Ejemplo 2 LL(1):

Construir la tabla LL(1) para la siguiente gramática:

$S \to (L) \mid a$

$L \to L, S \mid S$

Recursividad a izquierdas

$A \to A\alpha \mid \beta < \begin{matrix} A \to \beta A' \\ A' \to \alpha A' \mid \lambda \end{matrix}$

$L \to L, S \mid S < \begin{matrix} L \to SL' \\ L' \to , SL' \mid \lambda \end{matrix}$

Con esto la gramática quedaría:

$S \to (L) \mid a$

$L \to SL'$

$L' \to , SL' \mid \lambda$

1: No puede haber ambigüedades en la gramática

CONJUNTO PRIMERO

$PRI(S) = \{ (, a \}$

$PRI(L) = PRI(S) = \{ (, a \}$

$PRI(L') = \{ ,, \lambda \}$

CONJUNTO SIGUIENTE:

$SIG(S) = \$ \cup PRI(L') = \{ ,, \cancel{\lambda} \} \cup SIG(L) = \{ \$,) \}$, $SIG(L) = \{) \}$

$SIG(L) = \{) \}$

$SIG(L') = SIG(L) = \{) \}$

VERIFICAMOS CONDICIONES LL(1)

2: Cuando tenemos producciones del tipo $A \to \alpha \mid \beta$

2.1: No puede haber conflictos PRI / PRI

- $S \to (L) \mid a \Rightarrow (\neq a$ OK
- $L' \to , SL' \mid \lambda \Rightarrow , \neq \lambda$ OK

2.2: A lo sumo una de las alternativas (α ó β) pueden derivar λ

- $L' \to , SL' \mid \lambda \Rightarrow$ sólo hay una alternativa con λ OK

2.3: Si de β se deriva $\lambda \Rightarrow$ no haber CONFLICTOS PRI/SIG

- $L' \to \underbrace{, SL'}_{\alpha} \mid \lambda \Rightarrow PRI(, SL') \neq SIG(L')$

$, \neq) = $ OK

Como se cumplen las condiciones LL(1), se construye la tabla de análisis

TABLA DE ANALISIS LL(1)

NO TERMINALES	(	)	a	,	\$
	SIMBOLOS DE ENTRADA				
S	$S \to (L)$		$S \to a$		
L	$L \to SL'$		$L \to SL'$		
L'		$L' \to \lambda$		$L' \to , SL'$	

$S \to (L) \mid a < \begin{matrix} S \to (L) \\ S \to a \end{matrix}$

Calculamos los conjuntos PRI $< \begin{matrix} (\\ a \end{matrix}$

$L \to SL'$

$\hookrightarrow PRI(S) = \{ (, a \}$

$L' \to , SL' \mid \lambda < \begin{matrix} L' \to , SL' \Rightarrow PRI(, SL') = , \\ L' \to \lambda \Rightarrow SIG(L') = \{) \} \end{matrix}$

Ejemplo 3: Hágase la tabla LL(1) para la siguiente gramática:

$S \to iCtS \mid iCtSeS \mid a$

$C \to b$

1. ¿Es ambigua?

Sí → Hay que factorizar puesto que dos producciones comienzan igual:

$S \to iCtSS' \mid a$
$S' \to eS \mid \lambda$
$C \to b$

} con la ambigüedad corregida

2. Para las producciones del tipo $A \to \alpha \mid \beta$

2.1.- No hay conflictos PRI / PRI

- $S \to iCtSS' \mid a \Rightarrow i \neq a$ OK
- $S' \to eS \mid \lambda \Rightarrow e \neq \lambda$ OK

2.2: No se tienen dos alternativas con λ

- $S' \to eS \mid \lambda$ $e \neq \lambda$ OK

2.3.- Si de β se deriva λ. no hay conflictos PRI / SIG

$S' \to eS \mid \lambda$

$SIG(S') \neq PRI(eS)$

$\{\$, e\} = e \Rightarrow$ NO

CONJUNTOS PRI:

$PRI(S) = \{i, a\}$

$PRI(S') = \{e, \lambda\}$

$PRI(C) = \{b\}$

CONJUNTOS SIGUIENTE:

$SIG(S) = \{\$\} \cup PRI(S') = \{e, \cancel{\lambda}\} \cup SIG(S) = \{\$, e\}$ ← bucle

$SIG(S') = SIG(S) = \{\$, e\}$

$SIG(C) = \{t\}$

↳ $S \to iCtSS'$

$PRI(tSS') = \{t\}$

Como hay conflicto PRI/SIG. la gramática no es LL(1)

Aunque no hay que hacerlo vamos a construir la tabla de análisis LL(1)

Σ_{NT}	i	t	a	e	b	\$
	SIMBOLOS DE ENTRADA					
S	$S \to iCtSS'$		$S \to a$			
S'				$\boxed{S' \to eS \quad S' \to \lambda}$		$S' \to \lambda$
C					$C \to b$	

Refleja el conflicto PRI/SIG detectado al analizar las condiciones LL(1)

$S \to iCtSS' \mid a$ < $S \to iCtSS'$; $S \to a$

$S' \to eS \mid \lambda$ < $S' \to eS$; $S' \to \lambda \Rightarrow SIG(S') = \{\$, e\}$