



UCA

Universidad
de Cádiz

TEORÍA DE AUTÓMATAS Y LENGUAJES FORMALES

ALEJANDRO SERRANO FERNÁNDEZ

ANÁLISIS SINTÁCTICO. PRÁCTICA EVALUABLE

Dada la gramática:

$$S \rightarrow S + a \mid a * B \mid a$$

$$A \rightarrow Ab \mid cd$$

$$B \rightarrow Ac \mid Cde$$

$$C \rightarrow Sd \mid \epsilon$$

1. Eliminar recursividades por la izquierda, aplicar sustituciones y reemplazos

$$S \rightarrow a * B S' \mid a S'$$

$$S' \rightarrow '+' a S' \mid \epsilon$$

$$A \rightarrow cd A'$$

$$A' \rightarrow b A'$$

$$B \rightarrow Ac \mid Cd$$

$$C \rightarrow Sd \mid \epsilon$$

$$A \rightarrow A\alpha \mid B$$



$$A \rightarrow B A'$$

$$A' \rightarrow \alpha A'$$

Reemplazamos C

$$S \rightarrow a * B S' \mid a S'$$

$$S' \rightarrow + a S' \mid \epsilon$$

$$A \rightarrow cd A'$$

$$A' \rightarrow b A' \mid \epsilon$$

$$B \rightarrow Ac \mid Sdde \mid \epsilon de \rightarrow Ac \mid Sdde \mid de$$

Factorización

Podemos aplicar factorización sobre S

$$\begin{array}{l} S \rightarrow a * BS' \mid aS' \\ \quad \quad \quad \left. \begin{array}{l} S \rightarrow aD \\ D \rightarrow *BS' \mid S' \end{array} \right\} \end{array}$$

$$\begin{array}{c} A \rightarrow \alpha\beta \mid \alpha\gamma \\ \Downarrow \\ A \rightarrow \alpha B \\ B \rightarrow \beta \mid \gamma \end{array}$$

Resultado:

$$S \rightarrow aD$$

$$S' \rightarrow +aS' \mid \epsilon$$

$$D \rightarrow *BS' \mid S'$$

$$A \rightarrow cdA'$$

$$A' \rightarrow bA' \mid \epsilon$$

$$B \rightarrow Ac \mid Sd de \mid de$$

2. Eliminar símbolos inútiles

Eliminaremos aquellos símbolos que nos lleven a estados terminales.

Reglas $A \rightarrow w$ (nos llevan a estados finales)

$$N' = \emptyset$$

$$S' \rightarrow \epsilon \Rightarrow N' = \{S'\}$$

$$A' \rightarrow \epsilon \Rightarrow N' = \{S', A'\}$$

$$B \rightarrow de \Rightarrow N' = \{S', A', B\}$$

Reglas $A \rightarrow \alpha$ (contienen símbolos del conjunto N')

1^a Iteración

$$D \rightarrow *BS' \Rightarrow N' = \{S', A', B, D\}$$

$$A \rightarrow cdA' \Rightarrow N' = \{S', A', B, D, A\}$$

2^a Iteración

$$S \rightarrow aD \Rightarrow N' = \{S', A', B, D, A\}$$

Todas las variables están contenidas en N' , luego no eliminamos ninguna regla.

3. Eliminar símbolos inalcanzables

$$J = \{S\} ; N' = \{S\} ; T = \emptyset$$

$$S \rightarrow aD \Rightarrow N' = \{S, D\} ; T = \{a, \epsilon\} ; J = \{D\}$$

$$D \rightarrow *BS' \Rightarrow N' = \{S, D, B, S'\} ; T = \{a, \epsilon, *\} \\ | S' \\ J = \{B, S'\}$$

$$\begin{aligned} S &\rightarrow aD \\ S' &\rightarrow +aS' |\epsilon \\ D &\rightarrow *BS' | S' \\ A &\rightarrow cdA' \\ A' &\rightarrow bA' |\epsilon \\ B &\rightarrow Ac | Sd de | de \end{aligned}$$

