

Cvičenie - Syntaktická analýza SLR(1), LALR(1)

Ing. Viliam Hromada, PhD.

C-510
Ústav informatiky a matematiky
FEI STU

`viliam.hromada@stuba.sk`

Príklad č. 1

Nájdite $SLR(1)$ -analyzátor pre nasledovnú gramatiku, kde $N = \{S, A, B\}$, $T = \{a, b\}$, S je počiatočný neterminál.

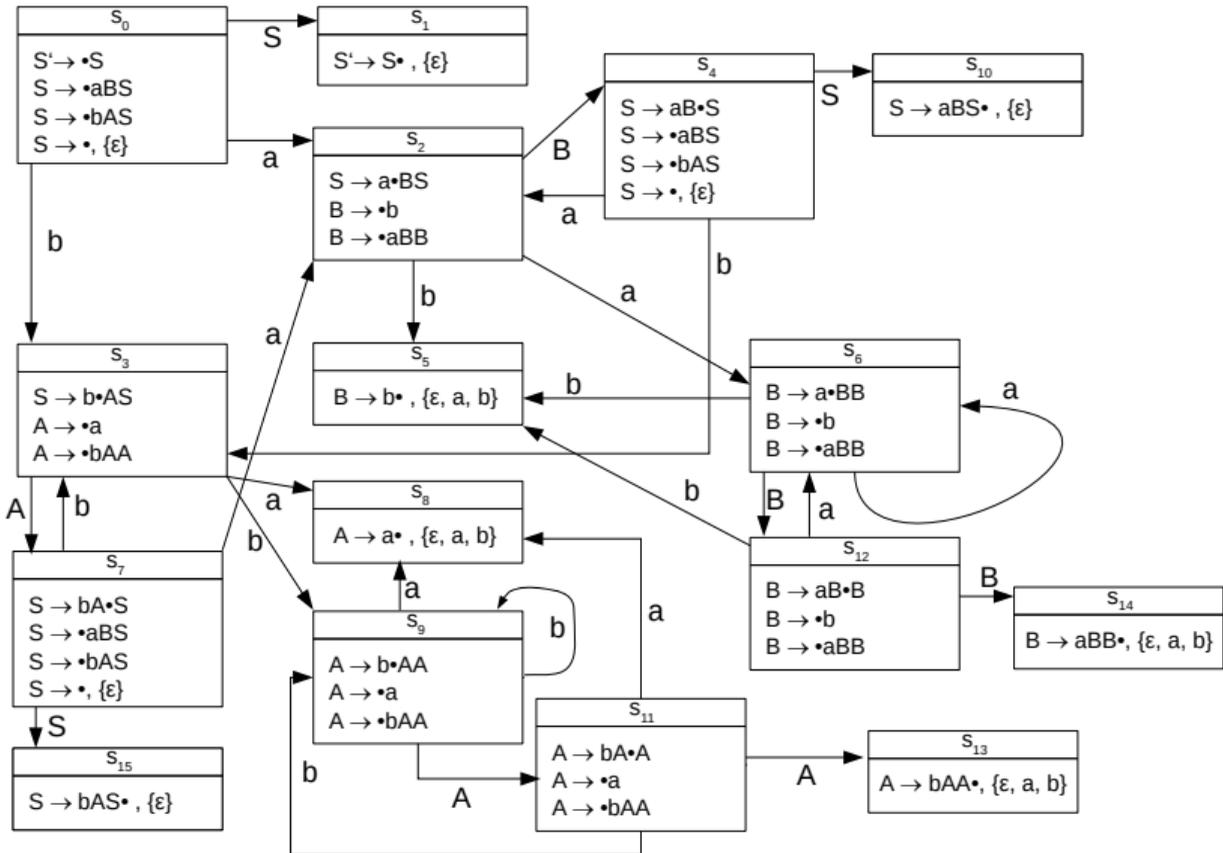
1. $S \rightarrow aBS$
2. $S \rightarrow bAS$
3. $S \rightarrow \varepsilon$
4. $A \rightarrow a$
5. $A \rightarrow bAA$
6. $B \rightarrow b$
7. $B \rightarrow aBB$



Príklad č. 1 - FOLLOW

Najprv zostrojme množinu *FOLLOW* pre neterminály *S*, *A*, *B*:

<i>FIRST</i>	<i>S</i>	<i>A</i>	<i>B</i>
	ϵ, a, b	a, b	a, b
<i>FOLLOW</i>	ϵ	ϵ, a, b	ϵ, a, b



ACTION & GOTO

ACTION	s0	s1	s2	s3	s4	s5	s6	s7	s8	s9	s10	s11	s12	s13	s14	s15
a	P		P	P	P	R6	P	P	R4	P		P	P	R5	R7	
b	P		P	P	P	R6	P	P	R4	P		P	P	R5	R7	
ϵ	R3	A			R3	R6		R3	R4		R1			R5	R7	R2

GOTO	s0	s1	s2	s3	s4	s5	s6	s7	s8	s9	s10	s11	s12	s13	s14	s15
S	s1				s10			s15								
A				s7						s11		s13				
B			s4				s12						s14			
C																
a	s2		s6	s8	s2		s6	s2		s8		s8	s6			
b	s3		s5	s9	s3		s5	s3		s9		s9	s5			

Poznámka k príkladu

- Pre uvedenú gramatiku boli v $LR(0)$ -analyzátore (pozri predchádzajúce cvičenie) konflikty, pretože $LR(0)$ -analyzátor sa nerozhoduje na základe vstupných symbolov.
- Redukcia podľa pravidla $S \rightarrow \varepsilon$ sa totižto mohla robiť vždy, keď bola signalizovaná v stavoch $LR(0)$ -automatu, čo bolo v konflikte s presunmi symbolov a, b .
- V $SLR(1)$ -analyzátore sa táto redukcia bude vykonávať už **len vtedy**, keď je signalizovaná v stave $LR(0)$ -automatu **a zároveň, keď je vstup prázdny** - pretože $FOLLOW(S) = \{\varepsilon\}$
- Tým sa odstráni konflikt s presunmi symbolov a, b a gramatika sa dá deterministicky syntakticky spracovať napr. $SLR(1)$ -analyzátorom.



