

Grundbegriffe der Theoretischen Informatik

Sommersemester 2018 - Thomas Schwentick

Teil B: Kontextfreie Sprachen

10: Pumping-Lemma, Algorithmen und Abschlusseigenschaften

Version von: 22. Mai 2018 (12:11)

Einleitung

- In diesem Kapitel werden wir sehen, welche der angenehmen Eigenschaften der regulären Sprachen auch für die kontextfreien Sprachen gelten, und welche nicht
- Methoden zum Nachweis, dass eine Sprache nicht kontextfrei ist:
 - Es gibt ein Pumping-Lemma für kontextfreie Sprachen, das nur wenig komplizierter als das für reguläre Sprachen ist
 - Zum Satz von Nerode korrespondierende Resultate haben wir aber nicht
- Algorithmen:
 - Einige algorithmische Probleme für kontextfreie Sprachen lassen sich effizient lösen
 - Andere gar (!) nicht
- Abschlusseigenschaften:
 - Die Klasse der kontextfreien Sprachen ist unter weniger Operationen abgeschlossen als die Klasse der regulären Sprachen
 - Die Klasse der deterministisch kontextfreien Sprachen hat andere Abschlusseigenschaften als beide Klassen

Inhalt

▷ 10.1 Das Pumping-Lemma für kontextfreie Sprachen

10.2 Algorithmen für kontextfreie Sprachen

10.3 Abschlusseigenschaften der kontextfreien Sprachen

10.4 Deterministische Kellerautomaten

Pumping-Lemma für kontextfreie Sprachen

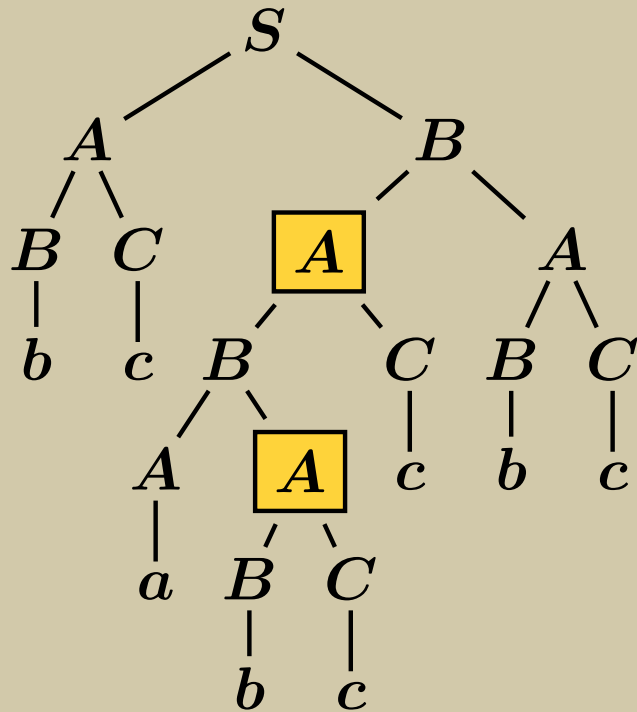
- Zur Erinnerung:
 - Das Pumping-Lemma für reguläre Sprachen beschreibt eine Abschlusseigenschaft, die jede reguläre Sprache hat
 - Es wird benutzt, um zu beweisen, dass eine gegebene Sprache **nicht** regulär ist
- Jetzt betrachten wir eine ähnliche Aussage für kontextfreie Sprachen
 - Der Beweis beruht darauf, dass „gleichartige Teile“ eines Ableitungsbaumes beliebig oft wiederholt werden können
 - Das ist ähnlich wie beim Pumping-Lemma für reguläre Sprachen, nur etwas komplizierter

Pumping-Lemma: Vorbereitendes Beispiel

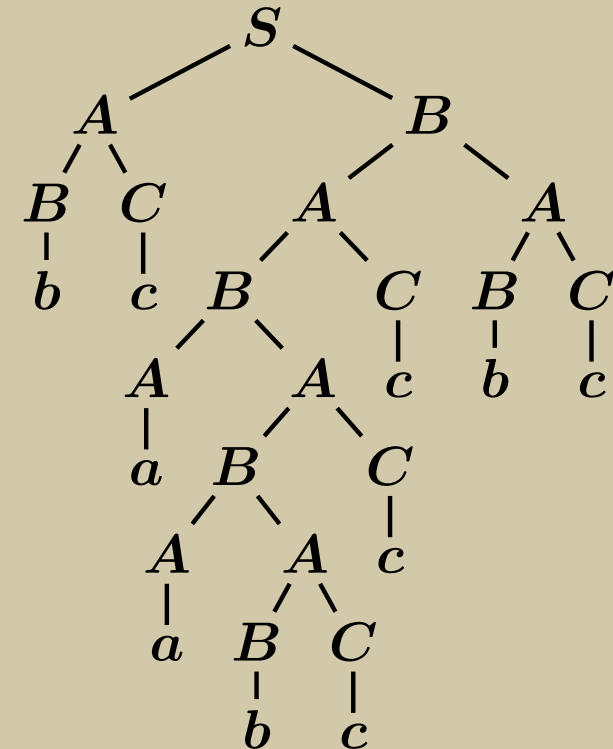
Beispiel: Grammatik

$$\begin{aligned} S &\rightarrow AB & | & a \\ A &\rightarrow BC & | & a \\ B &\rightarrow AA & | & b \\ C &\rightarrow CB & | & c \end{aligned}$$

