Script generated by TTT

Title: Seidl: Virtual_Machines (16.05.2013)

Date: Thu May 16 16:10:15 CEST 2013

Duration: 34:50 min

Pages: 11

Beispiel 3.7

Die nicht-reguläre Sprache $L = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$ ist kontextfrei, da sie von der CFG

$$S \to aSb \mid \epsilon$$

erzeugt wird. Genauer: $L = L(G)$ wobei $G = (V, \Sigma, P, S)$ mit

$$\begin{array}{lcl} V & = & \{S\} \\ \Sigma & = & \{a, b\} \\ P & = & \{S \to aSb \mid \epsilon\} \end{array}$$

Der unendliche Baum aller möglichen (Links-)Ableitungen:

$$\begin{array}{ccccccccc} S & \to & aSb & \to & a^2Sb^2 & \to & a^3Sb^3 & \to & \ldots \\ & \searrow & & \searrow & & \searrow & & \searrow & \\ & & \epsilon & & ab & & a^2b^2 & & a^3b^3 \end{array}$$

Beispiel 3.7

Die nicht-reguläre Sprache $L = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$ ist kontextfrei, da sie von der CFG

$$S \to aSb \mid \epsilon$$

erzeugt wird. Genauer: $L = L(G)$ wobei $G = (V, \Sigma, P, S)$ mit

$$\begin{array}{lcl} V & = & \{S\} \\ \Sigma & = & \{a, b\} \\ P & = & \{S \to aSb \mid \epsilon\} \end{array}$$

Der unendliche Baum aller möglichen (Links-)Ableitungen:

$$\begin{array}{ccccccccc} S & \to & aSb & \to & a^2Sb^2 & \to & a^3Sb^3 & \to & \ldots \\ & \searrow & & \searrow & & \searrow & & \searrow & \\ & & \epsilon & & ab & & a^2b^2 & & a^3b^3 \end{array}$$

Beispiel 3.8

Die nicht-reguläre Sprache der Palindrome $(w = w^R)$ über $\{a, b\}$ wird von folgender CFG erzeugt:

$$S \to \epsilon \mid a \mid b \mid aSa \mid bSb$$

Beispiel 3.8

Die nicht-reguläre Sprache der Palindrome ($w = w^R$) über $\{a, b\}$ wird von folgender CFG erzeugt:

$$S \to \epsilon \mid a \mid b \mid aSa \mid bSb$$

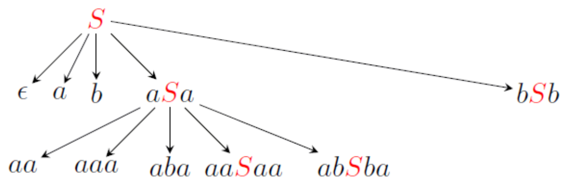
Der Anfang des unendlichen Baums aller möglichen (Links-)Ableitungen:

Beispiel 3.8

Die nicht-reguläre Sprache der Palindrome ($w = w^R$) über $\{a, b\}$ wird von folgender CFG erzeugt:

$$S \to \epsilon \mid a \mid b \mid aSa \mid bSb$$

Der Anfang des unendlichen Baums aller möglichen (Links-)Ableitungen:



Lemma 3.9 (Dekompositionslemma)

$$\alpha_1\alpha_2 \to_G^n \beta$$
$$\Leftrightarrow$$
$$\exists \beta_1, \beta_2, n_1, n_2.\ \ \beta = \beta_1\beta_2 \ \wedge\ n = n_1 + n_2 \ \wedge\ \alpha_i \to_G^{n_i} \beta_i \ (i = 1, 2)$$

Definition 3.10

Eine CFG heißt rechts-linear gdw jede Produkion von der Form

$$A \to aB \quad \text{oder} \quad A \to \epsilon \quad \text{ist.}$$

Definition 3.10

Eine CFG heißt rechts-linear gdw jede Produkion von der Form

$$A \to aB \quad \text{oder} \quad A \to \epsilon \quad \text{ist.}$$

Eine CFG heißt links-linear gdw jede Produkion von der Form

$$A \to Ba \quad \text{oder} \quad A \to \epsilon \quad \text{ist.}$$

Definition 3.10

Eine CFG heißt rechts-linear gdw jede Produkion von der Form

$$A \to aB \quad \text{oder} \quad A \to \epsilon \quad \text{ist.}$$

Eine CFG heißt links-linear gdw jede Produkion von der Form

$$A \to Ba \quad \text{oder} \quad A \to \epsilon \quad \text{ist.}$$

Lemma 3.11

Die rechts-linearen und links-linearen Grammatiken erzeugen jeweils genau die regulären Sprachen.

Definition 3.10

Eine CFG heißt rechts-linear gdw jede Produkion von der Form

$$A \to aB \quad \text{oder} \quad A \to \epsilon \quad \text{ist.}$$

Eine CFG heißt links-linear gdw jede Produkion von der Form

$$A \to Ba \quad \text{oder} \quad A \to \epsilon \quad \text{ist.}$$

Lemma 3.11

Die rechts-linearen und links-linearen Grammatiken erzeugen jeweils genau die regulären Sprachen.

Beweis: Übung!

$A \to aB \qquad B \to bC$

$\delta(A,a) = B \qquad \delta(B,b) = C$