



Faculty of Informatics
Masaryk University Brno

Cvičení k předmětu IA006

Vybrané kapitoly z teorie automatů

poslední modifikace 15. listopadu 2011

Tato sbírka byla vytvořena z příkladů cvičení předmětu Teorie Automatů a Formálních Jazyků II, které byly původně připraveny Ivanou Černou. Na opravě nesčetných chyb a doplnění příkladů se podílelo mnoho studentů a cvičící předmětu IA006 Vybrané kapitoly teorie automatů Jiří Barnat, Jan Strejček a Vojtěch Řehák.

Funkce FIRST a FOLLOW

Opakování a motivace

1.1 Je dána následující gramatika G . Navrhněte PDA (zásobníkový automat), který analyzuje slova nad abecedou a, b, c metodou shora dolů.

$$G = (\{S, A\}, \{a, b, c\}, P, S), \text{ kde} \\ P = \{ S \rightarrow aSa \mid bSc \mid aA, \\ A \rightarrow bbAb \mid \varepsilon \}$$

Operace $k:w$ a $L_1 \oplus_k L_2$

Nechť $k \in \mathbb{N}$ je přirozené číslo, w je slovo a L_1, L_2 jsou jazyky. Operace $k:w$ a $L_1 \oplus_k L_2$ definujeme následovně:

$$k:w = \begin{cases} w & \text{pokud } |w| \leq k \\ u, \text{ kde } |u| = k \text{ a } w = u.v \text{ pro nějaké } v & \text{pokud } |w| > k \end{cases} \\ L_1 \oplus_k L_2 = \{k:w \mid w \in L_1.L_2\}$$

Tedy $k:w$ je prvních k písmen slova w (případně celé slovo w , je-li jeho délka kratší než k) a $L_1 \oplus_k L_2$ je jazyk všech slov z $L_1.L_2$ zkrácený stejným způsobem na prvních k písmen.

FIRST a FOLLOW

Nechť $G = (N, \Sigma, P, S)$ je bezkontextová gramatika. Pro každé $k \in \mathbb{N}$ jsou funkce $FIRST_k^G$ a $FOLLOW_k^G$ definovány následovně:

$$FIRST_k^G : (\Sigma \cup N)^* \longrightarrow 2^{\Sigma^*}$$

$$FIRST_k^G(\alpha) = \{k : w \mid \alpha \Rightarrow^* w, w \in \Sigma^*\}$$

$$FOLLOW_k^G : N \longrightarrow 2^{\Sigma^*}$$

$$FOLLOW_k^G(A) = \{w \mid S \Rightarrow^* \gamma A \alpha, w \in FIRST_k^G(\alpha); \gamma, \alpha \in (\Sigma \cup N)^*\}$$

Pozor na typ argumentu u jednotlivých funkcí. Argumentem funkce $FIRST_k^G(\alpha)$ je řetězec terminálů a neterminálů ($\alpha \in (\Sigma \cup N)^*$), na rozdíl od funkce $FOLLOW_k^G(A)$, jejíž argumentem je vždy právě jeden neterminál ($A \in N$).

Definice funkcí $FIRST_k^G$ a $FOLLOW_k^G$ lze přirozeně rozšířit také na množiny odpovídajících argumentů, což je užitečné zejména pro funkci $FIRST_k^G$.

$$FIRST_k^G : 2^{(\Sigma \cup N)^*} \longrightarrow 2^{\Sigma^*}$$

$$FIRST_k^G(M) = \bigcup_{\alpha \in M} FIRST_k^G(\alpha)$$

$$FOLLOW_k^G : 2^N \longrightarrow 2^{\Sigma^*}$$

$$FOLLOW_k^G(M) = \bigcup_{A \in M} FOLLOW_k^G(A)$$

Dále budeme používat zkrácené zápisy funkcí, $FI_k(\alpha)$ pro $FIRST_k^G(\alpha)$ a $FO_k(A)$ pro $FOLLOW_k^G(A)$ (G je zřejmé z kontextu a typicky se neuvádí).

Algoritmus pro výpočet funkce FIRST

Je dána gramatika $G = (N, \Sigma, P, S)$ a řetězec $\alpha = Y_1 Y_2 \dots Y_l$, kde každé $Y_i \in N \cup \Sigma$.

1) $FI_k(x) = \{x\}$ pro $x \in \Sigma$

2) Výpočet $FI_k(x)$ pro $x \in N$:

Nechť $N = \{X_1, X_2, \dots, X_n\}$. Budeme počítat hodnotu $FI_k(X_i)$ současně pro všechny neterminály ($i = 1, \dots, n$). Nejprve sestavíme pro každý neterminál X_i příslušnou rovnici. Nechť všechna pravidla pro neterminál X_i jsou tato:

$$X_i \rightarrow Y_1^1 \dots Y_{k_1}^1 \mid Y_1^2 \dots Y_{k_2}^2 \mid \dots \mid Y_1^j \dots Y_{k_j}^j$$

Potom

$$\begin{aligned} FI_k(X_i) = & (FI_k(Y_1^1) \oplus_k FI_k(Y_2^1) \oplus_k \dots \oplus_k FI_k(Y_{k_1}^1)) \cup \\ & \cup (FI_k(Y_1^2) \oplus_k FI_k(Y_2^2) \oplus_k \dots \oplus_k FI_k(Y_{k_2}^2)) \cup \\ & \vdots \\ & \cup (FI_k(Y_1^j) \oplus_k FI_k(Y_2^j) \oplus_k \dots \oplus_k FI_k(Y_{k_j}^j)) \end{aligned}$$

Hodnoty $FI_k(X_i)$ jsou nejmenším pevným bodem uvedené soustavy rekurzivních rovnic. Nejmenší pevný bod spočítáme tak, že nejprve nastavíme všechna $FI_k(X_i)$ na hodnotu $FI_k(X_i) = \emptyset$. V první iteraci dosadíme tyto hodnoty do pravých stran rovnic. Vyhodnocením rovnic získáme nové hodnoty pro všechna $FI_k(X_i)$. Tyto nové hodnoty v další iteraci opět dosadíme do pravých stran rovnic. Tento postup opakujeme tak dlouho, dokud nám ve dvou po sobě jdoucích iteracích nevyjdou stejné hodnoty pro všechna $FI_k(X_i)$. Takto získané hodnoty jsou nejmenším pevným bodem a tedy i hledanými množinami $FI_k(X_i)$. Chceme-li výpočet nejmenšího pevného bodu urychlit, můžeme v při dosazování do pravých stran rovnic použít namísto hodnot z předchozí iterace již známé hodnoty z aktuální iterace.

3) $FI_k(\alpha) = FI_k(Y_1) \oplus_k FI_k(Y_2) \oplus_k \dots \oplus_k FI_k(Y_l)$

Algoritmus pro výpočet funkce FOLLOW

Je dána gramatika $G = (N, \Sigma, P, S)$. Funkce FO_k je definována pouze pro neterminály. Opět budeme počítat hodnotu $FO_k(X_i)$ pro všechny neterminály X_i současně. Nejprve opět sestavíme příslušné rovnice. Pro každý neterminál A , který není kořenový, klademe:

$$FO_k(A) = \bigcup_{(B \rightarrow \alpha A \beta) \in P} FI_k(\beta) \oplus_k FO_k(B)$$

Pro kořenový neterminál S klademe:

$$FO_k(S) = \{\varepsilon\} \cup \bigcup_{(B \rightarrow \alpha S \beta) \in P} FI_k(\beta) \oplus_k FO_k(B)$$

Hodnoty tvaru $FI_k(\beta)$ spočítáme dle předchozího algoritmu a dosadíme do rovnic. Následně spočítáme všechny hodnoty $FO_k(X_i)$ jako nejmenší pevný bod rovnic (použijeme stejný postup výpočtu jako u předchozího algoritmu).

Hodnoty výrazu $FI_k(\alpha)$ i $FO_k(A)$ lze často určit intuitivně, buď přímo z definice funkcí nebo s využitím příslušných rovnic (zejména pokud nejsou rekurzivní). Uvedené rovnice se často dají zjednodušit s využitím následujícího pozorování. Pokud víme, že délka nejkratšího řetězce v jazyku L_1 je alespoň n , pak platí:

$$L_1 \oplus_k L_2 = \begin{cases} L_1 \oplus_k FI_{k-n}(L_2) & \text{pokud } n < k \\ \{k:w \mid w \in L_1\} & \text{pokud } n \geq k \text{ a } L_2 \neq \emptyset \\ \emptyset & \text{pokud } n \geq k \text{ a } L_2 = \emptyset \end{cases}$$

S využitím tohoto principu snadno můžeme například nahradit výraz $FI_3(aBcD) \oplus_3 FO_3(E)$ ekvivalentním výrazem $FI_3(aBcD) \oplus_3 FO_1(E)$. Z podobných důvodů lze například výraz $FI_2(aBcDeF)$ nahradit ekvivalentním výrazem $FI_2(aBc)$, ovšem pouze za předpokladu, že neterminály D, F jsou normované (tj. lze z nich odvodit nějaký řetězec terminálů).