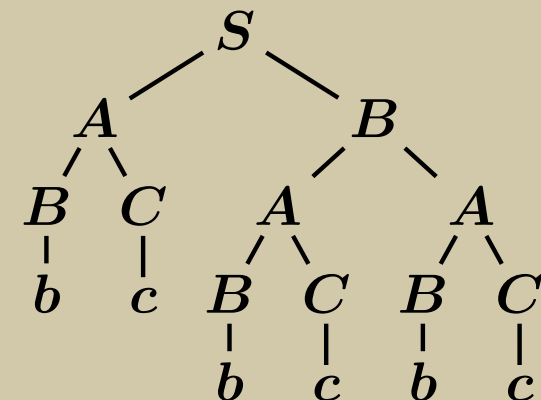
Beispiel: Ableitung



Beispiel: „Mittelteil“ wiederholen

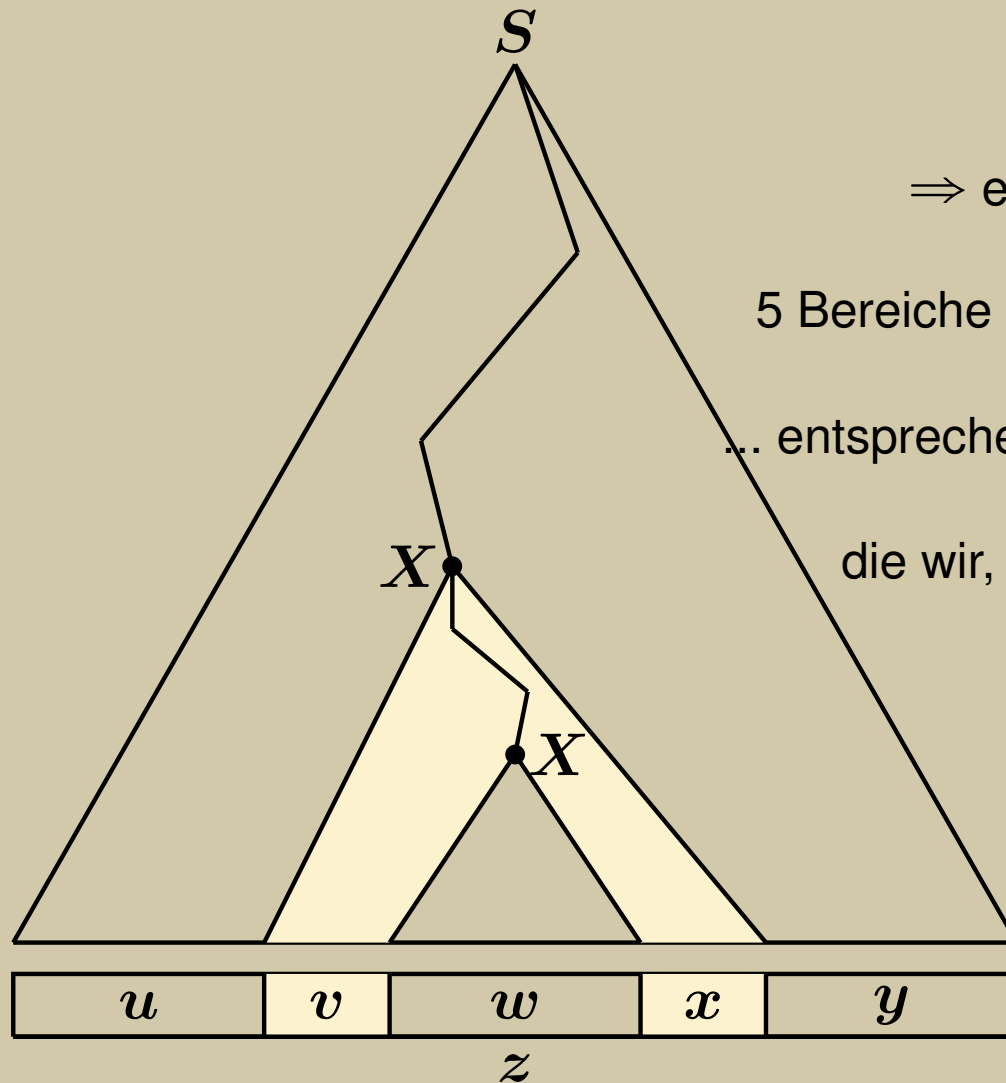


Beispiel: „Mittelteil“ löschen



Pumping-Lemma: Illustration (1/2)

Beispiel: Ableitungsbaum T für z



Weg mit Länge $> |V|$

\Rightarrow eine Variable X doppelt

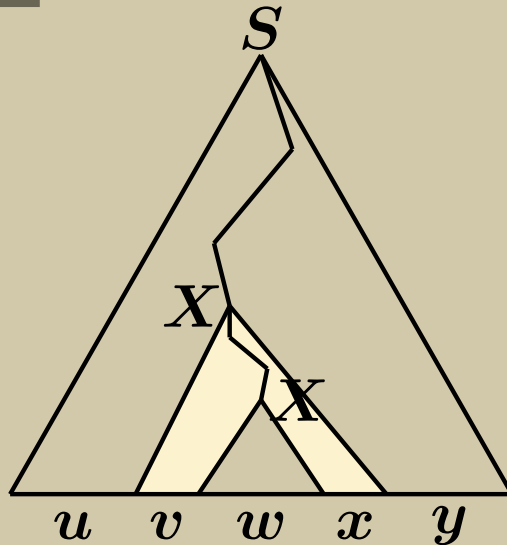
5 Bereiche des Ableitungsbaums...

... entsprechen 5 Abschnitten von z ,

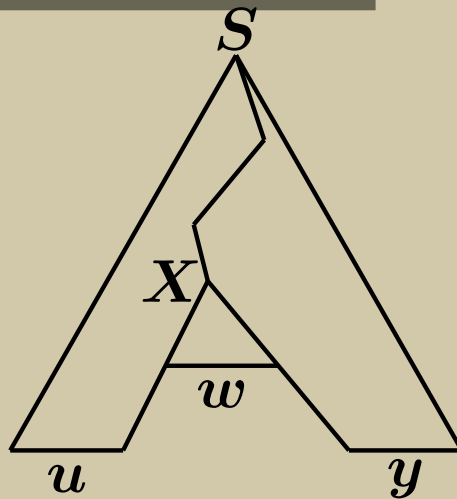
die wir, u, v, w, x, y nennen

Pumping-Lemma: Illustration (2/2)

Beispiel: T

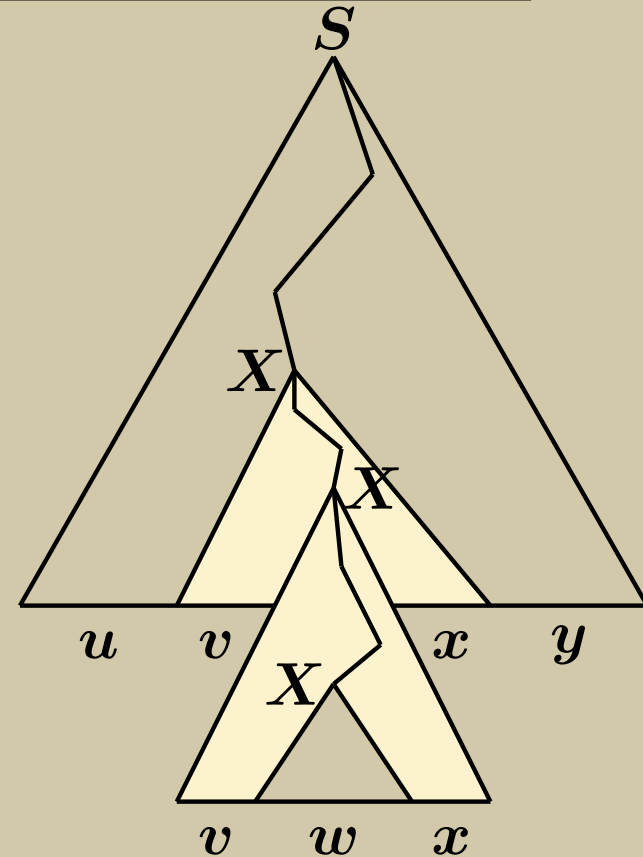


Beispiel: v und x entfernen



- Weglassen des „Mittelteils“ ergibt einen Ableitungsbaum für uwy

Beispiel: v und x wiederholen



- Wiederholen des „Mittelteils“ ergibt einen Ableitungsbaum für $uvvwxxy$

Pumping-Lemma für kontextfreie Sprachen (1/2)

Satz 10.1 (Pumping-Lemma)

- Ist L kontextfrei, so gibt es ein $n \in \mathbb{N}$, so dass sich jeder String $z \in L$ mit $|z| \geq n$ so in $z = uvwxy$ zerlegen lässt, dass gelten:
 - (1) $vx \neq \epsilon$,
 - (2) $|vwx| \leq n$,
 - (3) $uv^kwx^ky \in L$, für alle $k \geq 0$

Beweisskizze

- Sei L eine kontextfreie Sprache
 - Sei $G = (V, \Sigma, S, P)$ eine Grammatik für L in Chomsky-Normalform
 - Sei $m \stackrel{\text{def}}{=} |V|$ die Anzahl der Variablen von G
- Wir setzen $n \stackrel{\text{def}}{=} 2^{m+1}$
- Sei $z \in L$ beliebig mit $|z| \geq n$
- Sei T ein Ableitungsbaum für z

Pumping-Lemma für kontextfreie Sprachen (2/2)

Beweisskizze (Forts.)

- Da G in CNF ist, hat jeder innere Knoten von T höchstens zwei Kinder
 - ➔ Die Tiefe von T ist $\geq m + 1$
- Sei W ein Weg maximaler Länge von der Wurzel von T zu einem Blatt von T
 - ➔ W enthält mindestens $m + 1$ mit Variablen markierte Knoten
 - ➔ Unter den letzten $m + 1$ dieser Knoten muss eine Variable $X \in V$ doppelt vorkommen
 - ➔ Das aus dem oberen X abgeleitete Teilwort hat eine Länge $\leq 2^{m+1}$
 - Und: Der obere X -Knoten hat 2 Kinder und erzeugt deshalb einen echt größeren String als der untere X -Knoten
- Also: $S \Rightarrow^* uXy \Rightarrow^* uvXxy \Rightarrow^* uvwxy = z$ mit
 - $u, v, w, x, y \in \Sigma^*$
 - $v \neq \epsilon$ oder $x \neq \epsilon$
 - $|vwx| \leq 2^{m+1} = n$

Beweisskizze (Forts.)