Príklad č. 2

Nasledovná gramatika v $LR(0)$ -analyzátore obsahovala P-R, R-R konflikty (pozri predchádzajúce cvičenie). Zistíme, či sa dá spracovať pomocou $SLR(1)$ -analyzátora, t.j. či sa konflikty odstránia, keď začneme uvažovať pri rozhodovaní aj vstupné symboly. Gramatika $G = (\{S, A, B, C\}, \{a, b, c, d\}, P, S)$, kde pravidlá:

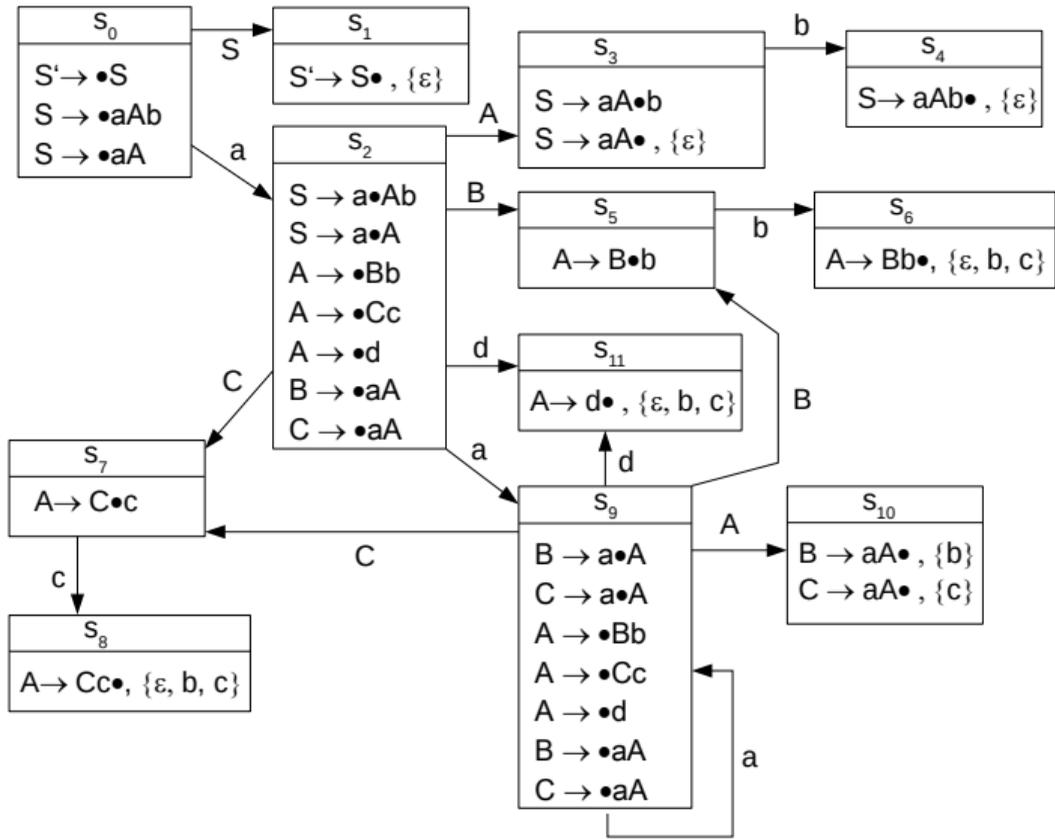
1. $S \rightarrow aAb$
2. $S \rightarrow aA$
3. $A \rightarrow Bb$
4. $A \rightarrow Cc$
5. $A \rightarrow d$
6. $B \rightarrow aA$
7. $C \rightarrow aA$



Príklad č. 2 - FOLLOW

Najprv zostrojme množinu *FOLLOW* pre neterminály *S*, *A*, *B*, *C*:

<i>FIRST</i>	<i>S</i>	<i>A</i>	<i>B</i>	<i>C</i>
	<i>a</i>	<i>a, d</i>	<i>a</i>	<i>a</i>
<i>FOLLOW</i>	ϵ	ϵ, b, c	<i>b</i>	<i>c</i>



ACTION & GOTO

ACTION	s0	s1	s2	s3	s4	s5	s6	s7	s8	s9	s10	s11
a	P		P							P		
b				P		P	R3		R4		R6	R5
c							R3	P	R4		R7	R5
d			P							P		
ϵ		A		R2	R1		R3		R4			R5

GOTO	s0	s1	s2	s3	s4	s5	s6	s7	s8	s9	s10	s11
S	s1											
A			s3							s10		
B			s5							s5		
C			s7							s7		
a	s2		s9							s9		
b				s4		s6						
c								s8				
d			s11							s11		



Poznámka k príkladu

- V $LR(0)$ -analyzátore pre danú gramatiku boli konflikty (pozri predchádzajúce cvičenie) - pre stav $LR(0)$ -automatu tu označený ako s_3 tam bol konflikt presun-redukcia, pre stav tu označený ako s_{10} konflikt redukcia-redukcia.
- V stave s_3 už konflikt P-R nie je, pretože redukcia sa vykoná už len v prípade, že je vstup prázdny - pretože v danej gramatike sa nemôže v pravej vetnej forme vyskytnúť Sb , lebo $b \notin FOLLOW(S)$.
- V stave s_{10} už konflikt R-R nie je, pretože množiny $FOLLOW(B)$ a $FOLLOW(C)$ sú disjunktné, a teda sa vieme rozhodnúť, či chceme redukciou získať neterminál B alebo C - podľa toho, aký terminál je na vstupe, a teda aká časť pravej vetnej formy vznikne v zásobníku.



Analýza reťazca *aadbb*

Vykonajte syntaktickú analýzu reťazca *aadbb*

r.	Zásobník \square	Zvyšok vstupu	Akcia
1	s_0	<i>aadbb</i>	P
2	s_0s_2	<i>adbb</i>	P
3	$s_0s_2s_9$	<i>dbb</i>	P
4	$s_0s_2s_9s_{11}$	<i>bb</i>	R5
5	$s_0s_2s_9s_{10}$	<i>bb</i>	R6
6	$s_0s_2s_5$	<i>bb</i>	P
7	$s_0s_2s_5s_6$	<i>b</i>	R3
8	$s_0s_2s_3$	<i>b</i>	P
9	$s_0s_2s_3s_4$	ε	R1
10	s_0s_1	ε	A

Slovo **patrí** do jazyka. Jeho pravú deriváciu dostaneme postupnou aplikáciou pravidiel č. 1, 3, 6, 5.

$S \Rightarrow aAb \Rightarrow aBbb \Rightarrow aaAbb \Rightarrow aadbb.$



Analýza reťazca *baadbb*

Vykonajte syntaktickú analýzu reťazca *baadbb*

r.	Zásobník \square	Zvyšok vstupu	Akcia
1	s_0	<i>baadbb</i>	ERROR

- Zásek analyzátoru už v prvom kroku, pretože v *ACTION* nie je definovaná akcia pre symbol s_0 na vrchu zásobníka a *b* na vstupe.
- To je len logické, lebo pohľad na pravidlá gramatiky naznačuje, že všetky v nej generované slová musia začínať znakom *a*.
- Slovo *baadbb* teda nepatrí do jazyka generovaného danou gramatikou a nemá v nej odvodenie.



Analýza reťazca *adbb*

Vykonajte syntaktickú analýzu reťazca *adbb*

r.	Zásobník \square	Zvyšok vstupu	Akcia
1	s_0	<i>adbb</i>	P
2	s_0s_2	<i>dbb</i>	P
3	$s_0s_2s_{11}$	<i>bb</i>	R5
4	$s_0s_2s_3$	<i>bb</i>	P
5	$s_0s_2s_3s_4$	<i>b</i>	ERROR

- Zásek analyzátoru v piatom kroku, pretože v *ACTION* nie je definovaná akcia pre symbol s_4 na vrchu zásobníka a b na vstupe.
- Je tam síce definovaná redukcia podľa pravidla č. 1, ale len v prípade, že **na vstupe nič nie je** (t.j. na vstupe je už len ε).
- Slovo *adbb* teda nepatrí do jazyka generovaného danou gramatikou a nemá v nej odvodenie.