1.2 Podle algoritmu řešte $FI_2(A)$ a $FI_3(Ae)$ pro gramatiku

$$G = (\{A, B, C, D\}, \{c, a, d, e\}, P, A), \text{ kde}$$

$$P = \left\{ \begin{array}{l} A \rightarrow Bc \mid a, \\ B \rightarrow A \mid C \mid d, \\ C \rightarrow B \mid d, \\ D \rightarrow e \end{array} \right\}$$

1.3 Podle algoritmu řešte $FI_2(A)$ a $FI_3(A)$ pro gramatiku

$$G = (\{A\}, \{a, b\}, P, A), \text{ kde}$$

$$P = \left\{ \begin{array}{l} A \rightarrow Aa, \\ A \rightarrow b \end{array} \right\}$$

1.4 Vypočítejte $FI_1(BBb)$, $FI_2(BBb)$, $FO_1(A)$, $FO_1(S)$, $FO_1(B)$, $FO_1(C)$, $FO_3(A)$, $FO_3(S)$, $FO_3(C)$, $FI_1(SAcB)$, $FI_4(SAcB)$ pro následující gramatiku:

$$G = (\{S, A, B, C\}, \{a, c, b, e, d\}, P, S), \text{ kde}$$

$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow aAc \mid B, \\ A \rightarrow aA \mid bSCe \mid \varepsilon, \\ B \rightarrow aC \mid \varepsilon, \\ C \rightarrow d \mid \varepsilon \end{array} \right\}$$

1.5 Podle algoritmu řešte $FO_k(X)$, kde $k = 1, 2, 3, 4$ a $X \in \{S, A, B, C, D\}$ pro následující gramatiku:

$$G = (\{S, A, B, C, D\}, \{a, b, d, c, x, y, z\}, P, S), \text{ kde}$$

$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow aABbCD \mid \varepsilon, \\ A \rightarrow ASd \mid \varepsilon, \\ B \rightarrow SAc \mid xC \mid \varepsilon, \\ C \rightarrow Sy \mid Cz \mid \varepsilon, \\ D \rightarrow aBD \mid \varepsilon \end{array} \right\}$$

1.6 Vypočítejte $FO_k(X)$, kde $k = 1, 2, 3, 4$ a $X \in \{S, A, B, C, D\}$ pro následující gramatiku:

$$G = (\{S, B, A, D, C\}, \{a, c, b, d\}, P, S), \text{ kde}$$

$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow aBcB, \\ A \rightarrow aA \mid Aa, \\ B \rightarrow DAc \mid bA, \\ C \rightarrow cBc \mid aaB, \\ D \rightarrow d \mid dC \end{array} \right\}$$

1.7 Zamyslete se, v jakých případech platí následující vztahy:

- | | |
|------------------------------------|------------------------------------|
| a) $FI_k(A) = \emptyset$ | e) $FO_k(A) = \emptyset$ |
| b) $\varepsilon \in FI_k(A)$ | f) $\varepsilon \in FO_k(A)$ |
| c) $FI_k(A) \subseteq FI_{k+1}(A)$ | g) $FO_k(A) \subseteq FO_{k+1}(A)$ |
| d) $FI_{k+1}(A) \subseteq FI_k(A)$ | h) $FO_{k+1}(A) \subseteq FO_k(A)$ |

SLL(k) gramatiky a analyzátoři

Intuitivně řečeno, gramatika G je $SLL(k)$, právě když se odpovídající nedeterministický syntaktický analyzátor pro analýzu shora dolů dokáže vždy jednoznačně rozhodnout pouze na základě neterminálu na vrcholu zásobníku a prvních k písmen z dosud nepřčteného vstupu. Formálně, gramatika G je $SLL(k)$, právě když pro všechny neterminály $A \in N$ a pro každá dvě různá pravidla $A \rightarrow \beta$, $A \rightarrow \gamma$ platí:

$$FI_k(\beta) \oplus_k FO_k(A) \cap FI_k(\gamma) \oplus_k FO_k(A) = \emptyset$$

2.1 Ověřte, zda následující gramatika je $SLL(2)$:

$$G = (\{S, X, Y\}, \{b, a\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow X, \\ X \rightarrow Y \mid bYa, \\ Y \rightarrow a \mid \varepsilon \end{array} \right\}$$

2.2 Ověřte, zda gramatika je $SLL(3)$:

$$G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow aAaB \mid bAbB, \\ A \rightarrow a \mid ab, \\ B \rightarrow aB \mid a \end{array} \right\}$$

2.3 Navrhněte $SLL(2)$ analyzátor pro následující gramatiku a analyzujte slovo $acaac$ a slovo $abaac$.

$$G = (\{S, A, B, D\}, \{a, c, b\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow aAaA, \\ S \rightarrow aBaB, \\ A \rightarrow aA, \\ A \rightarrow c, \\ B \rightarrow bD, \\ D \rightarrow bD, \\ D \rightarrow \varepsilon \end{array} \right\}$$

2.4 Navrhněte $SLL(3)$ analyzátor pro gramatiku a analyzujte slovo $bababab$.

$$G = (\{S, A, B\}, \{b, a\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow baAa, \\ S \rightarrow baBb, \\ A \rightarrow aA, \\ A \rightarrow aB, \\ B \rightarrow bA, \\ B \rightarrow \varepsilon \end{array} \right\}$$

LL(k) gramatiky a analyzátory

Gramatika je $LL(k)$, právě když pro dvě libovolná různá pravidla gramatiky $A \rightarrow \beta, A \rightarrow \gamma$ a pro všechny nejlevější větne formy tvaru $wA\alpha$ platí: $FI_k(\beta \cdot \alpha) \cap FI_k(\gamma \cdot \alpha) = \emptyset$

Gramatika je $LL(1)$ právě když je $SLL(1)$. Je-li gramatika G $SLL(k)$, pak je také $LL(k)$.

3.1 Ověřte, zda je následující gramatika $LL(2)$:

$$G = (\{S, X, Y\}, \{b, a\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow X, \\ X \rightarrow Y \mid bYa, \\ Y \rightarrow a \mid \varepsilon \end{array} \right\}$$

3.2 Ověřte, zda je následující gramatika $LL(3)$:

$$G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow aAaB \mid bAbB, \\ A \rightarrow a \mid ab, \\ B \rightarrow aB \mid a \end{array} \right\}$$

3.3 Ukažte, že gramatika není $LL(k)$ pro žádné k :

$$G = (\{S, A, B\}, \{a, b, 0, 1\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow A \mid B, \\ A \rightarrow aAb \mid 0, \\ B \rightarrow aBbb \mid 1 \end{array} \right\}$$

3.4 Ukažte, že gramatika je $LL(k)$:

$$G = (\{S, T, A, B\}, \{a, b, c\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow aT \\ T \rightarrow SA \mid A \\ A \rightarrow bB \mid c \\ B \rightarrow b^{k-1}d \mid \varepsilon \end{array} \right\}$$

3.5 Zkonstruujte $LL(2)$ analyzátor pro gramatiku G :

$$G = (\{S, A\}, \{a, b\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow \varepsilon, \\ S \rightarrow abA, \\ A \rightarrow Saa, \\ A \rightarrow b \end{array} \right\}$$

3.6 Zkonstruujte $LL(3)$ analyzátor pro gramatiku G :

$$G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow aAaB, \\ S \rightarrow bAbB, \\ A \rightarrow a, \\ A \rightarrow ba, \\ B \rightarrow aB, \\ B \rightarrow a \end{array} \right\}$$

3.7 Najděte LL(1) analyzátor pro jazyk generovaný následující gramatikou:

$$G = (\{STAT, VAR, IDLIST\}, \{if, id, then, else, fi, while, do, od, (,), :=\}, P, STAT)$$
$$P = \{ \begin{array}{l} STAT \rightarrow if\ id\ then\ STAT\ else\ STAT\ fi \\ STAT \rightarrow while\ id\ do\ STAT\ od \\ STAT \rightarrow VAR := VAR \\ STAT \rightarrow id \mid (IDLIST) \\ VAR \rightarrow id \mid id\ (IDLIST) \\ IDLIST \rightarrow id \mid id\ (IDLIST) \end{array}$$

3.8 Navrhněte gramatiku, která je LL(2) a není SLL(2).

3.9 Navrhněte gramatiku, která není LL(k) pro žádné k .

Transformace LL(k) gramatik

Motivace:

- Gramatika je $LL(1)$, právě když je $SLL(1)$.
- Pro gramatiky, které jsou $SLL(1)$, se snadno konstruuje analyzátor.

