Dada la gramática:

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

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

$$S \rightarrow a * B S' \mid a S'$$
$$S' \rightarrow \text{'+'}\, a S' \mid \varepsilon$$
$$A \rightarrow cdA'$$
$$A' \rightarrow bA'$$
$$B \rightarrow Ac \mid Cd$$
$$C \rightarrow Sd \mid \varepsilon$$

$$\boxed{\begin{array}{l} A \rightarrow A\alpha \mid \beta \\ \quad\Downarrow \\ A \rightarrow \beta A' \\ A' \rightarrow \alpha A' \end{array}}$$

Reemplazamos C

$$S \rightarrow a * B S' \mid a S'$$
$$S' \rightarrow + a S' \mid \varepsilon$$
$$A \rightarrow cdA'$$
$$A' \rightarrow bA' \mid \varepsilon$$
$$B \rightarrow Ac \mid Sdde \mid \varepsilon de \rightarrow Ac \mid Sdde \mid de$$

Factorización

Podemos aplicar factorización sobre S

$$S \to \underline{a} * BS' \mid \underline{a}S'$$

$$\begin{cases} S \to aD \\ D \to *BS' \mid S' \end{cases}$$

$$A \to \alpha\beta \mid \alpha\gamma$$
$$\Downarrow$$
$$A \to \alpha B$$
$$B \to \beta \mid \gamma$$

Resultado:

$S \to aD$

$S' \to +aS' \mid \varepsilon$

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

$A \to cdA'$

$A' \to bA' \mid \varepsilon$

$B \to Ac \mid Sdde \mid de$

2. Eliminar símbolos inútiles

Eliminaremos aquellos símbolos que nos lleven a estados terminales.

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

$N' = \emptyset$

$S' \to \varepsilon \Rightarrow N' = \{S'\}$

$A' \to \varepsilon \Rightarrow N' = \{S', A'\}$

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

Reglas $A \to \alpha$ (Contienen símbolos del conjunto N')

1ª Iteración

$D \to * B\underline{S'} \Rightarrow N' = \{\underline{S'}, A', B, D\}$

$A \to cd\underline{A'} \Rightarrow N' = \{S', \underline{A'}, B, D, A\}$

2ª Iteración

$S \to a\underline{D} \Rightarrow N' = \{S', A', B, \underline{D}, A\}$

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

3. Eliminar símbolos inalcanzables

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

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

$D \to * BS' \mid S' \Rightarrow N' = \{S, D, B, S'\}$; $T = \{a, \varepsilon, *\}$
$J = \{B, S'\}$

$B \to AC \mid Sdde \mid de \Rightarrow N' = \{S, D, B, S', A\}$; $T = \{a, \varepsilon, *, c, d, e\}$;
$J = \{S', A\}$

$S' \to +aS' \mid \varepsilon \Rightarrow N' = \{S, D, B, S', A\}$; $T = \{a, \varepsilon, *, c, d, e, +\}$
$J = \{A\}$

$$\boxed{\begin{array}{l} S \to aD \\ S' \to +aS' \mid \varepsilon \\ D \to * BS' \mid S' \\ A \to cdA' \\ A' \to bA' \mid \varepsilon \\ B \to Ac \mid Sdde \mid de \end{array}}$$

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

$J = \{A'\}$

$A' \rightarrow bA' \mid \varepsilon \Rightarrow N' = \{S, D, B, S', A\}$; $T = \{a, \varepsilon, *, c, d, e, +\}$;

$J = \{\emptyset\}$

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

$S \rightarrow aD$

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

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

$A \rightarrow cdA'$

$A' \rightarrow bA' \mid \varepsilon$

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

$\text{First}(B) = \{d\} \cup \text{First}(A) \cup \text{First}(S)$
$= \{d, c, a\}$

$\text{First}(A') = \{b, \varepsilon\}$

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

$\text{First}(D) = \{*\} \cup \text{First}(S') = \{*, +, \varepsilon\}$

$\text{First}(S') = \{+, \varepsilon\} \cup \text{First}(S') = \{+, \varepsilon\}$

$\text{First}(S) = \{a\}$

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

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

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

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

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

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