

Theoretische Grundlagen der Informatik

Vorlesung vom 26. Januar 2012

INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK



Satz:

Jede durch einen PDA (mit leerem STACK oder durch akzeptierende Endzustände) akzeptierte Sprache ist kontextfrei.

- Sei $\mathcal{A} = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0)$ PDA, der $L_{\mathcal{A}}$ durch leeren STACK akzeptiert.
- Wir geben eine kontextfreie Grammatik $G = (\Sigma, V, S, R)$ mit $L_{\mathcal{A}} = L(G)$ an.

Die Konstruktion von G heißt **Tripelkonstruktion**.

- Setze $V := \{[q, X, p] \mid p, q \in Q, X \in \Gamma\} \cup \{S\}$.
- Sei S Startsymbol.

Ziel: Aus $[q, X, p]$ sollen genau die $w \in \Sigma^*$ ableitbar sein, für die es eine Abarbeitung von \mathcal{A} gibt,

- die im Zustand q mit oberstem STACK-Symbol X beginnt und
- nach Lesen von w im Zustand p mit leerem STACK endet.

- Sei $\mathcal{A} = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0)$ PDA, der $L_{\mathcal{A}}$ durch leeren STACK akzeptiert.
- Wir geben eine kontextfreie Grammatik $G = (\Sigma, V, S, R)$ mit $L_{\mathcal{A}} = L(G)$ an.

Die Konstruktion von G heißt **Tripelkonstruktion**.

- Setze $V := \{[q, X, p] \mid p, q \in Q, X \in \Gamma\} \cup \{S\}$.
- Sei S Startsymbol.

Die Regelmenge R ist gegeben durch

- $S \rightarrow [q_0, Z_0, q]$ für alle $q \in Q$
- $[q, X, q_{m+1}] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}]$
für alle Möglichkeiten $q_2, \dots, q_{m+1} \in Q$,
falls $(q_1, Y_1 \dots Y_m) \in \delta(q, a, X)$.

Für eine Folge von Konfigurationen (q, w, X) nach (p, w', Y) schreiben wir auch

$$(q, w, X) \stackrel{*}{\vdash} (p, w', Y)$$

beziehungsweise

$$(q, w, X) \stackrel{k}{\vdash} (p, w', Y)$$

für eine Folge von genau k Konfigurationen.

Wir werden per Induktion beweisen, dass für alle $p, q \in Q$, $X \in \Gamma$ und $w \in L$ gilt:

$$[q, X, p] \xrightarrow{*} w \text{ in } G \iff (q, w, X) \vdash^* (p, \epsilon, \epsilon)$$

Aus dieser Behauptung folgt dann

$$\begin{aligned} w \in L_{\mathcal{A}} &\iff \exists p \in Q \text{ mit } (q_0, w, Z_0) \vdash^* (p, \epsilon, \epsilon), \text{ wobei} \\ &\quad (q_0, w, Z_0) \text{ Anfangskonfiguration von } \mathcal{A} \text{ ist} \\ &\iff \exists p \in Q \text{ mit } [q_0, Z_0, p] \xrightarrow{*} w \\ &\iff \exists p \in Q \text{ mit } S \rightarrow [q_0, Z_0, p] \xrightarrow{*} w \\ &\iff w \in L(G) \end{aligned}$$

Richtung

$$[q, X, p] \xrightarrow{*} w \text{ in } G \implies (q, w, X) \vdash^* (p, \epsilon, \epsilon)$$

Beschreibung:

- Induktion über die Länge k einer Ableitung $[q, X, p] \xrightarrow{k} w \text{ in } G$

- $V := \{[q, X, p] \mid p, q \in Q, X \in \Gamma\} \cup \{S\}$.
- $S \rightarrow [q_0, Z_0, q]$ für alle $q \in Q$
- $[q, X, q_{m+1}] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}]$
für alle Möglichkeiten $q_2, \dots, q_{m+1} \in Q$,
falls $(q_1, Y_1 \dots Y_m) \in \delta(q, a, X)$.