$$B \rightarrow AC \Rightarrow N' = \{S, D, B, S', A\} ; T = \{a, \epsilon, *, c, d, e\} ;$$

$$| Sd de \quad J = \{S', A\} \\ | de$$

$$S' \rightarrow +aS' |\epsilon \Rightarrow N' = \{S, D, B, S', A\} ; T = \{a, \epsilon, *, c, d, e, +\} \\ J = \{A\}$$

$$A \rightarrow cdA' \Rightarrow N^* = \{ S, D, B, S', A \}; T = \{ a, \epsilon, *, c, d, i, e, + \};$$

$$J = \{ A' \}$$

$$A' \rightarrow bA' | \epsilon \Rightarrow N^* = \{ S, D, B, S', A \}; T = \{ a, \epsilon, *, c, d, i, e, + \};$$

$$J = \{ \phi \}$$

Todos los símbolos, tanto terminales como no terminales, están contenidos en N^* y T , luego no podemos eliminar ninguno.

4. Generar la tabla LL(1) y decir si la gramática generada es LL(1) o no

$S \rightarrow aD$
$S' \rightarrow aS' \epsilon$
$D \rightarrow *BS' S'$
$A \rightarrow cdA'$
$A' \rightarrow bA' \epsilon$
$B \rightarrow Ac Sd de de$

$$\begin{aligned} \text{First}(B) &= \{ d \} \cup \text{First}(A) \cup \text{First}(S) \\ &= \{ d, c, a \} \\ \text{First}(A') &= \{ b, \epsilon \} \\ \text{First}(A) &= \{ c \} \\ \text{First}(D) &= \{ * \} \cup \text{First}(S') = \{ *, +, \epsilon \} \\ \text{First}(S') &= \{ +, \epsilon \} \cup \text{First}(S') = \{ +, \epsilon \} \\ \text{First}(S) &= \{ a \} \end{aligned}$$

$$\text{Follow}(B) = \text{First}(S') - \{ \epsilon \} \cup \text{Follow}(D) = \{ +, \$, d \}$$

