

FORMALE SYSTEME

14. Vorlesung: Abschlusseigenschaften kontextfreier Sprachen

Markus Krötzsch

Professur für Wissensbasierte Systeme

TU Dresden, 27. November 2023

Rückblick: Das Pumping Lemma

Pumpen für kontextfreie Sprachen

Satz (Pumping Lemma): Für jede kontextfreie Sprache \mathbf{L}

gibt es eine Zahl $n \geq 0$, so dass gilt:

für jedes Wort $z \in \mathbf{L}$ mit $|z| \geq n$

gibt es eine Zerlegung $z = uvwxy$ mit $|vx| \geq 1$ und $|vwx| \leq n$, s.d.:

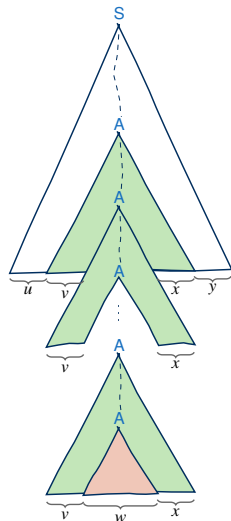
für jede Zahl $k \geq 0$ gilt: $uv^kwx^ky \in \mathbf{L}$

Beispiel: Für die Sprache $\{a^i b^i \mid i \geq 0\}$ gilt der Satz. Wir wählen $n = 2$. Sei $z = a^i b^i$ mit $i \geq 1$ ein beliebiges Wort mit $|z| \geq 2$. Wir wählen die Zerlegung $u = a^{i-1}$, $v = a$, $w = \epsilon$, $x = b$ und $y = b^{i-1}$.

Dann ist $uv^kwx^ky = a^{i-1} a^k b^k b^{i-1} = a^{i+k-1} b^{i+k-1} \in \mathbf{L}$ für alle $k \geq 0$.

Ableitungsbäume aufpumpen

Die Idee des Lemmas lässt sich gut am Ableitungsbaum darstellen:



Abgeleitetes Wort:
 uv^kwx^ky

Beispiel

CNF-Grammatik für $\{a^i b^i \mid i \geq 1\}$:

$S \rightarrow AB \mid AC$

$A \rightarrow a$

$B \rightarrow b$

$C \rightarrow SB$

Konstante aus dem Beweis des Pumping-Lemma: $n = 2^4 = 16$

Aber man kann auch schon ab $n = 4$ pumpen

Beispiel

CNF-Grammatik für $\{a^i b^i \mid i \geq 1\}$:

$S \rightarrow AB \mid AC$

$A \rightarrow a$

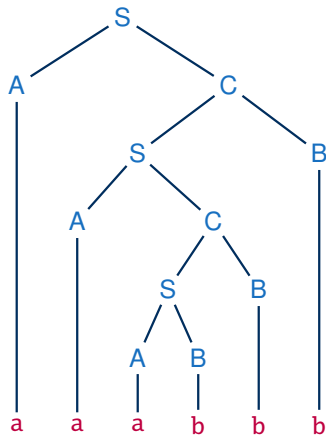
$B \rightarrow b$

$C \rightarrow SB$

Konstante aus dem Beweis des Pumping-Lemma: $n = 2^4 = 16$

Aber man kann auch schon ab $n = 4$ pumpen

Beispiel: Ableitung für **aaabbb**



Beispiel

CNF-Grammatik für $\{a^i b^i \mid i \geq 1\}$:

$S \rightarrow AB \mid AC$

$A \rightarrow a$

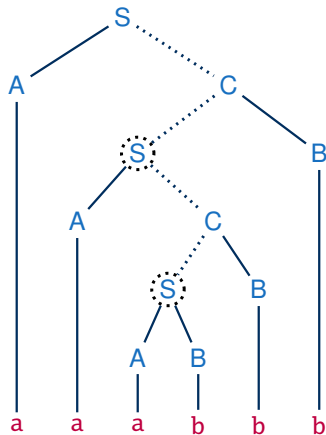
$B \rightarrow b$

$C \rightarrow SB$

Konstante aus dem Beweis des Pumping-Lemma: $n = 2^4 = 16$

Aber man kann auch schon ab $n = 4$ pumpen

Beispiel: Ableitung für **aaabbb**



Beispiel

CNF-Grammatik für $\{a^i b^i \mid i \geq 1\}$:

$S \rightarrow AB \mid AC$

$A \rightarrow a$

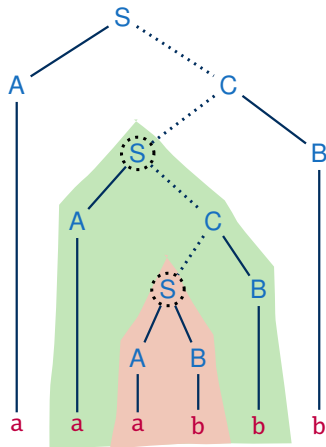
$B \rightarrow b$

$C \rightarrow SB$

Konstante aus dem Beweis des Pumping-Lemma: $n = 2^4 = 16$

Aber man kann auch schon ab $n = 4$ pumpen

Beispiel: Ableitung für **aaabbb**



Beispiel

CNF-Grammatik für $\{a^i b^i \mid i \geq 1\}$:

$S \rightarrow AB \mid AC$

$A \rightarrow a$

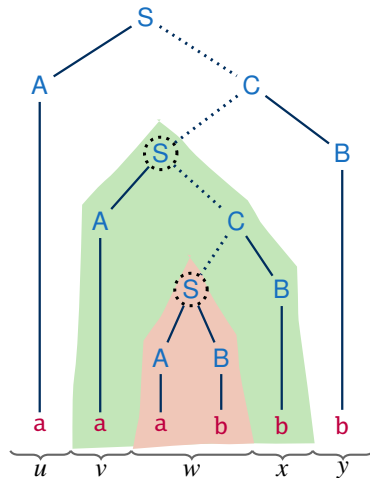
$B \rightarrow b$

$C \rightarrow SB$

Konstante aus dem Beweis des Pumping-Lemma: $n = 2^4 = 16$

Aber man kann auch schon ab $n = 4$ pumpen

Beispiel: Ableitung für **aaabbb**



Beispiel (2)

CNF-Grammatik für $\{a^i b^i \mid i \geq 1\}$:

$S \rightarrow AB \mid AC$

$A \rightarrow a$

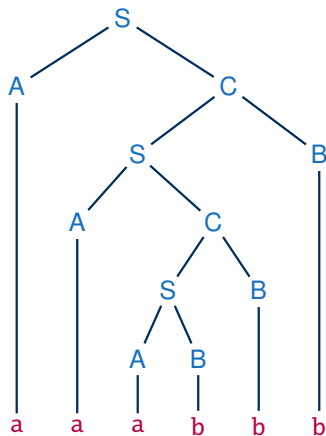
$B \rightarrow b$

$C \rightarrow SB$

Konstante aus dem Beweis des Pumping-Lemma: $n = 2^4 = 16$

Aber man kann auch schon ab $n = 4$ pumpen

Beispiel: Ableitung für **aaabbb**



Beispiel (2)

CNF-Grammatik für $\{a^i b^i \mid i \geq 1\}$:

$S \rightarrow AB \mid AC$

$A \rightarrow a$

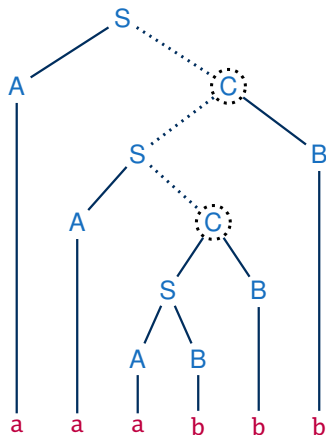
$B \rightarrow b$

$C \rightarrow SB$

Konstante aus dem Beweis des Pumping-Lemma: $n = 2^4 = 16$

Aber man kann auch schon ab $n = 4$ pumpen

Beispiel: Ableitung für **aaabbb**



Beispiel (2)

CNF-Grammatik für $\{a^i b^i \mid i \geq 1\}$:

$$S \rightarrow AB \mid AC$$

$$A \rightarrow a$$

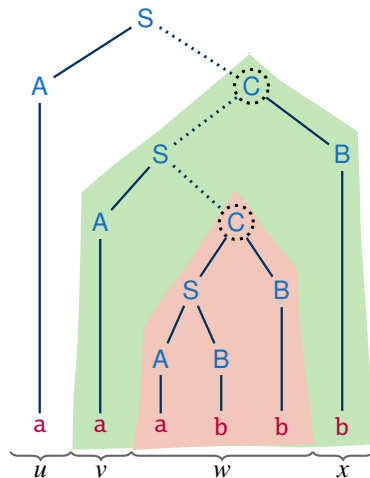
$$B \rightarrow b$$

$$C \rightarrow SB$$

Konstante aus dem Beweis des Pumping-Lemma: $n = 2^4 = 16$

Aber man kann auch schon ab $n = 4$ pumpen

Beispiel: Ableitung für **aaabbb**



Beispiel (3)

CNF-Grammatik für ab^+a :

$S \rightarrow AB$

$A \rightarrow a$

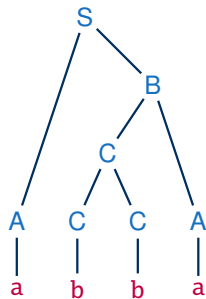
$B \rightarrow CA$

$C \rightarrow CC \mid b$

Konstante aus dem Beweis des Pumping-Lemma: $n = 2^4 = 16$

Aber man kann auch schon ab $n = 4$ pumpen

Beispiel: Ableitung für $abba$



Beispiel (3)