Analýza reťazca *aad*

Vykonajte syntaktickú analýzu reťazca *aad*

r.	Zásobník \square	Zvyšok vstupu	Akcia
1	s_0	<i>aad</i>	P
2	s_0s_2	<i>ad</i>	P
3	$s_0s_2s_9$	<i>d</i>	P
4	$s_0s_2s_9s_{11}$	ε	R5
5	$s_0s_2s_9s_{10}$	ε	ERROR

- Zásek analyzátoru v piatom kroku, pretože v *ACTION* nie je definovaná akcia pre symbol s_{10} na vrchu zásobníka a prázdny vstup.
- Pre s_{10} sú definované 2 redukcie, avšak na vstupe by malo byť alebo *b*, alebo *c*.
- Slovo *aad* teda nepatrí do jazyka generovaného danou gramatikou a nemá v nej odvodenie.

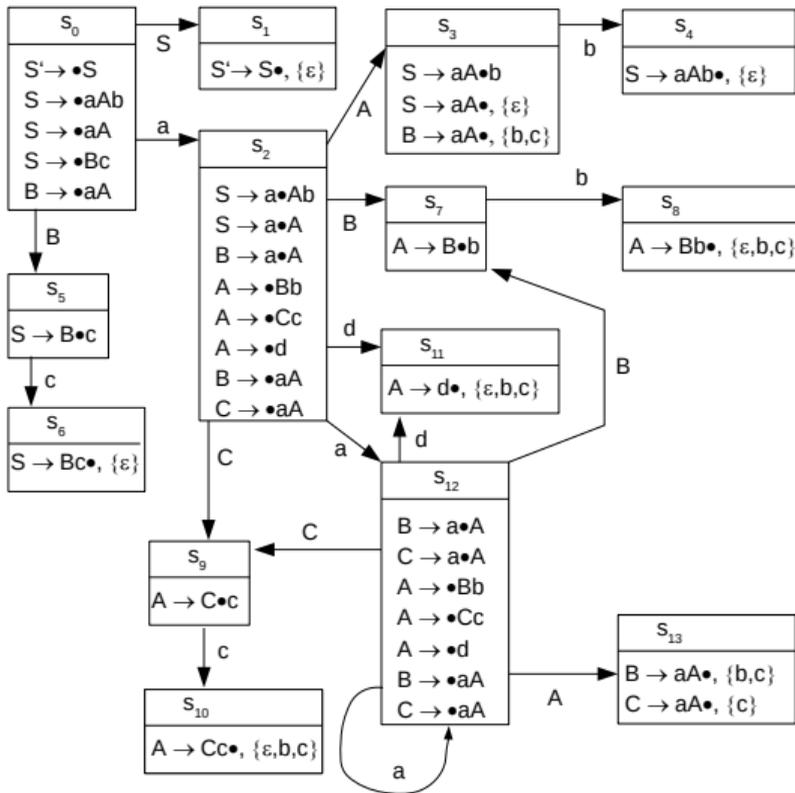


Príklad č. 3

Nech $G = (\{S, A, B, C\}, \{a, b, c, d\}, P, S)$ je bezkontextová gramatika a P sú pravidlá:

1. $S \rightarrow aAb$
2. $S \rightarrow aA$
3. $S \rightarrow Bc$
4. $A \rightarrow Bb$
5. $A \rightarrow Cc$
6. $A \rightarrow d$
7. $B \rightarrow aA$
8. $C \rightarrow aA$





ACTION & GOTO

ACTION	s0	s1	s2	s3	s4	s5	s6	s7	s8	s9	s10	s11	s12	s13
a	P		P										P	
b				P/R7				P	R4		R5	R6		R7
c				R7		P			R4	P	R5	R6		R7/R8
d			P										P	
ε		A		R2	R1		R3		R4		R5	R6		

GOTO	s0	s1	s2	s3	s4	s5	s6	s7	s8	s9	s10	s11	s12	s13
S	s1													
A			s3										s13	
B	s5		s7										s7	
C			s9										s9	
a	s2		s12										s12	
b				s4				s8						
c						s6				s10				
d			s11										s11	



- Vidíme, že tabuľka *ACTION* obsahuje konflikt Presun-redukcia pre stav s_3 a vstup b a konflikt redukcia-redukcia pre stav s_{13} a vstup c .
- Príslušná gramatika teda **nie je** *SLR(1)* gramatika.



Príklad č. 4

Je daná gramatika $G = (\{S, V, E\}, \{id, assign, num\}, P, S)$ a pravidlá:

1. $S \rightarrow id$
2. $S \rightarrow V \text{ assign } E$
3. $V \rightarrow id$
4. $E \rightarrow V$
5. $E \rightarrow num$

Zistite, či ide o $LALR(1)$ -gramatiku.



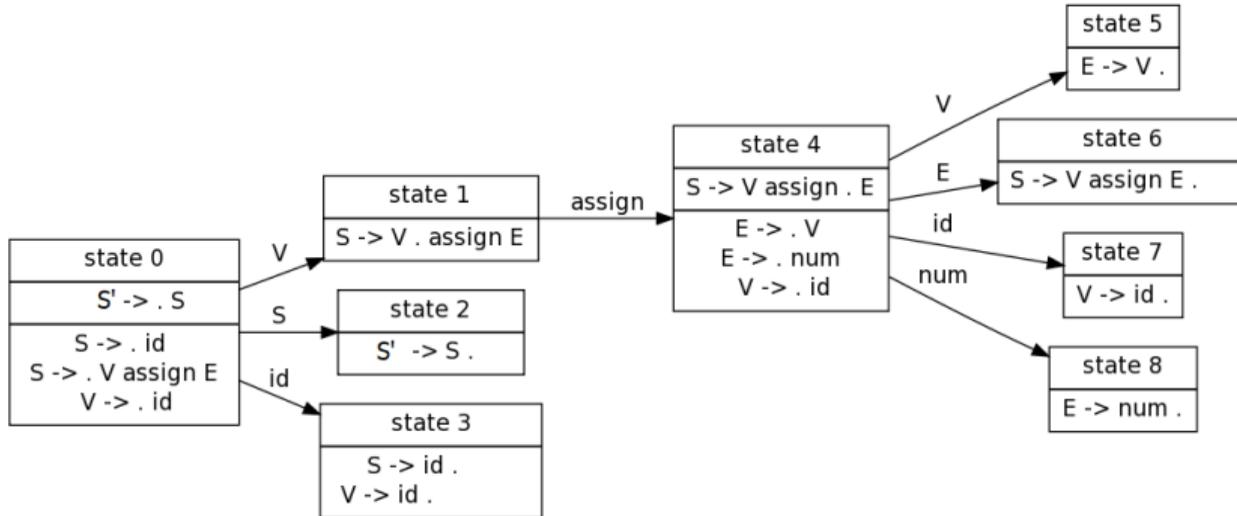
- Aby sme zistili, či ide o $LALR(1)$ -gramatiku, zostrojíme $LALR(1)$ -analyzátor. Ak jeho tabuľka $ACTION$ nebude obsahovať konflikty, gramatika je $LALR(1)$ -gramatikou. Ak bude obsahovať aspoň jeden z konfliktov Presun/redukcia, alebo Redukcia/redukcia, gramatika nie je $LALR(1)$ -gramatikou.