Platí:

- Pro danou bezkontextovou gramatiku G je nerozhodnutelné, zda je $LL(k)$ pro nějaké $k \geq 0$.
- Je-li dána bezkontextová gramatika G a pevné k takové, že G není $LL(k)$, pak je nerozhodnutelné určit, zda G má ekvivaletní gramatiku, která je $LL(k)$.

Navzdory výše uvedeným faktům existuje několik transformací, které zachovávají jazykovou ekvivalenci a které *někdy* vedou k $LL(1)$ gramatice.

Gramatika není $LL(1)$ principiálně ze dvou důvodů. Těmi jsou konflikt „first-first“ a konflikt „first-follow“. Správný postup řešení příkladu „převod na $LL(1)$ gramatiku“ obsahuje tyto tři kroky: nalezení konfliktů v transformované gramatice (pomocí ověření na $LL(1)$), odstranění konfliktů níže uvedenými postupy, ověření výsledné gramatiky na $LL(1)$ (při nalezení konfliktů opakování předchozího kroku). V *jednoduché* $LL(1)$ gramatice začínají všechny pravé strany pravidel terminálem, pravidla se stejnou levou stranou začínají různým terminálem.

Odstranění levé rekurze

4.1 Odstraňte levou rekurzi v následující gramatice:

$$\begin{aligned} G &= (\{S, A, B\}, \{b, a, c\}, P, S), \text{ kde} \\ P &= \{ S \rightarrow SAb \mid SBa \mid Scc \mid AaB \mid bc, \\ &\quad A \rightarrow aAa \mid \varepsilon, \\ &\quad B \rightarrow BbB \mid b \} \end{aligned}$$

Rohová substituce

Nechť $G = (N, \Sigma, P, S)$ je bezkontextová gramatika s pravidlem $A \rightarrow B\alpha$, a necht všechny B -pravidla jsou $B \rightarrow \alpha_1 \mid \alpha_2 \mid \dots \mid \alpha_m$.

Nechť $G_1 = (N, \Sigma, P', S)$ je gramatika, která vznikla z G vyloučením pravidla $A \rightarrow B\alpha$ a přidáním pravidel $A \rightarrow \alpha_1\alpha \mid \alpha_2\alpha \mid \dots \mid \alpha_m\alpha$.

Tato transformace nese název rohová substituce. Je zvláštní tím, že její opakovanou aplikací je možné z gramatiky, která je $LL(1)$ a nemá ε -pravidla udělat jednoduchou $LL(1)$ gramatiku.

4.2 Aplikujte rohovou substituci na následující gramatiku:

$$\begin{aligned} G &= (\{S, A, B\}, \{a, b, c, d\}, P, S), \text{ kde} \\ P &= \{ S \rightarrow AB, \\ &\quad A \rightarrow ab \mid Ba, \\ &\quad B \rightarrow c \mid dB \} \end{aligned}$$

4.3 Aplikujte rohovou substituci na následující gramatiku:

$$G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, P, S), \text{ kde}$$

$$P = \{ S \rightarrow AB,$$

$$A \rightarrow aA \mid \varepsilon,$$

$$B \rightarrow bA \mid \varepsilon \}$$

Levá faktorizace

Pro $LL(1)$ gramatiku musí platit:

$$A \rightarrow \alpha, A \rightarrow \beta \Rightarrow FIRST_1(\alpha) \cap FIRST_1(\beta) = \emptyset$$

nesplnění této podmínky se označuje jako konflikt $FIRST - FIRST$.

Kolizi může způsobit přítomnost pravidel tvaru $A \rightarrow \alpha\alpha_1 \mid \alpha\alpha_2 \mid \dots \mid \alpha\alpha_n$, kde $\alpha \neq \varepsilon$. Kolizi odstraníme jestliže uvedená pravidla nahradíme pravidly tvaru $A \rightarrow \alpha A', A' \rightarrow \alpha_1 \mid \alpha_2 \mid \dots \mid \alpha_n$.

Této transformaci se říká levá faktorizace. Většinou je nutné před touto transformací aplikovat na gramatiku rohovou substituci, aby konflikty uvedeného typu byly v požadované formě.

4.4 Aplikujte levou faktorizaci na gramatiku:

$$G = (\{A, B, C\}, \{a, b, c, d, -, >\}, P, A), \text{ kde}$$

$$P = \{ A \rightarrow abB \mid acC \mid acdB \mid bBbB- > bbaB \mid bbadC \mid cBC,$$

$$C \rightarrow aA \mid b \}$$

4.5 Aplikujte levou faktorizaci na gramatiku:

$$G = (\{A, B, C\}, \{a, x, y, z\}, P, A), \text{ kde}$$

$$P = \{ A \rightarrow aBxx \mid aCyy \mid zy \mid zx,$$

$$B \rightarrow aBx \mid z,$$

$$C \rightarrow yCy \mid z \}$$

4.6 Odstraňte konflikt first-first v následující gramatice.

$$G = (\{S, A, B\}, \{c, a, b\}, P, S), \text{ kde}$$

$$P = \{ S \rightarrow A \mid B,$$

$$A \rightarrow cA \mid a,$$

$$B \rightarrow cB \mid b \}$$

4.7 Odstraňte konflikt first-first v následující gramatice.

$$G = (\{A, B, C\}, \{a, b, c, d\}, P, A), \text{ kde}$$

$$P = \{ A \rightarrow aB \mid CB,$$

$$C \rightarrow aC \mid bB,$$

$$B \rightarrow cB \mid d \}$$

4.8 Odstraňte konflikt first-first v následující gramatice.

$$G = (\{A, B, D\}, \{c, d, b, x, y, z\}, P, A), \text{ kde}$$

$$P = \{ A \rightarrow Bc \mid Dd,$$

$$B \rightarrow bx \mid y,$$

$$D \rightarrow Bz \}$$

4.9 Odstraňte konflikt first-first v následující gramatice.

$$G = (\{S, A, B\}, \{b, c, a, d\}, P, S), \text{ kde}$$

$$P = \{ S \rightarrow A \mid AbcB \mid bc,$$

$$A \rightarrow a,$$

$$B \rightarrow A \mid dd \}$$

4.10 Odstraňte konflikt first-first v následující gramatice.

$$G = (\{S, A, B\}, \{a, b, c\}, P, S), \text{ kde}$$

$$P = \{ S \rightarrow A \mid B,$$

$$A \rightarrow aAb \mid \varepsilon,$$

$$B \rightarrow aBc \mid \varepsilon \}$$

Pohlčení terminálního symbolu

Pro $LL(1)$ gramatiku musí platit:

$$A \rightarrow \alpha, A \rightarrow \varepsilon \Rightarrow FIRST_1(\alpha) \cap FOLLOW_1(A) = \emptyset$$

nesplnění této podmínky se označuje jako konflikt $FIRST - FOLLOW$.

Nechť $\{a\} \subseteq FIRST_1(\gamma_i) \cap FOLLOW_1(A)$. Může to být způsobeno tím, že v gramatice je pravidlo následujícího tvaru: $X \rightarrow \alpha A a \beta$ a přitom A -pravidla jsou tyto: $A \rightarrow \gamma_1 \mid \dots \mid \gamma_n$. Konflikt se můžeme pokusit odstranit tak, že pravidlo $X \rightarrow \alpha A a \beta$ nahradíme pravidlem $X \rightarrow \alpha [Aa] \beta$ a pro nový neterminál $[Aa]$ přidáme pravidla $[Aa] \rightarrow \gamma_1 a \mid \dots \mid \gamma_n a$. Tím jsme z množiny $FOLLOW_1(A)$ vyloučili symbol a (za předpokladu, že tam není z jiného důvodu).