Induktionsanfang:

- Für $k = 1$ gilt, dass $[q, X, p] \rightarrow w$ eine Regel in G ist.
- Also ist $(p, \varepsilon) \in \delta(q, w, X)$ und $|w| \leq 1$.
- Also gibt es die Abarbeitung $(q, w, X) \stackrel{1}{\vdash} (p, \varepsilon, \varepsilon)$ in \mathcal{A} .

- $V := \{[q, X, p] \mid p, q \in Q, X \in \Gamma\} \cup \{S\}$.
- $S \rightarrow [q_0, Z_0, q]$ für alle $q \in Q$
- $[q, X, q_{m+1}] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}]$
für alle Möglichkeiten $q_2, \dots, q_{m+1} \in Q$,
falls $(q_1, Y_1 \dots Y_m) \in \delta(q, a, X)$.

Induktionsschritt:

- Betrachte eine Ableitung $[q, X, p] \xrightarrow{k} w$.
- Schreibe diese als

$$[q, X, p] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2][q_2, Y_2, q_3] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}] \xrightarrow{k-1} w,$$

wobei $q_{m+1} = p$ und $w = aw_1 \dots w_m$, mit $w_j \in \Sigma^*$, $a \in \Sigma$ und

$$[q_j, Y_j, q_{j+1}] \xrightarrow{k'} w_j \text{ mit } k' \leq k - 1 \text{ für alle } 1 \leq j \leq m.$$

■ Betrachte eine Ableitung $[q, X, p] \xrightarrow{k} w$.

■ Schreibe diese als

$$[q, X, p] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2][q_2, Y_2, q_3] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}] \xrightarrow{k-1} w,$$

wobei $q_{m+1} = p$ und $w = aw_1 \dots w_m$, mit $w_i \in \Sigma^*$, $a \in \Sigma$ und

$[q_j, Y_j, q_{j+1}] \xrightarrow{k'} w_j$ mit $k' \leq k - 1$ für alle $1 \leq j \leq m$.

- Betrachte eine Ableitung $[q, X, p] \xrightarrow{k} w$.
- Schreibe diese als

$$[q, X, p] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2][q_2, Y_2, q_3] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}] \xrightarrow{k-1} w,$$
 wobei $q_{m+1} = p$ und $w = aw_1 \dots w_m$, mit $w_j \in \Sigma^*$, $a \in \Sigma$ und
 $[q_j, Y_j, q_{j+1}] \xrightarrow{k'} w_j$ mit $k' \leq k - 1$ für alle $1 \leq j \leq m$.
- Induktionsvoraussetzung: $(q_j, w_j, Y_j) \vdash^* (q_{j+1}, \varepsilon, \varepsilon)$ für alle $1 \leq j \leq m$.
- Also $(q_j, w_j, Y_j \dots Y_m) \vdash^* (q_{j+1}, \varepsilon, Y_{j+1} \dots Y_m)$ für alle $1 \leq j \leq m$.
- Damit

$$\begin{aligned} (q, w, X) &\vdash (q_1, w_1 \dots w_m, Y_1 \dots Y_m) \\ &\vdash^* (q_2, w_2 \dots w_m, Y_2 \dots Y_m) \\ &\vdash^* (q_3, w_3 \dots w_m, Y_3 \dots Y_m) \\ &\vdash^* \dots \vdash^* (q_m, w_m, Y_m) \vdash^* (q_{m+1}, \varepsilon, \varepsilon) = (p, \varepsilon, \varepsilon) \end{aligned}$$

Richtung

$$[q, X, p] \xrightarrow{*} w \text{ in } G \iff (q, w, X) \stackrel{*}{\vdash} (p, \epsilon, \epsilon)$$

Beschreibung:

- Induktion über die Länge k einer Abarbeitung $(q, w, X) \stackrel{k}{\vdash} (p, \epsilon, \epsilon)$

- $V := \{[q, X, p] \mid p, q \in Q, X \in \Gamma\} \cup \{S\}$.
- $S \rightarrow [q_0, Z_0, q]$ für alle $q \in Q$
- $[q, X, q_{m+1}] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}]$
für alle Möglichkeiten $q_2, \dots, q_{m+1} \in Q$,
falls $(q_1, Y_1 \dots Y_m) \in \delta(q, a, X)$.

