Definición: Sea $\mathcal{L}$ un CFL, decimos que es un lenguaje inherentemente ambiguo sii $\nexists\, \mathcal{G}$ CFG no ambigua / $\mathcal{L} = L(\mathcal{G})$

Ejemplo: (a demostrar más adelante)

$$\mathcal{L} = \{ a^i b^j c^k \,/\, \begin{smallmatrix} i=j \\ \text{o} \\ j=k \end{smallmatrix} \;,\; i,j,k \geq 1 \}$$ es un lenguaje inherentemente ambiguo.

3.2.6 RGs como un subconj. propio de CFGs.

proposición: RGs $\subsetneq$ CFGs

demo: RGs $\subset$ CFGs trivial por definición

RGs $\subsetneq$ CFGs basta considerar como ejemplo la dada por las producciones siguientes:

$$\begin{aligned} S \rightarrow\ & \varepsilon \\ |\ & aS \\ |\ & aSS \end{aligned}$$

3.3 Gramáticas sensibles al contexto: CSGs.

Definición: Una gramática $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$ se dice que es sensible al contexto sii $\forall p \in P$, "p" es de la forma $\alpha \rightarrow \beta \,/\, |\alpha| \leq |\beta|$ (ref. al número de símbolos)

← Ejemplo

El lenguaje definido por una gramática sensible al contexto se dice lenguaje sensible al contexto.

**Ejemplo:** La siguiente gramática, es una CSG.

$$
\begin{array}{ll}
(1) & S \rightarrow aSBC \\
(2) & \quad \mid abC \\
(3) & CB \rightarrow BC \\
(4) & bB \rightarrow bb \\
(5) & bC \rightarrow bc \\
(6) & cC \rightarrow cc
\end{array}
$$

Un ejemplo de derivación, sería:

$$
S \underset{lm}{\overset{(1)}{\Rightarrow}} aSBC \underset{lm}{\overset{(2)}{\Rightarrow}} aabCBC \underset{lm}{\overset{(5)}{\Rightarrow}} aabcBC \underset{lm}{\Rightarrow} aabBCC \overset{(4)}{\Rightarrow}
$$

$$
\underset{lm}{\overset{(4)}{\Rightarrow}} aabbCC \overset{(5)}{\Rightarrow} aabbcC \underset{lm}{\overset{(6)}{\Rightarrow}} aabbcc
$$

De hecho, el lenguaje generado es $\{a^n b^n c^n \,/\, n \geq 1\}$

## 3.4 Gramáticas sin restricciones ó con estructura de frase: PSGs

<u>Definición</u>: Una gramática $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$ es una PSG sii $\forall p \in P$, "p" es de la forma

$$\alpha \to \beta \Big/ \begin{array}{l} \alpha \in V^* N V^* \\ \beta \in V^* \end{array}$$

También se dice que $\mathcal{G}$ no tiene restricciones.

Se dice que un lenguaje $\mathcal{L}$ tiene estructura de frase sii $\mathcal{L} = L(\mathcal{G}) / \mathcal{G}$ es una PSG.

Ejemplo →

### 3.4.1 Gramáticas monotónicas.

Definición: Una PSG $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$ se dice <u>monotónica</u> si $\forall p \in P$, "p" es de la forma:

i) $\alpha \to \beta \Big/ \begin{array}{l} \alpha \in V^* N V^* \\ \beta \in V^* \\ |\alpha| \le |\beta| \end{array}$

ó

ii) $S \to \varepsilon \Rightarrow \nexists p \in P / p \equiv \alpha \to \beta S \gamma$

### 3.4.2 Formas sentenciales.

Definición: Sea $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$ una PSG, definimos una <u>forma sentencial</u> en la forma que sigue

i) $S$ es una forma sentencial

ii) $\left.\begin{array}{l} \alpha\beta\gamma \text{ forma sentencial} \\ \beta \to \delta \in P \end{array}\right\} \Rightarrow \alpha\delta\gamma$ forma sentencial

Ejemplo: la siguiente gramática es una PSG.

$S \to ACaB$

$Ca \to aaC$

$CB \to DB$

$CB \to E$

$aD \to Da$

$AD \to AC$

$aE \to Ea$

$AE \to \varepsilon$

El lenguaje generado es $L = \{ a^i \;/\; \exists n > 0,\; i = 2^n \}$

NOTA: Una forma sentencial conteniendo sólo terminales, se denomina sentencia.

Ejemplo: Sea $G$ la gramática indicada por las producciones siguientes:

$$\begin{array}{ll} S \rightarrow aA & aA \rightarrow cd \\ \quad \mid bA & bA \rightarrow ce \end{array}$$

es una gramática PSG, para la cual un ejemplo de derivación es: $S \Rightarrow aA \Rightarrow cd$