GRAMATICAS FORMALES

$$G = \{\Sigma_T, \Sigma_N, S, P\}$$

Σ_T = Alfabeto de símbolos terminales

Σ_N = Alfabeto de símbolos no terminales

S = Axioma de la gramatica → Símbolo NO TERMINAL

P = Conjunto finito de reglas de producción

$$G_1 = (\{0,1\}, \{A,B\}, A, P)$$

$$P = \{(A ::= 1B), (A ::= 0B0), (B ::= A), (B ::= 1), (B ::= 0), (B ::= \lambda)\}$$

1: $A \to 1B$
2: $A \to 0B0$
3: $B \to A$
4: $B \to 1$
5: $B \to 0$
6: $B \to \lambda$

$\Longleftrightarrow$

$A \to 1B \mid 0B0$
$B \to A \mid 1 \mid 0 \mid \lambda$

lambda
ε → epsilon
} Cadena vacia

GRAMATICA TIPO 0 (sin restricciones) $\longrightarrow$ Es una gramática en la que en la parte izquierda tiene que haber al menos un símbolo no terminal. Respecto de la parte derecha no hay restricciones

$$G_3 = (\overbrace{\{0,1\}}^{\Sigma_T}, \overbrace{\{A,B,S\}}^{\Sigma_N}, \underbrace{S}_{\text{axioma}}, P)$$

$$P = \begin{array}{l} S \to A0 \\ A0 \to 1B1 \\ 1A \to 0B0 \\ B \to \lambda \\ B \to 1 \\ B \to 0 \end{array}$$

GRAMATICAS TIPO 1 (dependientes del contexto / sensibles al contexto): Las partes izquierda y derecha tienen que tener una parte común y sólo se admite como regla compresora $S \to \lambda$

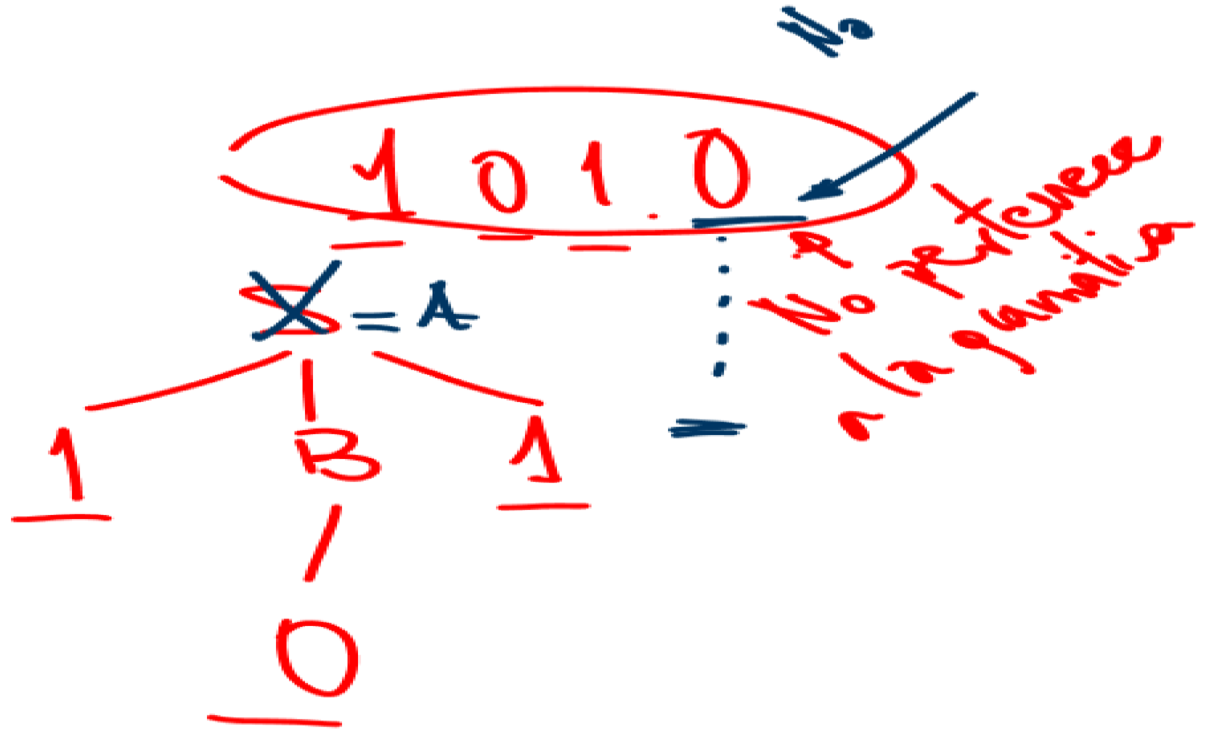
Ejemplo: $xAy \longrightarrow xvy$

GRAMATICAS TIPO 2 (independientes del contexto): La parte izquierda de las producciones sólo puede tener un símbolo NO terminal

Ej. $G_4 = (\{0,1\}, \{A,B\}, \cancel{S}\, A, P\}$

$$P = \begin{array}{l} A \to 1B1 \\ A \to 11 \\ B \to 1 \\ B \to 0 \end{array} \iff \begin{array}{l} A \to 1B1 \mid 11 \\ B \to 1 \mid 0 \end{array}$$