- Idee: der am oberen X hängende Teilbaum kann an der Stelle des unteren X eingefügt werden und umgekehrt
 - Das Einfügen des oberen Teilbaums am unteren X kann wiederholt ausgeführt werden
- Für den formalen Beweis nutzen wir aus, dass gelten:
 - $X \Rightarrow^* vXx$ und
 - $X \Rightarrow^* w$
- Also gilt auch:
 - $S \Rightarrow^* uXy \Rightarrow^* uwy$ und
 - für jedes $k \geq 1$:

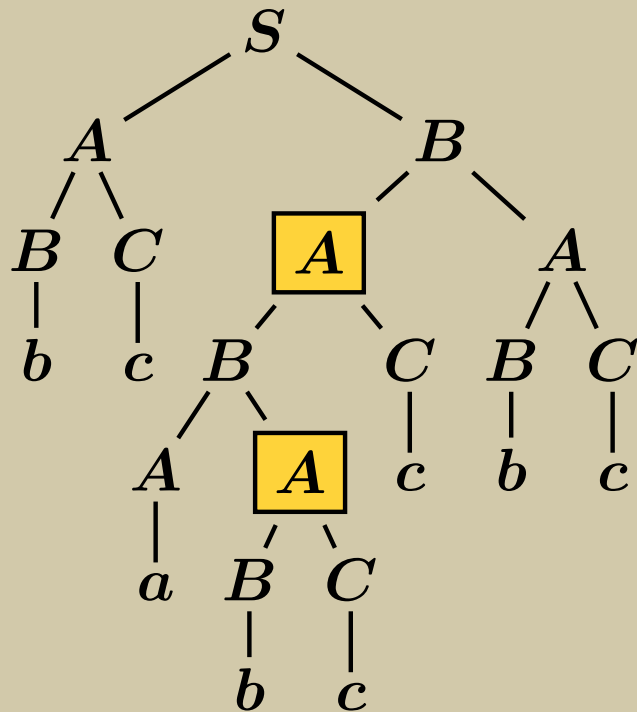
$$S \Rightarrow^* uXy \Rightarrow^* uvXxy \Rightarrow^* \dots \Rightarrow^* uv^kXx^ky \Rightarrow^* uv^kwx^ky$$
- ➔ $uv^kwx^ky \in L$

Pumping-Lemma: Beispiel

Beispiel: Grammatik

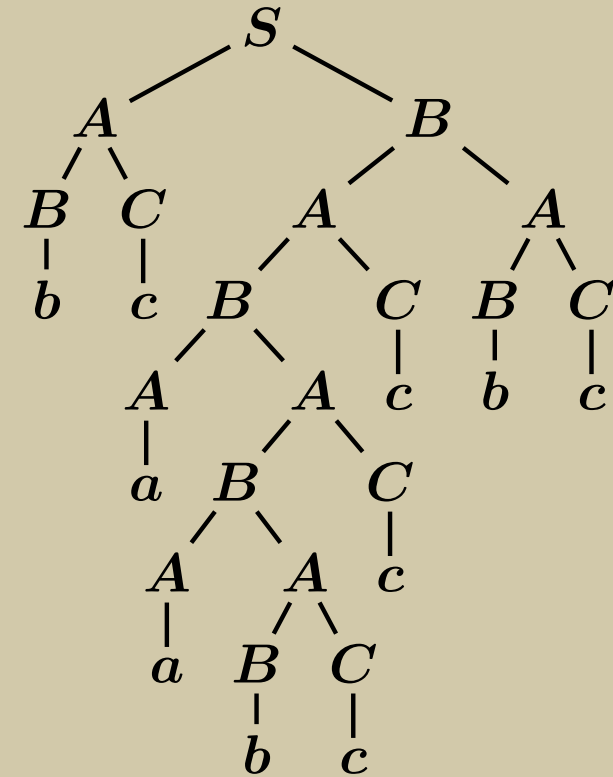
$$\begin{aligned} S &\rightarrow AB & | & a \\ A &\rightarrow BC & | & a \\ B &\rightarrow AA & | & b \\ C &\rightarrow CB & | & c \end{aligned}$$

Beispiel: Ableitung

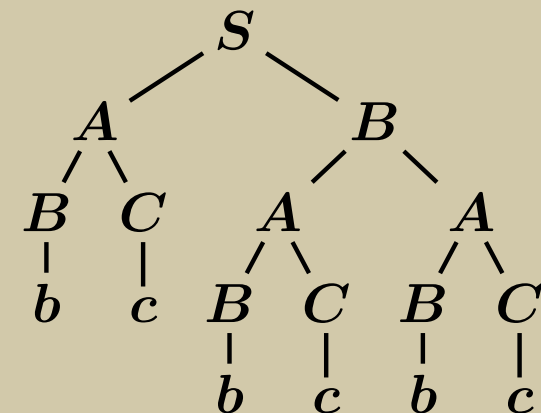


- $u = bc, w = bc, y = bc$
- $v = a, x = c$

Beispiel: v und x wiederholen



Beispiel: v und x löschen




Pumping-Lemma: Anwendung (1/6)

- Wie beim regulären Pumping-Lemma betrachten wir eine Formulierung des Pumping-Lemmas, die sich besser zur Anwendung eignet
- Sie entsteht wieder einfach durch Kontraposition

Korollar 10.2

- Sei L eine Sprache
- Angenommen, für jedes $n > 0$ gibt es einen String $z \in L$ mit $|z| \geq n$ so dass für jede Zerlegung $z = uvwxy$ mit
 - (1) $vx \neq \epsilon$,
 - (2) $|vwx| \leq n$,ein $k \geq 0$ existiert mit $uv^kwx^ky \notin L$
- Dann ist L nicht kontextfrei

- Bei der Anwendung des Pumping-Lemmas muss wieder darauf geachtet werden, an welchen Stellen im Beweis eine Wahl besteht und an welchen Stellen nicht:
 - n : keine Wahl, das folgende Argument muss für beliebige n funktionieren
 - z kann in Abhängigkeit von n frei in L gewählt werden  Aber: $|z| \geq n$
 - Zerlegung z in $uvwxy$: hier besteht keine Wahl, das Argument muss für beliebige Zerlegungen gelten, die (1) und (2) erfüllen
 - k kann frei gewählt werden
- Das ist analog zum regulären Pumping-Lemma
- Zu beachten:
 - Beim regulären Pumping-Lemma war uv immer ein Präfix des Strings w
 - Beim kontextfreien Pumping-Lemma kann sich vwx irgendwo in z befinden

Pumping-Lemma: Anwendung (2/6)

Korollar 10.2

- Sei L eine Sprache
- Angenommen, für jedes $n > 0$ gibt es einen String $z \in L$ mit $|z| \geq n$ so dass für jede Zerlegung $z = uvwxy$ mit
 - (1) $vx \neq \epsilon$,
 - (2) $|vwx| \leq n$,ein $k \geq 0$ existiert mit $uv^kwx^ky \notin L$
- Dann ist L nicht kontextfrei

Proposition 10.3

- Die beiden folgenden Sprachen sind nicht kontextfrei:
 - (a) $L_{abc} = \{a^m b^m c^m \mid m \geq 1\}$
 - (b) $L_{\text{doppel}} = \{ww \mid w \in \{a, b\}^*\}$

Beweis für Proposition 10.3 (a)

- Sei n beliebig
- Wähle $z = a^n b^n c^n$
- Sei $uvwxy$ eine Zerlegung von z mit $u, v, w, x, y \in \{a, b, c\}^*$, die (1) und (2) erfüllt
- Wegen (2) kann vx nicht sowohl a als auch c enthalten
 - ➔ $\#_a(uwy) = \#_a(z)$ oder $\#_c(uwy) = \#_c(z)$
 - ➔ $uwy \notin L_{abc}$, da in uwy zumindest ein Zeichen weniger als n mal vorkommt, aber a oder c noch n mal vorkommen
 - ➔ L_{abc} nicht kontextfrei