CNF-Grammatik für ab^+a :

$S \rightarrow AB$

$A \rightarrow a$

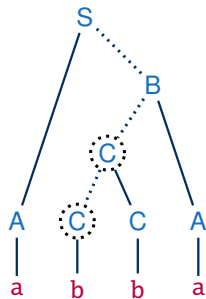
$B \rightarrow CA$

$C \rightarrow CC \mid b$

Konstante aus dem Beweis des Pumping-Lemma: $n = 2^4 = 16$

Aber man kann auch schon ab $n = 4$ pumpen

Beispiel: Ableitung für $abba$



Beispiel (3)

CNF-Grammatik für ab^+a :

$$S \rightarrow AB$$

$$A \rightarrow a$$

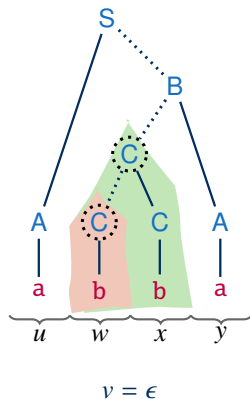
$$B \rightarrow CA$$

$$C \rightarrow CC \mid b$$

Konstante aus dem Beweis des Pumping-Lemma: $n = 2^4 = 16$

Aber man kann auch schon ab $n = 4$ pumpen

Beispiel: Ableitung für $abba$



Abschlusseigenschaften kontextfreier Sprachen

Rückblick: Reguläre Sprachen

Satz: Wenn L , L_1 und L_2 reguläre Sprachen sind, dann beschreiben auch die folgenden Ausdrücke reguläre Sprachen:

- (1) $L_1 \cup L_2$ (Abschluss unter Vereinigung)
- (2) $L_1 \cap L_2$ (Abschluss unter Schnitt)
- (3) \bar{L} (Abschluss unter Komplement)
- (4) $L_1 \circ L_2$ (Abschluss unter Konkatenation)
- (5) L^* (Abschluss unter Kleene-Stern)

Wie sieht es bei den kontextfreien Sprachen aus?

Abschluss für kontextfreie Sprachen?

Bei kontextfreien Sprachen ergibt sich ein anderes Bild:

Satz: Wenn L , L_1 und L_2 kontextfreie Sprachen sind, dann beschreiben auch die folgenden Ausdrücke kontextfreie Sprachen:

- (1) $L_1 \cup L_2$ (Abschluss unter Vereinigung)
- (2) $L_1 \circ L_2$ (Abschluss unter Konkatenation)
- (3) L^* (Abschluss unter Kleene-Stern)

Aber:

Satz: Es gibt kontextfreie Sprachen L , L_1 und L_2 , so dass die folgenden Ausdrücke keine kontextfreien Sprachen sind:

- (1) $L_1 \cap L_2$ (Nichtabschluss unter Schnitt)
- (2) \bar{L} (Nichtabschluss unter Komplement)

Abschlusseigenschaften von Typ-2-Sprachen

Satz: Wenn L , L_1 und L_2 kontextfreie Sprachen sind, dann beschreiben auch die folgenden Ausdrücke kontextfreie Sprachen:

- (1) $L_1 \cup L_2$ **Abschluss unter Vereinigung**
- (2) $L_1 \circ L_2$ (Abschluss unter Konkatination)
- (3) L^* (Abschluss unter Kleene-Stern)

Abschluss unter Vereinigung

Wir konstruieren eine Vereinigungsgrammatik

Gegeben seien zwei formale Grammatiken $G_1 = \langle V_1, \Sigma, P_1, S_1 \rangle$ und $G_2 = \langle V_2, \Sigma, P_2, S_2 \rangle$ mit $V_1 \cap V_2 = \emptyset$ (o.B.d.A.).

Die Vereinigungsgrammatik $G_1 \uplus G_2$ ist gegeben durch

$$G_1 \uplus G_2 = \langle V_1 \cup V_2 \cup \{S\}, \Sigma, P_1 \cup P_2 \cup \{S \rightarrow S_1 \mid S_2\}, S \rangle,$$

wobei S ein neues Startsymbol ist, das nicht in $V_1 \cup V_2$ vorkommt.

In Worten: Die neuen Ableitungsregeln $S \rightarrow S_1 \mid S_2$ ermöglichen es, dass $G_1 \uplus G_2$ entweder Wörter aus G_1 oder aus G_2 generiert.

Abschluss unter Vereinigung

Wir konstruieren eine Vereinigungsgrammatik

Gegeben seien zwei formale Grammatiken $G_1 = \langle V_1, \Sigma, P_1, S_1 \rangle$ und $G_2 = \langle V_2, \Sigma, P_2, S_2 \rangle$ mit $V_1 \cap V_2 = \emptyset$ (o.B.d.A.).