Induktionsanfang:

- Für $k = 1$ folgt aus $(q, w, X) \vdash (p, \varepsilon, \varepsilon)$, dass
 - $w \in \Sigma \cup \{\varepsilon\}$ und
 - $(p, \varepsilon) \in \delta(q, w, X)$.
- Dann ist $[q, X, p] \rightarrow w$ eine Regel von G .

- $V := \{[q, X, p] \mid p, q \in Q, X \in \Gamma\} \cup \{S\}$.
- $S \rightarrow [q_0, Z_0, q]$ für alle $q \in Q$
- $[q, X, q_{m+1}] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}]$
für alle Möglichkeiten $q_2, \dots, q_{m+1} \in Q$,
falls $(q_1, Y_1 \dots Y_m) \in \delta(q, a, X)$.

Induktionsschritt:

- Betrachte eine Abarbeitung $(q, X, w) \vdash^k (p, \varepsilon, \varepsilon)$
- Zerlege $w = aw'$ wobei
 - $a = \varepsilon$, falls der erste Schritt von \mathcal{A} ein ε -Übergang ist
 - $a \in \Sigma$, also der erste Buchstabe von w , sonst.
- Sei $(q_1, w', Y_1 \dots Y_m)$ die Konfiguration von \mathcal{A} nach dem 1. Schritt.
- Dann gilt

$$(q, aw', X) \vdash (q_1, w', Y_1 \dots Y_m) \vdash^{k'} (p, \varepsilon, \varepsilon)$$

mit $k' \leq k - 1$.

- $V := \{[q, X, p] \mid p, q \in Q, X \in \Gamma\} \cup \{S\}$.
- $S \rightarrow [q_0, Z_0, q]$ für alle $q \in Q$
- $[q, X, q_{m+1}] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}]$
für alle Möglichkeiten $q_2, \dots, q_{m+1} \in Q$,
falls $(q_1, Y_1 \dots Y_m) \in \delta(q, a, X)$.

Sei

$w' = w_1 \dots w_m$ Zerlegung von w mit $w_j \in \Sigma^*$

so, dass \mathcal{A} startend mit der Konfiguration

$(q_1, w', Y_1 \dots Y_m)$

bei der betrachteten Abarbeitung gerade nach dem Lesen von $w_1 \dots w_j$ zum ersten Mal den STACK-Inhalt $Y_{j+1} \dots Y_m$ erzeugt. Sei q_{j+1} der zu diesem Zeitpunkt erreichte Zustand.

- $V := \{[q, X, p] \mid p, q \in Q, X \in \Gamma\} \cup \{S\}$.
- $S \rightarrow [q_0, Z_0, q]$ für alle $q \in Q$
- $[q, X, q_{m+1}] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}]$
für alle Möglichkeiten $q_2, \dots, q_{m+1} \in Q$,
falls $(q_1, Y_1 \dots Y_m) \in \delta(q, a, X)$.

Dann gilt: $q_{m+1} = p$ und

$$(q_j, w_j \dots w_m, Y_j \dots Y_m) \stackrel{k'}{\vdash} (q_{j+1}, w_{j+1} \dots w_m, Y_{j+1} \dots Y_m),$$

$k' \leq k - 1$, und während der gesamten Abarbeitung liegt $Y_{j+1} \dots Y_m$ ungelesen auf dem STACK.