Pumping-Lemma: Anwendung (3/6)

Korollar 10.2

- Sei L eine Sprache
- Angenommen, für jedes $n > 0$ gibt es einen String $z \in L$ mit $|z| \geq n$ so dass für jede Zerlegung $z = uvwxy$ mit
 - (1) $vx \neq \epsilon$,
 - (2) $|vwx| \leq n$,ein $k \geq 0$ existiert mit
$$uv^kwx^ky \notin L$$
- Dann ist L nicht kontextfrei

Proposition 10.3

- Die beiden folgenden Sprachen sind nicht kontextfrei:
 - (a) $L_{abc} = \{a^m b^m c^m \mid m \geq 1\}$
 - (b) $L_{\text{doppel}} = \{ww \mid w \in \{a, b\}^*\}$

Beweis für Proposition 10.3 (b)

- Sei n beliebig
 - Wähle $z = a^n b^n a^n b^n$ ☞ 4 „Blöcke“
 - Sei $uvwxy$ eine Zerlegung von z mit $u, v, w, x, y \in \{a, b\}^*$, die (1) und (2) erfüllt
 - Klar: falls $|vx|$ ungerade ist, ist $|uwy|$ auch ungerade, und deshalb $uwy \notin L_{\text{doppel}}$
- ☞ Im Rest des Beweises sei $|vx|$ also gerade

Pumping-Lemma: Anwendung (4/6)

Korollar 10.2

- Sei L eine Sprache
- Angenommen, für jedes $n > 0$ gibt es einen String $z \in L$ mit $|z| \geq n$ so dass für jede Zerlegung $z = uvwxy$ mit
 - (1) $vx \neq \epsilon$,
 - (2) $|vwx| \leq n$,ein $k \geq 0$ existiert mit
$$uv^kwx^ky \notin L$$
- Dann ist L nicht kontextfrei

Proposition 10.3

- Die beiden folgenden Sprachen sind nicht kontextfrei:
 - (a) $L_{abc} = \{a^m b^m c^m \mid m \geq 1\}$
 - (b) $L_{\text{doppel}} = \{ww \mid w \in \{a, b\}^*\}$

Beweis für Proposition 10.3 (b) (Forts.)

- Wir unterscheiden vier Fälle:
 - (1) vx enthält a 's aus dem ersten Block
☞ möglicherweise aber auch andere Zeichen
 - (2) vx enthält b 's aus dem zweiten Block, aber keine a 's aus dem ersten Block
☞ möglicherweise aber noch andere Zeichen
 - (3) vx enthält a 's aus dem dritten Block aber keine Zeichen aus den ersten zwei Blöcken
☞ vielleicht aber Zeichen aus dem vierten Block
 - (4) vx enthält nur b 's aus dem vierten Block aber keine Zeichen aus anderen Blöcken

- In allen vier Fällen zeigen wir:
$$1^{\text{st}}(uwy) \neq 2^{\text{nd}}(uwy)$$
und damit $uwy \notin L_{\text{doppel}}$
✎ Zur Erinnerung: $1^{\text{st}}(w)$ bezeichnet die erste Hälfte eines Strings w und $2^{\text{nd}}(w)$ bezeichnet die zweite Hälfte

Pumping-Lemma: Anwendung (5/6)

Korollar 10.2

- Sei L eine Sprache
- Angenommen, für jedes $n > 0$ gibt es einen String $z \in L$ mit $|z| \geq n$ so dass für jede Zerlegung $z = uvwxy$ mit
 - (1) $vx \neq \epsilon$,
 - (2) $|vwx| \leq n$,ein $k \geq 0$ existiert mit
$$uv^kwx^ky \notin L$$
- Dann ist L nicht kontextfrei

Proposition 10.3

- Die beiden folgenden Sprachen sind nicht kontextfrei:
 - (a) $L_{abc} = \{a^m b^m c^m \mid m \geq 1\}$
 - (b) $L_{\text{doppel}} = \{ww \mid w \in \{a, b\}^*\}$

Beweis für Proposition 10.3 (b)

- Zur Erinnerung: $z = a^n b^n a^n b^n$ (4 „Blöcke“)

- (1) vx enthält a 's aus dem ersten Block
 - Möglicherweise enthält vx auch Zeichen aus dem zweiten Block
 - Da $|vwx| \leq n$ enthält vx keine Zeichen aus den letzten beiden Blöcken
 - ➡ uwy ist von der Form $a^i b^j a^n b^n$ mit
 - * $i < n$ und $j \leq n$
 - Da $|vx| \leq n$ gilt: $3n \leq |uwy| < 4n$
 - ➡ Das letzte Zeichen von $1^{\text{st}}(uwy)$ ist ein a (aus dem dritten Block), aber das letzte Zeichen von $2^{\text{nd}}(uwy)$ ein b
 - ➡ $uwy \notin L_{\text{doppel}}$

Pumping-Lemma: Anwendung (6/6)

Beweis für Proposition 10.3 (b) (Forts.)

- Zur Erinnerung: $z = a^n b^n a^n b^n$

☞ 4 „Blöcke“

(2) vx enthält b 's aus dem zweiten Block, aber keine a 's aus dem ersten Block

➡ Da $|vwx| \leq n$ enthält vx keine b 's aus dem vierten Block

➡ uwy ist von der Form $a^n b^i a^j b^n$ mit
* $i < n$ und $j \leq n$ und
* $i + j \geq n$ ☞ $|vwx| \leq n$

➡ $2^{\text{nd}}(uwy)$ endet mit einem Block der Form b^n , aber $1^{\text{st}}(uwy)$ enthält weniger als n b 's

➡ $uwy \notin L_{\text{doppel}}$

Beweis für Proposition 10.3 (b) (Forts.)

(3) vx enthält a 's aus dem dritten Block aber keine Zeichen aus den ersten zwei Blöcken

➡ $uwy = a^n b^n a^i b^j$

➡ a^n -Block in $1^{\text{st}}(uwy)$, aber nicht in $2^{\text{nd}}(uwy)$

➡ $uwy \notin L_{\text{doppel}}$

(4) vx enthält nur b 's aus dem vierten Block aber keine Zeichen aus anderen Blöcken

➡ $uwy = a^n b^n a^n b^i$

➡ $1^{\text{st}}(uwy)$ beginnt mit a , $2^{\text{nd}}(uwy)$ mit b

➡ $uwy \notin L_{\text{doppel}}$

Inhalt

10.1 Das Pumping-Lemma für kontextfreie Sprachen

10.2 Algorithmen für kontextfreie Sprachen

▷ **10.2.1 Umwandlungsalgorithmen**

10.2.2 Analyse-Algorithmen für kontextfreie Sprachen

10.3 Abschlusseigenschaften der kontextfreien Sprachen

10.4 Deterministische Kellerautomaten

Kontextfreie Sprachen: Umwandlungsalgorithmen


- Die folgenden Umwandlungen sind in linearer Zeit möglich und erzeugen Objekte linearer Größe:

- kontextfreie Grammatik \rightarrow Kellerautomat
- Kellerautomat mit leerem Keller \rightarrow Kellerautomat mit akzeptierenden Zuständen
- Kellerautomat mit akzeptierenden Zuständen \rightarrow Kellerautomat mit leerem Keller

- Die Umwandlung eines Kellerautomaten \mathcal{A} in eine Grammatik ist in Zeit $\mathcal{O}(|\mathcal{A}|^4)$ möglich

- Dabei bezeichnet $|\mathcal{A}|$ die Größe der Transitionsfunktion, wobei jede Transition $1 +$ Länge des neuen Kellerstrings beiträgt

- Die Umwandlung einer kontextfreien Grammatik in eine CNF-Grammatik ist in Zeit $\mathcal{O}(|G|^2)$ möglich

 wir hatten nur: $\mathcal{O}(|G|^4)$

- Bei der Umwandlung in Greibach-Normalform ist Vorsicht geboten:
 - Der Original-Algorithmus von Greibach kann im schlimmsten Fall eine Grammatik exponentieller Größe erzeugen
 - Es gibt Algorithmen, die immer eine Grammatik in GNF der Größe $\mathcal{O}(|G|^3)$ erzeugen

[Rosenkrantz 67; Blum, Koch 98]

Inhalt

10.1 Das Pumping-Lemma für kontextfreie Sprachen

10.2 Algorithmen für kontextfreie Sprachen

10.2.1 Umwandlungsalgorithmen

▷ **10.2.2 Analyse-Algorithmen für kontextfreie Sprachen**

10.3 Abschlusseigenschaften der kontextfreien Sprachen

10.4 Deterministische Kellerautomaten

Leerheitstests für kontextfreie Sprachen

Def.: Leerheitsproblem für CFGs

Gegeben: Kontextfreie Grammatik G

Frage: Ist $L(G) \neq \emptyset$?