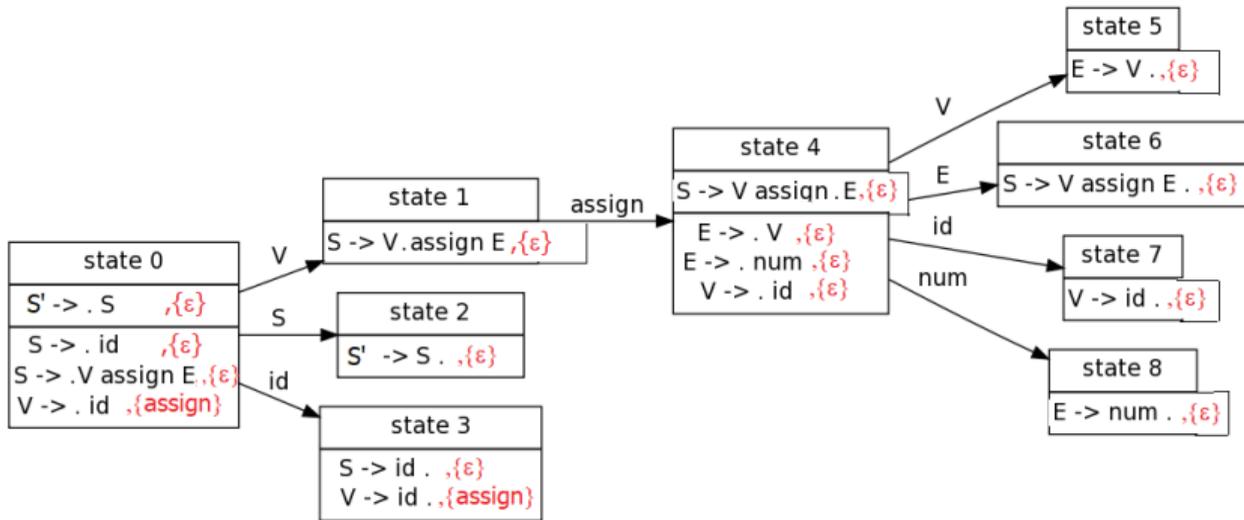
- Konštrukcia $LALR(1)$ -analyzátoru vychádza z $LALR(1)$ -automatu.
- $LALR(1)$ -automat zostrojíme tak, že najprv zostrojíme $LR(0)$ -automat, do ktorého následne doplníme očakávané symboly.



LR(0)-automat



LALR(1)-automat



ACTION tabuľka

<i>ACTION</i>	s_0	s_1	s_2	s_3	s_4	s_5	s_6	s_7	s_8
id	P				P				
assign		P		R3					
num					P				
ϵ			A	R1		R4	R2	R3	R5

GOTO tabuľka

<i>GOTO</i>	<i>s</i> ₀	<i>s</i> ₁	<i>s</i> ₂	<i>s</i> ₃	<i>s</i> ₄	<i>s</i> ₅	<i>s</i> ₆	<i>s</i> ₇	<i>s</i> ₈
id	<i>s</i> ₃				<i>s</i> ₇				
assign		<i>s</i> ₄							
num					<i>s</i> ₈				
<i>S</i>	<i>s</i> ₂								
<i>V</i>	<i>s</i> ₁				<i>s</i> ₅				
<i>E</i>					<i>s</i> ₆				

Finálny verdikt

- Keďže tabuľka *ACTION LALR(1)*-analyzátora neobsahuje žiadne konflikty, uvedená gramatika je *LALR(1)*-gramatika.



Príklad č. 5

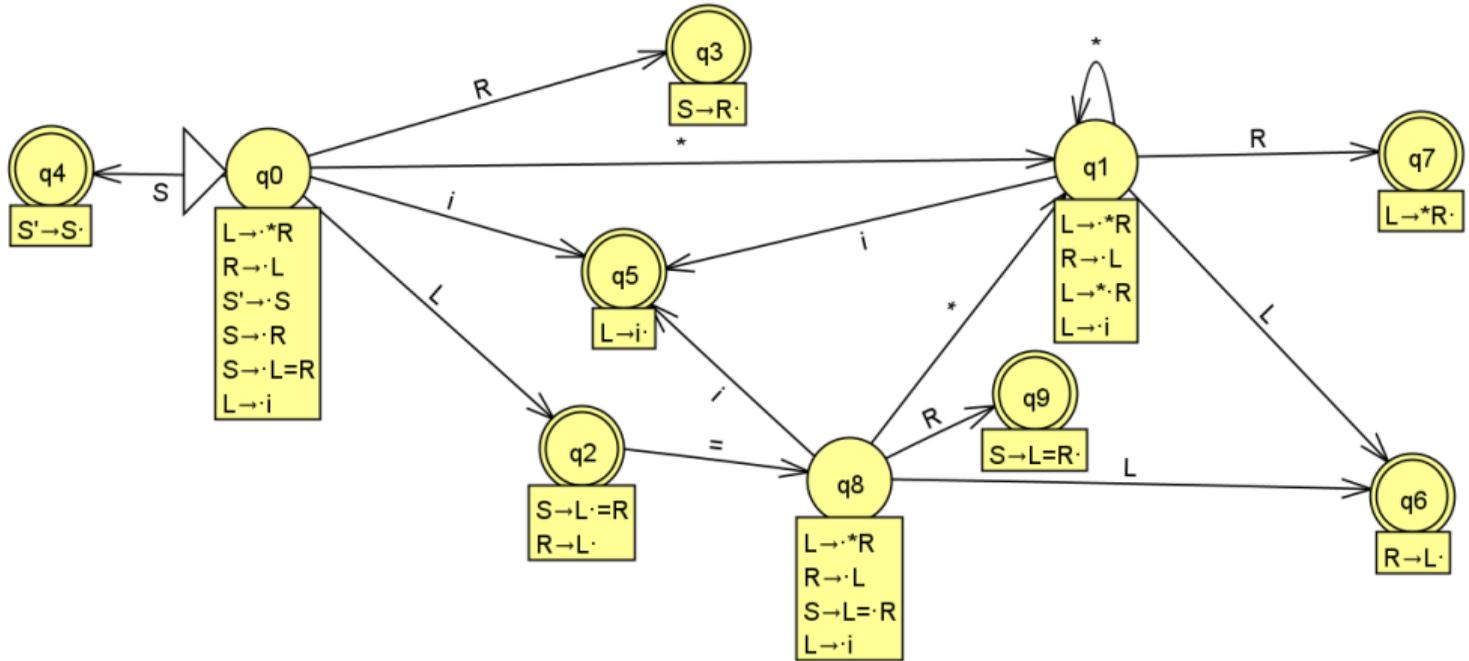
Je daná gramatika $G = (\{S, L, R\}, \{id, *, =\}, P, S)$ a pravidlá:

1. $S \rightarrow L = R$
2. $S \rightarrow R$
3. $L \rightarrow *R$
4. $L \rightarrow id$
5. $R \rightarrow L$

Zistite, či ide o $LALR(1)$ -gramatiku.