4.11 Řešte kolizi $FIRST-FOLLOW$ v následující gramatice:

$$G = (\{A, B, C\}, \{a, c, b\}, P, A), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} A \rightarrow BaC, \\ B \rightarrow \varepsilon \quad \mid \quad aaC, \\ C \rightarrow c \quad \quad \mid \quad bC \end{array} \right\}$$

4.12 Řešte kolizi $FIRST-FOLLOW$ v následující gramatice:

$$G = (\{A, B, C\}, \{a, c\}, P, A), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} A \rightarrow BaC, \\ B \rightarrow aB \quad \mid \quad \varepsilon, \\ C \rightarrow c \end{array} \right\}$$

Extrakce pravého kontextu

Pohlčení terminálního symbolu je možné udělat pouze tehdy, vyskytuje-li se přímo za problematickým neterminálem. Situace ale může vypadat například takto: $X \rightarrow \alpha AY \beta$ a $Y \beta \Rightarrow^+ a\gamma$. V tomto případě nelze přímo použít transformaci pohlčení terminálního symbolu, můžeme se však pokusit (opakovaně) substituovat za neterminál bezprostředně vpravo od neterminálu A a obdržet tak konflikt v požadované formě. Této transformaci říkáme extrakce pravého kontextu.

4.13 Pokuste se provést extrakci pravého kontextu a zamyslete se:

$$G = (\{S, A, B\}, \{d, a, b, c\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow Ad, \\ A \rightarrow aAB \mid b \mid bbc \mid \varepsilon, \\ B \rightarrow A \end{array} \right\}$$

4.14 Řešte kolizi $FIRST-FOLLOW$ v následující gramatice:

$$G = (\{S, B, A, C\}, \{a, b, d, c\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow aBAa \mid bABb, \\ A \rightarrow \varepsilon \quad \mid \quad aC \quad \mid \quad BCd, \\ B \rightarrow bB \quad \mid \quad CdC, \\ C \rightarrow cC \quad \mid \quad d \end{array} \right\}$$

4.15 Transformujte na $LL(1)$ následující gramatiku:

$$G = (\{E, T, F, S\}, \{o, n, a, (\cdot)\}, P, E), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l} E \rightarrow EoT \mid T, \\ T \rightarrow ToF \mid F, \\ F \rightarrow nS \mid S, \\ S \rightarrow a \quad \mid \quad (E) \end{array} \right\}$$

4.16 Ověřte, zda je následující gramatika $LL(1)$ gramatika. Pokud není, použijte standardní transformace na úpravu gramatiky na $LL(1)$ a o výsledné gramatice dokažte, že je $LL(1)$ gramatikou.

$$G = (\{S, A\}, \{b, c, a\}, P, S), \text{ kde}$$
$$P = \left\{ \begin{array}{l|l} S \rightarrow bcAa & bb, \\ A \rightarrow \varepsilon & acAb \end{array} \right\}$$

LR(0) a SLR(k) analyzátoři

LR(0) analyzátoři

5.1 Zkonstruujte LR(0) analyzátoři

$G = (\{S, A\}, \{a, b, c\}, P, S)$, kde

$$P = \{ \begin{array}{l} S \rightarrow aAa, \\ S \rightarrow aAb, \\ A \rightarrow abA, \\ A \rightarrow bA, \\ A \rightarrow ac \end{array} \}$$

a analyzujte slovo **aabbacb**

5.2 Dokažte, nebo vyvraťte, že následující gramatika je LR(0).

$G = (\{S, A, B, C\}, \{a, b, c, d\}, P, S)$, kde

$$P = \{ \begin{array}{l} S \rightarrow aAa, \\ S \rightarrow bBb, \\ S \rightarrow cCc, \\ S \rightarrow dCd, \\ A \rightarrow a \quad | \quad aA, \\ B \rightarrow bA \quad | \quad Cc, \\ C \rightarrow cA \end{array} \}$$

5.3 Zkonstruujte LR(0) analyzátoři a analyzujte libovolné slovo

$G = (\{S, A, C, B, D\}, \{a, b, c, d\}, P, S)$, kde

$$P = \{ \begin{array}{l} S \rightarrow aAa, \\ S \rightarrow bAb, \\ S \rightarrow cCc, \\ S \rightarrow dCd, \\ A \rightarrow B, \\ B \rightarrow b, \\ C \rightarrow D, \\ D \rightarrow d \end{array} \}$$

SLR(k) analyzátoři

5.4 Zkonstruujte SLR(1) a SLR(2) analyzátoři

$G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, P, S)$, kde

$$P = \{ \begin{array}{l} S \rightarrow AB, \\ A \rightarrow aAb, \\ A \rightarrow \varepsilon, \\ B \rightarrow bB, \\ B \rightarrow b \end{array} \}$$

a analyzujte slovo **aabbbb** a **aaabbb**

5.5 Najděte všechny SLR(2) konflikty

$$G = (\{S, P, R\}, \{a, b, c, d\}, P, S), \text{ kde}$$

$$P = \{ S \rightarrow PP,$$

$$P \rightarrow Ra,$$

$$P \rightarrow bRc,$$

$$P \rightarrow dc,$$

$$P \rightarrow bda,$$

$$R \rightarrow d \}$$

5.6 Dokažte, že gramatika z příkladu 5.5 není $SLR(k)$ pro žádné k .

5.7 Rozhodněte, zda následující gramatika je $SLR(k)$

$$G = (\{X, S, L, R\}, \{=, i, d, *\}, P, X), \text{ kde}$$

$$P = \{ X \rightarrow S,$$

$$S \rightarrow L = R,$$

$$S \rightarrow R,$$

$$L \rightarrow id,$$

$$L \rightarrow *R,$$

$$R \rightarrow L \}$$

5.8 Zkonstruujte $SLR(1)$ analyzátor:

$$G = (\{X, S, A\}, \{+, (,), a\}, P, X), \text{ kde}$$

$$P = \{ X \rightarrow S,$$

$$S \rightarrow S + A,$$

$$S \rightarrow A,$$

$$A \rightarrow (S),$$

$$A \rightarrow a(S),$$

$$A \rightarrow a \}$$

$LR(0)$ a $SLR(k)$ gramatiky

5.9 Zkonstruujte $LR(0)$ gramatiky

$$L_1 = \{1^n a 0^n \mid n \geq 0\} \cup \{1^n b 0^{2n} \mid n \geq 0\}$$

$$L_2 = \{a 1^n 0^n \mid n \geq 0\} \cup \{b 1^n 0^{2n} \mid n \geq 0\}$$

$$L_3 = \{1^n 0^m \mid m > n > 0\}$$

$$L_4 = \{w\#w^R \mid w \in \{0, 1\}^*\}$$

5.10 Dokažte, že následující gramatika není $LR(0)$ ale je $SLR(1)$

$$G = (\{X, S, A\}, \{+, (,), a\}, P, X), \text{ kde}$$

$$P = \{ X \rightarrow S,$$

$$S \rightarrow S + A,$$

$$S \rightarrow A,$$

$$A \rightarrow (S),$$

$$A \rightarrow a(S),$$

$$A \rightarrow a \}$$

5.11 Naleznete co možná nejjednodušší gramatiku takovou, že

- není $LR(0)$.
- není $SLR(1)$ protože má konflikt čtení-redukce.
- není $SLR(1)$ protože má konflikt redukce-redukce.