Def.: Leerheitsproblem für PDAs

Gegeben: Kellerautomat \mathcal{A}

Frage: Ist $L(\mathcal{A}) \neq \emptyset$?

Satz 10.4

- Zu einer gegebenen kontextfreien Grammatik G lässt sich in linearer Zeit $\mathcal{O}(|G|)$ entscheiden, ob $L(G) \neq \emptyset$ gilt

Beweisidee

- $L(G) \neq \emptyset$ gilt genau dann, wenn das Startsymbol S erzeugend ist
- Das lässt sich bei geschickter Implementierung in Zeit $\mathcal{O}(|G|)$ testen

[Beeri, Bernstein 79]

- Leerheitstest für Kellerautomaten:
 - Wandle Kellerautomat in Grammatik um, dann Leerheitstest für Grammatik
 - Ein effizienterer „direkter“ Algorithmus ist (mir) nicht bekannt

Endlichkeitstest für kontextfreie Sprachen

Def.: Endlichkeitsproblem für KFGs

Gegeben: Grammatik G

Frage: Ist $|L(G)| < \infty$?

Satz 10.5

- Das Endlichkeitsproblem für kontextfreie Grammatiken in CNF kann in linearer Zeit entschieden werden

Beweis

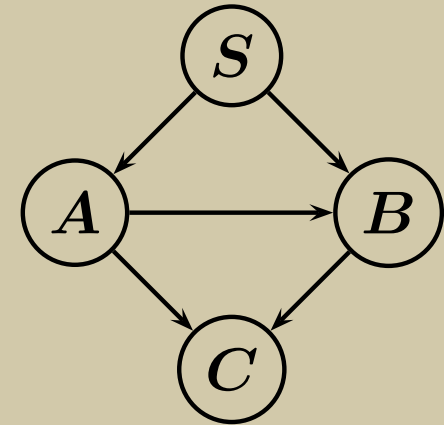
- Da G in CNF ist, hat G insbesondere keine nutzlosen Symbole
- Wir definieren zu G einen gerichteten Graphen $H(G)$ (wie in CNF1):
 - Die Knoten von $H(G)$ sind die Variablen von G
 - Ist $X \rightarrow YZ$ eine Regel von G , so hat $H(G)$ die Kanten (X, Y) und (X, Z)
- Behauptung:** $L(G)$ ist genau dann unendlich, wenn $H(G)$ einen gerichteten Kreis enthält

Beispiel

G_1 :

$$\begin{array}{l|l} S \rightarrow AB & \\ A \rightarrow BC & a \\ B \rightarrow CC & b \\ C \rightarrow a & \end{array}$$

$H(G_1)$:

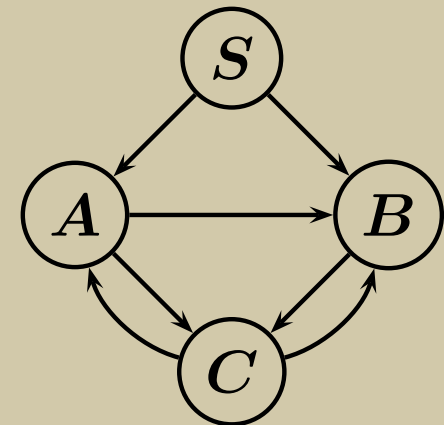


Beispiel

G_2 :



$$\begin{array}{l|l} S \rightarrow AB & \\ A \rightarrow BC & a \\ B \rightarrow CC & b \\ C \rightarrow AB & a \end{array}$$

$H(G_2)$:



 Beweisdetails im Anhang

Andere Tests für kontextfreie Sprachen

- Es gibt natürlich noch weitere Algorithmen für kontextfreie Grammatiken
- Es existieren aber auch Probleme, für die es keine Algorithmen gibt!
- Die folgenden algorithmischen Probleme für kontextfreie Grammatiken können nicht von Algorithmen gelöst werden:
 - (1) Ist $L(G)$ eindeutig oder inhärent mehrdeutig?
 - (2) Ist G eindeutig?
 - (3) Ist $L(G)$ deterministisch kontextfrei?  siehe 10.4
 - (4) Ist $L(G)$ regulär?
 - (5) Ist $L(G_1) \cap L(G_2) = \emptyset$?
 - (6) Ist $L(G_1) \cap L(G_2)$ kontextfrei?
 - (7) Ist $L(G_1) \subseteq L(G_2)$?
 - (8) Ist $L(G_1) = L(G_2)$?
 - (9) Ist $L(G) = \Sigma^*$?
-  Die genaue Bedeutung von „können nicht von Algorithmen gelöst werden“ werden wir in Teil C der Vorlesung kennen lernen
 - Dort werden die Aussagen dann auch bewiesen

Inhalt

10.1 Das Pumping-Lemma für kontextfreie Sprachen

10.2 Algorithmen für kontextfreie Sprachen

▷ **10.3 Abschlusseigenschaften der kontextfreien Sprachen**

10.4 Deterministische Kellerautomaten

Abschlusseigenschaften der kontextfreien Sprachen

- Die Klasse der kontextfreien Sprachen ist unter vielen Operationen abgeschlossen
 - ...aber nicht unter ganz so vielen wie die regulären Sprachen

Satz 10.6

- Die Klasse der kontextfreien Sprachen ist abgeschlossen unter
 - (a) Vereinigung,
 - (b) Konkatination,
 - (c) dem $*$ -Operator und
 - (d) dem $+$ -Operator,

Beweis


- Seien L_1 und L_2 kontextfreie Sprachen mit Grammatiken
 - $G_1 = (V_1, \Sigma, S_1, P_1)$ und
 - $G_2 = (V_2, \Sigma, S_2, P_2)$mit $V_1 \cap V_2 = \emptyset$
- Dann können wir Grammatiken konstruieren für:
 - (a) $L_1 \cup L_2$: durch Vereinigung der beiden Grammatiken und Hinzunahme einer neuen Startvariablen S mit $S \rightarrow S_1 \mid S_2$
 - (b) $L_1 L_2$: durch Vereinigung der beiden Grammatiken und Hinzunahme einer neuen Startvariablen S mit $S \rightarrow S_1 S_2$
 - (c) L_1^* : durch Hinzunahme einer neuen Startvariablen S mit $S \rightarrow S_1 S \mid \epsilon$
 - (d) L_1^+ : durch Hinzunahme einer neuen Startvariablen S mit $S \rightarrow S_1 S \mid S_1$

Weitere Abschlusseigenschaften

Satz 10.7

- (a) Ist L kontextfrei, so auch $\{w^R \mid w \in L\}$
- (b) Ist $L \subseteq \Sigma^*$ kontextfrei, $h : \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$ ein Homomorphismus, so ist auch $h(L)$ kontextfrei
- (c) Ist $L \subseteq \Sigma^*$ kontextfrei, $h : \Gamma^* \rightarrow \Sigma^*$ ein Homomorphismus, so ist auch $h^{-1}(L)$ kontextfrei