LR(0)-automat



LALR(1)-automat

Pre jednoduchosť neuvádzame obrázok, ale vypíšeme jednotlivé položky stavov automatu, aj s ich očakávanými symbolmi.

Stav q_0 :

Položka	Symboly	Dôvod
$S' \rightarrow \bullet S$	ε	Počiatkové pravidlo
$S \rightarrow \bullet L = R$	ε	$CLOSURE1(S' \rightarrow \bullet S, \{\varepsilon\})$
$S \rightarrow \bullet R$	ε	$CLOSURE1(S' \rightarrow \bullet S, \{\varepsilon\})$
$L \rightarrow \bullet * R$	$=$	$CLOSURE1(S \rightarrow \bullet L = R, \{\varepsilon\})$
$L \rightarrow \bullet id$	$=$	$CLOSURE1(S \rightarrow \bullet L = R, \{\varepsilon\})$
$R \rightarrow \bullet L$	ε	$CLOSURE1(S \rightarrow \bullet R, \{\varepsilon\})$
$L \rightarrow \bullet * R$	ε	$CLOSURE1(R \rightarrow \bullet L, \{\varepsilon\})$
$L \rightarrow \bullet id$	ε	$CLOSURE1(R \rightarrow \bullet L, \{\varepsilon\})$



LALR(1)-automat

Stav q_0 (sumár položiek):

- $S' \rightarrow \bullet S, \{\varepsilon\}$
- $S \rightarrow \bullet L = R, \{\varepsilon\}$
- $S \rightarrow \bullet R, \{\varepsilon\}$
- $L \rightarrow \bullet * R, \{\varepsilon, =\}$
- $L \rightarrow \bullet \text{id}, \{\varepsilon, =\}$
- $R \rightarrow \bullet L, \{\varepsilon\}$



LALR(1)-automat

Stav q_4 :

Položka	Symboly	Dôvod
$S' \rightarrow S\bullet$	ε	Položka $S' \rightarrow \bullet S, \{\varepsilon\}$ zo stavu q_0



LALR(1)-automat

Stav q_3 :

Položka	Symboly	Dôvod
$S \rightarrow R\bullet$	ε	Položka $S \rightarrow \bullet R, \{\varepsilon\}$ zo stavu q_0



LALR(1)-automat

Stav q_2 :

Položka	Symboly	Dôvod
$S \rightarrow L\bullet = R$	ε	Položka $S \rightarrow \bullet L = R, \{\varepsilon\}$ zo stavu q_0
$R \rightarrow L\bullet$	ε	Položka $R \rightarrow \bullet L, \{\varepsilon\}$ zo stavu q_0



LALR(1)-automat

Stav q_8 :

Položka	Symboly	Dôvod
$S \rightarrow L = \bullet R$	ε	Položka $S \rightarrow L\bullet = R, \{\varepsilon\}$ zo stavu q_2
$R \rightarrow \bullet L$	ε	$CLOSURE1(S \rightarrow L = \bullet R, \{\varepsilon\})$
$L \rightarrow \bullet * R$	ε	$CLOSURE1(R \rightarrow \bullet L, \{\varepsilon\})$
$L \rightarrow \bullet id$	ε	$CLOSURE1(R \rightarrow \bullet L, \{\varepsilon\})$



LALR(1)-automat

Stav q_9 :

Položka	Symboly	Dôvod
$S \rightarrow L = R \bullet$	ε	Položka $S \rightarrow L = \bullet R, \{\varepsilon\}$ zo stavu q_8



LALR(1)-automat

Stav q_1 :

Položka	Symboly	Dôvod
$L \rightarrow * \bullet R$	$\varepsilon, =$	Položka $L \rightarrow \bullet * R, \{\varepsilon, =\}$ zo stavu q_0
$L \rightarrow * \bullet R$	ε	Položka $L \rightarrow \bullet * R, \{\varepsilon\}$ zo stavu q_8
$R \rightarrow \bullet L$	$\varepsilon, =$	$CLOSURE1(L \rightarrow * \bullet R, \{\varepsilon, =\})$
$L \rightarrow \bullet * R$	$\varepsilon, =$	$CLOSURE1(R \rightarrow \bullet L, \{\varepsilon, =\})$
$L \rightarrow \bullet id$	$\varepsilon, =$	$CLOSURE1(R \rightarrow \bullet L, \{\varepsilon, =\})$
$L \rightarrow * \bullet R$	$\varepsilon, =$	Položka $L \rightarrow \bullet * R, \{\varepsilon, =\}$ zo stavu q_1



LALR(1)-automat

Stav q_1 (sumár položiek):

- $L \rightarrow * \bullet R, \{\varepsilon, =\}$
- $R \rightarrow \bullet L, \{\varepsilon, =\}$
- $L \rightarrow \bullet * R, \{\varepsilon, =\}$
- $L \rightarrow \bullet \text{id}, \{\varepsilon, =\}$



LALR(1)-automat

Stav q_7 :

Položka	Symboly	Dôvod
$L \rightarrow *R\bullet$	$\varepsilon, =$	Položka $L \rightarrow * \bullet R, \{\varepsilon, =\}$ zo stavu q_1



LALR(1)-automat

Stav q_6 :

Položka	Symboly	Dôvod
$R \rightarrow L\bullet$	$\varepsilon, =$	Položka $R \rightarrow \bullet L, \{\varepsilon, =\}$ zo stavu q_1
$R \rightarrow L\bullet$	ε	Položka $R \rightarrow \bullet L, \{\varepsilon\}$ zo stavu q_8

Sumár: položka $R \rightarrow L\bullet, \{\varepsilon, =\}$.



LALR(1)-automat

Stav q_5 :

Položka	Symboly	Dôvod
$L \rightarrow id\bullet$	$\varepsilon, =$	Položka $L \rightarrow \bullet id, \{\varepsilon, =\}$ zo stavu q_0
$L \rightarrow id\bullet$	ε	Položka $L \rightarrow \bullet id, \{\varepsilon\}$ zo stavu q_8
$L \rightarrow id\bullet$	$\varepsilon, =$	Položka $L \rightarrow \bullet id, \{\varepsilon\}$ zo stavu q_1

Sumár: položka $L \rightarrow id\bullet, \{\varepsilon, =\}$.