Die Vereinigungsgrammatik $G_1 \uplus G_2$ ist gegeben durch

$$G_1 \uplus G_2 = \langle V_1 \cup V_2 \cup \{S\}, \Sigma, P_1 \cup P_2 \cup \{S \rightarrow S_1 \mid S_2\}, S \rangle,$$

wobei S ein neues Startsymbol ist, das nicht in $V_1 \cup V_2$ vorkommt.

In Worten: Die neuen Ableitungsregeln $S \rightarrow S_1 \mid S_2$ ermöglichen es, dass $G_1 \uplus G_2$ entweder Wörter aus G_1 oder aus G_2 generiert.

Es ist daher leicht zu sehen:

Satz: $L(G_1 \uplus G_2) = L(G_1) \cup L(G_2)$.

Vereinigungen in Typ 2?

Bisher haben wir nur erkannt:

Satz: $\mathbf{L}(G_1 \uplus G_2) = \mathbf{L}(G_1) \cup \mathbf{L}(G_2)$.

Vereinigungen in Typ 2?

Bisher haben wir nur erkannt:

Satz: $\mathbf{L}(G_1 \uplus G_2) = \mathbf{L}(G_1) \cup \mathbf{L}(G_2)$.

Für die Abschlusseigenschaft sollte noch mehr gelten:

Satz: Wenn G_1 und G_2 kontextfrei sind, dann ist auch $G_1 \uplus G_2$ kontextfrei.

Das ist leicht zu sehen, da die zusätzliche Regel kontextfrei ist.

Vereinigungen in Typ 2?

Bisher haben wir nur erkannt:

Satz: $L(G_1 \uplus G_2) = L(G_1) \cup L(G_2)$.

Für die Abschlusseigenschaft sollte noch mehr gelten:

Satz: Wenn G_1 und G_2 kontextfrei sind, dann ist auch $G_1 \uplus G_2$ kontextfrei.

Das ist leicht zu sehen, da die zusätzliche Regel kontextfrei ist.

Daher gilt sogar noch ein stärkerer Satz:

Satz: Wenn G_1 und G_2 von Typ $i \in \{2, 1, 0\}$ sind, dann ist auch $G_1 \uplus G_2$ von Typ i .

↪ Typ-0-Sprachen, kontextsensitive Sprachen und kontextfreie Sprachen sind unter Vereinigung abgeschlossen

(reguläre Sprachen auch, aber das haben wir anders gezeigt)

Abschlusseigenschaften von Typ-2-Sprachen

Satz: Wenn L , L_1 und L_2 kontextfreie Sprachen sind, dann beschreiben auch die folgenden Ausdrücke kontextfreie Sprachen:

- (1) $L_1 \cup L_2$ (Abschluss unter Vereinigung)
- (2) $L_1 \circ L_2$ **Abschluss unter Konkatination**
- (3) L^* (Abschluss unter Kleene-Stern)

Konkatenation von Grammatiken

Wir erinnern uns: $\mathbf{L}_1 \circ \mathbf{L}_2 = \{w_1w_2 \mid w_1 \in \mathbf{L}_1 \text{ und } w_2 \in \mathbf{L}_2\}$

Es ist nicht schwer, eine passende Grammatik zu finden:

Gegeben seien zwei formale Grammatiken $G_1 = \langle V_1, \Sigma, P_1, S_1 \rangle$ und $G_2 = \langle V_2, \Sigma, P_2, S_2 \rangle$ mit $V_1 \cap V_2 = \emptyset$ (o.B.d.A.).

Die Grammatik $G_1 \circ G_2$ ist gegeben durch

$$G_1 \circ G_2 = \langle V_1 \cup V_2 \cup \{S\}, \Sigma, P_1 \cup P_2 \cup \{S \rightarrow S_1S_2\}, S \rangle,$$

wobei S ein neues Startsymbol ist, das nicht in $V_1 \cup V_2$ vorkommt.

In Worten: Die neue Ableitungsregel $S \rightarrow S_1S_2$ ermöglicht es, dass $G_1 \circ G_2$ Wörter aus G_1 gefolgt von Wörtern aus G_2 generiert.

Beispiel Konkatenation

Wir betrachten die Grammatiken

$$G_1 : S_1 \rightarrow aS_1b \mid \epsilon$$

$$G_2 : S_2 \rightarrow cS_2 \mid \epsilon$$

Beispiel Konkatenation

Wir betrachten die Grammatiken

$$G_1 : S_1 \rightarrow aS_1b \mid \epsilon$$

$$G_2 : S_2 \rightarrow cS_2 \mid \epsilon$$

Damit ist $\mathbf{L}(G_1) = \{a^i b^i \mid i \geq 0\}$ und $\mathbf{L}(G_2) = \{c^k \mid k \geq 0\}$.