Also gilt auch

$$(q_j, w_j, Y_j) \stackrel{k'}{\vdash} (q_{j+1}, \varepsilon, \varepsilon).$$

- $V := \{[q, X, p] \mid p, q \in Q, X \in \Gamma\} \cup \{S\}$.
- $S \rightarrow [q_0, Z_0, q]$ für alle $q \in Q$
- $[q, X, q_{m+1}] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}]$
für alle Möglichkeiten $q_2, \dots, q_{m+1} \in Q$,
falls $(q_1, Y_1 \dots Y_m) \in \delta(q, a, X)$.

Also gilt auch

$$(q_j, w_j, Y_j) \stackrel{k'}{\vdash} (q_{j+1}, \varepsilon, \varepsilon).$$

Nach Induktionsvoraussetzung folgt daraus, dass $[q_j, Y_j, q_{j+1}] \xrightarrow{*} w_j$ in G existiert. Damit erhalten wir, dass auch

$$[q, X, p] \rightarrow a[q_1, Y_1, q_2][q_2, Y_2, q_3] \dots [q_m, Y_m, q_{m+1}] \xrightarrow{*} aw_1 \dots w_m = w$$

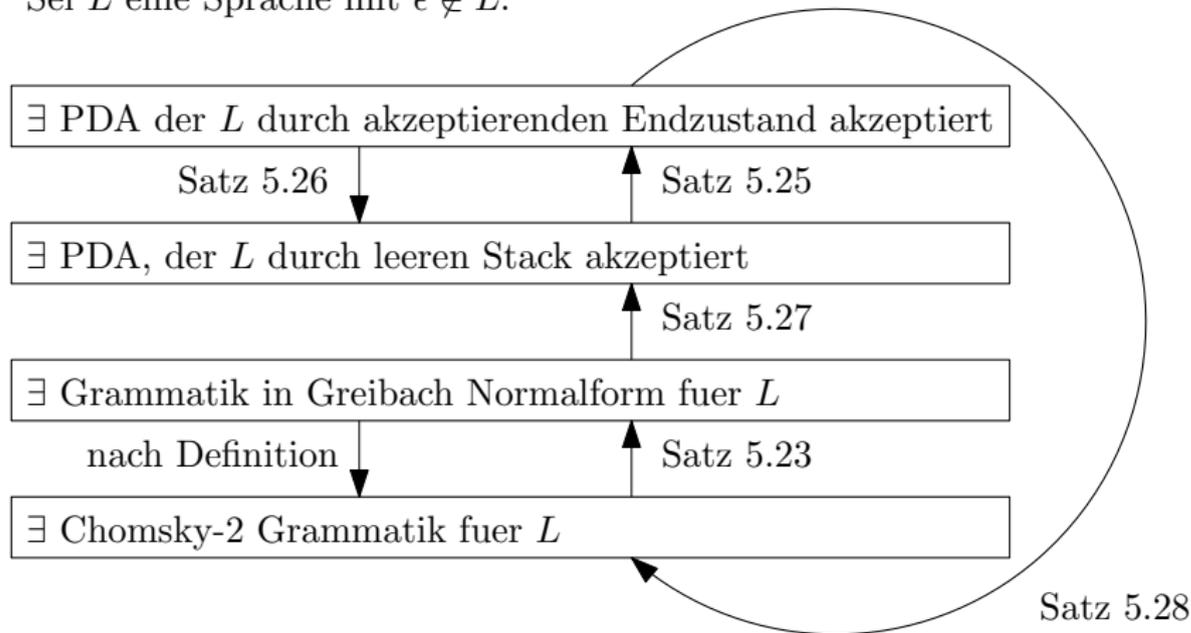
in G existiert.

Korollar

Die Klasse der von nichtdeterministischen Kellerautomaten akzeptierten Sprachen ist gleich der Klasse der kontextfreien Sprachen.

Übersicht Chomsky-2

Sei L eine Sprache mit $\epsilon \notin L$.



Wofür braucht man eigentlich Grammatiken und Berechnungsmodelle wie endliche Automaten oder Turingmaschinen?

