

## FORMÁLNÍ JAZYKY A AUTOMATY I

### Řešení cvičení 6.

1. Jazyk  $\{a^n b^n \mid n \geq 1\}^+$  je generován gramatikou  $G = (\{S, X, X_a, X_b, A, B\}, \{a, b\}, P, S)$ , přičemž množina pravidel  $P$  je tvaru

$$\begin{aligned} P: \quad & S \rightarrow XS \mid XX \mid AX_b \mid AB \\ & X \rightarrow AX_b \mid AB \\ & X_b \rightarrow XB \\ & A \rightarrow a \\ & B \rightarrow b \end{aligned}$$

2. Necht'  $G = (N, T, P, S)$  je gramatika v Chomského normálním tvaru. Gramatika  $G$  obsahuje dva typy pravidel: pravidla patřící do  $N \times (N \cdot N)$  (nazvěme je neterminální) a pravidla z  $N \times T$  (nazvěme je terminální). Necht'  $S \Rightarrow_G w_1 \Rightarrow_G w_2 \dots \Rightarrow_G w_n = w$  je odvození délky  $n$ ;  $w \in L(G)$ . Protože se jedná o bezkontextovou gramatiku, ve které žádné pravidlo nemá na pravé straně terminální symbol, můžeme předpokládat, že v uvedeném odvození byla nejdříve aplikována neterminální pravidla a až potom terminální pravidla. Bud' tedy  $i$  maximální číslo takové, že  $w_i \in N^+$ . Protože se každý neterminál přepíše na právě jeden terminál, je  $|w_i| = |w|$ . Na odvození terminálního řetězce ze slova  $w_i$  je potřebných právě  $|w|$  kroků. Slovo  $w_i$  bylo odvozeno z počátečního neterminálu aplikací neterminálních pravidel, z nichž každé zvětší délku řetězce právě o 1. Proto na odvození řetězce  $w_i$  bylo zapotřebí  $|w| - 1$  kroků. Sečtením:  $n = |w| + |w| - 1$  a tedy  $\frac{n+1}{2} = |w|$ .

3. Konstrukce gramatiky  $\bar{G}$  spočívá v následujících třech krocích.

(i) Množinu neterminálů  $N$  rozšíříme o nové neterminály, jeden pro každý terminální symbol z  $T$ , tj.  $\bar{N} = N \cup \{N_a \mid a \in T\}$ .

(ii) Množinu pravidel  $P$  transformujeme tak, že každý výskyt terminálu  $a$  nahradíme příslušným neterminálem  $N_a$ . tj.

$$\begin{aligned} \bar{P} = \{ & \alpha_1 \dots \alpha_k \rightarrow \beta_1 \dots \beta_l \mid x_1 \dots x_k \rightarrow y_1 \dots y_l \in P; \\ & \alpha_i = x_i \text{ pro } x_i \in N; \\ & \alpha_i = N_{x_i} \text{ pro } x_i \in T; \\ & \beta_i = y_i \text{ pro } y_i \in N; \\ & \beta_i = N_{y_i} \text{ pro } y_i \in T\} \end{aligned}$$

(iii) Nakonec do množiny pravidel  $\bar{P}$  přidáme pravidla, umožňující přepis nových neterminálů na terminály, tj.

$$\bar{P} = \bar{P} \cup \{N_a \rightarrow a \mid \text{pro všechny neterminály } N_a \in \bar{N} - N\}.$$

Všechny nově přidaná pravidla jsou regulární. Transformací v bodě (ii) se může porušit regularita pravidel. Proto navržený algoritmus zkonstruuje k regulární gramatice  $G$  gramatiku  $\bar{G}$ , která nemusí být nutně regulární, ale jistě je bezkontextová. Pro ostatní gramatiky konstrukce zachovává typ gramatiky.

4. a)  $L_1 \cap L_2 = \{a^1 b a^2 b a^3 b \dots a^j b \mid j \geq 2; j \text{ sudé}\}$ .

b) Předpokládejme, že jazyk  $L_1 \cap L_2$  je bezkontextový. Pak podle pumping lemy pro bezkontextové jazyky existuje číslo  $p$  takové, že pro všechna slova  $w \in L_1 \cap L_2$ ,  $|w| > p$  jsou splněny následující podmínky:

(a)  $\exists u, v, x, y, z : w = uvxyz$ ,

(b)  $|vy| > 0$ ;  $|vxy| < p$ ,

(c)  $\forall i \geq 0 : uv^i x y^i z \in L_1 \cap L_2$ .

Zvolme například slovo  $w = a^1 b a^2 b \dots a^p b$ . Skusme najít slova  $u, v, x, y, z$  splňující 1.–3. Zřejmě  $v \neq b$ ,  $y \neq b$  (slovo z  $L_1 \cap L_2$  nemůže obsahovat podřetězec  $bb$ ). Kdyby  $v = a^i$  (anebo  $v = a^i$ ), tak napumpováním podle 3. se změní počet symbolů  $a$  v příslušné skupině a poruší se vztah mezi počtem symbolů  $a$  ve sousedních skupinách. Kdyby  $v = a^i b a^j$  (anebo  $v = a^i b a^j$ ), tak napumpováním podle 3. dostáváme slovo, ve kterém dvě po sobě jdoucí skupiny symbolů  $a$  mají stejnou délku.