Beispiel Konkatenation

Wir betrachten die Grammatiken

$$G_1 : S_1 \rightarrow aS_1b \mid \epsilon$$

$$G_2 : S_2 \rightarrow cS_2 \mid \epsilon$$

Damit ist $\mathbf{L}(G_1) = \{a^i b^i \mid i \geq 0\}$ und $\mathbf{L}(G_2) = \{c^k \mid k \geq 0\}$.

Die Konkatenation der Grammatiken enthält die folgenden Regeln:

$$G_1 \circ G_2 : \quad S \rightarrow S_1 S_2 \quad S_1 \rightarrow aS_1b \mid \epsilon \quad S_2 \rightarrow cS_2 \mid \epsilon$$

Beispiel Konkatenation

Wir betrachten die Grammatiken

$$G_1 : S_1 \rightarrow aS_1b \mid \epsilon$$

$$G_2 : S_2 \rightarrow cS_2 \mid \epsilon$$

Damit ist $\mathbf{L}(G_1) = \{a^i b^i \mid i \geq 0\}$ und $\mathbf{L}(G_2) = \{c^k \mid k \geq 0\}$.

Die Konkatenation der Grammatiken enthält die folgenden Regeln:

$$G_1 \circ G_2 : \quad S \rightarrow S_1 S_2 \quad S_1 \rightarrow aS_1b \mid \epsilon \quad S_2 \rightarrow cS_2 \mid \epsilon$$

Damit ergibt sich $\mathbf{L}(G_1 \circ G_2) = \{a^i b^i c^k \mid i \geq 0, k \geq 0\}$.

Korrektheit

Hypothese: $\mathbf{L}(G_1 \circ G_2) = \mathbf{L}(G_1) \circ \mathbf{L}(G_2)$

Korrektheit

Hypothese: $\mathbf{L}(G_1 \circ G_2) = \mathbf{L}(G_1) \circ \mathbf{L}(G_2)$

Leider stimmt das nicht:

Gegenbeispiel: G_1 sei die Grammatik mit der einen Regel $S_1 \rightarrow a$ und G_2 die Grammatik mit den Regeln $S_2 \rightarrow b$ und $aS_2 \rightarrow c$.

Dann ist $\mathbf{L}(G_1) = \{a\}$ und $\mathbf{L}(G_2) = \{b\}$.

Trotzdem erlaubt $G_1 \circ G_2$ die Ableitung $S \Rightarrow S_1 S_2 \Rightarrow a S_2 \Rightarrow c$.

Korrektheit

Hypothese: $\mathbf{L}(G_1 \circ G_2) = \mathbf{L}(G_1) \circ \mathbf{L}(G_2)$

Leider stimmt das nicht:

Gegenbeispiel: G_1 sei die Grammatik mit der einen Regel $S_1 \rightarrow a$ und G_2 die Grammatik mit den Regeln $S_2 \rightarrow b$ und $aS_2 \rightarrow c$.

Dann ist $\mathbf{L}(G_1) = \{a\}$ und $\mathbf{L}(G_2) = \{b\}$.

Trotzdem erlaubt $G_1 \circ G_2$ die Ableitung $S \Rightarrow S_1 S_2 \Rightarrow a S_2 \Rightarrow c$.

Korrekt ist dagegen:

Satz: Wenn G_1 und G_2 kontextfrei sind, dann ist $\mathbf{L}(G_1 \circ G_2) = \mathbf{L}(G_1) \circ \mathbf{L}(G_2)$.

Zudem ist $G_1 \circ G_2$ in diesem Fall kontextfrei.

Beweis: einfach (man betrachte den Ableitungsbaum).

Damit erhalten wir den gewünschten Abschluss.

Abschlusseigenschaften von Typ-2-Sprachen

Satz: Wenn L , L_1 und L_2 kontextfreie Sprachen sind, dann beschreiben auch die folgenden Ausdrücke kontextfreie Sprachen:

- (1) $L_1 \cup L_2$ (Abschluss unter Vereinigung)
- (2) $L_1 \circ L_2$ (Abschluss unter Konkatination)
- (3) L^* Abschluss unter Kleene-Stern

Kleene-Stern für Grammatiken

Wir erinnern uns: $\mathbf{L}^* = \{w_1 w_2 \cdots w_i \mid i \geq 0, w_1, \dots, w_i \in \mathbf{L}\} = \bigcup_{i \geq 0} \mathbf{L}^i$

Kleene-Stern für Grammatiken

Wir erinnern uns: $\mathbf{L}^* = \{w_1w_2 \cdots w_i \mid i \geq 0, w_1, \dots, w_i \in \mathbf{L}\} = \bigcup_{i \geq 0} \mathbf{L}^i$

Auch hier kann man leicht eine passende Grammatik finden:

Gegeben sei eine formale Grammatik $G = \langle V, \Sigma, P, S \rangle$.

