

Theoretische Informatik I

Einheit 3.3

Eigenschaften kontextfreier Sprachen



1. Abschlußeigenschaften
2. Normalformen
3. Prüfen von Eigenschaften / Syntaxanalyse
4. Wann sind Sprachen nicht kontextfrei?

Typ-2 Sprachen sind komplizierter als Typ-3 Sprachen

• Abgeschlossenheit gilt nur für 6 Operationen

- Vereinigung zweier kontextfreier Sprachen $L_1 \cup L_2$
- Spiegelung einer kontextfreien Sprache L^R
- Hülle einer kontextfreien Sprache L^*
- Verkettung zweier kontextfreier Sprachen $L_1 \circ L_2$
- Substitution/Homomorphismus einer kontextfreien Sprache $\sigma(L)$
- Inverser Homomorphismus einer kontextfreien Sprache $h^{-1}(L)$

• Keine Abgeschlossenheit für

- Komplement einer kontextfreien Sprache \bar{L}
- Durchschnitt zweier kontextfreier Sprachen $L_1 \cap L_2$
- Differenz zweier kontextfreier Sprachen $L_1 - L_2$

• Nachweis mit Grammatiken und PDAs

- Modelle sind ineinander umwandelbar – wähle das passendste
- Negative Nachweise mit einem Typ-2 Pumping Lemma

Verallgemeinerung von Homomorphismen

- **Abbildung σ von Wörtern in Sprachen**

$\sigma: \Sigma^* \rightarrow \mathcal{L}$ ist **Substitution**, wenn $\sigma(v_1..v_n) = \sigma(v_1) \circ .. \circ \sigma(v_n)$ für alle $v_i \in \Sigma$

$\sigma(L) = \bigcup \{ \sigma(w) \mid w \in L \}$ ist das Abbild der Wörter von L unter σ

Verallgemeinerung von Homomorphismen

- **Abbildung σ von Wörtern in Sprachen**

$\sigma: \Sigma^* \rightarrow \mathcal{L}$ ist **Substitution**, wenn $\sigma(v_1..v_n) = \sigma(v_1) \circ .. \circ \sigma(v_n)$ für alle $v_i \in \Sigma$

$\sigma(L) = \bigcup \{ \sigma(w) \mid w \in L \}$ ist das Abbild der Wörter von L unter σ

- **Beispiel: $\sigma(0) = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$, $\sigma(1) = \{aa, bb\}$**

– $\sigma: \{0, 1\}^* \rightarrow \mathcal{L}$ ist eindeutig definiert durch $\sigma(0)$ und $\sigma(1)$

– $\sigma(01) = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\} \circ \{aa, bb\}$
 $= \{w \in \{a, b\}^* \mid w = a^n b^{n+2} \vee w = a^n b^n aa \text{ für ein } n \in \mathbb{N}\}$

– $\sigma(\{0\}^*) = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}^*$
 $= \{w \in \{a, b\}^* \mid w = a^{n_1} b^{n_1} a^{n_2} b^{n_2} .. a^{n_k} b^{n_k} \text{ für ein } k \text{ und } n_i \in \mathbb{N}\}$

Verallgemeinerung von Homomorphismen

- **Abbildung σ von Wörtern in Sprachen**

$\sigma: \Sigma^* \rightarrow \mathcal{L}$ ist **Substitution**, wenn $\sigma(v_1..v_n) = \sigma(v_1) \circ .. \circ \sigma(v_n)$ für alle $v_i \in \Sigma$

$\sigma(L) = \bigcup \{ \sigma(w) \mid w \in L \}$ ist das Abbild der Wörter von L unter σ

- **Beispiel: $\sigma(0) = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$, $\sigma(1) = \{aa, bb\}$**

– $\sigma: \{0, 1\}^* \rightarrow \mathcal{L}$ ist eindeutig definiert durch $\sigma(0)$ und $\sigma(1)$

– $\sigma(01) = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\} \circ \{aa, bb\}$
 $= \{w \in \{a, b\}^* \mid w = a^n b^{n+2} \vee w = a^n b^n aa \text{ für ein } n \in \mathbb{N}\}$

– $\sigma(\{0\}^*) = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}^*$
 $= \{w \in \{a, b\}^* \mid w = a^{n_1} b^{n_1} a^{n_2} b^{n_2} .. a^{n_k} b^{n_k} \text{ für ein } k \text{ und } n_i \in \mathbb{N}\}$

- **Extrem ausdrucksstarker Mechanismus**

– $L_1 \cup L_2 = \sigma(\{1, 2\})$ für $\sigma(1) = L_1$, $\sigma(2) = L_2$

– $L_1 \circ L_2 = \sigma(\{12\})$ für $\sigma(1) = L_1$, $\sigma(2) = L_2$

– $L^* = \sigma(\{1\}^*)$ für $\sigma(1) = L$

ABGESCHLOSSENHEIT UNTER SUBSTITUTIONEN

$L \in \mathcal{L}_2$, σ Substitution, $\sigma(a) \in \mathcal{L}_2$ für $a \in T \Rightarrow \sigma(L)$ kontextfrei

Beweis “Ersetze $a \in T$ durch Startsymbol der kontextfreien Grammatik für $\sigma(a)$ ”

ABGESCHLOSSENHEIT UNTER SUBSTITUTIONEN

$L \in \mathcal{L}_2$, σ Substitution, $\sigma(a) \in \mathcal{L}_2$ für $a \in T \Rightarrow \sigma(L)$ kontextfrei

Beweis “Ersetze $a \in T$ durch Startsymbol der kontextfreien Grammatik für $\sigma(a)$ ”

Seien L und $\sigma(a)$ kontextfrei für alle $a \in T$

Dann gibt es Typ-2 Grammatiken $G = (V, T, P, S)$ mit $L = L(G)$

und $G_a = (V_a, T_a, P_a, S_a)$ mit $\sigma(a) = L(G_a)$

Dann ist $\sigma(L) = \sigma(L(G)) = \bigcup \{ \sigma(a_1) \circ \dots \circ \sigma(a_n) \mid S \xrightarrow{*} a_1 \dots a_n \}$
 $= \{ w_1 \dots w_n \mid \exists a_1 \dots a_n. S \xrightarrow{*} a_1 \dots a_n \wedge S_{a_i} \xrightarrow{*} w_i \}$

ABGESCHLOSSENHEIT UNTER SUBSTITUTIONEN

$L \in \mathcal{L}_2$, σ Substitution, $\sigma(a) \in \mathcal{L}_2$ für $a \in T \Rightarrow \sigma(L)$ kontextfrei

Beweis “Ersetze $a \in T$ durch Startsymbol der kontextfreien Grammatik für $\sigma(a)$ ”

Seien L und $\sigma(a)$ kontextfrei für alle $a \in T$

Dann gibt es Typ-2 Grammatiken $G = (V, T, P, S)$ mit $L = L(G)$

und $G_a = (V_a, T_a, P_a, S_a)$ mit $\sigma(a) = L(G_a)$

Dann ist $\sigma(L) = \sigma(L(G)) = \bigcup \{ \sigma(a_1) \circ \dots \circ \sigma(a_n) \mid S \xrightarrow{*} a_1 \dots a_n \}$
 $= \{ w_1 \dots w_n \mid \exists a_1 \dots a_n. S \xrightarrow{*} a_1 \dots a_n \wedge S_{a_i} \xrightarrow{*} w_i \}$

Sei $P_\sigma = \{ A \rightarrow \alpha_\sigma \mid A \rightarrow \alpha \in P \} \cup \bigcup_{a \in T} P_a$, wobei α_σ aus $\alpha \in (V \cup T)^*$ entsteht, indem jedes $a \in T$ durch S_a ersetzt wird

und $G_\sigma = (V_\sigma, T_\sigma, P_\sigma, S)$ wobei $V_\sigma = V \cup \bigcup_{a \in T} V_a$ und $T_\sigma = \bigcup_{a \in T} T_a$

Dann gilt $w_1 \dots w_n \in L(G_\sigma) \Leftrightarrow S \xrightarrow{*}_{G_\sigma} w_1 \dots w_n$
 $\Leftrightarrow \exists a_1 \dots a_n \in T^*. S \xrightarrow{*} G a_1 \dots a_n \wedge S_{a_i} \xrightarrow{*} G_{a_i} w_i$
 $\Leftrightarrow w_1 \dots w_n \in \sigma(L)$