ACTION tabul'ka

<i>ACTION</i>	q_0	q_1	q_2	q_3	q_4	q_5	q_6	q_7	q_8	q_9
id	P	P							P	
=			P			R4	R5	R3		
*	P	P							P	
ϵ			R5	R2	A	R4	R5	R3		R1

GOTO tabuľka

<i>GOTO</i>	q_0	q_1	q_2	q_3	q_4	q_5	q_6	q_7	q_8	q_9
id	q_5	q_5							q_5	
=			q_8							
*	q_1	q_1							q_1	
<i>S</i>	q_4									
<i>L</i>	q_2	q_6							q_6	
<i>R</i>	q_3	q_7							q_9	

Finálny verdikt

- Keďže tabuľka *ACTION LALR(1)*-analyzátora neobsahuje žiadne konflikty, uvedená gramatika je *LALR(1)*-gramatika.



Príklad č. 6

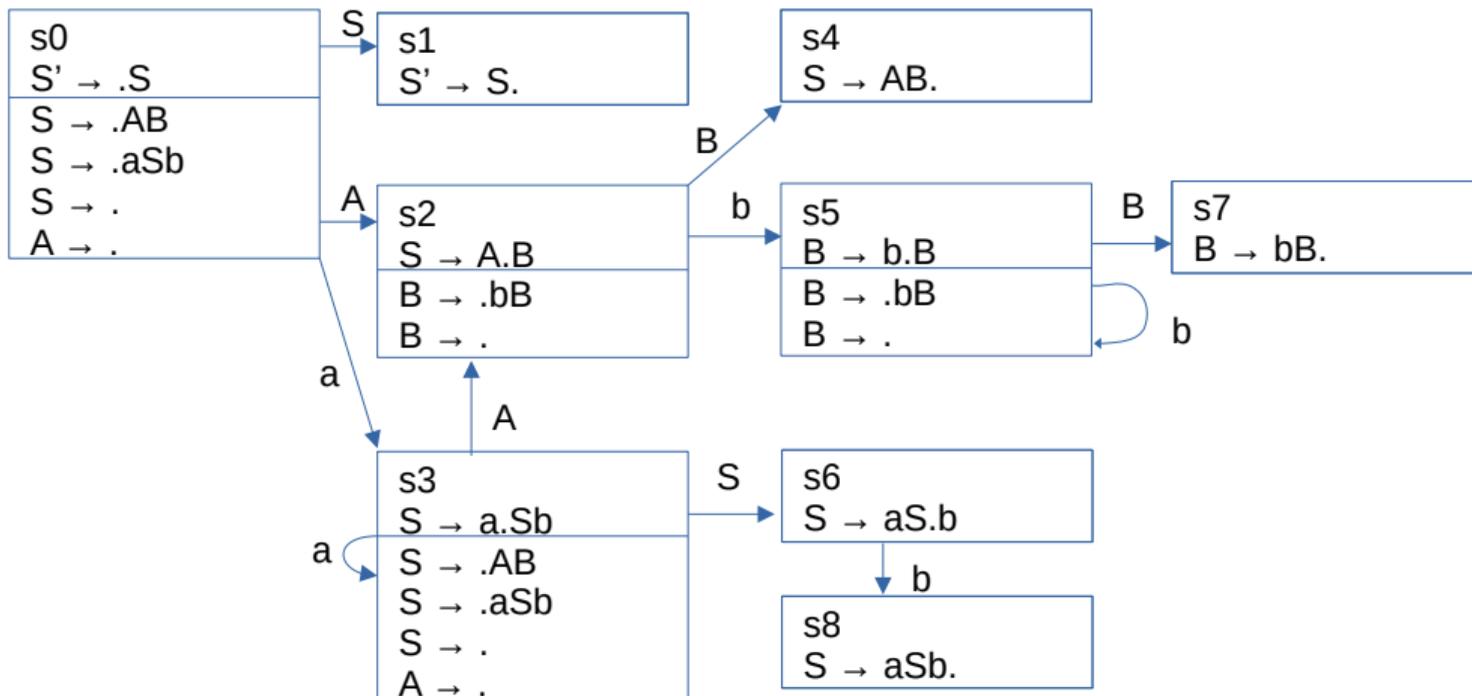
Je daná gramatika $G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, P, S)$ a pravidlá:

1. $S \rightarrow AB$
2. $S \rightarrow aSb$
3. $S \rightarrow \varepsilon$
4. $A \rightarrow \varepsilon$
5. $B \rightarrow bB$
6. $B \rightarrow \varepsilon$

Zistite, či ide o $LALR(1)$ -gramatiku.



LR(0)-automat



LALR(1)-automat

Teraz si ukážeme alternatívny prístup ku konštrukcii *LALR(1)*-automatu. K položkám doplníme tie očakávané symboly, o ktorých vieme, že tam určite budú:

- V položke $S' \rightarrow \bullet S, \{\varepsilon\}$
- Doplníme tzv. **spontánne očakávané symboly**. Položky, ktoré v stavoch vznikli v dôsledku uzáverovej operácie *CLOSURE*, t. j. ak bola v stave položka v tvare $B \rightarrow \alpha \bullet A\beta$ a my sme pridali nové položky v tvare $A \rightarrow \bullet \gamma$, tak z teórie z prednášok vyplýva, že symboly z množiny $FIRST(\beta)$, ktoré nie sú ε , sú tzv. **spontánne očakávané symboly**.



LALR(1)-automat

Teraz si ukážeme alternatívny prístup ku konštrukcii LALR(1)-automatu. K položkám doplníme tie očakávané symboly, o ktorých vieme, že tam určite budú:

- V položke $S' \rightarrow \bullet S, \{\varepsilon\}$
- Doplníme tzv. **spontánne očakávané symboly**. Položky, ktoré v stavoch vznikli v dôsledku uzáverovej operácie *CLOSURE*, t. j. ak bola v stave položka v tvare $B \rightarrow \alpha \bullet A\beta$ a my sme pridali nové položky v tvare $A \rightarrow \bullet \gamma$, tak z teórie z prednášok vyplýva, že symboly z množiny $FIRST(\beta)$, ktoré nie sú ε , sú tzv. **spontánne očakávané symboly**. Tie s istotou môžeme pridať ako očakávané symboly do položiek $A \rightarrow \bullet \gamma, \{\}$.
- Teda hľadáme položky v tvare $B \rightarrow \alpha \bullet A\beta$, kde $FIRST(\beta)$ obsahuje aj iné symboly, ako ε . Tieto symboly potom pridáme do korešpondujúcich očakávaných symbolov v korešpondujúcich položkách $A \rightarrow \gamma$ v tom istom stave.