Beweisidee

- (a) Idee: Drehe die Regeln um
 - Sei G CNF-Grammatik für L
 - Ersetze $X \rightarrow YZ$ jeweils durch
$$X \rightarrow ZY$$
- (b) Ersetze in der Grammatik für L jedes Vorkommen eines Terminalsymbols $\sigma \in \Sigma$ durch $h(\sigma)$
- (c) Konstruktion eines Kellerautomaten \mathcal{B} für $h^{-1}(L)$:
 -  analog zum Beweis für endliche Automaten
 - Sei \mathcal{A} Kellerautomat für L
 - Wenn \mathcal{B} das Zeichen σ liest, simuliert er das Verhalten von \mathcal{A} bei Eingabe $h(\sigma)$
 - Neue Zustände, ϵ -Übergänge müssen beachtet werden

Fehlende Abschlusseigenschaften

Satz 10.8

- Die Klasse der kontextfreien Sprachen ist **nicht** abgeschlossen unter
 - (a) Durchschnitt,
 - (b) Komplement,
 - (c) Mengendifferenz

Beweis

- (a) • $L_1 \stackrel{\text{def}}{=} \{a^n b^n c^m \mid n, m \geq 1\}$
• $L_2 \stackrel{\text{def}}{=} \{a^m b^n c^n \mid n, m \geq 1\}$
• L_1 und L_2 sind kontextfrei
• $L_1 \cap L_2 = L_{abc} = \{a^n b^n c^n \mid n \geq 1\}$
ist **nicht** kontextfrei

☞ Proposition 12.3 (a)

- (b) Sonst ließe sich der Durchschnitt durch Kombination von Vereinigung und Komplement ausdrücken
- (c) Sonst ließe sich das Komplement darstellen als: $\Sigma^* - L$

- Unter Durchschnittsbildung sind die kontextfreien Sprachen also nicht abgeschlossen
 - Insbesondere gibt es also keine Produktautomatenkonstruktion für zwei Kellerautomaten

☞ Warum eigentlich?

- Es gilt aber eine schwächere Abschlusseigenschaft:

Satz 10.9

- Ist L_1 kontextfrei und L_2 regulär, so ist $L_1 \cap L_2$ kontextfrei

Beweisidee

- Sei \mathcal{A}_1 ein Kellerautomat für L_1
- Sei \mathcal{A}_2 ein DFA für L_2
- \mathcal{B} sei der „Produktautomat“ von \mathcal{A}_1 und \mathcal{A}_2
- \mathcal{A}_2 wirkt sich nur auf die Zustände aus, nicht auf den Kellerinhalt

Inhalt


10.1 Das Pumping-Lemma für kontextfreie Sprachen

10.2 Algorithmen für kontextfreie Sprachen

10.3 Abschlusseigenschaften der kontextfreien Sprachen

▷ **10.4 Deterministische Kellerautomaten**

Deterministische Kellerautomaten: Motivation

- Ein Nachteil von PDAs:
 - Algorithmisch zu entscheiden, ob ein gegebener PDA \mathcal{A} für einen gegebenen String w eine akzeptierende Berechnung hat, ist nicht so leicht
 - Es kann exponentiell viele verschiedene Berechnungen geben...
 - Der nahe liegende Algorithmus verwendet Backtracking und kann zu exponentiellem Aufwand führen  Kapitel 11

- **Frage:** Gibt es zu jedem PDA einen äquivalenten deterministischen Kellerautomaten (DPDA)?
 - Dazu müssen wir zuerst definieren, wann Kellerautomaten deterministisch sind

- PDAs haben zwei Quellen für Nichtdeterminismus:

- Für einen Zustand p , ein gelesenes Eingabezeichen σ , und ein Kellersymbol τ kann es in δ mehrere Transitionen geben:
 - $(p, \sigma, \tau, q_1, w_1)$
 - $(p, \sigma, \tau, q_2, w_2)$

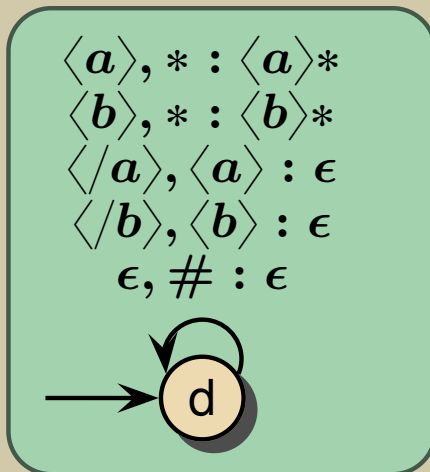
➡ Klar: in deterministischen Kellerautomaten darf es für jede Kombination von p, σ, τ nur eine Transition (p, σ, τ, q, w) in δ geben

- PDAs können außerdem ϵ -Übergänge haben
 - Wir erlauben ϵ -Übergänge auch in DPDAs
 - Aber: es darf keine zwei verschiedenen Transitionen
 - * $(p, \epsilon, \tau, q_1, w_1)$
 - * $(p, \epsilon, \tau, q_2, w_2)$geben
 - Und: wenn es eine Transition $(p, \epsilon, \tau, q, w)$ gibt, so darf es für kein σ eine Transition $(p, \sigma, \tau, q', w')$ geben

Deterministische Kellerautomaten: Beispiele

Beispiel

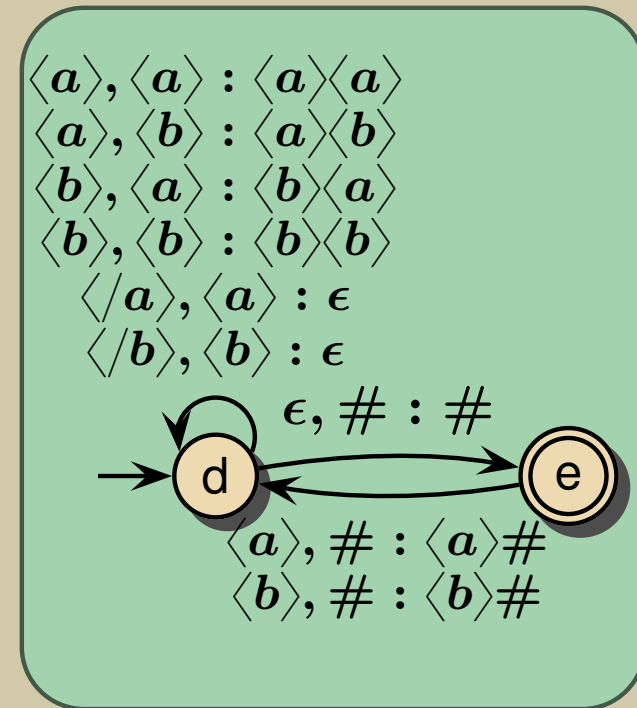
- Zur Erinnerung: der folgende Kellerautomat entscheidet die Sprache der wohlgeformten Klammerausdrücke über $\{\langle a \rangle, \langle /a \rangle, \langle b \rangle, \langle /b \rangle\}$:



- Der Automat akzeptiert mit leerem Keller
- Aber der Automat ist nicht deterministisch:
 - $(d, \langle b \rangle, \#, d, \langle b \rangle \#) \in \delta$ und
 - $(d, \epsilon, \#, d, \epsilon) \in \delta$
- Ein kritischer String:

$$\langle b \rangle \langle a \rangle \langle /a \rangle \langle /b \rangle \langle b \rangle \langle /b \rangle$$
 - Wie soll es nach Lesen von $\langle b \rangle \langle a \rangle \langle /a \rangle \langle /b \rangle$ weitergehen?