Also ist $\sigma(L)$ kontextfrei

Verwende Abgeschlossenheit unter Substitutionen

- **L_1, L_2 kontextfrei $\Rightarrow L_1 \cup L_2$ kontextfrei**
 - Sei $\sigma(1)=L_1$ und $\sigma(2)=L_2$
 - Dann ist $\sigma:\{1, 2\} \rightarrow \mathcal{L}_2$ Substitution und $L_1 \cup L_2 = \sigma(\{1,2\}) \in \mathcal{L}_2$
- **L_1, L_2 kontextfrei $\Rightarrow L_1 \circ L_2$ kontextfrei**
 - Sei $\sigma(1)=L_1$ und $\sigma(2)=L_2$
 - Dann ist $\sigma:\{1, 2\} \rightarrow \mathcal{L}_2$ Substitution und $L_1 \circ L_2 = \sigma(\{12\}) \in \mathcal{L}_2$
- **L kontextfrei $\Rightarrow L^*$ kontextfrei**
 - Für $\sigma(1)=L$ ist $\sigma:\{1\} \rightarrow \mathcal{L}_2$ Substitution und $L^* = \sigma(\{1\}^*) \in \mathcal{L}_2$
- **L kontextfrei $\Rightarrow L^+$ kontextfrei**
 - Für $\sigma(1)=L$ ist $\sigma:\{1\} \rightarrow \mathcal{L}_2$ Substitution und $L^+ = \sigma(\{1\}^+) \in \mathcal{L}_2$
- **$L \in \mathcal{L}_2, h$ Homomorphismus $\Rightarrow h(L)$ kontextfrei**
 - Für $\sigma(a)=\{h(a)\}$ ist $\sigma:T \rightarrow \mathcal{L}_2$ Substitution und $h(L) = \sigma(L) \in \mathcal{L}_2$

ABSCHLUSS UNTER SPIEGELUNG

L kontextfrei $\Rightarrow L^R = \{w_n..w_1 \mid w_1..w_n \in L\}$ kontextfrei

• Beweis mit Grammatiken

- Bilde **Spiegelgrammatik** zu $G = (V, T, P, S)$ mit $L = L(G)$
- Setze $G_R = (V, T, P_R, S)$ mit $P_R = \{A \rightarrow \alpha^R \mid A \rightarrow \alpha \in P\}$
- Dann gilt für alle $A \in V, w \in (V \cup T)^*$: $A \xrightarrow{*}_G w \Leftrightarrow A \xrightarrow{*}_{G_R} w^R$
 - Beweis durch Induktion über Länge der Ableitung
- Also $L(G_R) = \{w \in T^* \mid S \xrightarrow{*}_{G_R} w\} = \{v^R \in T^* \mid S \xrightarrow{*}_G v\} = (L(G))^R$

• Beweis mit PDAs ähnlich wie bei Typ-3 Sprachen

- Bilde **Umkehrautomaten** zu $P = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$ mit $L = L_F(P)$

ABSCHLUSS UNTER INVERSEN HOMOMORPHISMEN

$L \in \mathcal{L}_2$, h Homomorphismus $\Rightarrow h^{-1}(L)$ kontextfrei

- **Beweis** “Berechnung von h vor Abarbeitung der Wörter im PDA”

ABSCHLUSS UNTER INVERSEN HOMOMORPHISMEN

$L \in \mathcal{L}_2$, h Homomorphismus $\Rightarrow h^{-1}(L)$ kontextfrei

● **Beweis** “Berechnung von h vor Abarbeitung der Wörter im PDA”

Sei L kontextfrei und $P = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$ ein PDA

mit $L = L_F(P) = \{ v \in \Sigma^* \mid \exists q \in F. \exists \beta \in \Gamma^*. (q_0, v, Z_0) \vdash^* (q, \epsilon, \beta) \}$

Dann ist $h^{-1}(L) = \{ w \in \Sigma'^* \mid \exists q \in F. \exists \beta \in \Gamma^*. (q_0, h(w), Z_0) \vdash^* (q, \epsilon, \beta) \}$

Konstruiere PDA $P_h = (Q_h, \Sigma', \Gamma, \delta_h, q_{0_h}, Z_0, F_h)$ mit der Eigenschaft

$(q_{0_h}, w, Z_0) \vdash^* (q_h, \epsilon, \beta) \Leftrightarrow (q_0, h(w), Z_0) \vdash^* (q, \epsilon, \beta)$ für Endzustände

Ein Ansatz der Art $\delta_h(q, a, X) = \hat{\delta}(q, h(a), X)$ funktioniert nicht!!

ABSCHLUSS UNTER INVERSEN HOMOMORPHISMEN

$L \in \mathcal{L}_2$, h Homomorphismus $\Rightarrow h^{-1}(L)$ kontextfrei

• Beweis “Berechnung von h vor Abarbeitung der Wörter im PDA”

Sei L kontextfrei und $P = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$ ein PDA

mit $L = L_F(P) = \{ v \in \Sigma^* \mid \exists q \in F. \exists \beta \in \Gamma^*. (q_0, v, Z_0) \vdash^* (q, \epsilon, \beta) \}$

Dann ist $h^{-1}(L) = \{ w \in \Sigma'^* \mid \exists q \in F. \exists \beta \in \Gamma^*. (q_0, h(w), Z_0) \vdash^* (q, \epsilon, \beta) \}$

Konstruiere PDA $P_h = (Q_h, \Sigma', \Gamma, \delta_h, q_{0_h}, Z_0, F_h)$ mit der Eigenschaft

$(q_{0_h}, w, Z_0) \vdash^* (q_h, \epsilon, \beta) \Leftrightarrow (q_0, h(w), Z_0) \vdash^* (q, \epsilon, \beta)$ für Endzustände

Ein Ansatz der Art $\delta_h(q, a, X) = \hat{\delta}(q, h(a), X)$ funktioniert nicht!!

Wie bei DEAs muß $h(a)$ schrittweise in den Zuständen abgearbeitet werden

Setze $Q_h = Q \times \{ v \in \Sigma^* \mid v \text{ Suffix von } h(a) \text{ für ein } a \in \Sigma' \}$

$\delta_h((q, \epsilon), a, X) = \{ ((q, h(a)), X) \}$ $a \in \Sigma', X \in \Gamma$

$\delta_h((q, bv), \epsilon, X) = \{ ((p, v), \alpha) \mid (p, \alpha) \in \delta(q, b, X) \}$ $b \in \Sigma \cup \{ \epsilon \}, v \in \Sigma^*, X \in \Gamma$

$q_{0_h} = (q_0, \epsilon)$ $F_h = \{ (q, \epsilon) \mid q \in F \}$

Dann gilt $((q, \epsilon), a, X) \vdash_{P_h}^* ((p, \epsilon), \epsilon, \beta) \Leftrightarrow (q, h(a), X) \vdash_P^* (p, \epsilon, \beta)$

Also ist $h^{-1}(L) = L(P_h)$ und damit **kontextfrei**

Abgeschlossenheit gilt **nicht** für diese Operationen

- **Durchschnitt:** $L_1, L_2 \in \mathcal{L}_2 \not\Rightarrow L_1 \cap L_2 \in \mathcal{L}_2$

- $L = \{0^n 1^n 2^n \mid n \in \mathbb{N}\}$ ist nicht kontextfrei (Beweis später)

- Aber $L = \{0^n 1^n 2^m \mid n, m \in \mathbb{N}\} \cap \{0^m 1^n 2^n \mid n, m \in \mathbb{N}\}$

- und $\{0^n 1^n 2^m \mid n, m \in \mathbb{N}\}$ und $\{0^m 1^n 2^n \mid n, m \in \mathbb{N}\}$ sind kontextfrei

- (Regeln für erste Sprache: $S \rightarrow AB, A \rightarrow 0A1, A \rightarrow 01, B \rightarrow 2B, B \rightarrow 2$)

Der Durchschnitt kontextfreier und regulärer Sprachen ist kontextfrei

(HMU Satz 7.27)

Abgeschlossenheit gilt **nicht** für diese Operationen

- **Durchschnitt:** $L_1, L_2 \in \mathcal{L}_2 \not\Rightarrow L_1 \cap L_2 \in \mathcal{L}_2$
 - $L = \{0^n 1^n 2^n \mid n \in \mathbb{N}\}$ ist nicht kontextfrei (Beweis später)
 - Aber $L = \{0^n 1^n 2^m \mid n, m \in \mathbb{N}\} \cap \{0^m 1^n 2^n \mid n, m \in \mathbb{N}\}$
und $\{0^n 1^n 2^m \mid n, m \in \mathbb{N}\}$ und $\{0^m 1^n 2^n \mid n, m \in \mathbb{N}\}$ sind kontextfrei
(Regeln für erste Sprache: $S \rightarrow AB, A \rightarrow 0A1, A \rightarrow 01, B \rightarrow 2B, B \rightarrow 2$)

Der Durchschnitt kontextfreier und regulärer Sprachen ist kontextfrei
(HMU Satz 7.27)

- **Komplement** $L \in \mathcal{L}_2 \not\Rightarrow \bar{L} \in \mathcal{L}_2$
 - Es ist $L_1 \cap L_2 = \overline{\bar{L}_1 \cup \bar{L}_2}$
 - Bei Abgeschlossenheit unter Komplementbildung würde
Abgeschlossenheit unter Durchschnitt folgen
- **Differenz:** $L_1, L_2 \in \mathcal{L}_2 \not\Rightarrow L_1 - L_2 \in \mathcal{L}_2$
 - Es ist $\bar{L} = \Sigma^* - L$
 - Aus Abschluß unter Differenz folgt Abschluß unter Komplement

Welche Eigenschaften sind automatisch prüfbar?