Die Grammatik G^* ist gegeben durch

$$G^* = \langle V \cup \{S'\}, \Sigma, P \cup \{S' \rightarrow \epsilon \mid SS'\}, S' \rangle,$$

wobei S' ein neues Startsymbol ist, das nicht in V vorkommt.

In Worten: Die neuen Ableitungsregeln $S' \rightarrow \epsilon \mid SS'$ ermöglichen es, dass G^* beliebig lange Ketten aus Wörtern aus G generiert.

Beispiel Kleene-Stern

Wir betrachten die Grammatik

$$G: \quad S \rightarrow SaSb \mid SbSa \mid \epsilon$$

Übung: Welche Sprache erzeugt diese Grammatik?

Beispiel Kleene-Stern

Wir betrachten die Grammatik

$$G : \quad S \rightarrow SaSb \mid SbSa \mid \epsilon$$

Übung: Welche Sprache erzeugt diese Grammatik?

Der Kleene-Abschluss dieser Grammatik ist

$$G^* : \quad S' \rightarrow \epsilon \mid SS' \qquad S \rightarrow SaSb \mid SbSa \mid \epsilon$$

Übung: Welche Sprache erzeugt diese Grammatik?

Korrektheit beim Kleene-Abschluss

Wie schon beim Konkatination funktioniert diese Operation auf kontextfreien Grammatiken wie erwünscht:

Satz: Wenn G kontextfrei ist, dann ist $\mathbf{L}(G^*) = \mathbf{L}(G)^*$.
Zudem ist G^* in diesem Fall kontextfrei.

Beweis: einfach (man betrachte den Ableitungsbaum).

Korrektheit beim Kleene-Abschluss

Wie schon beim Konkatination funktioniert diese Operation auf kontextfreien Grammatiken wie erwünscht:

Satz: Wenn G kontextfrei ist, dann ist $\mathbf{L}(G^*) = \mathbf{L}(G)^*$.
Zudem ist G^* in diesem Fall kontextfrei.

Beweis: einfach (man betrachte den Ableitungsbaum).

Für nicht kontextfreie Grammatiken gilt dieser Satz im Allgemeinen nicht:

Beispiel: Die (kontextsensitive) Grammatik G mit der einen Regel $SS \rightarrow \emptyset$ kann nichts hervorbringen.
Trotzdem erlaubt die Grammatik G^* die Ableitung eines Wortes:

$$S' \Rightarrow SS \Rightarrow \emptyset$$

Nichtabschlusseigenschaften

Satz: Es gibt kontextfreie Sprachen L , L_1 und L_2 , so dass die folgenden Ausdrücke keine kontextfreien Sprachen sind:

- (1) $L_1 \cap L_2$ Nichtabschluss unter Schnitt
- (2) \bar{L} (Nichtabschluss unter Komplement)

Nichtabschluss unter \cap

Beweisansatz: Wir müssen kontextfreie Sprachen L_1 und L_2 finden, für die $L_1 \cap L_2$ nicht kontextfrei ist.

Welche nichtkontextfreien Sprachen kennen wir?

Nichtabschluss unter \cap

Beweisansatz: Wir müssen kontextfreie Sprachen L_1 und L_2 finden, für die $L_1 \cap L_2$ nicht kontextfrei ist.

Welche nichtkontextfreien Sprachen kennen wir?

$$\{a^i b^i c^i \mid i \geq 0\}$$

Nichtabschluss unter \cap

Beweisansatz: Wir müssen kontextfreie Sprachen L_1 und L_2 finden, für die $L_1 \cap L_2$ nicht kontextfrei ist.

Welche nichtkontextfreien Sprachen kennen wir?

$$\{a^i b^i c^i \mid i \geq 0\}$$

Welche ähnlichen kontextfreien Sprachen kennen wir?

Nichtabschluss unter \cap

Beweisansatz: Wir müssen kontextfreie Sprachen L_1 und L_2 finden, für die $L_1 \cap L_2$ nicht kontextfrei ist.

Welche nichtkontextfreien Sprachen kennen wir?

$$\{a^i b^i c^i \mid i \geq 0\}$$

Welche ähnlichen kontextfreien Sprachen kennen wir?

$$\{a^i b^i c^k \mid i \geq 0, k \geq 0\}$$

Nichtabschluss unter \cap (2)

Satz: Es gibt kontextfreie Sprachen L , L_1 und L_2 , so dass $L_1 \cap L_2$ keine kontextfreie Sprache ist.

Beweis: Die folgenden Sprachen sind kontextfrei:

$\{a^i b^i \mid i \geq 0\}$ (zuvor gezeigt)

$\{b^i c^i \mid i \geq 0\}$ (analog)

$\{a^i \mid i \geq 0\}$ (regulär)

$\{c^i \mid i \geq 0\}$ (regulär, zuvor gezeigt)

Nichtabschluss unter \cap (2)

Satz: Es gibt kontextfreie Sprachen L , L_1 und L_2 , so dass $L_1 \cap L_2$ keine kontextfreie Sprache ist.

