq V$ so, dass für alle $i, j \in V', i \neq j$, gilt: $\{i, j\} \in E$.

Entscheidungsproblem CLIQUE

Gegeben: Graph $G = (V, E)$
Parameter $K \in \mathbb{N}$

Frage: Gibt es in G eine Clique der Größe mindestens K ?



CLIQUE ist in $DTAP\mathcal{E}(n)$

Satz.

Das Cliques-Problem gehört zu $DTAP\mathcal{E}(n)$.

Beweis:

- Gegeben sei $G = (V, E)$ mit $V = \{1, \dots, n\}$ und $1 \leq K \leq n$.
- Benutze n -Vektor $c \in \{0, 1\}^n$ mit der Bedeutung für eine Menge C

$$c_i = 1 \iff i \in C.$$

- Teste für jeden Vektor $c \in \{0, 1\}^n$, ob die zugehörige Menge $C \subseteq V$ eine Clique der Größe K in G ist:
 - Zähle die Einsen in c .
 - Überprüfe für jedes Paar c_i, c_j mit $c_i = c_j = 1$, ob $\{i, j\} \in E$.

CLIQUE ist in $DTAPE(n)$

Satz.

Das Cliques-Problem gehört zu $DTAPE(n)$.

Beweis:

Alle Vektoren $c \in \{0, 1\}^n$ können nacheinander, beginnend mit $(0, 0, \dots, 0)$, durchgetestet werden, wobei:

- nach einem positiven Test (G, K) akzeptiert wird;
- nach einem negativen Test der Vektor durch seinen lexikografischen Nachfolger überschrieben wird.

Dazu wird insgesamt nur linearer Speicherplatz benötigt.

Kontextsensitive Grammatiken: Bemerkungen

- Solange $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$, kann das Wortproblem für kontextsensitive Grammatiken im Allgemeinen nicht in polynomialer Zeit entschieden werden.

Kontextsensitive Grammatiken: Bemerkungen

- Solange $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$, kann das Wortproblem für kontextsensitive Grammatiken im Allgemeinen nicht in polynomialer Zeit entschieden werden.
- Für jede Chomsky-1 Grammatik gibt es eine äquivalente Chomsky-1 Grammatik, bei der alle Regeln folgende Form haben:
 - $A \rightarrow C$
 - $A \rightarrow CD$
 - $AB \rightarrow CD$
 - $A \rightarrow a$
 - $S \rightarrow \varepsilon$

wobei jeweils $A, B \in V$, $C, D \in V \setminus \{S\}$ und $a \in \Sigma$.

Typ-2 / Kontextfreie Grammatiken

Grammatiken, ausschließlich mit Ableitungsregeln der Form

$$A \rightarrow v \quad \text{mit } A \in V \text{ und } v \in (V \cup \Sigma)^*$$

Typ-2 Grammatiken: Beispiel 2 (Erinnerung)

Die Sprache

$$L = \{0^n 1^n : n \geq 1\}$$

Typ-2 Grammatiken: Beispiel 2 (Erinnerung)

Die Sprache

$$L = \{0^n 1^n : n \geq 1\}$$

wird erzeugt durch die **kontextfreie** Grammatik

$$V = \{S\}$$

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

$$R = \{S \rightarrow 01 \mid 0S1\} .$$

Typ-2 Grammatiken: Beispiel 4

Sei $L = \{w \in \{0, 1\}^* : w = w^R\}$ die Sprache der Palindrome über $\{0, 1\}$.

Es gilt:

- 1 $0, 1, \varepsilon$ sind Palindrome
- 2 falls w Palindrom, so auch $0w0$ und $1w1$
- 3 alle Palindrome lassen sich durch endliche viele Anwendungen von (1) und (2) erzeugen

Typ-2 Grammatiken: Beispiel 4

Sei $L = \{w \in \{0, 1\}^* : w = w^R\}$ die Sprache der Palindrome über $\{0, 1\}$.

Es gilt:

- 1 $0, 1, \varepsilon$ sind Palindrome
- 2 falls w Palindrom, so auch $0w0$ und $1w1$
- 3 alle Palindrome lassen sich durch endliche viele Anwendungen von (1) und (2) erzeugen

Zugehörige **kontextfreie** Grammatik:

$$V = \{S\}$$

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

$$R = \{S \rightarrow \varepsilon \mid 0 \mid 1, \\ S \rightarrow 0S0 \mid 1S1\}$$

Typ-2 Grammatiken: Beispiel 5

Sei L die Sprache aller $w \in \{0, 1\}^+$ bei denen die Anzahl der Nullen gleich der Anzahl der Einsen ist.

Typ-2 Grammatiken: Beispiel 5

Sei L die Sprache aller $w \in \{0, 1\}^+$ bei denen die Anzahl der Nullen gleich der Anzahl der Einsen ist.

Setze

$$\begin{aligned}V &= \{S, A, B\} \\ \Sigma &= \{0, 1\} \\ R &= \{S \rightarrow 0B \mid 1A, \\ &\quad A \rightarrow 0 \mid 0S \mid 1AA, \\ &\quad B \rightarrow 1 \mid 1S \mid 0BB\}\end{aligned}$$

Durch Induktion über die Länge der durch G erzeugten Wörter lässt sich beweisen, dass $L = L(G)$.

Testen Sie sich:

Finden Sie eine Grammatik G , die die Sprache der regulären Klammerausdrücke erzeugt?

Ist G rechtslinear?
kontextfrei?
kontextsensitiv?