- **Ist eine kontextfreie Sprache leer?**
 - Entspricht Test auf Erreichbarkeit von Endzuständen
 - Nicht ganz so einfach, da Stackinhalt die Erreichbarkeit beeinflusst
- **Zugehörigkeit: gehört ein Wort zur Sprache?**
 - Verarbeitung durch Pushdown-Automaten ist nichtdeterministisch
 - Deterministische Pushdown-Automaten sind nicht mächtig genug
 - Frage nach Zugehörigkeit beinhaltet oft Frage nach Ableitungsbaum
- **Äquivalenz: sind zwei Typ-2 Sprachen identisch?**
 - Zusammenfassen äquivalenter Zustände im PDA kaum durchführbar

Welche Eigenschaften sind automatisch prüfbar?

- **Ist eine kontextfreie Sprache leer?**
 - Entspricht Test auf Erreichbarkeit von Endzuständen
 - Nicht ganz so einfach, da Stackinhalt die Erreichbarkeit beeinflusst
- **Zugehörigkeit: gehört ein Wort zur Sprache?**
 - Verarbeitung durch Pushdown-Automaten ist nichtdeterministisch
 - Deterministische Pushdown-Automaten sind nicht mächtig genug
 - Frage nach Zugehörigkeit beinhaltet oft Frage nach Ableitungsbaum
- **Äquivalenz: sind zwei Typ-2 Sprachen identisch?**
 - Zusammenfassen äquivalenter Zustände im PDA kaum durchführbar
- **Kontextfreie Grammatiken sind zu kompliziert**
 - Analyse braucht einfachere Versionen von Typ-2 Grammatiken
 - Bringe Grammatik auf “Normalform” (äquivalente einfachere Struktur)

Trenne Variablen von Terminalsymbolen

- **Grammatik in Chomsky-Normalform**

- Grammatik $G = (V, T, P, S)$, bei der jede Produktion die Form

$A \rightarrow BC$ oder $A \rightarrow a$ hat $(A, B, C \in V, a \in T)$

- Grammatiken in Chomsky Normalform sind auch kontextsensitiv

Trenne Variablen von Terminalsymbolen

- **Grammatik in Chomsky-Normalform**

- Grammatik $G = (V, T, P, S)$, bei der jede Produktion die Form

- $A \rightarrow BC$ oder $A \rightarrow a$ hat $(A, B, C \in V, a \in T)$

- Grammatiken in Chomsky Normalform sind auch kontextsensitiv

- **Jede kontextfreie Grammatik G mit $\epsilon \notin L(G)$ ist in Chomsky-Normalform transformierbar**

1. Eliminierung von ϵ -Produktionen $A \rightarrow \epsilon$

2. Eliminierung von Einheitsproduktionen $A \rightarrow B$

3. Eliminierung unnützer Symbole

4. Separieren von Terminalsymbolen und Variablen in Produktionen

5. Aufspalten von Produktionen $A \rightarrow \alpha$ mit $|\alpha| > 2$

Aufblähung/Transformationszeit quadratisch relativ zur Größe von G

ϵ -PRODUKTIONEN ELIMINIEREN

- ϵ -Produktionen sind überflüssig, falls $\epsilon \notin L(G)$
 - Variablen $A \in V$ mit $A \xrightarrow{*} \epsilon$ sind **eliminierbar**
 - Menge eliminierbarer Symbole kann iterativ bestimmt werden
 - Ist $A \rightarrow \epsilon \in P$ dann ist A eliminierbar
 - Ist $A \rightarrow X_1 \dots X_n \in P$ und alle X_i eliminierbar, dann ist A eliminierbar
 - Verfahren terminiert nach maximal $|V| + 1$ Iterationen

ϵ -PRODUKTIONEN ELIMINIEREN

- **ϵ -Produktionen sind überflüssig, falls $\epsilon \notin L(G)$**
 - Variablen $A \in V$ mit $A \xrightarrow{*} \epsilon$ sind **eliminierbar**
 - Menge eliminierbarer Symbole kann iterativ bestimmt werden
 - Ist $A \rightarrow \epsilon \in P$ dann ist A eliminierbar
 - Ist $A \rightarrow X_1 \dots X_n \in P$ und alle X_i eliminierbar, dann ist A eliminierbar
 - Verfahren terminiert nach maximal $|V| + 1$ Iterationen
- **Erzeuge Grammatik ohne eliminierbare Symbole**
 - Für $G = (V, T, P, S)$ bestimme alle eliminierbare Variablen
 - Für $A \rightarrow \alpha \in P$ mit eliminierbaren Symbolen X_1, \dots, X_m in α erzeuge 2^m Regeln $A \rightarrow \alpha_{i_1, \dots, i_k}$ ($\{i_1, \dots, i_k\}$ Teilmenge von $\{1, \dots, m\}$)
 - Entferne alle Regeln der Form $A \rightarrow \epsilon$ (auch neu erzeugte)
 - Wenn S eliminierbar ist, kann $S' \rightarrow S$ und $S' \rightarrow \epsilon$ ergänzt werden
- **Erzeugte Grammatik ist äquivalent**
 - Zeige $A \xrightarrow{*} 'G w \Leftrightarrow A \xrightarrow{*} G w \wedge (w \neq \epsilon \vee A = S')$
durch Induktion über Länge der Ableitung

ELIMINATION VON ϵ -PRODUKTIONEN AM BEISPIEL

$$P = \{ S \rightarrow AB, A \rightarrow aAA \mid \epsilon, B \rightarrow bBB \mid \epsilon \}$$

- **Ermittlung eliminierbarer Symbole**

1.: A und B sind eliminierbar

2.: S ist ebenfalls eliminierbar

ELIMINATION VON ϵ -PRODUKTIONEN AM BEISPIEL

$$P = \{ S \rightarrow AB, A \rightarrow aAA \mid \epsilon, B \rightarrow bBB \mid \epsilon \}$$

- **Ermittlung eliminierbarer Symbole**

1.: A und B sind eliminierbar

2.: S ist ebenfalls eliminierbar

- **Verändere Regeln der Grammatik**

– Aus $S \rightarrow AB$ wird $S \rightarrow AB \mid A \mid B$

– Aus $A \rightarrow aAA \mid \epsilon$ wird $A \rightarrow aAA \mid aA \mid a$

– Aus $B \rightarrow bBB \mid \epsilon$ wird $B \rightarrow bBB \mid bB \mid b$

Grammatik erzeugt $L(G) - \{\epsilon\}$ ohne ϵ -Produktionen

ELIMINATION VON ϵ -PRODUKTIONEN AM BEISPIEL

$$P = \{ S \rightarrow AB, A \rightarrow aAA \mid \epsilon, B \rightarrow bBB \mid \epsilon \}$$

- **Ermittlung eliminierbarer Symbole**

1.: A und B sind eliminierbar

2.: S ist ebenfalls eliminierbar

- **Verändere Regeln der Grammatik**

– Aus $S \rightarrow AB$ wird $S \rightarrow AB \mid A \mid B$

– Aus $A \rightarrow aAA \mid \epsilon$ wird $A \rightarrow aAA \mid aA \mid a$

– Aus $B \rightarrow bBB \mid \epsilon$ wird $B \rightarrow bBB \mid bB \mid b$

Grammatik erzeugt $L(G) - \{\epsilon\}$ ohne ϵ -Produktionen

- **Ergänze neues Startsymbol**

– S war eliminierbar: ergänze Produktionen $S' \rightarrow S \mid \epsilon$

Grammatik erzeugt $L(G)$ mit initialer ϵ -Produktion

Einheitsproduktionen verlängern Ableitungen und verkomplizieren technische Beweise

- **Bestimme alle Einheitspaare (A, B) mit $A \xrightarrow{*} B$**
 - Wie üblich ... iteratives Verfahren:
 - Alle Paare (A, A) für $A \in V$ sind Einheitspaare
 - Ist (A, B) Einheitspaar und $B \rightarrow C \in P$ dann ist (A, C) Einheitspaar
 - Verfahren terminiert nach maximal $|V| + 1$ Iterationen

Einheitsproduktionen verlängern Ableitungen und verkomplizieren technische Beweise

- **Bestimme alle Einheitspaare (A,B) mit $A \xrightarrow{*} B$**
 - Wie üblich ... iteratives Verfahren:
 - Alle Paare (A,A) für $A \in V$ sind Einheitspaare
 - Ist (A,B) Einheitspaar und $B \rightarrow C \in P$ dann ist (A,C) Einheitspaar
 - Verfahren terminiert nach maximal $|V| + 1$ Iterationen
- **Erzeuge Grammatik ohne Einheitsproduktionen $A \rightarrow B$**
 - Bestimme alle Einheitspaare in G
 - Für jedes Einheitspaar (A,B) erzeuge Produktionen $\{A \rightarrow \alpha \mid B \rightarrow \alpha \in P \text{ keine Einheitsproduktion}\}$
- **Erzeugte Grammatik ist äquivalent**
 - Ableitungen in G' sind “Kurzformen” von Ableitungen in G
 - Beweis, wie immer, durch Induktion über Länge der Ableitung

ELIMINATION VON EINHEITSPRODUKTIONEN AM BEISPIEL

$$P' = \{ E \rightarrow T \mid E+T, T \rightarrow F \mid T^*F, F \rightarrow I \mid (E) \\ I \rightarrow a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \}$$