5.12 Ověřte, zda je následující gramatika $SLR(1)$ či $SLR(2)$ gramatika.

$$G = (\{X, S, B\}, \{a, b\}, P, X), \text{ kde}$$

$$P = \{ X \rightarrow S,$$

$$S \rightarrow aB,$$

$$S \rightarrow a,$$

$$B \rightarrow bSb \}$$

LR(k) a LALR(k) analyzátory

6.1 Rozhodněte, zda je gramatika $LR(0)$, $SLR(1)$, $LALR(1)$, $LR(1)$

$G = (\{X, S, A, B\}, \{a, d, b, e, c\}, P, X)$, kde

$$P = \{ \begin{array}{l} X \rightarrow S, \\ S \rightarrow aAd, \\ S \rightarrow bBd, \\ S \rightarrow aBe, \\ S \rightarrow bAe, \\ A \rightarrow c, \\ B \rightarrow c \end{array} \}$$

6.2 Rozhodněte, zda je gramatika $LR(0)$, $SLR(1)$, $LALR(1)$, $LR(1)$

$G = (\{X, S, A, B, C, D, E\}, \{a, b\}, P, X)$, kde

$$P = \{ \begin{array}{l} X \rightarrow S, \\ S \rightarrow AB, \\ A \rightarrow a, \\ B \rightarrow CD, \\ B \rightarrow aE, \\ C \rightarrow ab, \\ D \rightarrow bb, \\ E \rightarrow bba \end{array} \}$$

6.3 Zkonstruujte $LALR(1)$ analyzátor

$G = (\{X, S, A, B\}, \{a, b, c\}, P, X)$, kde

$$P = \{ \begin{array}{l} X \rightarrow S, \\ S \rightarrow aAb, \\ S \rightarrow c, \\ S \rightarrow cB, \\ A \rightarrow bS, \\ A \rightarrow Bc, \\ B \rightarrow c \end{array} \}$$

6.4 Zkonstruujte iniciální stav $LR(2)$ automatu

$G = (\{S, R\}, \{+, a\}, P, S)$, kde

$$P = \{ \begin{array}{l} S \rightarrow R, \\ R \rightarrow RR, \\ R \rightarrow R + R, \\ R \rightarrow a \end{array} \}$$

6.5 Proved'te $LR(1)$ analýzu

$G = (\{X, S, A\}, \{a, b\}, P, X)$, kde

$$P = \{ \begin{array}{l} X \rightarrow S, \\ S \rightarrow aAS, \\ S \rightarrow \varepsilon, \\ A \rightarrow bb \end{array} \}$$

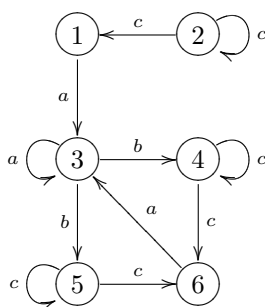
6.6 Zkonstruujte analyzátor a analyzujte slova

$G = (\{S, A, B\}, \{0, 1\}, P, S)$, kde

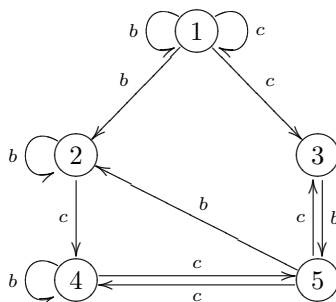
$P = \{$
 $S \rightarrow AB,$
 $A \rightarrow 0A1,$
 $A \rightarrow \varepsilon,$
 $B \rightarrow 1B,$
 $B \rightarrow 1 \}$

Bisimulace

7.1 Pro daný přechodový systém najděte všechny dvojice bisimulačně ekvivalentních stavů metodou hry. Pomocí bisimulačního kolapsu k němu zkonstruujte ekvivalentní přechodový systém.



7.2 Pro daný přechodový systém najděte maximální bisimulaci metodou postupných aproximací.

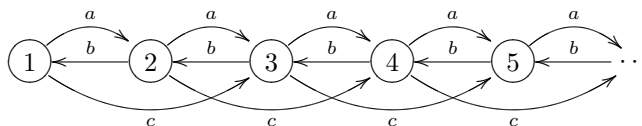


7.3 Je dán přechodový systém P_1 (nekonečně stavový). Zkonstruujte přechodový systém P_2 takový, aby platilo:

- (i) P_2 má stav I takový, že $I \sim 1$
- (ii) P_2 je konečně stavový

Jaká je maximální bisimulace pro P_1 ?

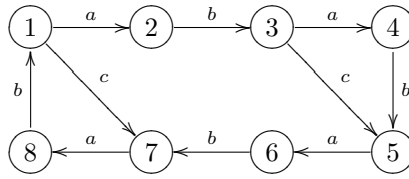
P_1 :



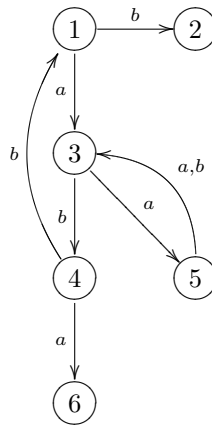
7.4 Najděte konečné automaty A_1, A_2 bez ε -přechodů takové, aby splňovaly všechny tři následující podmínky:

- (i) $\mathcal{L}(A_1) = \mathcal{L}(A_2)$
- (ii) $\mathcal{L}(A_1)$ je nekonečný
- (iii) Počáteční stavy automatů A_1, A_2 nejsou bisimulačně ekvivalentní

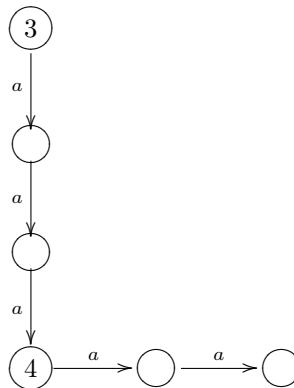
7.5 Dokažte nebo vyvráťte: $2 \sim 8$.
Najděte maximální bisimulaci.



7.6 Najděte nejmenší n , takové aby platilo $3 \not\sim_n 4$, ale $3 \sim_{n-1} 4$. Najděte maximální bisimulaci.
Faktorizujte podle relace bisimulace.



7.7 Najděte nejmenší n , takové aby platilo $3 \not\sim_n 4$, ale $3 \sim_{n-1} 4$. Najděte maximální bisimulaci.
Faktorizujte podle relace bisimulace.



Přechodové systémy BPA a BPP

8.1 Otázky:

- Je daný proces popsaný deterministickým konečným automatem. Jak zjistím, které stavy jsou bisimulačně ekvivalentní?
- Najděte postačující podmínku na to, aby pro normovaný přechodový systém, byla jazyková ekvivalence shodná s bisimulací.
- Pro normované BPA ověřte: $ABC \sim DBC \Rightarrow A \sim D$
- Najděte nutnou podmínku, aby pro BPA platilo $AA \sim A$.

8.2 Najděte přechodový systém, který je určen následující BPA algebrou.

$$\begin{aligned} X &\xrightarrow{a} XBB \\ X &\xrightarrow{c} \varepsilon \\ B &\xrightarrow{a} BBB \\ B &\xrightarrow{b} \varepsilon \end{aligned}$$

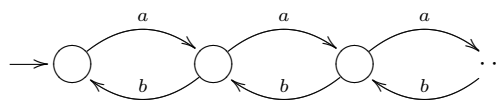
8.3 Jaký jazyk generuje následující BPA (z proměnné X)?

$$\begin{aligned} X &\xrightarrow{a} XA \\ X &\xrightarrow{b} XB \\ X &\xrightarrow{c} \varepsilon \\ A &\xrightarrow{a} \varepsilon \\ B &\xrightarrow{b} \varepsilon \end{aligned}$$

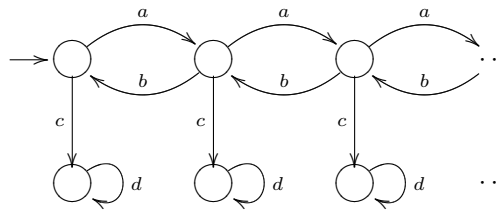
8.4 Nakreslete přechodový systém určený BPP algebrou

$$\begin{aligned} X &\xrightarrow{a} X|B \\ X &\xrightarrow{c} X|D \\ B &\xrightarrow{b} \varepsilon \\ D &\xrightarrow{d} \varepsilon \\ (X &\xrightarrow{e} \varepsilon) \end{aligned}$$

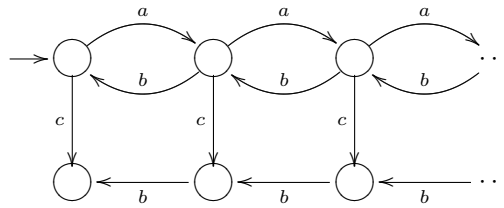
8.5 Vyjádřete daný přechodový systém BPA i BPP syntaxí:



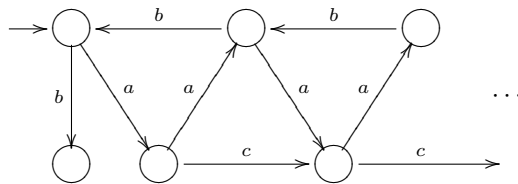
8.6 Vyjádřete daný přechodový systém BPA syntaxí:



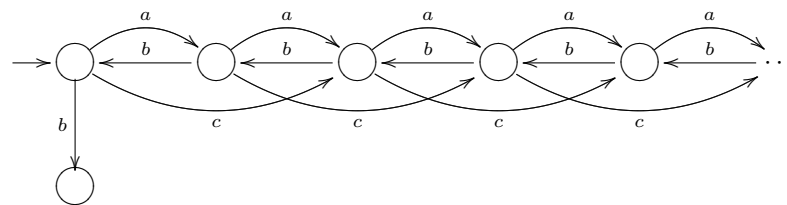
8.7 Vyjádřete daný přechodový systém BPP syntaxí:



8.8 Vyjádřete daný přechodový systém BPA syntaxí:



8.9 Vyjádřete daný přechodový systém BPP syntaxí:



Konstrukce tabel pro BPA

Tablo pro $\gamma = \delta$ se skládá z podtabel. Každé podtablo je strom. Podtablo s kořenem $X\alpha = Y\beta$ vytvoříme následovně. Nechť $k = \min\{\|X\|, \|Y\|\}$. Na uzel $X\alpha = Y\beta$ aplikujeme k -krát trojici pravidel (REC, SUM, PREFIX). Po k -aplikacích jsou některé uzly reziduály, jeden z nich označíme jako vytčený a podle něj aplikujeme na ostatní uzly v aktuálním patře pravidlo SUB (respektive SUBL, nebo SUBR). Reziduálem je uzel ve tvaru $\alpha = \gamma\beta$ (použijeme pravidlo SUBL) nebo $\gamma\alpha = \beta$ (použijeme pravidlo SUBR), případně $\alpha = \beta$ (použijeme pravidlo SUB (tj. SUBL, nebo SUBR, na straně nezáleží)). Po aplikaci odpovídajícího pravidla SUB (*a jen tehdy*) obdržíme listy podtabla. Po dokončení podtabla, zkontrolujeme všechny jeho listy. U každého listu nastává jeden z následujících případů:

- List je úspěšný. (Netřeba pro něj budovat podtablo.)
- List je neúspěšný. Pak je celé tablo neúspěšné.
- List není ani úspěšný ani neúspěšný, stává se kořenem nového podtabla.

Jestliže v průběhu tvorby kteréhokoliv podtabla se některý uzel (nemusí to být nutně list) ukáže být neúspěšným podle níže uvedených kritérií, je neúspěšné celé tablo.

Každé podtablo je téměř vyvážený strom. Všechny cesty v něm jsou stejně dlouhé, liší se maximálně o jedna (po aplikaci pravidla SUB, SUBL nebo SUBR se pod vytčeným reziduálem cesta neprodlouží, sám reziduál slouží jako list, a tedy případně i jako kořen dalšího podtabla, zatímco pod ostatními uzly na stejném patře se cesta prodlouží o jedna (díky aplikaci odpovídajícího pravidla SUB), a teprve tyto uzly (o patro níž než je reziduál) tvoří listy daného podtabla).

Kritéria úspěšnosti:

1. $\alpha = \alpha$
2. $\alpha = \beta$ a na cestě od tohoto listu do kořene *celého tabla* se vyskytuje uzel se stejným označením $\alpha = \beta$ a mezi nimi je alespoň jednou použito pravidlo PREFIX (uzel $\beta = \alpha$ se nepočítá!)

Kritéria neúspěšnosti :

1. $a.\alpha = b.\beta$, kde a je různé od b
2. $\alpha = \beta$, kde $|\alpha|$ je různá od $|\beta|$

Poznámka:

1. Výše uvedená metoda funguje pouze pro NORMOVANÉ BPA !!!
2. Poznámka o zápisu: $XY = X.Y$

Pravidla

$$\frac{X\alpha = Y\beta}{E\alpha = F\beta} REC \quad \text{kde } X \stackrel{def}{=} E \text{ a } Y \stackrel{def}{=} F$$

$$\frac{a\alpha = a\beta}{\alpha = \beta} PREFIX$$

$$\frac{(\sum_{i=1}^m a_i \alpha_i) \alpha = (\sum_{j=1}^n b_j \beta_j) \beta}{\{a_i \alpha_i = b_{f(i)} \beta_{f(i)}\}_{i=1}^m \{a_{g(j)} \alpha_{g(j)} = b_j \beta_j\}_{j=1}^n} SUM$$

$$\text{kde } f : \{1, \dots, m\} \rightarrow \{1, \dots, n\} \\ g : \{1, \dots, n\} \rightarrow \{1, \dots, m\} \\ m, n \geq 1$$

$$\frac{\alpha_i \alpha = \beta_i \beta}{\alpha_i \gamma = \beta_i} SUBL \quad \text{kde } \alpha = \gamma \beta \text{ je vytčený residuál}$$

$$\frac{\alpha_i \alpha = \beta_i \beta}{\alpha_i = \beta_i \gamma} SUBR \quad \text{kde } \gamma \alpha = \beta \text{ je vytčený residuál}$$

9.1 Zkonstruujte důkaz $PQQ = SU$

$$P = aPQQ + bRQQ + c$$

$$Q = c$$

$$R = bP$$

$$S = aSU + bT + c$$

$$T = bSU$$

$$U = cV$$

$$V = c$$

9.2 Zkonstruujte důkaz $FX = A, XCB = BCX, FBX = AB, CXB = XBB$

$$A = aBCX + aB$$

$$B = aC$$

$$C = aD$$

$$D = bD + c$$

$$F = a + aXC$$

$$X = aY$$

$$Y = aD$$

9.3 Dokažte $DH \sim DFG, AH \sim AGF, EF \not\sim D, BA \not\sim DG$

$$A = aBC + aD + aEF$$

$$B = b$$

$$C = c$$

$$D = bH + bC$$

$$E = bG$$

$$F = c$$

$$G = bA$$

$$H = cBA$$

9.4 Zkonstruujte důkaz $Y = C$

$$X = aYX + b$$

$$Y = bX$$

$$A = aC + b$$

$$C = bAA$$

9.5 Zkonstruujte důkaz $X = A$

$$X = aXX + b + cY$$

$$Y = aYX + b + cX$$

$$A = aAA + b + cA$$

9.6 Zkonstruujte důkaz $A = E$

$$\begin{aligned}A &= aBC + aH \\B &= b \\C &= d + aDE \\D &= bF \\F &= c \\E &= aC + aGH \\G &= b \\H &= d + aI \\I &= bK \\K &= cA\end{aligned}$$

9.7 Zkonstruujte důkaz $A = X$

$$\begin{aligned}X &= d + aXX + bY + cZ \\Y &= bX + aYY + cZ + d \\Z &= bX \\A &= d + aAA + bA + cB \\B &= bA\end{aligned}$$

9.8 Zkonstruujte důkaz $AB = XYB$

$$\begin{aligned}A &= aB + aC \\X &= a + aZ \\B &= aB + a \\Y &= aY + a \\Z &= bZ + bX \\C &= bC + bA\end{aligned}$$

9.9 Zkonstruujte důkaz $FBI = AB$

$$\begin{aligned}A &= aBCI + aB \\B &= aC \\C &= aD \\D &= bD + c \\F &= a + aIC \\I &= aK \\K &= aD\end{aligned}$$

Büchiho automaty

10.1 Navrhněte nedeterministický BA pro jazyk všech ω -slov nad abecedou $\Sigma = \{a, b, c\}$, která obsahuje nekonečný počet symbolů a .

10.2 Navrhněte nedeterministický BA pro jazyk všech ω -slov nad abecedou $\Sigma = \{a, b, c\}$, která obsahuje nekonečný počet symbolů b a c .

10.3 Navrhněte nedeterministický BA pro jazyk všech ω -slov nad abecedou $\Sigma = \{a, b, c\}$, která obsahuje nekonečný počet symbolů b a c a pro která platí, že pokud libovolný konečný prefix slova obsahuje lichý počet symbolů b pak obsahuje také sudý počet symbolů c .

10.4 Navrhněte nedeterministický BA pro jazyk
 $L = \{w = w_1w_2w_3 \dots \mid w_i \in \{a, b\} \text{ pro } i \geq 1, \exists \text{ nekonečně mnoho } j \in \mathbb{N} \text{ takových, že } w_j = w_{j+4}\}$

10.5 Nechť $\Sigma = \{0, 1, \#\}$. Pro slovo $w = a_0a_1a_3 \dots \in \Sigma^\omega$ a dvě čísla $i, j \in \mathbb{N}$, $0 \leq i \leq j$ označme $w[i, j]$ podslovo $a_i \dots a_j$. Pro pevně zvolené $n \in \mathbb{N}$ definjme jazyk:

$$L_n = \{w \mid w \in ((0 + 1)^{n-1}\#)^\omega, \text{ a pro nekonečně mnoho } i \geq 0 \text{ platí: } w[2in, (2i + 1)n - 1] \neq w[(2i + 1)n, (2i + 2)n - 1]\}.$$

Popište dva nedeterministické BA A_1, A_2 velikosti $O(n)$ takové, aby $L_n = L(A_1) \cap L(A_2)$.