LALR(1)-automat

Príklady spontánne očakávaných symbolov:

- V stave s_0 sme na základe položky $S \rightarrow \bullet AB$ pridali položku $A \rightarrow \bullet$.
- Keďže v tejto gramatike $FIRST(B) = \{b, \varepsilon\}$, tak symbol b je spontánne očakávaný symbol v položke $A \rightarrow \bullet$.
- V stave s_3 sme na základe položky $S \rightarrow a \bullet Sb$ pridali položky $S \rightarrow AB$, $S \rightarrow \bullet aSb$, $S \rightarrow \varepsilon$.
- Keďže $FIRST(b) = \{b\}$, tak symbol b je spontánne očakávaný symbol v položkách $S \rightarrow AB$, $S \rightarrow \bullet aSb$, $S \rightarrow \varepsilon$.
- Taktiež v stave s_3 sme na základe položky $S \rightarrow \bullet AB$ pridali položku $A \rightarrow \bullet$.
- Keďže v tejto gramatike $FIRST(B) = \{b, \varepsilon\}$, tak symbol b je spontánne očakávaný symbol v položke $A \rightarrow \bullet$.
- Vo všetkých ostatných situáciách v automate, ak sa pridávali položky na základe položky $B \rightarrow \alpha \bullet A\beta$, tak $FIRST(\beta)$ bol vždy len $\{\varepsilon\}$, takže tam nemáme spontánne očakávané symboly.

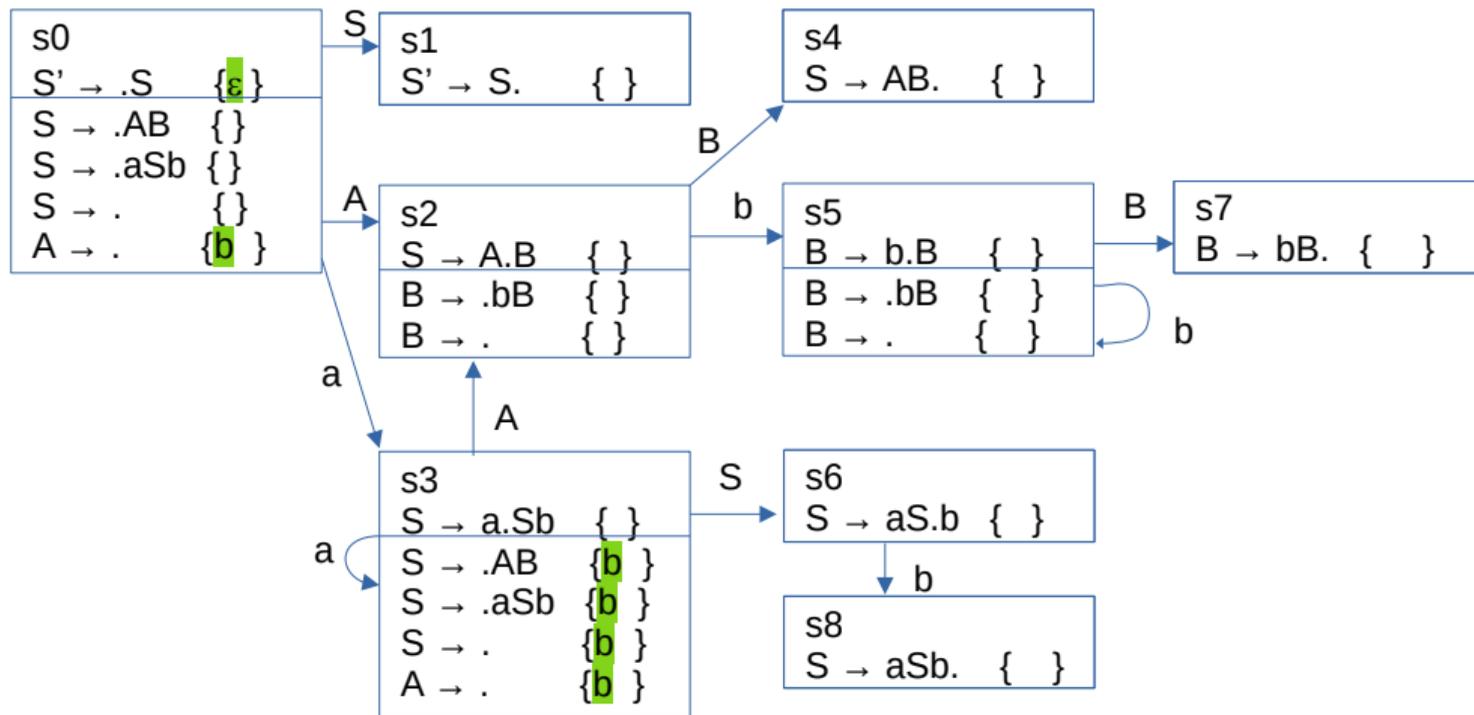


LALR(1)-automat

Po doplnení spontánne očakávaných symbolov dostávame nasledovnú verziu *LALR(1)*-automatu. Spontánne očakávané symboly sú označené zelenou farbou, k ostatným položkám sme zatiaľ pridalí len prázdne množiny očakávaných symbolov.