- Bestimme alle **Einheitspaare** (A,B) mit $A \xrightarrow{*} B$

ELIMINATION VON EINHEITSPRODUKTIONEN AM BEISPIEL

$$P' = \{ E \rightarrow T \mid E+T, T \rightarrow F \mid T*F, F \rightarrow I \mid (E) \\ I \rightarrow a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \}$$

- Bestimme alle **Einheitspaare** (A,B) mit $A \xrightarrow{*} B$
 - 1.: (E,E) , (T,T) , (F,F) und (I,I) sind Einheitspaare
 - 2.: (E,T) , (T,F) und (F,I) sind ebenfalls Einheitspaare
 - 3.: (E,F) und (T,I) sind ebenfalls Einheitspaare
 - 4.: (E,I) ist ebenfalls Einheitspaar
 - 5.: Keine weiteren Einheitspaare möglich

ELIMINATION VON EINHEITSPRODUKTIONEN AM BEISPIEL

$$P' = \{ E \rightarrow T \mid E+T, T \rightarrow F \mid T*F, F \rightarrow I \mid (E) \\ I \rightarrow a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \}$$

- **Bestimme alle Einheitspaare (A,B) mit $A \xrightarrow{*} B$**
 - 1.: (E,E) , (T,T) , (F,F) und (I,I) sind Einheitspaare
 - 2.: (E,T) , (T,F) und (F,I) sind ebenfalls Einheitspaare
 - 3.: (E,F) und (T,I) sind ebenfalls Einheitspaare
 - 4.: (E,I) ist ebenfalls Einheitspaar
 - 5.: Keine weiteren Einheitspaare möglich
- **Erzeuge Grammatik ohne Einheitsproduktionen**
 - Einheitspaare mit E : $\{E \rightarrow E+T \mid T*F \mid (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1\}$
 - Einheitspaare mit T : $\{T \rightarrow T*F \mid (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1\}$
 - Einheitspaare mit F : $\{F \rightarrow (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1\}$
 - Einheitspaare mit I : $\{I \rightarrow a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1\}$

UNNÜTZE SYMBOLE ELIMINIEREN

- **X nützlich**, falls $S \xrightarrow{*} \alpha X \beta \xrightarrow{*} w \in T^*$
 - **Erzeugend** ($X \xrightarrow{*} v \in T^*$) und **erreichbar** ($S \xrightarrow{*} \alpha X \beta$)

UNNÜTZE SYMBOLE ELIMINIEREN

- **X nützlich**, falls $S \xrightarrow{*} \alpha X \beta \xrightarrow{*} w \in T^*$
 - **Erzeugend** ($X \xrightarrow{*} v \in T^*$) und **erreichbar** ($S \xrightarrow{*} \alpha X \beta$)
- **Beispiel:** $P = \{ S \rightarrow AB \mid a, A \rightarrow b \}$
 - Erreichbar: S, A, B, a , und b erzeugend: S, A, a , und b
 - Nach Elimination von B : $\{ S \rightarrow a, A \rightarrow b \}$
 - Erreichbar: S und a erzeugend: S, A, a , und b
 - Nach Elimination von A : $\{ S \rightarrow a \}$
 - Erreichbar: S und a erzeugend: S und a

Erzeugte Produktionenmenge ist äquivalent zu P

UNNÜTZE SYMBOLE ELIMINIEREN

- **X nützlich**, falls $S \xrightarrow{*} \alpha X \beta \xrightarrow{*} w \in T^*$
 - **Erzeugend** ($X \xrightarrow{*} v \in T^*$) und **erreichbar** ($S \xrightarrow{*} \alpha X \beta$)
- **Beispiel:** $P = \{ S \rightarrow AB \mid a, A \rightarrow b \}$
 - Erreichbar: S, A, B, a , und b erzeugend: S, A, a , und b
 - Nach Elimination von B : $\{ S \rightarrow a, A \rightarrow b \}$
 - Erreichbar: S und a erzeugend: S, A, a , und b
 - Nach Elimination von A : $\{ S \rightarrow a \}$
 - Erreichbar: S und a erzeugend: S und a

Erzeugte Produktionenmenge ist äquivalent zu P

- **Eliminationsverfahren für G mit $L(G) \neq \emptyset$**
 - Eliminiere nichterzeugende Symbole und Produktionen, die sie enthalten
 - Eliminiere unerreichbare Symbole und Produktionen, die sie enthalten

Resultierende Grammatik G' erzeugt dieselbe Sprache wie G

G' enthält nur nützliche Symbole und $S \in V'$

Also $w \in L(G) \Leftrightarrow S \xrightarrow{*}_G w \Leftrightarrow S \xrightarrow{*}_{G'} w \Leftrightarrow w \in L(G')$

- **Generiere Menge erzeugender Symbole iterativ**
 - Alle Terminalsymbole $a \in T$ sind erzeugend
 - Ist $A \rightarrow X_1..X_n \in P$ und alle X_i erzeugend, dann ist A erzeugend
 - Verfahren terminiert nach maximal $|V| + 1$ Iterationen

- **Generiere Menge erzeugender Symbole iterativ**
 - Alle Terminalsymbole $a \in T$ sind erzeugend
 - Ist $A \rightarrow X_1..X_n \in P$ und alle X_i erzeugend, dann ist A erzeugend
 - Verfahren terminiert nach maximal $|V| + 1$ Iterationen
- **Generiere Menge erreichbarer Symbole iterativ**
 - S ist erreichbar
 - Ist $A \rightarrow X_1..X_n \in P$ und A erreichbar dann sind alle X_i erreichbar
 - Verfahren terminiert nach maximal $|V| + |T|$ Iterationen

- **Generiere Menge erzeugender Symbole iterativ**
 - Alle Terminalsymbole $a \in T$ sind erzeugend
 - Ist $A \rightarrow X_1..X_n \in P$ und alle X_i erzeugend, dann ist A erzeugend
 - Verfahren terminiert nach maximal $|V| + 1$ Iterationen
- **Generiere Menge erreichbarer Symbole iterativ**
 - S ist erreichbar
 - Ist $A \rightarrow X_1..X_n \in P$ und A erreichbar dann sind alle X_i erreichbar
 - Verfahren terminiert nach maximal $|V| + |T|$ Iterationen
- **Beispiel: $P = \{ S \rightarrow AB \mid a, A \rightarrow b \}$**
 - Erzeugende Symbole:
 - 1.: a und b sind erzeugend
 - 2.: S und A sind ebenfalls erzeugend
 - 3.: Keine weiteren Symbole sind erzeugend
 - Erreichbare Symbole:
 - 1.: S ist erreichbar
 - 2.: A, B und a sind ebenfalls erreichbar
 - 3.: b ist ebenfalls erreichbar

Nur Produktionen der Form $A \rightarrow BC$ oder $A \rightarrow a$

- **Jede kontextfreie Grammatik G ist umwandelbar in eine äquivalente Grammatik ohne unnütze Symbole, (echte) ϵ -Produktionen und Einheitsproduktionen**
 - Falls $L(G) = \emptyset$, wähle $G' = (V, T, \emptyset, S)$ (Test auf \emptyset später)
 - Sonst eliminiere ϵ -Produktionen, Einheitsproduktionen, unnütze Symbole

Nur Produktionen der Form $A \rightarrow BC$ oder $A \rightarrow a$

- **Jede kontextfreie Grammatik G ist umwandelbar in eine äquivalente Grammatik ohne unnütze Symbole, (echte) ϵ -Produktionen und Einheitsproduktionen**
 - Falls $L(G) = \emptyset$, wähle $G' = (V, T, \emptyset, S)$ (Test auf \emptyset später)
 - Sonst eliminiere ϵ -Produktionen, Einheitsproduktionen, unnütze Symbole
- **Separiere Terminalsymbole von Variablen**
 - Für jedes Terminalsymbol $a \in T$ erzeuge neue Variable X_a
 - Ersetze Produktionen $A \rightarrow \alpha$ mit $|\alpha| \geq 2$ durch $A \rightarrow \alpha_X$ ($a \in T$ ersetzt durch X_a)
 - Ergänze Produktionen $X_a \rightarrow a$ für alle $a \in T$

Nur Produktionen der Form $A \rightarrow BC$ oder $A \rightarrow a$

- **Jede kontextfreie Grammatik G ist umwandelbar in eine äquivalente Grammatik ohne unnütze Symbole, (echte) ϵ -Produktionen und Einheitsproduktionen**
 - Falls $L(G) = \emptyset$, wähle $G' = (V, T, \emptyset, S)$ (Test auf \emptyset später)
 - Sonst eliminiere ϵ -Produktionen, Einheitsproduktionen, unnütze Symbole
- **Separiere Terminalsymbole von Variablen**
 - Für jedes Terminalsymbol $a \in T$ erzeuge neue Variable X_a
 - Ersetze Produktionen $A \rightarrow \alpha$ mit $|\alpha| \geq 2$ durch $A \rightarrow \alpha_X$ ($a \in T$ ersetzt durch X_a)
 - Ergänze Produktionen $X_a \rightarrow a$ für alle $a \in T$
- **Spalte Produktionen $A \rightarrow \alpha$ mit $|\alpha| > 2$**
 - Ersetze jede Produktion $A \rightarrow X_1 \dots X_k$ durch $k-1$ Produktionen
 $A \rightarrow X_1 Y_1, Y_1 \rightarrow X_2 Y_2, \dots, Y_{k-2} \rightarrow X_{k-1} X_k$, wobei alle Y_i neue Variablen