Beweis: Die folgenden Sprachen sind kontextfrei:

$\{a^i b^i \mid i \geq 0\}$ (zuvor gezeigt)

$\{b^i c^i \mid i \geq 0\}$ (analog)

$\{a^i \mid i \geq 0\}$ (regulär)

$\{c^i \mid i \geq 0\}$ (regulär, zuvor gezeigt)

Dank Abschluss unter Konkatenation sind also auch kontextfrei:

$$L_1 = \{a^i b^i \mid i \geq 0\} \circ \{c^k \mid k \geq 0\} = \{a^i b^i c^k \mid i \geq 0, k \geq 0\}$$

$$L_2 = \{a^i \mid i \geq 0\} \circ \{b^k c^k \mid k \geq 0\} = \{a^i b^k c^k \mid i \geq 0, k \geq 0\}.$$

Nichtabschluss unter \cap (2)

Satz: Es gibt kontextfreie Sprachen L , L_1 und L_2 , so dass $L_1 \cap L_2$ keine kontextfreie Sprache ist.

Beweis: Die folgenden Sprachen sind kontextfrei:

$\{a^i b^i \mid i \geq 0\}$ (zuvor gezeigt)

$\{b^i c^i \mid i \geq 0\}$ (analog)

$\{a^i \mid i \geq 0\}$ (regulär)

$\{c^i \mid i \geq 0\}$ (regulär, zuvor gezeigt)

Dank Abschluss unter Konkatenation sind also auch kontextfrei:

$$L_1 = \{a^i b^i \mid i \geq 0\} \circ \{c^i \mid i \geq 0\} = \{a^i b^i c^k \mid i \geq 0, k \geq 0\}$$

$$L_2 = \{a^i \mid i \geq 0\} \circ \{b^i c^i \mid i \geq 0\} = \{a^i b^k c^k \mid i \geq 0, k \geq 0\}.$$

Der Schnitt $L_1 \cap L_2$ ist aber $\{a^i b^i c^i \mid i \geq 0\}$ und also nicht kontextfrei (zuvor gezeigt). \square

Nichtabschlusseigenschaften

Satz: Es gibt kontextfreie Sprachen L , L_1 und L_2 , so dass die folgenden Ausdrücke keine kontextfreien Sprachen sind:

- (1) $L_1 \cap L_2$ (Nichtabschluss unter Schnitt)
- (2) \bar{L} **Nichtabschluss unter Komplement**

Nichtabschluss unter Komplement

Satz: Es gibt eine kontextfreie Sprache L , so dass \bar{L} keine kontextfreie Sprache ist.

Nichtabschluss unter Komplement

Satz: Es gibt eine kontextfreie Sprache L , so dass \bar{L} keine kontextfreie Sprache ist.

Beweis: Die Behauptung folgt unmittelbar aus dem bereits gezeigten

Nichtabschluss unter Komplement

Satz: Es gibt eine kontextfreie Sprache L , so dass \bar{L} keine kontextfreie Sprache ist.

Beweis: Die Behauptung folgt unmittelbar aus dem bereits gezeigten:

- Angenommen, Typ-2-Sprachen wären unter Komplement abgeschlossen

Nichtabschluss unter Komplement

Satz: Es gibt eine kontextfreie Sprache L , so dass \bar{L} keine kontextfreie Sprache ist.

Beweis: Die Behauptung folgt unmittelbar aus dem bereits gezeigten:

- Angenommen, Typ-2-Sprachen wären unter Komplement abgeschlossen
- Wir wissen bereits, dass Typ-2-Sprachen unter Vereinigung abgeschlossen sind

Nichtabschluss unter Komplement

Satz: Es gibt eine kontextfreie Sprache L , so dass \bar{L} keine kontextfreie Sprache ist.

Beweis: Die Behauptung folgt unmittelbar aus dem bereits gezeigten:

- Angenommen, Typ-2-Sprachen wären unter Komplement abgeschlossen
- Wir wissen bereits, dass Typ-2-Sprachen unter Vereinigung abgeschlossen sind
- Laut den Gesetzen der Mengenlehre gilt:

$$L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}} \quad (\text{De Morgan})$$

Nichtabschluss unter Komplement

Satz: Es gibt eine kontextfreie Sprache L , so dass \bar{L} keine kontextfreie Sprache ist.