- Die Chomsky-Hierarchie wurde von dem Linguisten Noam Chomsky entworfen. Ursprünglich war sie als Mittel zur Beschreibung natürlicher Sprachen gedacht (hat sich nicht erfüllt).
- Grammatiken und Automaten sind fundamental für die Beschreibung von Programmiersprachen.
- XML basiert auf sogenannten Dokumenttypdefinitionen (DTD). Diese sind kontextfreie Grammatiken.

- Es kann in polynomialer Laufzeit entschieden werden, ob zu einer kontextfreien Grammatik G die Sprache $L(G)$ leer bzw. endlich ist.
- Das Wortproblem für kontextfreie Grammatiken ist in polynomialer Laufzeit entscheidbar.
- Für kontextfreie Grammatiken G , G_1 und G_2 sind die Sprachen
 - $L(G)^*$,
 - $L(G_1) \cup L(G_2)$ und
 - $L(G_1) \cdot L(G_2)$kontextfrei.

Satz:

Das Problem für kontextfreie Grammatiken G_1 und G_2 zu entscheiden, ob $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$ ist, ist nicht entscheidbar.

Satz:

Das Problem für kontextfreie Grammatiken G_1 und G_2 zu entscheiden, ob $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$ ist, ist nicht entscheidbar.

Beweisskizze:

- Wir beweisen, dass aus der Entscheidbarkeit von $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$ die Entscheidbarkeit des Post'schen Korrespondenzproblem (PKP) folgt.
- Dies ist ein Widerspruch zur Nichtentscheidbarkeit des PKP.
- Wir geben für jede PKP-Instanz K kontextfreie Grammatiken G_1 und G_2 an, so dass es ein Wort $w \in L(G_1) \cap L(G_2)$ genau dann gibt, wenn es eine Lösung für K gibt.

Post'sches Korrespondenzproblems

Gegeben ist endliche Folge von Wortpaaren

$$K = ((x_1, y_1), \dots, (x_k, y_k))$$

über einem endlichen Alphabet Σ . Es gilt $x_i \neq \varepsilon$ und $y_i \neq \varepsilon$. Gefragt ist, ob es eine endliche Folge von Indizes $i_1, \dots, i_\ell \in \{1, \dots, k\}$ gibt, so dass $x_{i_1} \dots x_{i_\ell} = y_{i_1} \dots y_{i_\ell}$ gilt.

- Gegeben sei PKP-Instanz $K = ((x_1, y_1), \dots, (x_k, y_k))$
- Es sei $\Sigma = \{x_1, \dots, x_l, y_1, \dots, y_k, a_1, \dots, a_k\}$
mit neuen Symbolen a_1, \dots, a_k .
- Es sei $G_1 = (\Sigma, V_1 = \{S_1\}, S_1, R_1)$ mit Regeln

$$S_1 \rightarrow a_i x_i \text{ und } S_1 \rightarrow a_i S_1 x_i \text{ für alle } 1 \leq i \leq k;$$

- Es sei $G_2 = (\Sigma, V_2 = \{S_2\}, S_2, R_2)$ mit Regeln

$$S_2 \rightarrow a_i y_i \text{ und } S_2 \rightarrow a_i S_2 y_i \text{ für alle } 1 \leq i \leq k.$$

Dann gilt

$$\begin{aligned} L(G_1) &= \{a_{i_n} \cdots a_{i_1} x_{i_1} \cdots x_{i_n} \mid n \in \mathbb{N}, 1 \leq i_j \leq k\} \\ L(G_2) &= \{a_{i_n} \cdots a_{i_1} y_{i_1} \cdots y_{i_n} \mid n \in \mathbb{N}, 1 \leq i_j \leq k\}. \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}K &= ((x_1, y_1), \dots, (x_k, y_k)) \\L(G_1) &= \{a_{i_n} \cdots a_{i_1} x_{i_1} \cdots x_{i_n} \mid n \in \mathbb{N}, 1 \leq i_j \leq k\} \\L(G_2) &= \{a_{i_n} \cdots a_{i_1} y_{i_1} \cdots y_{i_n} \mid n \in \mathbb{N}, 1 \leq i_j \leq k\} .\end{aligned}$$