ERZEUGUNG DER CHOMSKY-NORMALFORM AM BEISPIEL

$$P = \{ E \rightarrow E + T \mid T * F \mid (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \\ T \rightarrow T * F \mid (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \\ F \rightarrow (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \\ I \rightarrow a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \}$$

ERZEUGUNG DER CHOMSKY-NORMALFORM AM BEISPIEL

$$P = \{ E \rightarrow E+T \mid T*F \mid (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \\ T \rightarrow T*F \mid (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \\ F \rightarrow (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \\ I \rightarrow a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \}$$

- **Separiere Terminalsymbole von Variablen**

$$P' = \{ E \rightarrow EX_+T \mid TX_*F \mid X(EX) \mid a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ T \rightarrow TX_*F \mid X(EX) \mid a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ F \rightarrow X(EX) \mid a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ I \rightarrow a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ X_a \rightarrow a, X_b \rightarrow b, X_c \rightarrow c, X_0 \rightarrow 0, X_1 \rightarrow 1, X_+ \rightarrow +, X_* \rightarrow *, X_{(} \rightarrow (, X_{)} \rightarrow) \}$$

ERZEUGUNG DER CHOMSKY-NORMALFORM AM BEISPIEL

$$P = \{ E \rightarrow E+T \mid T*F \mid (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \\ T \rightarrow T*F \mid (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \\ F \rightarrow (E) \mid a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \\ I \rightarrow a \mid b \mid c \mid Ia \mid Ib \mid Ic \mid I0 \mid I1 \}$$

- **Separiere Terminalsymbole von Variablen**

$$P' = \{ E \rightarrow EX_+T \mid TX_*F \mid X(EX) \mid a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ T \rightarrow TX_*F \mid X(EX) \mid a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ F \rightarrow X(EX) \mid a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ I \rightarrow a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ X_a \rightarrow a, X_b \rightarrow b, X_c \rightarrow c, X_0 \rightarrow 0, X_1 \rightarrow 1, X_+ \rightarrow +, X_* \rightarrow *, X_{(} \rightarrow (, X_{)} \rightarrow) \}$$

- **Spalte Produktionen $A \rightarrow \alpha$ mit $|\alpha| > 2$**

$$P' = \{ E \rightarrow EY_1 \mid TY_2 \mid X(Y_3 \mid a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ T \rightarrow TY_2 \mid X(Y_3 \mid a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ F \rightarrow X(Y_3 \mid a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ I \rightarrow a \mid b \mid c \mid IX_a \mid IX_b \mid IX_c \mid IX_0 \mid IX_1 \\ Y_1 \rightarrow X_+T, Y_2 \rightarrow X_*F, Y_3 \rightarrow EX) \\ X_a \rightarrow a, X_b \rightarrow b, X_c \rightarrow c, X_0 \rightarrow 0, X_1 \rightarrow 1, X_+ \rightarrow +, X_* \rightarrow *, X_{(} \rightarrow (, X_{)} \rightarrow) \}$$

- **Ist eine kontextfreie Sprache leer?**

- Für $G = (V, T, P, S)$ gilt

- $L(G)$ ist leer genau dann wenn S nicht erzeugend ist

- Menge erzeugender Variablen kann iterativ bestimmt werden

- Mit speziellen Datenstrukturen ist Test in linearer Zeit durchführbar

(Details ins HMU §7.4.3)

- **Ist eine kontextfreie Sprache leer?**

- Für $G = (V, T, P, S)$ gilt

- $L(G)$ ist leer genau dann wenn S nicht erzeugend ist

- Menge erzeugender Variablen kann iterativ bestimmt werden

- Mit speziellen Datenstrukturen ist Test in linearer Zeit durchführbar

(Details ins HMU §7.4.3)

- **Gehört ein Wort zu einer kontextfreien Sprache?**

- Naive Methode für den Test $w \in L(G)$:

1. Erzeuge Chomsky-Normalform G' von G

2. In G' erzeuge alle Ableitungsbäume mit $2|w| - 1$ Variablenknoten

3. Teste, ob einer dieser Bäume das Wort w erzeugt

● Ist eine kontextfreie Sprache leer?

– Für $G = (V, T, P, S)$ gilt

$L(G)$ ist leer genau dann wenn S nicht erzeugend ist

– Menge erzeugender Variablen kann iterativ bestimmt werden

– Mit speziellen Datenstrukturen ist Test in linearer Zeit durchführbar

(Details ins HMU §7.4.3)

● Gehört ein Wort zu einer kontextfreien Sprache?

– Naive Methode für den Test $w \in L(G)$:

1. Erzeuge Chomsky-Normalform G' von G

2. In G' erzeuge alle Ableitungsbäume mit $2|w| - 1$ Variablenknoten

3. Teste, ob einer dieser Bäume das Wort w erzeugt

– Hochgradig ineffizient, da exponentiell viele Bäume zu erzeugen

– Iterative Analyseverfahren sind besser

Bestimme Variablenmengen, aus denen $w_i..w_j$ ableitbar

- **Eingabe:** Grammatik $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-NF, $w \in T^*$

Bestimme Variablenmengen, aus denen $w_i..w_j$ ableitbar

- **Eingabe:** Grammatik $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-NF, $w \in T^*$
- **Berechne Mengen** $V_{i,j} = \{A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i...w_j\}$ **iterativ**

$w_1 \quad w_2 \quad \dots \quad w_{n-1} \quad w_n$

Bestimme Variablenmengen, aus denen $w_i..w_j$ ableitbar

- **Eingabe:** Grammatik $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-NF, $w \in T^*$
- **Berechne Mengen** $V_{i,j} = \{A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i...w_j\}$ **iterativ**
 $j=i$: $V_{i,i} = \{A \in V \mid A \rightarrow w_i \in P\}$

$V_{1,1}$	$V_{2,2}$	\dots	$V_{n-1,n-1}$	$V_{n,n}$
w_1	w_2	\dots	w_{n-1}	w_n

Bestimme Variablenmengen, aus denen $w_i..w_j$ ableitbar

- **Eingabe:** Grammatik $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-NF, $w \in T^*$
- **Berechne Mengen** $V_{i,j} = \{A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i...w_j\}$ **iterativ**

$$j=i: V_{i,i} = \{A \in V \mid A \rightarrow w_i \in P\}$$

$$j>i: V_{i,j} = \{A \in V \mid$$

$$\exists i \leq k < j.$$

$$\exists A \rightarrow BC \in P.$$

$$B \in V_{i,k} \wedge C \in V_{k+1,j}\}$$

$$V_{1,2} \quad V_{2,3} \quad \dots \quad V_{n-1,n}$$

$$V_{1,1} \quad V_{2,2} \quad \dots \quad V_{n-1,n-1} \quad V_{n,n}$$

$$w_1 \quad w_2 \quad \dots \quad w_{n-1} \quad w_n$$

Bestimme Variablenmengen, aus denen $w_i..w_j$ ableitbar

- **Eingabe:** Grammatik $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-NF, $w \in T^*$
- **Berechne Mengen** $V_{i,j} = \{A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i \dots w_j\}$ **iterativ**

$$j=i: V_{i,i} = \{A \in V \mid A \rightarrow w_i \in P\}$$

$$j>i: V_{i,j} = \{A \in V \mid$$

$$\exists i \leq k < j.$$

$$\exists A \rightarrow BC \in P.$$

$$B \in V_{i,k} \wedge C \in V_{k+1,j}\}$$

$V_{1,n}$	
$V_{1,n-1}$	$V_{2,n}$
\vdots	\vdots
$V_{1,2}$	$V_{2,3} \dots V_{n-1,n}$
$V_{1,1}$	$V_{2,2} \dots V_{n-1,n-1} V_{n,n}$
w_1	$w_2 \dots w_{n-1} w_n$

Bestimme Variablenmengen, aus denen $w_i..w_j$ ableitbar

- **Eingabe:** Grammatik $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-NF, $w \in T^*$

- Berechne Mengen $V_{i,j} = \{A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i \dots w_j\}$ iterativ

$$j=i: V_{i,i} = \{A \in V \mid A \rightarrow w_i \in P\}$$

$$j>i: V_{i,j} = \{A \in V \mid$$

$$\exists i \leq k < j.$$

$$\exists A \rightarrow BC \in P.$$

$$B \in V_{i,k} \wedge C \in V_{k+1,j}\}$$

$V_{1,n}$	
$V_{1,n-1}$	$V_{2,n}$
\vdots	\vdots
$V_{1,2}$	$V_{2,3} \dots V_{n-1,n}$
$V_{1,1}$	$V_{2,2} \dots V_{n-1,n-1} V_{n,n}$
w_1	$w_2 \dots w_{n-1} w_n$

- Akzeptiere w genau dann, wenn $S \in V_{1,|w|}$

Bestimme Variablenmengen, aus denen $w_i..w_j$ ableitbar

- **Eingabe:** Grammatik $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-NF, $w \in T^*$

