

FORMÁLNÍ JAZYKY A AUTOMATY I

Řešení cvičení 7.

1. Po aplikaci algoritmu pro odstranění levé rekurze a následné substituci neterminálů obdržíme následující gramatiku:

$$\begin{aligned}
 S &\longrightarrow \text{number} \mid (S B \mid \text{number } T' \mid (S B T' \mid \\
 &\quad \text{number } L' \mid (S B L' \mid \text{number } T' L' \mid (S B T' L' \mid \\
 &\quad \text{number } S' \mid (S B S' \mid \text{number } T' S' \mid (S B T' S' \mid \\
 &\quad \text{number } L' S' \mid (S B L' S' \mid \text{number } T' L' S' \mid (S B T' L' S' \\
 S' &\longrightarrow \text{and } L S' \mid \text{or } L S' \mid \text{and } L \mid \text{or } L \\
 L &\longrightarrow \text{number} \mid (S B \mid \text{number } T' \mid (S B T' \mid \\
 &\quad \text{number } L' \mid (S B L' \mid \text{number } T' L' \mid (S B T' L' \\
 L' &\longrightarrow + T L' \mid - T L' \mid + T \mid - T \\
 T &\longrightarrow \text{number} \mid (S B \mid \text{number } T' \mid (S B T' \\
 T' &\longrightarrow * F T' \mid / F T' \mid * F \mid / F \\
 F &\longrightarrow \text{number} \mid (S B \\
 B &\longrightarrow)
 \end{aligned}$$

2. Zásobníkový automat akceptující $L(G)$ je $\mathcal{A} = (\{q\}, \{a, b, c\}, \{S, A, B, C, a, b, c\}, \delta, q, A, \emptyset)$,
 $\delta(q, \varepsilon, A) = \{(q, BBC), (q, CaaB), (q, c)\}$
 $\delta(q, \varepsilon, B) = \{(q, AabB), (q, Ba), (q, ab)\}$
 $\delta(q, \varepsilon, C) = \{(q, cc), (q, BA), (q, \varepsilon)\}$
 $\delta(q, a, a) = \{(q, \varepsilon)\}$
 $\delta(q, b, b) = \{(q, \varepsilon)\}$
 $\delta(q, c, c) = \{(q, \varepsilon)\}$

3. $L(A) = \{ w \in \{a_1, a_2, a_3, b_1, b_2\}^+ \mid$
 $3 \cdot \#_{a_1}(w) + \#_{a_2}(w) + 5 \cdot \#_{a_3}(w) + 1 = \#_{b_1}(w) + \#_{b_2}(w)$
 a pro každý vlastní prefix u slova w platí
 $3 \cdot \#_{a_1}(u) + \#_{a_2}(u) + 5 \cdot \#_{a_3}(u) \geq \#_{b_1}(u) + \#_{b_2}(u) \}$

4. Každé pravidlo gramatiky $H = (N, T, P, S)$, která je v Greibachově normálním tvaru, je typu $X \longrightarrow aY$, kde $X \in N$; $a \in T$; $Y \in N^*$. Pro libovolné řetězky s, t takové, že $s \Longrightarrow_H t$, je počet terminálních symbolů v slově t (označujeme $\#_T(t)$) právě o jedno větší, než v slově s . Když tedy $r_0 = S \Longrightarrow_H r_1 \Longrightarrow_G r_2 \dots \Longrightarrow_G r_k = r$ je odvození slova délky l , tak $\#_T(r_i) = \#_T(r_{i-1}) + 1$ pro všechna i , $1 \leq i \leq k$. Pokud navíc vezmeme do úvahy, že $\#_T(r_0) = 0$ a $\#_T(r) = l$, musí být délka tohoto odvození právě l .