Es folgt

$$\begin{aligned}K \text{ hat Lösung} &\Leftrightarrow \exists i_1, \dots, i_n \text{ mit } x_{i_1} \cdots x_{i_n} = y_{i_1} \cdots y_{i_n} \\&\Leftrightarrow \exists i_1, \dots, i_n \text{ mit } a_{i_n} \cdots a_{i_1} x_{i_1} \cdots x_{i_n} = a_{i_n} \cdots a_{i_1} y_{i_1} \cdots y_{i_n} \\&\Leftrightarrow \exists w \in L(G_1) \cap L(G_2) \\&\Leftrightarrow L(G_1) \cap L(G_2) \neq \emptyset\end{aligned}$$

Eine Grammatik G ist eindeutig, wenn es für jedes $w \in L(G)$ genau einen Syntaxbaum gibt.

Satz:

Das Problem, für eine kontextfreie Grammatik G zu entscheiden, ob sie eindeutig ist, ist nicht entscheidbar.

- Annahme: Es sei entscheidbar, ob eine kontextfreie Grammatik eindeutig ist.
- Dann könnten wir das PKP entscheiden.
- Dies ist ein Widerspruch.

- Gegeben sei PKP-Instanz $K = ((x_1, y_1), \dots, (x_k, y_k))$.
- Seien $G_1 = (\Sigma, V_1, S_1, R_1)$ und $G_2 = (\Sigma, V_2, S_2, R_2)$ wie im letzten Beweis.
- Wir konstruieren eine neue Grammatik $G = (\Sigma, V, S, R)$, die mehrdeutig ist, gdw, $L(G_1) \cap L(G_2) \neq \emptyset$:

$$V = V_1 \cup V_2 \cup \{S\} \text{ wobei } S \text{ neues Startsymbol}$$

$$R = R_1 \cup R_2 \cup \{S \rightarrow S_1 | S_2\}$$

- Da G_1 und G_2 eindeutig sind, existiert $w \in L(G_1) \cap L(G_2)$ genau dann, wenn es in G Ableitungen $S \rightarrow S_1 \xrightarrow{*} w$ und $S \rightarrow S_2 \xrightarrow{*} w$ gibt, also G mehrdeutig ist.

- Sei $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \Gamma, \sqcup, q_0, \delta, F)$ eine TM.
- Eine Berechnung von \mathcal{M} kann durch die Folge der durchlaufenen **Konfigurationen** $\alpha q \beta$ mit $\alpha, \beta \in \Gamma^*$ und $q \in Q$ beschrieben werden.
- $\alpha q \beta$ bedeutet, dass
 - auf dem Band das Wort $\alpha \beta$, umgeben von Blanksymbolen, steht,
 - die Turingmaschine im Zustand q ist
 - und der Lese-/Schreibkopf auf die Stelle des Bandes, an der das erste Symbol von β steht, zeigt.
- Wenn w_1, w_2, \dots, w_n die Abfolge der Konfigurationen einer Berechnung von \mathcal{M} ist, so kann dieser Rechenweg durch das Wort $w_1 \# w_2 \# \dots \# w_n \#$, mit $\# \notin \Gamma$ Trennsymbol, kodiert werden.

- Allerdings lässt sich die Sprache aller Wörter, die in dieser Weise die korrekten Rechenwege einer TM kodieren, nicht unbedingt durch kontextfreie Grammatiken beschreiben.
- Daher wird ein „Trick“ angewendet und jede zweite Konfiguration gespiegelt kodiert.