Beispiel



- Dies ist ein deterministischer Kellerautomat mit akzeptierenden Zuständen für dieselbe Sprache
- Nach Lesen von $\langle b \rangle \langle a \rangle \langle /a \rangle \langle /b \rangle$ geht er in einen akzeptierenden Zustand
- Wenn der String noch nicht zu Ende ist, kann er dann aber auch noch weitere Zeichen lesen

Deterministische Kellerautomaten: Definition

- Wir verwenden in der Definition von DPDAs die folgende Notation:

$$- \underline{\delta(p, \sigma, \tau)} \stackrel{\text{def}}{=} \{(q, z) \mid (p, \sigma, \tau, q, z) \in \delta\}$$

$$- \underline{\delta(p, \epsilon, \tau)} \stackrel{\text{def}}{=} \{(q, z) \mid (p, \epsilon, \tau, q, z) \in \delta\}$$

Definition

- Ein Kellerautomat $\mathcal{A} = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, s, \tau_0, F)$ heißt deterministisch, falls für alle $p \in Q, \sigma \in \Sigma, \tau \in \Gamma$ gilt:
 - $|\delta(p, \sigma, \tau)| + |\delta(p, \epsilon, \tau)| \leq 1$
- Eine Sprache heißt deterministisch kontextfrei, wenn sie von einem deterministischen Kellerautomaten entschieden wird

Deterministisch kontextfreie Sprachen: Akzeptiermechanismen

Satz 10.10

- (a) Zu jedem DPDA \mathcal{A} , der mit leerem Keller akzeptiert, gibt es es einen DPDA \mathcal{B} , der mit akzeptierenden Zuständen akzeptiert und $L(\mathcal{B}) = L(\mathcal{A})$ erfüllt
- (b) Die Umkehrung gilt nicht

Beweisidee

- (a) Die Konstruktion aus Satz 9.1 (a) erzeugt aus einem DPDA wieder einen DPDA
 - (b) Von einem DPDA mit leerem Keller akzeptierte Sprachen sind **präfixfrei**:
 - Sie enthalten keine Strings u und v , für die u echtes Präfix von v ist
 - Denn: nach dem Lesen von u ist der Keller leer, der Automat kann den Rest von v also gar nicht mehr lesen
-
- DPDAs mit leerem Keller gibt es also nicht einmal für jede reguläre Sprache
👉 z.B.: Σ^*
 - Es gilt aber:
 - wenn L präfixfrei ist und einen DPDA mit akzeptierenden Zuständen hat
 - dann hat L auch einen DPDA mit leerem Keller

Det. kontextfreie Sprachen: Komplementabschluss (1/2)

Satz 10.11

- Die Klasse der deterministisch kontextfreien Sprachen ist abgeschlossen unter Komplementbildung

Beweisidee


- Sei \mathcal{A} ein deterministischer Kellerautomat für Sprache L
- Grundidee: Der Automat \mathcal{B} für \overline{L} entstehe durch Vertauschung akzeptierender und ablehnender Zustände in \mathcal{A}

Beweisidee (Forts.)

• **Komplikationen:**

- (1) \mathcal{A} könnte anhalten, ohne die Eingabe ganz zu lesen,
 - (1a) weil \mathcal{A} in einer Konfiguration keine Transition hat,
 - (1b) weil vorzeitig eine Konfiguration mit leerem Keller erreicht wird, oder
 - (1c) weil nur noch eine (unendliche) Folge von ϵ -Übergängen möglich ist


➡ In all diesen Fällen muss \mathcal{B} die Eingabe akzeptieren

- (2) \mathcal{A} könnte akzeptieren mit einer Berechnung der Art:
 $(s, w, \tau_0) \vdash_{\mathcal{A}}^* (q_1, \epsilon, \alpha) \vdash_{\mathcal{A}}^* (q_2, \epsilon, \beta)$
mit $q_1 \in F$ und $q_2 \notin F$  oder umgekehrt


➡ In diesem Fall darf \mathcal{B} **nicht** akzeptieren, obwohl am Ende der Zustand $q_2 \notin F$ erreicht wird!

Det. kontextfreie Sprachen: Komplementabschluss (2/2)

Beweisidee (Forts.)

- (1) Für das Problem von Berechnungen, die nicht die ganze Eingabe lesen, hat \mathcal{B} einen zusätzlichen Zustand q_+ , in dem der Rest der Eingabe gelesen und dann akzeptiert wird
 - Die Frage ist nur: wie erkennt \mathcal{B} , dass er in den Zustand q_+ übergehen muss?
- (1a) Hat \mathcal{A} für Zustand p , Eingabezeichen σ und Kellersymbol τ keine Transition, so geht \mathcal{B} in den Zustand q_+ über
- (1b) Um Konfigurationen mit leerem Keller zu vermeiden (und zu erkennen), verwendet \mathcal{B} ein neues unterstes Kellersymbol
 -  Ähnlich der Umwandlung von Kellerautomaten in Satz 9.1 (a) und 9.1 (b)
- (1c) Die Menge der Paare (p, τ) , die zu unendlichen Folgen von ϵ -Transitionen führen, lässt sich berechnen
 - * \mathcal{B} geht für diese Paare in q_+ über

Beweisidee (Forts.)

- (2) \mathcal{B} merkt sich immer, ob seit der letzten Nicht- ϵ -Transition schon ein akzeptierender Zustand von \mathcal{A} gesehen wurde
- Mit diesen Ideen lässt sich ein korrekter Automat für das Komplement von $L(\mathcal{A})$ konstruieren
-  Details finden sich beispielsweise im Buch von Ingo Wegener

Det. kontextfreie Sprachen: Vereinigung und Durchschnitt

Satz 10.12

- Die Klasse der deterministisch kontextfreien Sprachen ist **nicht** abgeschlossen unter Vereinigung und Durchschnitt

Beweis

- Seien wieder
 - $L_1 := \{a^n b^n c^m \mid n, m \geq 1\}$ und
 - $L_2 := \{a^m b^n c^n \mid n, m \geq 1\}$
- L_1 und L_2 sind sogar deterministisch kontextfrei
- Aber: $L_1 \cap L_2$ ist noch nicht einmal kontextfrei
- ➔ Die deterministisch kontextfreien Sprachen sind nicht unter Durchschnitt abgeschlossen
- ➔ Die deterministisch kontextfreien Sprachen sind nicht unter Vereinigung abgeschlossen
 - Sonst wären sie wegen De Morgan und dem Komplementabschluss auch unter Durchschnitt abgeschlossen

Nicht alle kontextfreien Sprachen haben einen DPDA

- Die Klasse der kontextfreien Sprachen hat also andere Abschlusseigenschaften als die Klasse der deterministisch kontextfreien Sprachen
 - ➔ die beiden Klassen sind verschieden
 - ➔ die deterministisch kontextfreien Sprachen bilden eine echte Teilklasse der Klasse der kontextfreien Sprachen
- Wir betrachten nun ein Beispiel einer kontextfreien Sprache, die nicht deterministisch kontextfrei ist
- Zur Erinnerung:
 - $L_{\text{diff}} = \{w \in \{a, b\}^* \mid 1^{\text{st}}(w) \neq 2^{\text{nd}}(w)\}$ ist kontextfrei
 - $L_{\text{doppel}} = \{ww \mid w \in \{a, b\}^*\}$ ist nicht kontextfrei
- Sei L_{undoppel} das Komplement von L_{doppel}
- Also: L_{undoppel} enthält alle Strings ungerader Länge sowie alle Strings aus L_{diff}

Proposition 10.13

- L_{undoppel} ist kontextfrei aber nicht deterministisch kontextfrei

Beweisskizze

- Dass L_{doppel} nicht kontextfrei ist, haben wir in Proposition 12.3 (b) schon bewiesen
- Also kann L_{undoppel} nicht deterministisch kontextfrei sein, sonst wäre es ja auch L_{doppel}
 - ☞ Komplementabschluss
- Andererseits ist L_{undoppel} die Vereinigung
 - einer regulären Sprache (Strings ungerader Länge) und
 - der kontextfreien Sprache L_{diff}und damit kontextfrei