- **Berechne Mengen** $V_{i,j} = \{A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i \dots w_j\}$ **iterativ**

$$j=i: V_{i,i} = \{A \in V \mid A \rightarrow w_i \in P\}$$

$$j>i: V_{i,j} = \{A \in V \mid$$

$$\exists i \leq k < j.$$

$$\exists A \rightarrow BC \in P.$$

$$B \in V_{i,k} \wedge C \in V_{k+1,j}\}$$

$V_{1,n}$	
$V_{1,n-1}$	$V_{2,n}$
\vdots	\vdots
$V_{1,2}$	$V_{2,3} \dots V_{n-1,n}$
$V_{1,1}$	$V_{2,2} \dots V_{n-1,n-1} V_{n,n}$
w_1	$w_2 \dots w_{n-1} w_n$

- **Akzeptiere** w **genau dann, wenn** $S \in V_{1,|w|}$

Entscheidet $w \in L(G)$ in **kubischer Zeit** relativ zur Größe von w

Konstruiert gleichzeitig den **Syntaxbaum** von w

DER CYK-ALGORITHMUS AM BEISPIEL

$$\{ S \rightarrow AB|BC, A \rightarrow BA|a, B \rightarrow CC|b, C \rightarrow AB|a \}$$

- **Prüfe** $w = baaba \in L(G)$

DER CYK-ALGORITHMUS AM BEISPIEL

$\{ S \rightarrow AB|BC, A \rightarrow BA|a, B \rightarrow CC|b, C \rightarrow AB|a \}$

- Prüfe $w = baaba \in L(G)$
- Berechne $V_{i,j} = \{ A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i \dots w_j \}$

$b \quad a \quad a \quad b \quad a$

DER CYK-ALGORITHMUS AM BEISPIEL

$\{ S \rightarrow AB|BC, A \rightarrow BA|a, B \rightarrow CC|b, C \rightarrow AB|a \}$

- Prüfe $w = baaba \in L(G)$
- Berechne $V_{i,j} = \{ A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i \dots w_j \}$

$\{B\}$	$\{A, C\}$	$\{A, C\}$	$\{B\}$	$\{A, C\}$
b	a	a	b	a

DER CYK-ALGORITHMUS AM BEISPIEL

$$\{ S \rightarrow AB|BC, A \rightarrow BA|a, B \rightarrow CC|b, C \rightarrow AB|a \}$$

- Prüfe $w = baaba \in L(G)$
- Berechne $V_{i,j} = \{A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i \dots w_j\}$

$\{S, A\}$	$\{B\}$	$\{S, C\}$	$\{S, A\}$	
$\{B\}$	$\{A, C\}$	$\{A, C\}$	$\{B\}$	$\{A, C\}$
b	a	a	b	a

DER CYK-ALGORITHMUS AM BEISPIEL

$$\{ S \rightarrow AB|BC, A \rightarrow BA|a, B \rightarrow CC|b, C \rightarrow AB|a \}$$

- Prüfe $w = baaba \in L(G)$
- Berechne $V_{i,j} = \{ A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i \dots w_j \}$

—	{B}	{B}		
{S, A}	{B}	{S, C}	{S, A}	
{B}	{A, C}	{A, C}	{B}	{A, C}
<i>b</i>	<i>a</i>	<i>a</i>	<i>b</i>	<i>a</i>

DER CYK-ALGORITHMUS AM BEISPIEL

$$\{ S \rightarrow AB|BC, A \rightarrow BA|a, B \rightarrow CC|b, C \rightarrow AB|a \}$$

• Prüfe $w = baaba \in L(G)$

• Berechne $V_{i,j} = \{ A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i \dots w_j \}$

—	$\{S, A, C\}$				
—	$\{B\}$	$\{B\}$			
$\{S, A\}$	$\{B\}$	$\{S, C\}$	$\{S, A\}$		
$\{B\}$	$\{A, C\}$	$\{A, C\}$	$\{B\}$	$\{A, C\}$	
b	a	a	b	a	

DER CYK-ALGORITHMUS AM BEISPIEL

$$\{ S \rightarrow AB|BC, A \rightarrow BA|a, B \rightarrow CC|b, C \rightarrow AB|a \}$$

• Prüfe $w = baaba \in L(G)$

• Berechne $V_{i,j} = \{ A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i \dots w_j \}$

$\{S, A, C\}$					
—	$\{S, A, C\}$				
—	$\{B\}$	$\{B\}$			
$\{S, A\}$	$\{B\}$	$\{S, C\}$	$\{S, A\}$		
$\{B\}$	$\{A, C\}$	$\{A, C\}$	$\{B\}$	$\{A, C\}$	
b	a	a	b	a	

DER CYK-ALGORITHMUS AM BEISPIEL

$$\{ S \rightarrow AB|BC, A \rightarrow BA|a, B \rightarrow CC|b, C \rightarrow AB|a \}$$

- Prüfe $w = baaba \in L(G)$
- Berechne $V_{i,j} = \{ A \in V \mid A \xrightarrow{*} w_i \dots w_j \}$

$\{S, A, C\}$					
—	$\{S, A, C\}$				
—	$\{B\}$	$\{B\}$			
$\{S, A\}$	$\{B\}$	$\{S, C\}$	$\{S, A\}$		
$\{B\}$	$\{A, C\}$	$\{A, C\}$	$\{B\}$	$\{A, C\}$	
b	a	a	b	a	

- $S \in V_{1,5}$, also $w \in L(G)$

Die folgenden Probleme können nicht getestet werden

- $L(G) = T^*$
- $L(G_1) = L(G_2)$
- $L(G_1) \subseteq L(G_2)$
- $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$
- $L(G) \in \mathcal{L}_3$
- $\overline{L(G)} \in \mathcal{L}_2$
- $L(G_1) \cap L(G_2) \in \mathcal{L}_2$

Welche Menge beschreibt G ?

Äquivalenz von Grammatiken

kontextfreies Komplement?

kontextfreier Schnitt ?

Beweise brauchen Berechenbarkeitstheorie / TI-2

GRENZEN KONTEXTFREIER SPRACHEN

Warum ist $L = \{0^n 1^n 2^n \mid n \in \mathbb{N}\}$ nicht kontextfrei?

Warum ist $L = \{0^n 1^n 2^n \mid n \in \mathbb{N}\}$ nicht kontextfrei?

- **Typ-2 Grammatiken arbeiten lokal**

- Anwendbarkeit einer Produktion hängt nur von **einer Variablen** ab (der Kontext der Variablen ist irrelevant)
- Eine Regel kann nur an **einer Stelle** im Wort etwas erzeugen
- Eine Typ-2 Grammatik kann entweder **0/1** oder **1/2** simultan erhöhen aber nicht beides gleichzeitig
- Grammatik müßte die Anzahl der **0/1** oder **1/2** im Voraus bestimmen und diese Anzahl für die **2** bzw. **0** im Namen der Variablen codieren

Warum ist $L = \{0^n 1^n 2^n \mid n \in \mathbb{N}\}$ nicht kontextfrei?

- **Typ-2 Grammatiken arbeiten lokal**

- Anwendbarkeit einer Produktion hängt nur von **einer Variablen** ab (der Kontext der Variablen ist irrelevant)
- Eine Regel kann nur an **einer Stelle** im Wort etwas erzeugen
- Eine Typ-2 Grammatik kann entweder **0/1** oder **1/2** simultan erhöhen aber nicht beides gleichzeitig
- Grammatik müßte die Anzahl der **0/1** oder **1/2** im Voraus bestimmen und diese Anzahl für die **2** bzw. **0** im Namen der Variablen codieren

- **Grammatiken sind endlich**

- Es gibt nur endlich viele Variablen
- Für $n > |V|$ muß eine Variable X doppelt benutzt worden sein zur Codierung von $0^n 1^n$ und $0^i 1^i$ mit $i < n$
- Grammatik würde auch $0^n 1^n 2^i$ und $0^i 1^i 2^n$ generieren

Warum ist $L = \{0^n 1^n 2^n \mid n \in \mathbb{N}\}$ nicht kontextfrei?

- **Typ-2 Grammatiken arbeiten lokal**
 - Anwendbarkeit einer Produktion hängt nur von **einer Variablen** ab (der Kontext der Variablen ist irrelevant)
 - Eine Regel kann nur an **einer Stelle** im Wort etwas erzeugen
 - Eine Typ-2 Grammatik kann entweder **0/1** oder **1/2** simultan erhöhen aber nicht beides gleichzeitig
 - Grammatik müßte die Anzahl der **0/1** oder **1/2** im Voraus bestimmen und diese Anzahl für die **2** bzw. **0** im Namen der Variablen codieren
- **Grammatiken sind endlich**
 - Es gibt nur endlich viele Variablen
 - Für $n > |V|$ muß eine Variable X doppelt benutzt worden sein zur Codierung von $0^n 1^n$ und $0^i 1^i$ mit $i < n$
 - Grammatik würde auch $0^n 1^n 2^i$ und $0^i 1^i 2^n$ generieren
- **Genaues Argument ist etwas komplizierter**
 - Allgemeine Version: **Pumping Lemma** für kontextfreie Sprachen

DAS PUMPING LEMMA FÜR KONTEXTFREIE SPRACHEN

Wie zeigt man, daß eine Sprache nicht kontextfrei ist?