$$\text{Follow}(A') = \text{Follow}(A') \cup \text{Follow}(A) = \{ c \}$$

$$\text{Follow}(A) = \{ c \}$$

$$\text{Follow}(D) = \text{Follow}(S) = \{ \$, d \}$$

$$\text{Follow}(S') = \text{Follow}(D) \cup \text{Follow}(S') = \{ \$, d \}$$

$$\text{Follow}(S) = \{ \$, d \}$$

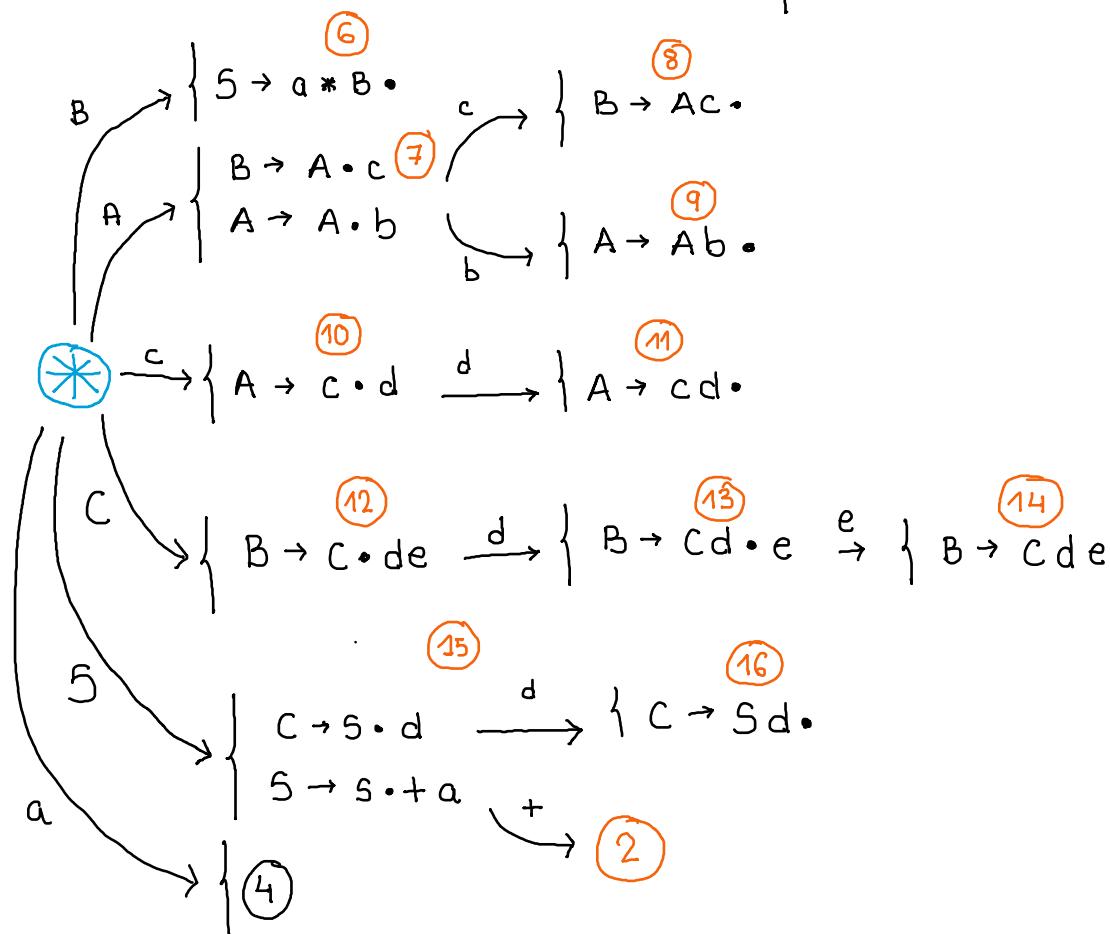
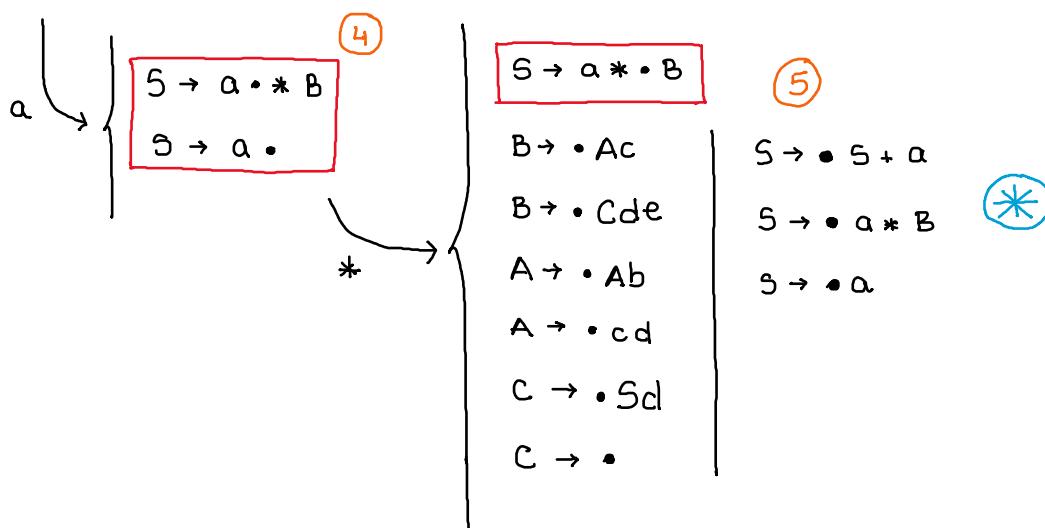
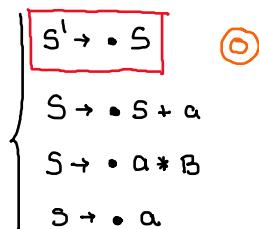
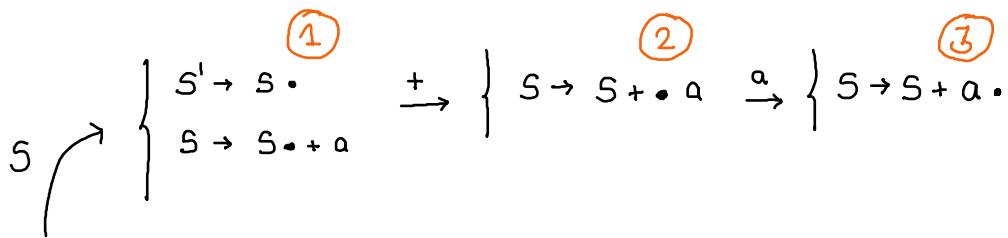
- $A \rightarrow \alpha \implies A \rightarrow \alpha$ in $\text{table}[A, \text{First}(\alpha) - \{\epsilon\}]$
- $A \rightarrow \epsilon \implies A \rightarrow \epsilon$ in $\text{table}[A, \text{Follow}(A)]$
- $A \rightarrow \alpha \& \alpha \Rightarrow^* \epsilon \implies A \rightarrow \alpha$ in $\text{table}[A, \text{Follow}(A)]$

