FORMÁLNÍ JAZYKY A AUTOMATY I

Řešení cvičení 7.

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

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

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. $$
\begin{array}{ll}
L(A) = \{ & w \in \{a_1, a_2, a_3, b_1, b_2\}^+ \mid \\
 & 3 \cdot \sharp_{a_1}(w) + \sharp_{a_2}(w) + 5 \cdot \sharp_{a_3}(w) + 1 = \sharp_{b_1}(w) + \sharp_{b_2}(w) \\
 & \text{a pro každý vlastní prefix } u \text{ slova } w \text{ platí} \\
 & 3 \cdot \sharp_{a_1}(u) + \sharp_{a_2}(u) + 5 \cdot \sharp_{a_3}(u) \geq \sharp_{b_1}(u) + \sharp_{b_2}(u)\}
\end{array}
$$

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