Wie zeigt man, daß eine Sprache nicht kontextfrei ist?

- Für jede kontextfreie Sprache $L \in \mathcal{L}_2$ gibt es eine Zahl $n \in \mathbb{N}$, so daß jedes Wort $z \in L$ mit Länge $|z| \geq n$ zerlegt werden kann in $z = u v w x y$ mit den Eigenschaften
 - (1) $v \neq \epsilon$,
 - (2) $|v w x| \leq n$ und
 - (3) für alle $i \in \mathbb{N}$ ist $u v^i w x^i y \in L$

Wie zeigt man, daß eine Sprache nicht kontextfrei ist?

- Für jede kontextfreie Sprache $L \in \mathcal{L}_2$ gibt es eine Zahl $n \in \mathbb{N}$, so daß jedes Wort $z \in L$ mit Länge $|z| \geq n$ zerlegt werden kann in $z = u v w x y$ mit den Eigenschaften
 - (1) $v \circ x \neq \epsilon$,
 - (2) $|v w x| \leq n$ und
 - (3) für alle $i \in \mathbb{N}$ ist $u v^i w x^i y \in L$
- Aussage ist wechselseitig konstruktiv
 - Die Zahl n kann zu jeder kontextfreien Sprache L bestimmt werden
 - Die Zerlegung $z = u v w x y$ kann zu jedem Wort $z \in L$ bestimmt werden

Wie zeigt man, daß eine Sprache nicht kontextfrei ist?

- Für jede kontextfreie Sprache $L \in \mathcal{L}_2$ gibt es eine Zahl $n \in \mathbb{N}$, so daß jedes Wort $z \in L$ mit Länge $|z| \geq n$ zerlegt werden kann in $z = u v w x y$ mit den Eigenschaften
 - (1) $v \circ x \neq \epsilon$,
 - (2) $|v w x| \leq n$ und
 - (3) für alle $i \in \mathbb{N}$ ist $u v^i w x^i y \in L$
- Aussage ist wechselseitig konstruktiv
 - Die Zahl n kann zu jeder kontextfreien Sprache L bestimmt werden
 - Die Zerlegung $z = u v w x y$ kann zu jedem Wort $z \in L$ bestimmt werden
- Beweis benötigt Chomsky-Normalform
 - Ableitungen der Länge k können maximal Wörter der Länge 2^k erzeugen
 - Ableitungen der Länge $k > |V|$ benutzen ein Hilfssymbol X doppelt
 - Die Schleife der Ableitung von X aus X kann beliebig wiederholt werden

BEWEIS DES PUMPING LEMMAS

Für jede Sprache $L \in \mathcal{L}_2$ gibt es ein $n \in \mathbb{N}$, so daß jedes $z \in L$ mit Länge $|z| \geq n$ zerlegt werden kann in $z = u v w x y$ mit
(1) $v \neq \epsilon$, (2) $|v w x| \leq n$ (3) $u v^i w x^i y \in L$ für alle $i \in \mathbb{N}$

Beweis mit Grammatiken in Chomsky-Normalform

BEWEIS DES PUMPING LEMMAS

Für jede Sprache $L \in \mathcal{L}_2$ gibt es ein $n \in \mathbb{N}$, so daß jedes $z \in L$ mit Länge $|z| \geq n$ zerlegt werden kann in $z = u v w x y$ mit
(1) $v^0 x \neq \epsilon$, (2) $|v w x| \leq n$ (3) $u v^i w x^i y \in L$ für alle $i \in \mathbb{N}$

Beweis mit Grammatiken in Chomsky-Normalform

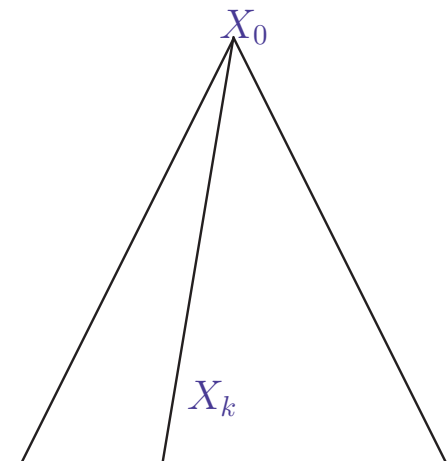
- Für $L = \emptyset$ oder $L = \{\epsilon\}$ gilt die Behauptung trivialerweise
- Andernfalls sei $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-Normalform mit $L = L(G)$

BEWEIS DES PUMPING LEMMAS

Für jede Sprache $L \in \mathcal{L}_2$ gibt es ein $n \in \mathbb{N}$, so daß jedes $z \in L$ mit Länge $|z| \geq n$ zerlegt werden kann in $z = u v w x y$ mit
(1) $v \neq \epsilon$, (2) $|v w x| \leq n$ (3) $u v^i w x^i y \in L$ für alle $i \in \mathbb{N}$

Beweis mit Grammatiken in Chomsky-Normalform

- Für $L = \emptyset$ oder $L = \{\epsilon\}$ gilt die Behauptung trivialerweise
- Andernfalls sei $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-Normalform mit $L = L(G)$
- Wähle $n = 2^{|V|}$ und betrachte $z = z_1 \dots z_m$ mit $|z| \geq n$
- Dann hat jeder Ableitungsbaum für z eine Tiefe von mindestens $|V| + 1$

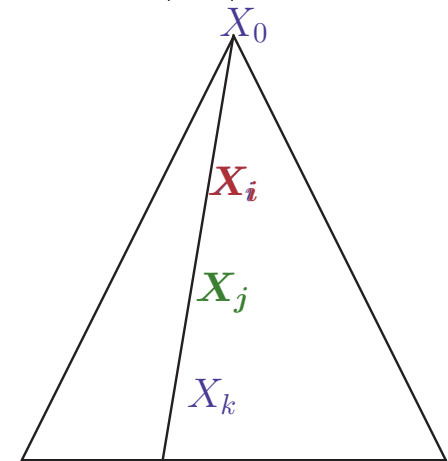


BEWEIS DES PUMPING LEMMAS

Für jede Sprache $L \in \mathcal{L}_2$ gibt es ein $n \in \mathbb{N}$, so daß jedes $z \in L$ mit Länge $|z| \geq n$ zerlegt werden kann in $z = u v w x y$ mit
(1) $v \neq \epsilon$, (2) $|v w x| \leq n$ (3) $u v^i w x^i y \in L$ für alle $i \in \mathbb{N}$

Beweis mit Grammatiken in Chomsky-Normalform

- Für $L = \emptyset$ oder $L = \{\epsilon\}$ gilt die Behauptung trivialerweise
- Andernfalls sei $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-Normalform mit $L = L(G)$
- Wähle $n = 2^{|V|}$ und betrachte $z = z_1 \dots z_m$ mit $|z| \geq n$
- Dann hat jeder Ableitungsbaum für z eine Tiefe von mindestens $|V| + 1$
- Sei X_0, \dots, X_k die Folge der verarbeiteten Variablen auf dem längsten Pfad
Dann erscheint eine Variable zweimal: $X_i = X_j$ für ein $i < j$ mit $k - |V| < i$

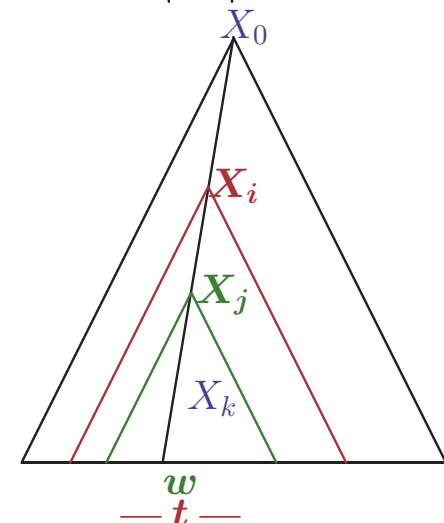


BEWEIS DES PUMPING LEMMAS

Für jede Sprache $L \in \mathcal{L}_2$ gibt es ein $n \in \mathbb{N}$, so daß jedes $z \in L$ mit Länge $|z| \geq n$ zerlegt werden kann in $z = u v w x y$ mit
(1) $v \circ x \neq \epsilon$, (2) $|v w x| \leq n$ (3) $u v^i w x^i y \in L$ für alle $i \in \mathbb{N}$

Beweis mit Grammatiken in Chomsky-Normalform

- Für $L = \emptyset$ oder $L = \{\epsilon\}$ gilt die Behauptung trivialerweise
- Andernfalls sei $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-Normalform mit $L = L(G)$
- Wähle $n = 2^{|V|}$ und betrachte $z = z_1 \dots z_m$ mit $|z| \geq n$
- Dann hat jeder Ableitungsbaum für z eine Tiefe von mindestens $|V| + 1$
- Sei X_0, \dots, X_k die Folge der verarbeiteten Variablen auf dem längsten Pfad
Dann erscheint eine Variable zweimal: $X_i = X_j$ für ein $i < j$ mit $k - |V| < i$
- Seien w und t die aus X_j bzw. X_i abgeleiteten Teilwörter