Beweis: Die Behauptung folgt unmittelbar aus dem bereits gezeigten:

- Angenommen, Typ-2-Sprachen wären unter Komplement abgeschlossen
- Wir wissen bereits, dass Typ-2-Sprachen unter Vereinigung abgeschlossen sind
- Laut den Gesetzen der Mengenlehre gilt:

$$L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}} \quad (\text{De Morgan})$$

- Daraus folgt, dass Typ-2-Sprachen unter Schnitt abgeschlossen sind – Widerspruch □

Eine Warnung zum Nichtabschluss

Nichtabschluss unter Schnitt und Komplement bedeutet nicht, dass Schnitte bzw. Komplemente kontextfreier Sprachen grundsätzlich nicht kontextfrei sein können.

Eine Warnung zum Nichtabschluss

Nichtabschluss unter Schnitt und Komplement bedeutet nicht, dass Schnitte bzw. Komplemente kontextfreier Sprachen grundsätzlich nicht kontextfrei sein können.

Beispiel: Alle regulären Sprachen sind kontextfrei, aber ihre Schnitte und Komplemente sind weiterhin regulär, also auch kontextfrei.

Eine Warnung zum Nichtabschluss

Nichtabschluss unter Schnitt und Komplement bedeutet nicht, dass Schnitte bzw. Komplemente kontextfreier Sprachen grundsätzlich nicht kontextfrei sein können.

Beispiel: Alle regulären Sprachen sind kontextfrei, aber ihre Schnitte und Komplemente sind weiterhin regulär, also auch kontextfrei.

Beispiel: Das Komplement der nichtregulären Sprache $L = \{a^i b^i \mid i \geq 0\}$ über dem Alphabet $\{a, b\}$ ist die Vereinigung der folgenden Sprachen:

$$L_1 = \{a, b\}^* \{ba\} \{a, b\}^*$$

$$L_2 = \{a\}^+ L$$

$$L_3 = L \{b\}^+$$

L_1 ist regulär, also kontextfrei. L_2 und L_3 sind kontextfrei, da sie als Konkatination zweier kontextfreier Sprachen entstehen. Die Vereinigung $L_1 \cup L_2 \cup L_3$ ist also auch kontextfrei.

Ein nichtkontextfreies Komplement

Unser Widerspruchsbeweis zum Abschluss unter Komplement liefert uns noch kein konkretes Beispiel eines nichtkontextfreien Komplements.

Ein nichtkontextfreies Komplement

Unser Widerspruchsbeweis zum Abschluss unter Komplement liefert uns noch kein konkretes Beispiel eines nichtkontextfreien Komplements.

Wir können es aber aus den Beweisen ableiten:

- Seien $L_1 = \{a^i b^i c^k \mid i \geq 0, k \geq 0\}$ und $L_2 = \{a^i b^k c^k \mid i \geq 0, k \geq 0\}$
- $L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}} = \{a^i b^i c^i \mid i \geq 0\} = L$ ist nicht kontextfrei

Ein nichtkontextfreies Komplement

Unser Widerspruchsbeweis zum Abschluss unter Komplement liefert uns noch kein konkretes Beispiel eines nichtkontextfreien Komplements.

Wir können es aber aus den Beweisen ableiten:

- Seien $L_1 = \{a^i b^i c^k \mid i \geq 0, k \geq 0\}$ und $L_2 = \{a^i b^k c^k \mid i \geq 0, k \geq 0\}$
- $L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}} = \{a^i b^i c^i \mid i \geq 0\} = L$ ist nicht kontextfrei
- $\overline{L_1} \cup \overline{L_2}$ ist die Vereinigung der folgenden Typ-2-Sprachen:
 - $\{a, b, c\}^* \circ \{ba, ca, cb\} \circ \{a, b, c\}^*$ (falsche Reihenfolge)
 - $\{a\}^+ \circ \{a^i b^i \mid i \geq 0\} \circ \{c\}^*$ (zu viele a für L_1)
 - $\{a^i b^i \mid i \geq 0\} \circ \{b\}^+ \circ \{c\}^*$ (zu viele b für L_1)
 - $\{a\}^* \circ \{b\}^+ \circ \{b^i c^i \mid i \geq 0\}$ (zu viele b für L_2)
 - $\{a\}^* \circ \{b^i c^i \mid i \geq 0\} \circ \{c\}^+$ (zu viele c für L_2)
- $\overline{L_1} \cup \overline{L_2}$ ist daher kontextfrei, aber ihr Komplement nicht

Zusammenfassung und Ausblick

Kontextfreie Sprachen sind **abgeschlossen** unter **Vereinigung, Konkatenation und Kleene-Stern**

Kontextfreie Sprachen sind **nicht abgeschlossen** unter **Komplement und Schnitt**

Abschlüsse beruhen auf Grammatikoperationen, die man auf beliebige Grammatiken anwenden könnte, aber nur der **Abschluss unter \cup für Typ 0 und Typ 1** kann so gezeigt werden.

Offene Fragen:

- Haben kontextfreie Sprachen ein Berechnungsmodell?
- Welche Probleme auf kontextfreien Grammatiken kann man lösen?
- Was gibt es zu Typ 1 und Typ 0 zu sagen?