Die **Sprache $B_{\mathcal{M}}$** der korrekten Rechenwege einer **TM \mathcal{M}** besteht aus allen Worten

$$w_1 \# w_2^R \# w_3 \# w_4^R \dots w_n^R \#, \text{ falls } n \text{ gerade und}$$

$$w_1 \# w_2^R \# w_3 \# w_4^R \dots w_n \#, \text{ falls } n \text{ ungerade,}$$

wobei

- die w_i , $1 \leq i \leq n$, Konfigurationen von \mathcal{M} sind,
- w_1 eine Anfangskonfiguration,
- w_n eine akzeptierende Konfiguration und
- für alle $1 \leq i \leq n - 1$ die Konfiguration w_{i+1} die direkte Nachfolgekonfiguration von w_i bei einer korrekten Berechnung von \mathcal{M}

ist.

Lemma

Für alle Turingmaschinen \mathcal{M} ist $B_{\mathcal{M}}$ der Durchschnitt zweier Sprachen

- $L_1 = L(G_1)$
- $L_2 = L(G_2)$,

wobei G_1 und G_2 kontextfreie Grammatiken sind.

Wir konstruieren L_1 und L_2 aus den Sprachen

$$L := \{u\#v^R \mid v \text{ ist direkte Nachfolgekonfiguration von } u \text{ für } \mathcal{M}\}$$

$$L' := \{v^R\#u \mid u \text{ ist direkte Nachfolgekonfiguration von } v \text{ für } \mathcal{M}\}$$

Falls L und L' kontextfrei sind, so sind auch

$$L_1 := (L\{\#\})^* (\{\varepsilon\} \cup \Gamma^* F \Gamma^* \{\#\})$$

$$L_2 := \{q_0\} \Sigma^* \{\#\} (L'\{\#\})^* (\{\varepsilon\} \cup \Gamma^* F \Gamma^* \{\#\})$$

kontextfrei, wobei

- Γ Bandalphabet,
 - Σ Eingabealphabet,
 - q_0 Anfangszustand und
 - F Endzustandsmenge
- von \mathcal{M} .

Offensichtlich haben alle Wörter aus L_1 die Form

$$w_1 \# w_2^R \# \dots w_{2i-1} \# w_{2i}^R \# \text{ oder}$$

$$w_1 \# w_2^R \# \dots w_{2i-1} \# w_{2i}^R \# w_{2i+1} \#$$

mit

- w_j Konfiguration von \mathcal{M}
- w_{2j} direkte Nachfolgekongfiguration von w_{2j-1}

für alle $1 \leq j \leq i$ und w_{2i+1} akzeptierende Konfiguration, falls vorhanden.

Analog haben alle Wörter aus L_2 die Form

$$w_1 \# w_2^R \# \dots w_{2i-1} \# w_{2i}^R \# \text{ oder}$$

$$w_1 \# w_2^R \# \dots w_{2i-2}^R \# w_{2i-1} \#$$

mit

- w_j Konfiguration von \mathcal{M}
 - w_1 Anfangskonfiguration
 - w_{2j+1} direkte Nachfolgekongfiguration von w_{2j}
- für alle $1 \leq j \leq i - 1$ und w_{2i} akzeptierende Konfiguration, falls vorhanden.

Dann ist $B_{\mathcal{M}} = L_1 \cap L_2$.

Wir geben nun eine kontextfreie Grammatik G für L an mit Startvariable S und zusätzlicher Variable A .

G enthalte folgende Regeln:

- (i) alle Regeln $S \rightarrow aSa$, $a \in \Gamma \setminus \{\sqcup\}$;
- (ii) für alle Übergänge $\delta(q, a) = (q', b, R)$ von \mathcal{M} die Regeln $S \rightarrow qaAq'b$;
- (iii) für alle Übergänge $\delta(q, a) = (q', b, L)$ von \mathcal{M} die Regeln $S \rightarrow xqaAbxq'$, wobei x Symbol links von a beim Lesen von a im Zustand q ;
- (iv) für alle Übergänge $\delta(q, a) = (q', b, N)$ von \mathcal{M} die Regeln $S \rightarrow qaAbq'$;
- (v) für alle $a \in \Gamma$ die Regeln $A \rightarrow aAa$;
- (vi) die Regel $A \rightarrow \#$.