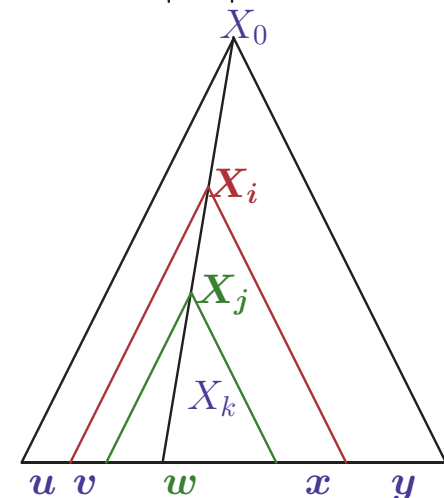


BEWEIS DES PUMPING LEMMAS

Für jede Sprache $L \in \mathcal{L}_2$ gibt es ein $n \in \mathbb{N}$, so daß jedes $z \in L$ mit Länge $|z| \geq n$ zerlegt werden kann in $z = u v w x y$ mit
(1) $v \circ x \neq \epsilon$, (2) $|v w x| \leq n$ (3) $u v^i w x^i y \in L$ für alle $i \in \mathbb{N}$

Beweis mit Grammatiken in Chomsky-Normalform

- Für $L = \emptyset$ oder $L = \{\epsilon\}$ gilt die Behauptung trivialerweise
- Andernfalls sei $G = (V, T, P, S)$ in Chomsky-Normalform mit $L = L(G)$
- Wähle $n = 2^{|V|}$ und betrachte $z = z_1 \dots z_m$ mit $|z| \geq n$
- Dann hat jeder Ableitungsbaum für z eine Tiefe von mindestens $|V| + 1$
- Sei X_0, \dots, X_k die Folge der verarbeiteten Variablen auf dem längsten Pfad
Dann erscheint eine Variable zweimal: $X_i = X_j$ für ein $i < j$ mit $k - |V| < i$
- Seien w und t die aus X_j bzw. X_i abgeleiteten Teilwörter
- Dann gilt $t = v w x$ und $z = u t y$ für Wörter u, v, x und y
- Da G in Chomsky-Normalform ist, gilt $v \circ x \neq \epsilon$
- Wegen $k - |V| < i$ gilt $|v w x| = |t| \leq n$
- Wegen $X_i = X_j$ kann die Ableitung von X_i bis X_j beliebig wiederholt werden und es gilt $u v^i w x^i y \in L$ für alle $i \in \mathbb{N}$



ANWENDUNGEN DES PUMPING LEMMAS

- $L = \{0^m 1^m 2^m \mid m \in \mathbb{N}\}$ ist nicht kontextfrei
- Verwende Kontraposition des Pumping Lemmas

$$(\forall n \in \mathbb{N}. \exists z \in L. |z| \geq n \wedge \forall u, v, w, x, y \in T^*. (z = uvwxy \wedge v \neq \epsilon \wedge |vwx| \leq n) \Rightarrow \exists i \in \mathbb{N}. uv^iwx^iy \notin L) \Rightarrow L \notin \mathcal{L}_2$$

ANWENDUNGEN DES PUMPING LEMMAS

- $L = \{0^m 1^m 2^m \mid m \in \mathbb{N}\}$ ist nicht kontextfrei

– Verwende Kontraposition des Pumping Lemmas

$$(\forall n \in \mathbb{N}. \exists z \in L. |z| \geq n \wedge \forall u, v, w, x, y \in T^*. (z = uvwxy \wedge v \neq \epsilon \wedge |vwx| \leq n) \Rightarrow \exists i \in \mathbb{N}. uv^iwx^iy \notin L) \Rightarrow L \notin \mathcal{L}_2$$

– Sei $n \in \mathbb{N}$ beliebig. Wir wählen $z = 0^m 1^m 2^m$ für ein $m > n$

ANWENDUNGEN DES PUMPING LEMMAS

- $L = \{0^m 1^m 2^m \mid m \in \mathbb{N}\}$ ist nicht kontextfrei

– Verwende Kontraposition des Pumping Lemmas

$$(\forall n \in \mathbb{N}. \exists z \in L. |z| \geq n \wedge \forall u, v, w, x, y \in T^*. (z = uvwxy \wedge v \circ x \neq \epsilon \wedge |vwx| \leq n) \Rightarrow \exists i \in \mathbb{N}. uv^iwx^iy \notin L) \Rightarrow L \notin \mathcal{L}_2$$

– Sei $n \in \mathbb{N}$ beliebig. Wir wählen $z = 0^m 1^m 2^m$ für ein $m > n$

– Sei $u, v, w, x, y \in T^*$ beliebig mit $z = uvwxy$,
und (1) $v \circ x \neq \epsilon$ und (2) $|vwx| \leq n$

– Wir wählen $i = 0$ und zeigen $uw y = uv^iwx^iy \notin L$

ANWENDUNGEN DES PUMPING LEMMAS

- $L = \{0^m 1^m 2^m \mid m \in \mathbb{N}\}$ ist nicht kontextfrei

– Verwende Kontraposition des Pumping Lemmas

$$(\forall n \in \mathbb{N}. \exists z \in L. |z| \geq n \wedge \forall u, v, w, x, y \in T^*. (z = uvwxy \wedge v^0 x \neq \epsilon \wedge |vwx| \leq n) \Rightarrow \exists i \in \mathbb{N}. uv^i wx^i y \notin L) \Rightarrow L \notin \mathcal{L}_2$$

– Sei $n \in \mathbb{N}$ beliebig. Wir wählen $z = 0^m 1^m 2^m$ für ein $m > n$

– Sei $u, v, w, x, y \in T^*$ beliebig mit $z = uvwxy$,
und (1) $v^0 x \neq \epsilon$ und (2) $|vwx| \leq n$

– Wir wählen $i = 0$ und zeigen $uvw y = uv^i wx^i y \notin L$

– Wegen (2) enthält vwx keine Nullen oder keine Zweien

• Falls vwx keine Null enthält, dann enthält $uvw y$ genau m Nullen
aber wegen (1) weniger Einsen und/oder Zweien

• Falls vwx keine Zwei enthält, dann enthält $uvw y$ genau m Zweien
aber wegen (1) weniger Nullen und/oder Einsen

– Damit kann $uvw y = uv^0 wx^0 y$ nicht zu L gehören

– Mit dem Pumping Lemma folgt nun, daß L nicht kontextfrei ist

ANWENDUNGEN DES PUMPING LEMMAS

- $L = \{0^m 1^m 2^m \mid m \in \mathbb{N}\}$ ist nicht kontextfrei

– Verwende Kontraposition des Pumping Lemmas

$$(\forall n \in \mathbb{N}. \exists z \in L. |z| \geq n \wedge \forall u, v, w, x, y \in T^*. (z = uvwxy \wedge v^0 x \neq \epsilon \wedge |vwx| \leq n) \Rightarrow \exists i \in \mathbb{N}. uv^i wx^i y \notin L) \Rightarrow L \notin \mathcal{L}_2$$

– Sei $n \in \mathbb{N}$ beliebig. Wir wählen $z = 0^m 1^m 2^m$ für ein $m > n$

– Sei $u, v, w, x, y \in T^*$ beliebig mit $z = uvwxy$,
und (1) $v^0 x \neq \epsilon$ und (2) $|vwx| \leq n$

– Wir wählen $i = 0$ und zeigen $uw y = uv^i wx^i y \notin L$

– Wegen (2) enthält vwx keine Nullen oder keine Zweien

• Falls vwx keine Null enthält, dann enthält $uw y$ genau m Nullen
aber wegen (1) weniger Einsen und/oder Zweien

• Falls vwx keine Zwei enthält, dann enthält $uw y$ genau m Zweien
aber wegen (1) weniger Nullen und/oder Einsen

– Damit kann $uw y = uv^0 wx^0 y$ nicht zu L gehören

– Mit dem Pumping Lemma folgt nun, daß L nicht kontextfrei ist

- $L' = \{ww \mid w \in \{0, 1\}^*\} \notin \mathcal{L}_2$

– Ähnliches Argument mit Wörtern der Form $0^m 1^m 0^m 1^m$

Kontextfreie Sprachen sind deutlich komplizierter

● **Abschlußeigenschaften**

- Operationen \cup , R , \circ , $*$, σ , h^{-1} erhalten Kontextfreiheit von Sprachen
- Keine Abgeschlossenheit unter \cap , $\bar{}$, $-$

● **Automatische Prüfungen**

- Man kann testen ob eine kontextfreie Sprache leer ist
- Man kann testen ob ein Wort zu einer kontextfreien Sprache gehört
- Man kann **nicht** testen ob zwei kontextfreie Sprachen gleich sind
- Viele wichtige Fragen sind nicht automatisch prüfbar

● **Pumping Lemma**

- Wiederholt man bestimmte Teile genügend großer Wörter einer kontextfreien Sprache beliebig oft, so erhält man immer ein Wort der Sprache
- Konsequenz: viele einfache Sprachen sind nicht kontextfrei
- Für diese sind aufwendigere Mechanismen erforderlich

↪ TI-2