Beispiel 69

Wir wollen sehen, dass die Sprache

$$\{a^i b^i c^i;\ i \in \mathbb{N}_0\}$$

nicht kontextfrei ist.

Wäre sie kontextfrei, so könnten wir das Wort $a^n b^n c^n$ (n die Konstante aus dem Pumping-Lemma) aufpumpen, ohne aus der Sprache herauszufallen. Wir sehen aber leicht, dass das Teilwort v nur aus a's bestehen kann und bei jeder möglichen Verteilung des Teilworts x Pumpen entweder die Anzahl der a's, b's und c's unterschiedlich ändert oder, wenn

$$(\#_a(vx) =)\ \#_b(vx) = \#_c(vx) > 0\ ,$$

dass b's und c's in der falschen Reihenfolge auftreten.

Zur Vereinfachung von Beweisen wie in dem gerade gesehenen Beispiel führen wir die folgende Verschärfung des Pumping-Lemmas ein:

Satz 70 (Ogdens Lemma)

Für jede kontextfreie Sprache L gibt es eine Konstante $n \in \mathbb{N}$, so dass für jedes Wort $z \in L$ mit $|z| \geq n$ die folgende Aussage gilt:
Werden in z mindestens n (beliebige) Buchstaben markiert, so lässt sich z zerlegen in

$$z = uvwxy,$$

so dass

1. *in vx mindestens ein Buchstabe und*
2. *in vwx höchstens n Buchstaben markiert sind und*
3. $(\forall i \in \mathbb{N}_0)[uv^iwx^iy \in L]$.

Bemerkung: Das Pumping-Lemma ist eine triviale Folgerung aus Ogdens Lemma (markiere alle Buchstaben in z).

Beweis:

Sei $G = (V, \Sigma, P, S)$ eine Grammatik in Chomsky-Normalform mit $L(G) = L$. Wähle $n = 2^{|V|}$. Sei $z \in L$ und seien in z mindestens n Buchstaben markiert. Wir messen wiederum die Länge eines Pfades als die Anzahl der in ihm enthaltenen Knoten. In einem Ableitungsbaum für z markieren wir alle (inneren) Knoten, deren linker *und* rechter Teilbaum *jeweils* mindestens ein markiertes Blatt enthalten. Es ist nun offensichtlich, dass es einen Pfad von der Wurzel zu einem Blatt gibt, auf dem mindestens $|V| + 1$ markierte innere Knoten liegen.

Beweis:

...

Wir betrachten die letzten $|V| + 1$ markierten inneren Knoten eines Pfades mit maximaler Anzahl markierter Knoten; nach dem Schubfachprinzip sind zwei mit demselben Nichtterminal, z.B. A, markiert. Wir nennen diese Knoten v_1 und v_2. Seien die Blätter des Teilbaumes mit der Wurzel v_2 insgesamt mit w und die Blätter des Teilbaumes mit der Wurzel v_1 insgesamt mit vwx beschriftet. Es ist dann klar, dass die folgende Ableitung möglich ist:

$$S \to^* uAy \to^* uvAxy \to^* uvwxy\,.$$

Es ist auch klar, dass der Mittelteil dieser Ableitung weggelassen oder beliebig oft wiederholt werden kann.

Beweis:

...

Es bleibt noch zu sehen, dass vx mindestens einen und vwx höchstens n markierte Buchstaben enthält. Ersteres ist klar, da auch der Unterbaum von v_1, der v_2 nicht enthält, ein markiertes Blatt haben muss.

Letzteres ist klar, da der gewählte Pfad eine maximale Anzahl von markierten inneren Knoten hatte und unterhalb von v_1 nur noch höchstens $|V|$ markierte Knoten auf diesem Pfad sein können. Der Teilbaum mit Wurzel v_1 kann also maximal $2^{|V|+1} = n$ markierte Blätter haben. Formal kann man z.B. zeigen, dass ein Unterbaum, der auf jedem Ast maximal k markierte (innere) Knoten enthält, höchstens 2^k markierte Blätter enthält. $\square$

Beispiel 71

$$L = \{a^i b^j c^k d^l;\ i = 0 \text{ oder } j = k = l\}\,.$$

Hier funktioniert das normale Pumping-Lemma nicht, da für z mit $|z| \geq n$ entweder z mit a beginnt und dann z.B. $v \in \{a\}^+$ sein kann oder aber z nicht mit a beginnt und dann eine zulässige Zerlegung $z = uvwxy$ sehr einfach gewählt werden kann.

Sei n die Konstante aus Ogdens Lemma. Betrachte das Wort $ab^n c^n d^n$ und markiere darin $bc^n d$. Nun gibt es eine Zerlegung $ab^n c^n d^n = uvwxy$, so dass vx mindestens ein markiertes Symbol enthält und $uv^2wx^2y \in L$.

Es ist jedoch leicht zu sehen, dass dies einen Widerspruch liefert, da vx höchstens zwei verschiedene der Symbole b, c, d enthalten kann, damit beim Pumpen nicht die Reihenfolge durcheinander kommt.