- Analog kann eine kontextfreie Grammatik G' für L' angegeben werden.
- Es ist leicht zu zeigen, dass $L(G) = L$ und $L(G') = L'$ ist.
- Damit ist die Behauptung bewiesen.

Falls \mathcal{M} in jeder Berechnung nur höchstens einen Rechenschritt ausführt, ist $B_{\mathcal{M}}$ sogar selbst kontextfrei.

Lemma

Sei \mathcal{M} eine TM, die auf jeder Eingabe mindestens zwei Rechenschritte ausführt. Dann ist die Sprache $B_{\mathcal{M}}$ genau dann kontextfrei, wenn $L(\mathcal{M})$ endlich ist.

$B_{\mathcal{M}}$ ist kontextfrei $\Leftrightarrow L(\mathcal{M})$ endlich ist

- Sei $L(\mathcal{M})$ endlich
- Zu jeder Eingabe aus $L(\mathcal{M})$ gibt es genau eine akzeptierende Berechnung.
- Damit ist $B_{\mathcal{M}}$ auch endlich,
- Jede endliche Sprache ist regulär, also auch kontextfrei.

$B_{\mathcal{M}}$ ist kontextfrei $\Rightarrow L(\mathcal{M})$ endlich ist

- Angenommen $L(\mathcal{M})$ sei unendlich und $B_{\mathcal{M}}$ wäre kontextfrei.
- Da $L(\mathcal{M})$ unendlich ist, gibt es zu der Konstanten n aus Ogden's Lemma ein $w \in B_{\mathcal{M}}$ mit $w = w_1 \# w_2^R \# \dots$ und $|w_2^R| \geq n$.
- Wenn alle Symbole aus $\# w_2^R \#$ markiert werden, muss es eine Zerlegung $uvwxy$ von w geben, sodass vx mindestens einen und vwx höchstens n markierte Buchstaben enthält und $uv^i wx^i y \in B_{\mathcal{M}}$ für alle $i \geq 0$.
- Da \mathcal{M} mindestens zwei Berechnungsschritte ausführt, existieren die Konfigurationen w_1, w_2 und w_3 .
- Entsprechend der Zerlegung von w enthalten $\# w_2^R \#$ und vx mindestens einen gemeinsamen Buchstaben, und nur eines der Worte w_1 und w_3 hat ebenfalls gemeinsame Buchstaben mit vx .

$B_{\mathcal{M}}$ ist kontextfrei $\Rightarrow L(\mathcal{M})$ endlich ist

- Da \mathcal{M} mindestens zwei Berechnungsschritte ausführt, existieren die Konfigurationen w_1, w_2 und w_3 .
- Entsprechend der Zerlegung von w enthalten $\#w_2^R\#$ und vx mindestens einen gemeinsamen Buchstaben, und nur eines der Worte w_1 und w_3 hat ebenfalls gemeinsame Buchstaben mit vx .
- Wenn w_1 keinen gemeinsamen Buchstaben mit vx hat, ist $uv^2wx^2y \notin B_{\mathcal{M}}$, da die Berechnung für die Anfangskonfiguration w_1 eindeutig ist.
- Aus demselben Grund ist $uv^2wx^2y \notin B_{\mathcal{M}}$, falls $w_1\#$ Präfix von uv^2 ist.
- Falls v ein Teilwort von w_1 wäre, müsste x ein Teilwort von w_2^R sein, damit für großes i das Wort $uv^iwx^i y \in B_{\mathcal{M}}$ ist, da zwei aufeinanderfolgende Konfigurationen etwa gleich lang sind.
- Dann wäre aber w_3 als Nachfolgekongfiguration zu kurz, $uv^iwx^i y$ also keine Kodierung eines korrekten Rechenweges von \mathcal{M} .
- Dies ist ein Widerspruch.