S



GRAMATICAS TIPO 3 (regulares o lineales): Estas gramáticas son las más restrictivas pueden ser de dos tipos:

Lineales por la izquierda: $A \to Ba$ ó $A \to a$

Lineales por la derecha: $A \to aB$ o $A \to a$

axioma

$E \rightarrow E + E$

$E \rightarrow E * E$

$E \rightarrow -E$

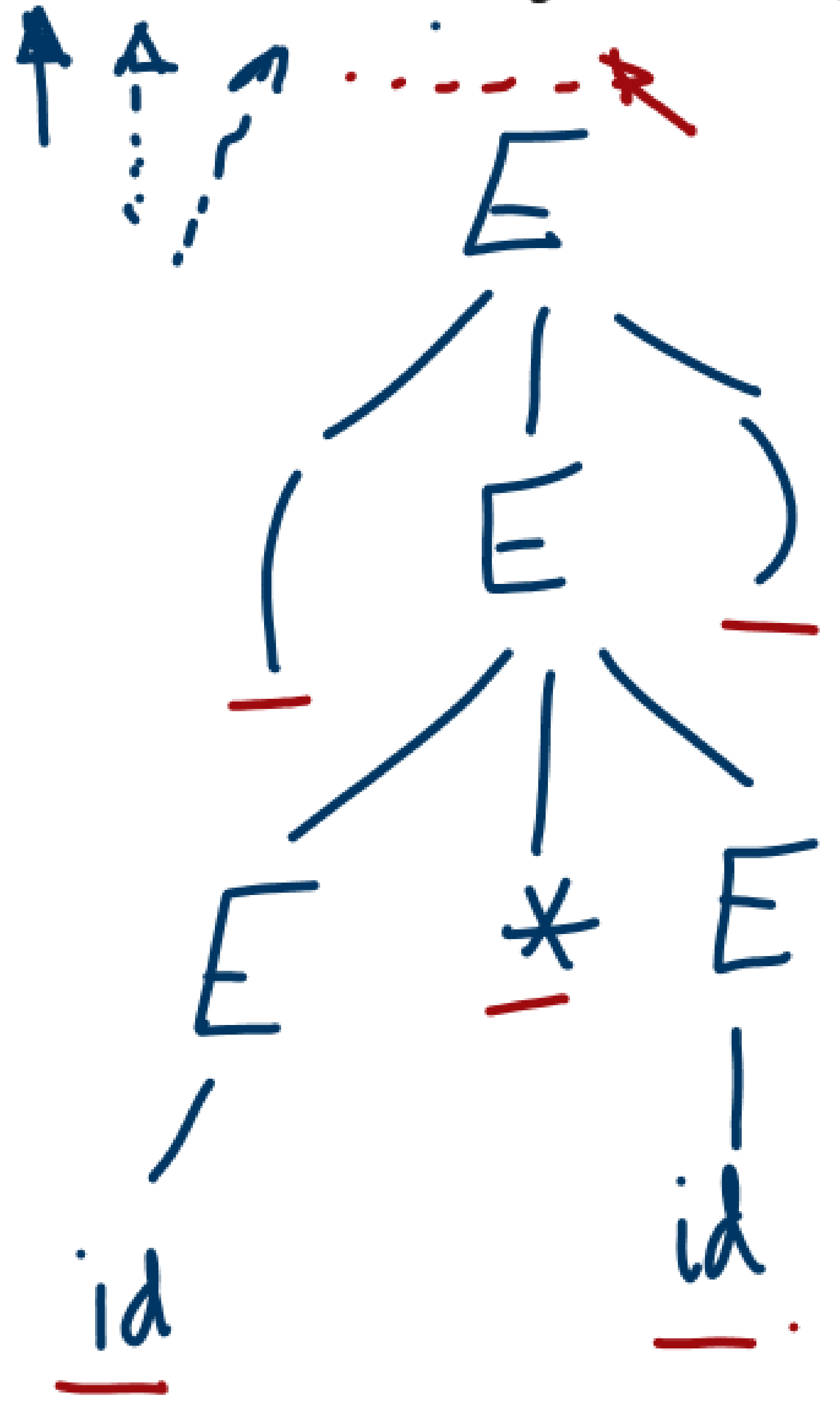
$E \rightarrow (E)$

$E \rightarrow id$

~~entrada~~

$(id * id)$

¿Pertenece esta sentencia a la gramática?



SI pq soy capaz de construir un árbol de derivación partiendo del axioma de la gramática y reconozco toda la sentencia de entrada prop → if exp then prop

prop → if exp then prop else prop

FACTORIZAR

prop → if exp then prop E

E → λ | else prop

$E \to E + E$

EJEMPLO DE ELIMINACION DE RECURSIVIDAD POR LA IZQUIERA

$E \to E \underbrace{+T}_{\alpha} \mid \underbrace{T}_{\beta}$

$T \to T * F \mid F$

$F \to (E) \mid id$

REGLA ⇒ $r \to r\alpha \mid \beta$ $\begin{cases} r \to \beta r' \\ r' \to \alpha r' \mid \lambda \end{cases}$

$E \to T E'$

$E' \to +T E' \mid \lambda$

$T \to F T'$

$T' \to *F T' \mid \lambda$