

Exercici 14. Considerem la següent gramàtica incontextual:

$$S \rightarrow \underline{id} = C \mid \underline{if} (C) S \mid \underline{while} (C) S \mid \{L\}.$$

$$L \rightarrow S \mid L ; S.$$

$$C \rightarrow \underline{id} == \underline{id} \mid \underline{id} != \underline{id} \mid C \&\& \underline{id}.$$

Llavors es demana:

- (a) Demostrar que la gramàtica no és LL(1).
- (b) Obtenir una gramàtica equivalent LL(1).
- (c) Construir la taula d'anàlisi de la gramàtica obtinguda en (b).

SOLUCIÓN: La gramática genera un minilenguaje de programación, ya que se generan instrucciones de asignación, instrucciones condicionales, instrucciones repetitivas (bucles) e instrucciones compuestas. Obsérvese que la variable C genera expresiones booleanas simples.

(a) Se observa que hay conflictos al construir la tabla de análisis de la gramática. Por ejemplo, las producciones $C \rightarrow \underline{id} == \underline{id}$ y $C \rightarrow \underline{id} != \underline{id}$ pertenecen a $TABLA(C, \underline{id})$. Por consiguiente, la gramática no es LL(1).

(b) Para transformar la gramática en LL(1), aplicamos las reglas de factorización y recursión que vimos en clase de teoría. En primer lugar, aplicando la regla de recursión, reemplazamos las producciones $L \rightarrow S \mid L ; S$ por $L \rightarrow SL', L' \rightarrow ; SL' \mid \lambda$.

A continuación, aplicando la regla de factorización, reemplazamos las producciones $C \rightarrow \underline{id} == \underline{id} \mid \underline{id} != \underline{id}$ por $C \rightarrow \underline{id} C', C' \rightarrow == \underline{id} \mid != \underline{id}$.

Por último, aplicando la regla de recursión, reemplazamos las producciones $C \rightarrow \underline{id} C' \mid C \&\& \underline{id}$ por $C \rightarrow \underline{id} C' C'', C'' \rightarrow \&\& \underline{id} C'' \mid \lambda$.

Por tanto, obtenemos la siguiente gramática G' equivalente a G :

1. $S \rightarrow \underline{id} = C$
2. $S \rightarrow \underline{if} (C) S$
3. $S \rightarrow \underline{while} (C) S$
4. $S \rightarrow \{L\}$
5. $L \rightarrow SL'$
6. $L' \rightarrow ; SL'$

$$7. L' \rightarrow \lambda$$

$$8. C \rightarrow \underline{id} C' C''$$

$$9. C' \rightarrow == \underline{id}$$

$$10. C' \rightarrow != \underline{id}$$

$$11. C'' \rightarrow \&\& \underline{id} C''$$

$$12. C'' \rightarrow \lambda$$

Tenemos que el conjunto $\text{Primeros}(S)$ está compuesto por los símbolos \underline{id} , \underline{if} , \underline{while} y $\{$. Tenemos que $\}$ es el único símbolo que está en $\text{Sigüientes}(L')$, y que el conjunto $\text{Sigüientes}(C'')$ está compuesto por los símbolos $)$ y $\}$. Entonces, la tabla de análisis que se obtiene para G' es la siguiente:

TABLA	<u>id</u>	<u>if</u>	<u>while</u>	{	}	()	;	&&	=	==	!=
S	1	2	3	4								
L	5	5	5	5								
L'					7			6				
C	8											
C'											9	10
C''					12		12		11			

Como la tabla de análisis para G' no tiene conflictos, se tiene que G' es LL(1).