Bemerkung:

Wie wir gerade gesehen haben, gilt die Umkehrung des Pumping-Lemmas nicht allgemein (d.h., aus dem Abschluss einer Sprache unter der Pumpoperation des Pumping-Lemmas folgt i.A. nicht, dass die Sprache kontext-frei ist).
Es gibt jedoch stärkere Versionen des Pumping-Lemmas, für die auch die Umkehrung gilt. Siehe dazu etwa

- David S. Wise:
  A strong pumping lemma for context-free languages.
  Theoretical Computer Science **3**, pp. 359–369, 1976

- Richard Johnsonbaugh, David P. Miller:
  Converses of pumping lemmas.
  ACM SIGCSE Bull. **22**(1), pp. 27–30, 1990

4.5 Algorithmen für kontextfreie Sprachen/Grammatiken

Satz 72

Sei $G = (V, \Sigma, P, S)$ kontextfrei. Dann kann die Menge V' der Variablen $A \in V$, für die gilt:

$$(\exists w \in \Sigma^*)[A \to^* w]$$

in Zeit $O(|V| \cdot s(G))$ berechnet werden.

Beweis:

Betrachte folgenden Algorithmus:

$\Delta := \{A \in V;\ (\exists(A \to w) \in P \text{ mit } w \in \Sigma^*\};\ V' := \emptyset;$
while $\Delta \neq \emptyset$ **do**
  $V' := V' \cup \Delta$
  $\Delta := \{A \in V \setminus V';\ (\exists A \to \alpha) \in P \text{ mit } \alpha \in (V' \cup \Sigma)^*\}$
od

Induktion über die Länge der Ableitung. □

Definition 73

$A \in V$ heißt nutzlos, falls es keine Ableitung

$$S \to^* w, \quad w \in \Sigma^*$$

gibt, in der A vorkommt.

Satz 74

Die Menge der nutzlosen Variablen kann in Zeit $O(|V| \cdot s(G))$ bestimmt werden.

Beweis:

Sei V'' die Menge der nicht nutzlosen Variablen.
Offensichtlich gilt: $V'' \subseteq V'$ (V' aus dem vorigen Satz).
Falls $S \notin V'$, dann sind alle Variablen nutzlos.

Ansonsten:

$\Delta := \{S\}$; $V'' := \emptyset$;
while $\Delta \neq \emptyset$ **do**
  $V'' := V'' \cup \Delta$
  $\Delta := \{B \in V' \setminus V'';\ (\exists A \to \alpha B \beta) \in P$ mit $A \in V''$,
    $\alpha, \beta \in (V' \cup \Sigma)^*\}$
od

Induktion über Länge der Ableitung: Am Ende des Algorithmus ist V'' gleich der Menge der nicht nutzlosen Variablen. $\square$

Bemerkung: Alle nutzlosen Variablen und alle Produktionen, die nutzlose Variablen enthalten, können aus der Grammatik entfernt werden, ohne die erzeugte Sprache zu ändern.

Korollar 75

Für eine kontextfreie Grammatik G kann in Zeit $O(|V| \cdot s(G))$ entschieden werden, ob $L(G) = \emptyset$.

Beweis:

$L(G) = \emptyset \iff S \notin V''$ (bzw. $S \notin V'$) $\square$

Satz 76

Für eine kontextfreie Grammatik $G = (V, \Sigma, P, S)$ ohne nutzlose Variablen und in Chomsky-Normalform kann in linearer Zeit entschieden werden, ob

$$|L(G)| < \infty\,.$$

Beweis:

Definiere gerichteten Hilfsgraphen mit Knotenmenge V und

$$\text{Kante } A \to B \iff (A \to BC) \text{ oder } (A \to CB) \in P\,.$$

$L(G)$ ist endlich $\iff$ dieser Digraph enthält keinen Zyklus.

Verwende DFS, um in linearer Zeit festzustellen, ob der Digraph Zyklen enthält. $\square$

Satz 77

Seien kontextfreie Grammatiken $G_1 = (V_1, \Sigma_1, P_1, S_1)$ *und* $G_2 = (V_2, \Sigma_2, P_2, S_2)$ *gegeben. Dann können in linearer Zeit kontextfreie Grammatiken für*

1. $L(G_1) \cup L(G_2)$,
2. $L(G_1)L(G_2)$,
3. $(L(G_1))^*$

konstruiert werden. Die Klasse der kontextfreien Sprachen ist also unter Vereinigung, Konkatenation und Kleene'scher Hülle abgeschlossen.

Beweis:

Ohne Beschränkung der Allgemeinheit nehmen wir an, dass $V_1 \cap V_2 = \emptyset$.

1. $V = V_1 \cup V_2 \cup \{S\}$; S neu
   $P = P_1 \cup P_2 \cup \{S \to S_1 | S_2\}$
2. $V = V_1 \cup V_2 \cup \{S\}$; S neu
   $P = P_1 \cup P_2 \cup \{S \to S_1 S_2\}$
3. $V = V_1 \cup \{S, S'\}$; S, S' neu
   $P = P_1 \cup \{S \to S' | \epsilon, S' \to S_1 S' | S_1\}$

Falls $\epsilon \in L(G_1)$ oder $\epsilon \in L(G_2)$, sind noch Korrekturen vorzunehmen, die hier als Übungsaufgabe überlassen bleiben. $\square$