LALR(1)-automat spontánne symboly



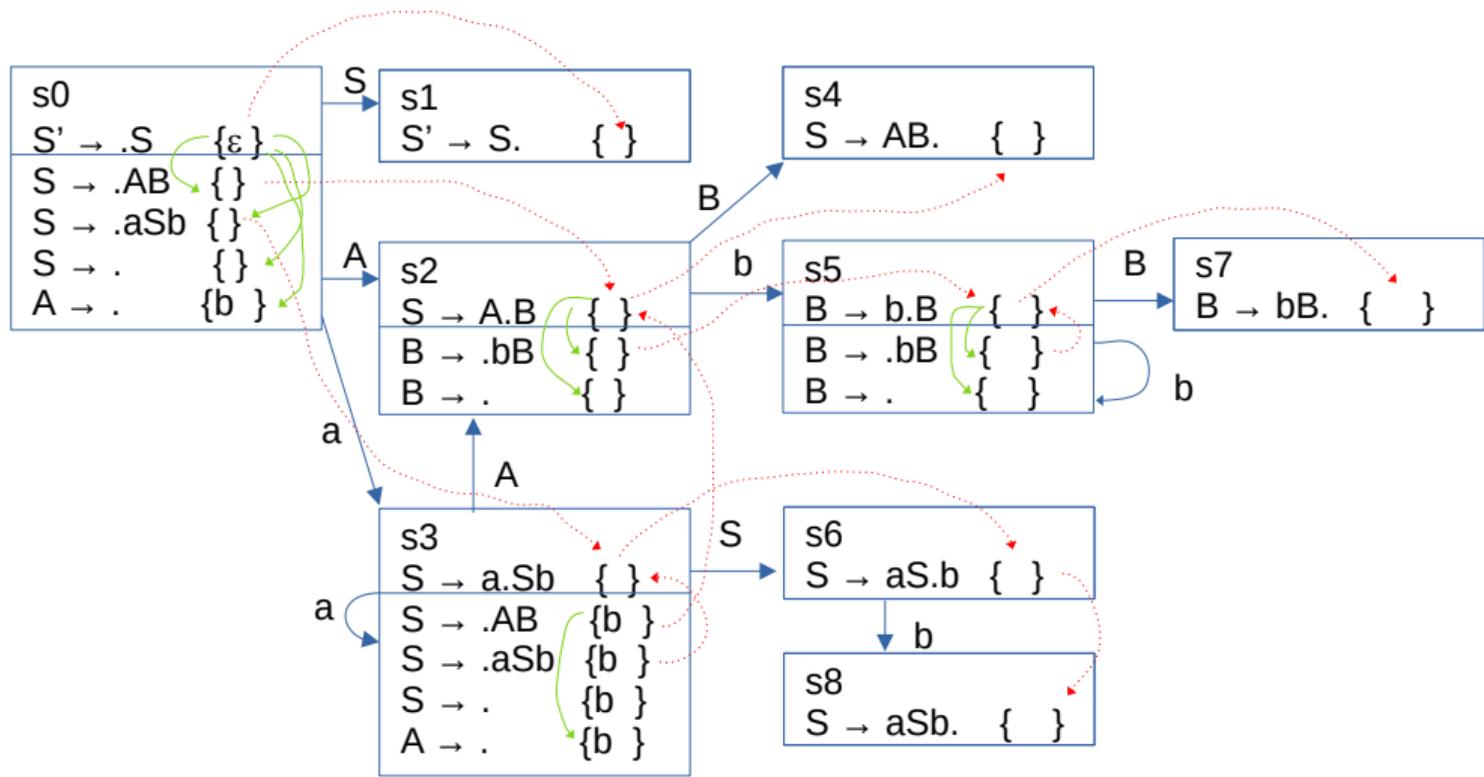
LALR(1)-automat

V ďalšom kroku budeme prenášať očakávané symboly medzi položkami:

- Pri prechode zo stavu do stavu, t.j. ak je v stave s_i položka $B \rightarrow \alpha \bullet X\beta, L$ a na symbol X ideme do stavu s_j , v stave s_j je položka $B \rightarrow \alpha X \bullet \beta, L$. (na obrázku červené šípky)
- V rámci uzáverovej operácie v stave, ak je v stave s_i položka $B \rightarrow \alpha \bullet A\beta, L_1$ a pridávame položky $A \rightarrow \gamma, L_2$, potom očakávané symboly L_2 položky $A \rightarrow \bullet \gamma$ sú $L_2 = \{u \mid u \in FIRST(\beta I), I \in L_1\}$. (na obrázku zelené šípky)

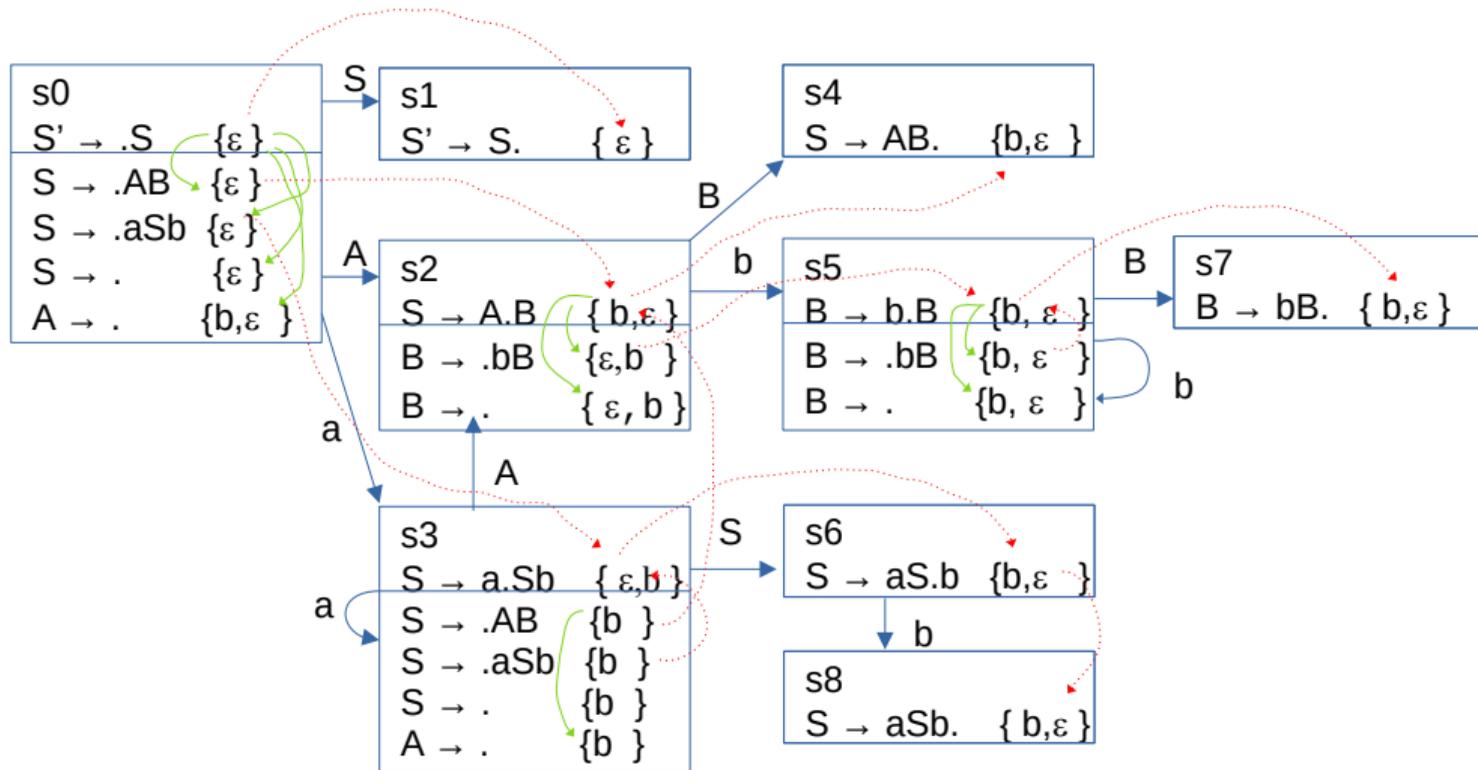


LALR(1)-automat prenos symbolov



Následne len prenesieme už vyplnené očakávané symboly po šípkach...

LALR(1)-automat finál



ACTION tabuľka

<i>ACTION</i>	s_0	s_1	s_2	s_3	s_4	s_5	s_6	s_7	s_8
a	P			P					
b	R4		P/R6	R3/R4	R1	P/R6	P	R5	R2
ε	R3/R4	A	R5		R1	R6		R5	R2

GOTO tabuľka

<i>GOTO</i>	s_0	s_1	s_2	s_3	s_4	s_5	s_6	s_7	s_8
<i>a</i>	s_3			s_3					
<i>b</i>			s_5			s_5	s_8		
<i>S</i>	s_1			s_6					
<i>A</i>	s_2			s_2					
<i>B</i>			s_4			s_7			

Finálny verdikt

- Keďže tabuľka *ACTION LALR(1)*-analyzátora obsahuje konflikty, uvedená gramatika nie je *LALR(1)*-gramatika.