10.6 Dokažte, nebo vyvráťte: Ke každému NBA A lze zkonstruovat NBA A' s jediným počátečním stavem.

10.7 Nechť jazyk $L = \{w \in \{0, 1\}^\omega \mid \text{buď } 0 \notin \text{inf}(w), \text{ nebo } 1 \notin \text{inf}(w)\}$.

- zkonstruujte nedeterministický BA
- diskutujte, zda je možné sestrojít pro daný jazyk NBA s jedním koncovým stavem
- dokažte, že pro daný jazyk nelze sestrojít NBA s jedním koncovým stavem

10.8 Konstruujte NBA pro následující jazyky L nad abecedou $\{a, b, c, d\}$.

- $L = \{w \mid \text{inf}(w) = \{a\}\}$
- $L = \{w \mid \text{inf}(w) = \{a, b\}\}$
- $L = \{w \mid a \in \text{inf}(w)\}$
- $L = \{w \mid a \in \text{inf}(w) \wedge c \notin \text{inf}(w)\}$
- $L = \{w \mid \{a, b\} \subseteq \text{inf}(w) \wedge d \notin \text{inf}(w)\}$
- $L = \{w \mid \{a, b\} \subsetneq \text{inf}(w)\}$

10.9 Buď A konečný automat. Označme $L(A)$ množinu slov, kterou akceptuje konečný automat A . Označme $L_\omega(A)$ množinu ω -slov, kterou akceptuje Büchiho automat A . Najděte automat A tak, aby platilo

- $(L(A))^\omega = L_\omega(A)$
- $(L(A))^\omega \neq L_\omega(A)$

10.10 Pro jazyk $L = \{w \in \{a, b\}^\omega \mid \text{inf}(w) = \{a, b\}\}$ navrhněte deterministický Mullerův automat, deterministický zobecněný Büchiho automat a deterministický Büchiho automat.

Logika MSO

11.1 Definujte základní syntax logiky MSO.

11.2 Buď Σ abeceda a $w \in \Sigma^*$ konečné slovo, buď φ sentence (formule bez volných proměnných) logiky MSO. Definujte, kdy $w \models \varphi$.

11.3 Definujte následující syntaktické zkratky:

- $x \leq y, \quad x \geq y, \quad x = y$
- $\forall x \in X : \varphi$
- $\exists x \in X : \varphi$
- $First(x)$ — x je první pozice v neprázdném slově.
- $Last(x)$ — x je poslední pozice v neprázdném slově.
- $Succ(x, y)$ — $x < y$ a pozice x a y bezprostředně sousedí (též značeno jako $x <_1 y$).

11.4 Uveďte jak je sentencí MSO definován jazyk.

11.5 Necht' $\Sigma = \{a, b\}$. Uveďte sentence logiky MSO, které definují následující regulární jazyky:

- \emptyset
- $\{\varepsilon\}$
- $\{a\}$
- $\{a\}^* \cdot \{b\}$
- $\{w \in \Sigma^* \mid |w| = 3k \wedge k \geq 0\}$

11.6 Popište jazyky nad abecedou $\{a, b\}$, které jsou dány následujícími sentencemi logiky MSO:

- $\exists x \exists y \forall z : (x \leq z \wedge x < y \wedge (z < y \implies x = z) \wedge P_a(y))$
- $\exists X : [\forall x, y : (x <_1 y \implies (x \in X \iff y \notin X)) \wedge [\forall x : x \in X \implies (P_a(x) \wedge \neg First(x))]]$

11.7 Jaká třída jazyků je popsateľná logikou MSO?

11.8 Jaká třída jazyků je popsateľná logikou prvního řádu?

Řešení některých příkladů

1.2 Výpočet $FI_2(A)$ provedeme z pedagogických důvodů zcela algoritmicky. Nejprve sestavíme příslušné rovnice:

$$\begin{aligned} FI_2(A) &= FI_2(B) \oplus_2 \{c\} \cup \{a\} \\ FI_2(B) &= FI_2(A) \cup FI_2(C) \cup \{d\} \\ FI_2(C) &= FI_2(B) \cup \{d\} \end{aligned}$$

Nyní spočítáme pevný bod rovnic tak, že v každé iteraci používáme striktně hodnoty z předchozí iterace. Poslední sloupec obsahuje výsledné hodnoty.

	0	1	2	3	4	5	6
A	\emptyset	$\{a\}$	$\{dc, a\}$	$\{dc, ac, a\}$	$\{dc, ac, a\}$	$\{dc, ac, a\}$	$\{dc, ac, a\}$
B	\emptyset	$\{d\}$	$\{a, d\}$	$\{dc, a, d\}$	$\{dc, ac, a, d\}$	$\{dc, ac, a, d\}$	$\{dc, ac, a, d\}$
C	\emptyset	$\{d\}$	$\{d\}$	$\{a, d\}$	$\{dc, a, d\}$	$\{dc, ac, a, d\}$	$\{dc, ac, a, d\}$

Pro zajímavost ukážeme, že pokud použijeme v každé iteraci nejnovější známe hodnoty, výpočet se může výrazně urychlit. Výsledek je však shodný.

	0	1	2	3
A	\emptyset	$\{a\}$	$\{ac, dc, a\}$	$\{ac, dc, a\}$
B	\emptyset	$\{a, d\}$	$\{ac, dc, a, d\}$	$\{ac, dc, a, d\}$
C	\emptyset	$\{a, d\}$	$\{ac, dc, a, d\}$	$\{ac, dc, a, d\}$

$$\begin{aligned} FO_2(A) &= \{ac, dc, a\} \\ FO_3(Ae) &= \{ae, dce, ace, dcc, acc\} \end{aligned}$$

1.3 $FI_2(A) = \{b, ba\}$, $FI_3(A) = \{b, ba, baa\}$

1.4 $FI_1(BBb) = \{a, b\}$
 $FI_2(BBb) = \{a, b, ad, ab, aa\}$
 $FO_1(A) = \{c\}$
 $FO_1(S) = FO_1(B) = FO_1(C) = \{e, d, \varepsilon\}$
 $FO_3(A) = \{cde, cec, c\}$
 $FO_3(S) = FO_3(C) = \{ecd, ece, dec, \varepsilon\}$
 $FI_1(SAcB) = \{a, b, c\}$
 $FI_4(SAcB) = \dots$

1.5 $FO_1(S) = FO_1(D) = \{\varepsilon, d, c, a, y\}$
 $FO_1(A) = \{a, c, d, x\}$
 $FO_1(B) = \{\varepsilon, a, b, c, d, y\}$
 $FO_1(C) = \{\varepsilon, a, b, c, d, y, z\}$
 $FO_2(S) = \{\varepsilon, da, dd, dx, dc, cb, ca, cd, cy, cc, c, aa, ab, ad, ac, ya, yb, yc, yd, yy, yz, y\}$

1.6 Pozor, gramatika není normovaná a tudíž generuje prázdný jazyk.

2.1 Není $SLL(2)$, konflikt nastává na pravidlech $Y \rightarrow a \mid \varepsilon$.

2.2 Není $SLL(3)$, konflikt nastává na pravidlech $A \rightarrow a \mid ab$.

2.3 Nejprve pro každé pravidlo tvaru $A \rightarrow \alpha$ spočítáme množinu $FI_2(\alpha) \oplus_2 FO_2(A)$:

1	$S \rightarrow aAaA$	$FI_2(aAaA) \oplus_2 FO_2(S)$	=	$\{aa, ac\}$
2	$S \rightarrow aBaB$	$FI_2(aBaB) \oplus_2 FO_2(S)$	=	$\{ab\}$
3	$A \rightarrow aA$	$FI_2(aA) \oplus_2 FO_2(A)$	=	$\{aa, ac\}$
4	$A \rightarrow c$	$FI_2(c) \oplus_2 FO_2(A)$	=	$\{ca, c\}$
5	$B \rightarrow bD$	$FI_2(bD) \oplus_2 FO_2(B)$	=	$\{bb, ba, b\}$
6	$D \rightarrow bD$	$FI_2(bD) \oplus_2 FO_2(D)$	=	$\{bb, ba, b\}$
7	$D \rightarrow \varepsilon$	$FI_2(\varepsilon) \oplus_2 FO_2(D)$	=	$\{ab, \varepsilon\}$

Nyní snadno zkonstruueme tabulku přechodové funkce analyzátoru. Prázdná políčka znamenají, že analyzátor v odpovídající situaci vrátí chybu, protože analyzované slovo není generováno gramatikou G .

	aa	ab	ac	ba	bb	bc	ca	cb	cc	a	b	c	ε
S	$aAaA, 1$	$aBaB, 2$	$aAaA, 1$										
A	$aA, 3$		$aA, 3$				$c, 4$					$c, 4$	
B				$bD, 5$	$bD, 5$						$bD, 5$		
D		$\varepsilon, 7$		$bD, 6$	$bD, 6$						$bD, 6$		$\varepsilon, 7$
a	ČTI	ČTI	ČTI	ČTI	ČTI	ČTI				ČTI	ČTI	ČTI	
b				ČTI	ČTI	ČTI					ČTI	ČTI	
c							ČTI	ČTI	ČTI			ČTI	
$\$$													AKC.