	a	b	c	d	e	+	*	\$
S	$S \rightarrow aD$							
S'				$S' \rightarrow E$		$S' \rightarrow +aS'$		$S' \rightarrow E$
D				$D \rightarrow S'$		$D \rightarrow S'$	$D \rightarrow *BS'$	$D \rightarrow S'$
A			$A \rightarrow cdA'$					
A'		$A' \rightarrow bA'$	$A \rightarrow E$					
B	$B \rightarrow Sdde$		$B \rightarrow Ac$	$S \rightarrow de$				

Como podemos observar no hay conflictos, es decir, no hay más de una regla en una misma celda, por tanto la gramática es LL(1).

5. Generar la tabla SLR(1) para G y comprobar si es SLR(1) o no.

Primero construiremos el DFA, tal y como se muestra en la siguiente página:

$S \rightarrow S + a$ $S \rightarrow a * B$ $S \rightarrow a$ $A \rightarrow Ab$ $A \rightarrow cd$ $B \rightarrow Ac$ $B \rightarrow Cde$ $C \rightarrow Sd$ $C \rightarrow \epsilon$ 

	a	b	c	d	e	+	*	\$	S	A	B	C
0	Shift 4								GOTO 1			
1						Shift 2		ACCEPT				
2	Shift 3											
3				R($S \rightarrow S+a$)		R($S \rightarrow S+a$)		R($S \rightarrow S+a$)				
4				R($S \rightarrow a$)		R($S \rightarrow a$)	Shift 5	R($S \rightarrow a$)				
5	Shift 4		Shift 10						GOTO 15	GOTO 7	GOTO 6	GOTO 12
6				R($S \rightarrow a^*B$)		R($S \rightarrow a^*B$)		R($S \rightarrow a^*B$)				
7		Shift 9	Shift 8									
8				R($B \rightarrow Ac$)		R($B \rightarrow Ac$)		R($B \rightarrow Ac$)				
9		R($A \rightarrow Ab$)	R($A \rightarrow Ab$)									
10				Shift 11								
11		R($A \rightarrow cd$)	R($A \rightarrow cd$)									
12				Shift 13								
13					Shift 14							
14				R($B \rightarrow Cde$)		R($B \rightarrow Cde$)		R($B \rightarrow Cde$)				
15				Shift 16		Shift 2						
16				R($C \rightarrow Sd$)								

$$\text{Follow}(S') = \{\$\}$$

$$\text{Follow}(S) = \text{Follow}(S') \cup \{+, d\} = \{\$, +, d\}$$

$$\text{Follow}(A) = \{b, c\}$$

$$\text{Follow}(B) = \text{Follow}(S) = \{\$, +, d\}$$

$$\text{Follow}(C) = \{d\}$$

Como podemos observar, no existe ningún conflicto, por lo tanto la gramática dada es SLR(1).