Verhältnis zu anderen Klassen

Satz 10.14

- (a) Jede reguläre Sprache ist deterministisch kontextfrei
- (b) Es gibt deterministisch kontextfreie Sprachen, die nicht regulär sind
- (c) Es gibt kontextfreie Sprachen, die nicht deterministisch kontextfrei sind

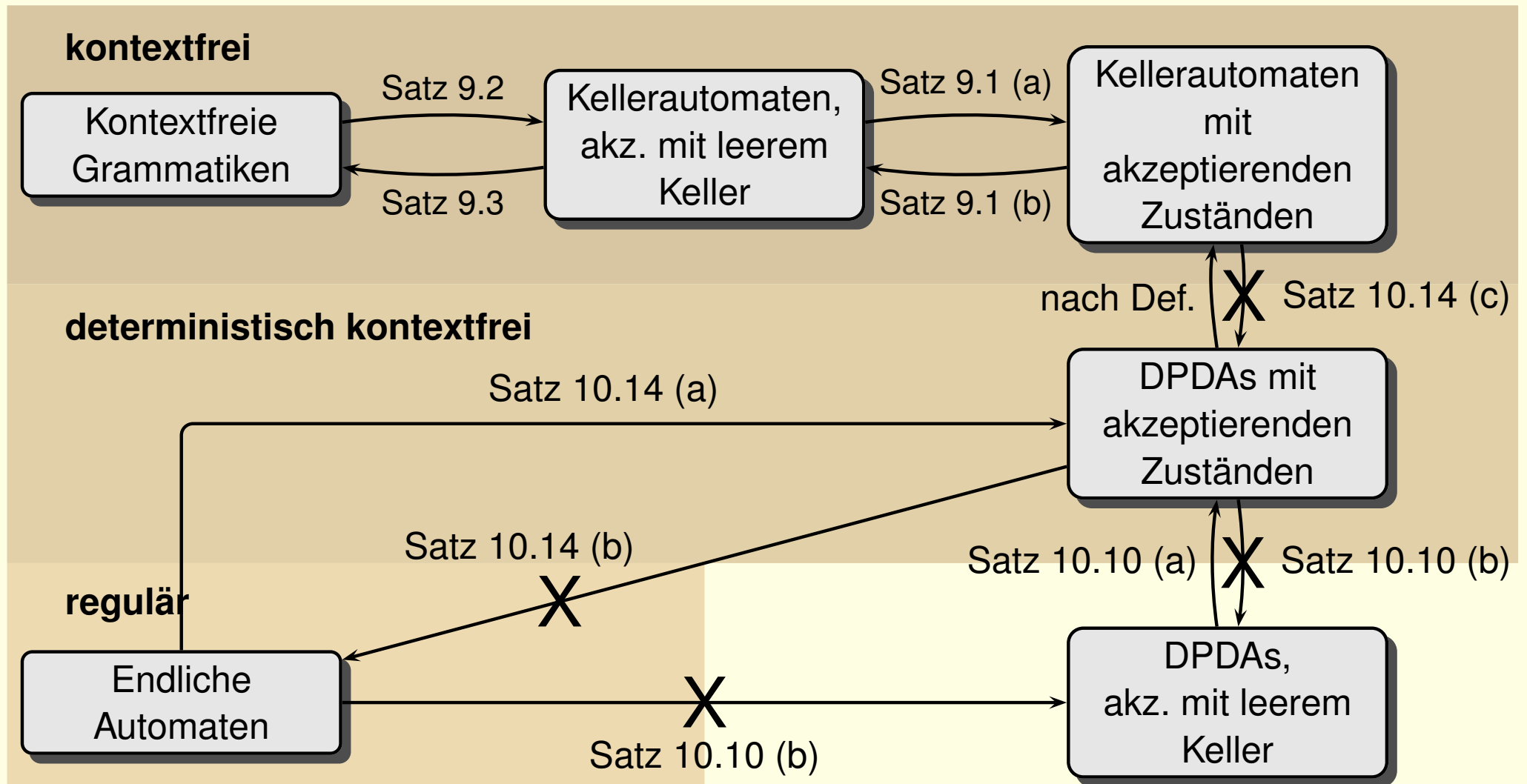
Beweisidee

- (a) Jeder DFA kann als deterministischer PDA mit akzeptierenden Zuständen interpretiert werden, der seinen Keller nicht verwendet
- (b) Beispiel: $\{a^n b^n \mid n \geq 0\}$
- (c) Beispiele:
 - L_{undoppel}
 - L_{rev}

☞ Proposition 10.13

☞ Beweis etwas komplizierter

Verhältnis der Modelle



Zusammenfassung

- Das Pumping-Lemma für kontextfreie Sprachen ist ein Hilfsmittel um nachzuweisen, dass eine gegebene Sprache nicht kontextfrei ist
- Es gibt einige stärkere Versionen des Pumping-Lemmas, wie zum Beispiel **Ogden's Lemma**

👉 siehe Buch von Ingo Wegener

- Die kontextfreien Sprachen haben etwas weniger günstige algorithmische und Abschlusseigenschaften als die regulären Sprachen
- Insbesondere gibt es Fragen, die sich algorithmisch gar nicht lösen lassen
- Deterministische Kellerautomaten sind echt schwächer als Kellerautomaten und echt stärker als endliche Automaten

Literatur für dieses Kapitel

- **Effiziente Umwandlung in GNF:**

- Daniel J. Rosenkrantz. Matrix equations and normal forms for context-free grammars. *J. ACM*, 14(3):501–507, 1967
- Norbert Blum and Robert Koch. Greibach normal form transformation revisited. *Inf. Comput.*, 150(1):112–118, 1999

- **Leerheitstest für kontextfreie Grammatiken:**

- Catriel Beeri and Philip A. Bernstein. Computational problems related to the design of normal form relational schemas. *ACM Trans. Database Syst.*, 4(1):30–59, 1979

- **Pumping-Lemma:**

- Y. Bar-Hillel, M. Perles, and E. Shamir. On formal properties of simple phrase structure grammars. *Z. Phonetik, Sprachwiss. Kommunikationsforsch.*, 14:143–172, 1961

Endlichkeitstest für kontextfreie Sprachen: Beweisdetails

Beweis (Forts.)

- Zu zeigen:
 $L(G)$ unendlich $\iff H(G)$ hat Kreis
 - Sei $G = (V, \Sigma, S, P)$
 - Wir zeigen zuerst: „ \Leftarrow “
 - Da $H(G)$ einen Kreis hat, gibt es eine Variable X mit $X \Rightarrow_G^* vXx$, für gewisse $v, x \in \Sigma^*$ mit $vx \neq \epsilon$
 - * Denn: die Anwendung der Regeln, die die Kanten des Kreises ergeben haben, liefert $X \Rightarrow_G^* \alpha X \beta$ für gewisse $\alpha, \beta \in V^*$
 - * Alle in α, β vorkommenden Variablen lassen sich zu nichtleeren Strings ableiten
 - Da X nützlich ist, gilt
 - * $X \Rightarrow_G^* w$ für ein $w \in \Sigma^*$
 - * $S \Rightarrow_G^* uXy$, für gewisse $u, y \in \Sigma^*$
- ➡ alle (unendlich vielen) Strings der Form uv^kwx^ky , $k \geq 0$ sind in L

Beweis (Forts.)

- Wir zeigen jetzt: „ \Rightarrow “
- Sei $m \stackrel{\text{def}}{=} |V|$
- Wenn $L(G)$ unendlich viele Strings enthält, enthält $L(G)$ insbesondere einen String w mit $|w| > 2^{m+1}$
- Wie im Beweis des Pumping-Lemmas muss deshalb auf einem Weg eines Blattes des Ableitungsbaumes zu w eine Variable X mehrfach vorkommen
- ➡ X liegt in $H(G)$ auf einem Kreis
- ➡ Behauptung