Zpravidla se uvádí pouze „zajímavá“ část tabulky, t.j. bez řádků pro terminály a pro $\$$ a bez sloupců, které by následně zůstaly prázdné:

	aa	ab	ac	ba	bb	ca	b	c	ε
S	$aAaA, 1$	$aBaB, 2$	$aAaA, 1$						
A	$aA, 3$		$aA, 3$			$c, 4$		$c, 4$	
B				$bD, 5$	$bD, 5$		$bD, 5$		
D		$\varepsilon, 7$		$bD, 6$	$bD, 6$		$bD, 6$		$\varepsilon, 7$

Analýza slova $acaac$:

$$\begin{aligned}
 (acaac, S\$, \varepsilon) & \vdash (acaac, aAaA\$, 1) \stackrel{a}{\vdash} (caac, AaA\$, 1) \vdash \\
 & \vdash (caac, caA\$, 14) \stackrel{c}{\vdash} (aac, aA\$, 14) \stackrel{a}{\vdash} (ac, A\$, 14) \vdash \\
 & \vdash (ac, aA\$, 143) \stackrel{a}{\vdash} (c, A\$, 143) \vdash (c, c\$, 1434) \stackrel{c}{\vdash} \\
 & \stackrel{c}{\vdash} (\varepsilon, \$, 1434) \Rightarrow \text{akceptuje}
 \end{aligned}$$

Analýza slova $abaac$:

$$\begin{aligned}
 (abaac, S\$, \varepsilon) & \vdash (abaac, aBaB\$, 2) \stackrel{a}{\vdash} (baac, BaB\$, 2) \vdash \\
 & \vdash (baac, bDaB\$, 25) \stackrel{b}{\vdash} (aac, DaB\$, 25) \Rightarrow \text{zamítá}
 \end{aligned}$$

2.4 Zajímavá část tabulky $SLL(3)$ analyzátoru vypadá takto:

	baa	bab	aaa	aab	aba	aa	ab	a	b
S	$baAa, 1$	$baBb, 2$							
A			$aA, 3$	$aA, 3$	$aB, 4$	$aB, 4$	$aB, 4$		
B	$bA, 5$	$bA, 5$						$\varepsilon, 6$	$\varepsilon, 6$

3.6 Nejprve zkonstruueme pomocné LL(3) tabulky:

$T_0 = (S, \{\varepsilon\})$	$S \rightarrow aAaB$ $S \rightarrow bAbB$	aaa, aba bab, bba	$\{aa, aaa\}, \{\varepsilon\}$ $\{ba, baa\}, \{\varepsilon\}$
$T_1 = (A, \{aa, aaa\})$	$A \rightarrow a$ $A \rightarrow ba$	aaa baa	– –
$T_2 = (B, \{\varepsilon\})$	$B \rightarrow aB$ $B \rightarrow a$	aa, aaa a	$\{\varepsilon\}$ –
$T_3 = (A, \{ba, baa\})$	$A \rightarrow a$ $A \rightarrow ba$	aba bab	– –

Nyní zapíšeme tabulku přechodové funkce analyzátoru. Uvádíme pouze zajímavou část tabulky, tj. řádky popisující situaci, kdy je na vrcholu zásobníku nějaké T_i , a sloupce, které jsou v těchto řádcích tabulky neprázdné. Zbytek tabulky obsahuje pokyn $\check{C}TI$, je-li na vrcholu zásobníku terminál shodný s terminálem na vstupu, a $AKCEPTUJ$, je-li na vrcholu zásobníku jeho dno $\$$ a celý vstup je přečtený (na vstupu je ε). Ve všech ostatních případech (včetně prázdných buněk uvedené části tabulky) analyzátor vrátí chybu, protože analyzované slovo není generováno gramatikou G .

	aaa	aba	bab	bba	baa	aa	a
T_0	$aT_1aT_2, 1$	$aT_1aT_2, 1$	$bT_3bT_2, 2$	$bT_3bT_2, 2$			
T_1	$a, 3$				$ba, 4$		
T_2	$aT_2, 5$					$aT_2, 5$	$a, 6$
T_3		$a, 3$	$ba, 4$				

4.6 Levá faktorizace na tomto příkladu „cyklí“. Jazykově ekvivalentní jednoduchá LL(1) gramatika je například $(\{S\}, \{a, b, c\}, \{S \rightarrow a \mid b \mid cS\}, S)$.

4.10 V této gramatice nelze požadovanou transformací odstranit konflikt. Samozřejmě existuje jiná gramatika, která je s touto jazykově ekvivalentní a je LL(1).

4.12 $A \rightarrow [Ba]C, [Ba] \rightarrow a[Ba] \mid a, C \rightarrow c$

6.3 LR(1):

0	X → .S	ε	S	1
	S → .aAb	ε	a	2
	S → .c	ε	c	3
	S → .cB	ε	c	3
1	→ X S.	ε	Accept	
2	S → a.Ab	ε	A	4
	A → .bS	b	b	5
	A → .Bc	b	B	6
	B → .c	c	c	7
3	S → c.	ε	r(S → c)	
	S → c.B	ε	B	8
	B → .c	ε	c	9
4	S → aA.b	ε	b	10
5	A → b.S	b	S	11
	S → .aAb	b	a	12
	S → .c	b	c	13
	S → .cB	b	c	13
6	A → B.c	b	c	14

7	B → c.	c	r(B → c)	
8	S → cB.	ε	r(S → cB)	
9	B → c.	ε	r(B → c)	
10	S → aAb.	ε	r(S → aAb)	
11	A → bS.	b	r(A → bS)	
12	S → a.Ab	b	A	15
	A → .bS	b	b	5
	A → .Bc	b	B	6
	B → .c	c	c	7
13	S → c.	b	r(S → c)	
	S → c.B	b	B	16
	B → .c	b	c	17
14	A → Bc.	b	r(A → Bc)	
15	S → aA.b	b	b	18
16	A → cB.	b	r(S → cB)	
17	B → c.	b	r(B → c)	
18	S → aAb.	b	r(S → aAb)	

LALR(1):

2,12	S → a.Ab	ε, b	A	15
	A → .bS	b	b	5
	A → .Bc	b	B	6
	B → .c	c	c	7
3,13	S → c.	ε, b	r(S → c)	
	S → c.B	b	B	16
	B → .c	b	c	17
4,15	S → aA.b	ε, b	b	18
7,9,17	B → c.	ε, b, c	r(B → c)	
8,16	A → cB.	ε, b	r(S → cB)	
10,18	S → aAb.	ε, b	r(S → aAb)	

+ Stavky 0,1,5,6,11 a 14 z LR(1) analyzátoru

11.5 a) $\exists x : P_a(x) \wedge P_b(x)$; b) $\forall x : \neg First(x)$; c) $\forall x : First(x) \wedge P_a(x) \wedge \exists y : First(y)$; d) $\exists x : P_b(x) \wedge Last(x) \wedge (\forall z : z < x \implies P_a(z))$; e) $\exists X : (\forall x : First(x) \implies x \in X) \wedge \forall x \in X : \exists y, z \notin X : x <_1 y <_1 z \wedge (Last(z) \vee \exists v \in X : z <_1 v)$

11.6 a) $\{a, b\} \cdot \{a\} \cdot \{a, b\}^*$, tj. na druhé pozici je a; b) $\{w \in \Sigma^* \mid w \text{ má na každé sudé pozici písmeno } a\}$