PROCESADORES DE LENGUAJES

TEMA III.- FUNDAMENTOS TEÓRICOS DEL ANÁLISIS SINTÁCTICO

Prof. Dr. Nicolás Luis Fernández García

Departamento de Informática y Análisis Numérico
Escuela Politécnica Superior
Universidad de Córdoba

Programa

- Tema I.- Introducción
- Tema II.- Análisis Lexicográfico
- Tema III.- Fundamentos Teóricos del Análisis Sintáctico
- Tema IV.- Análisis Sintáctico Descendente
- Tema V.- Análisis Sintáctico Ascendente

Programa

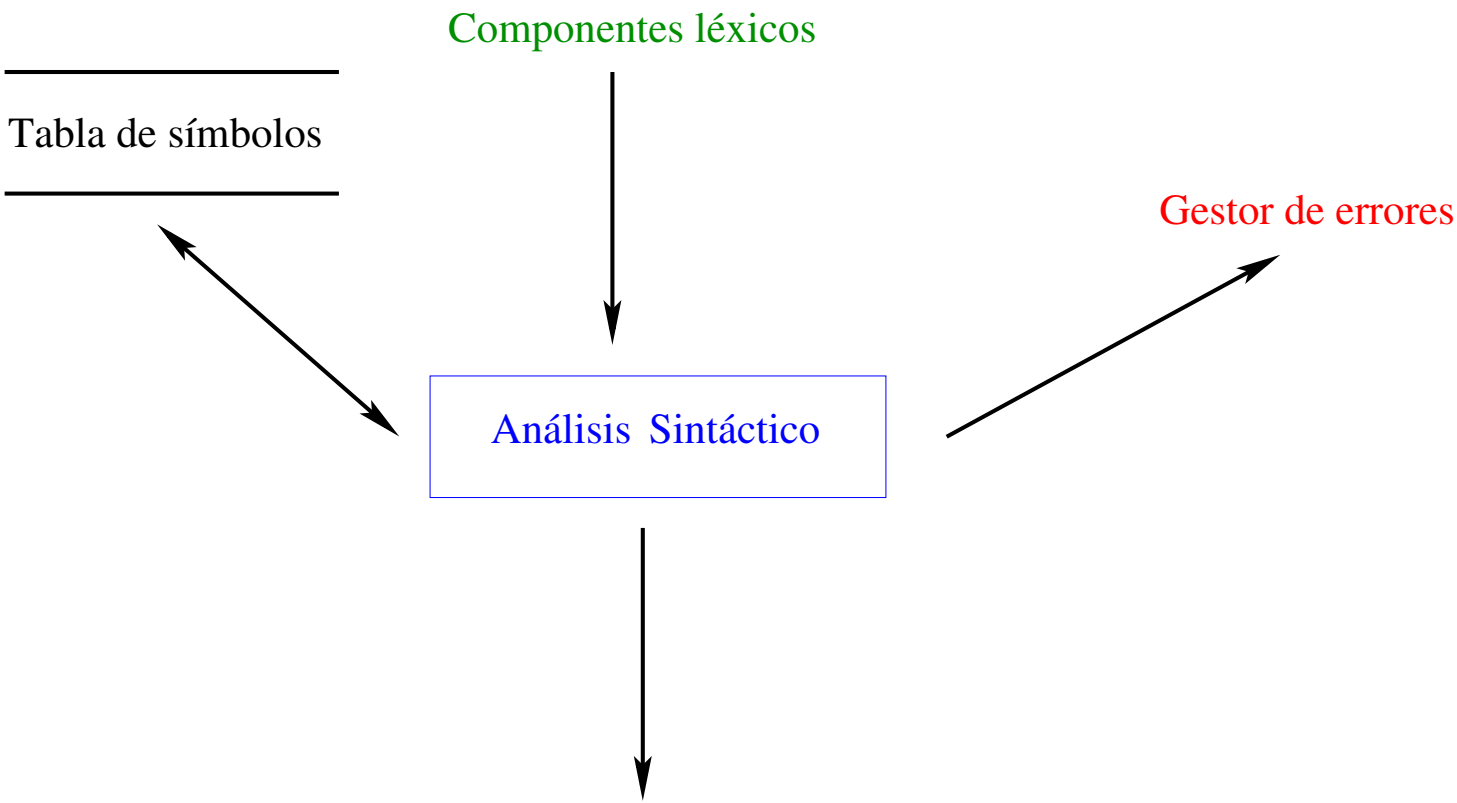
Introducción

Introducción

Contenido de la sección

Introducción

El análisis sintáctico en el proceso de traducción



Análisis sintáctico.

Introducción

El análisis sintáctico en el proceso de traducción

Tareas del análisis sintáctico

- Recibir los componentes léxicos.
- Comprobar que se cumplen las reglas sintácticas de lenguaje de programación:
  - Utiliza una gramática de contexto libre.
  - Genera un árbol sintático de forma figurada.

Nota (Observaciones)

- *No tiene contacto directo con el programa fuente.*
- *Tiene acceso a la tabla de símbolos.*
- *Se comunica con el gestor de errores.*

Introducción

El análisis sintáctico en el proceso de traducción

Justificación del uso de las gramáticas de contexto libre

1. Permiten especificar sintácticamente las sentencias de los lenguajes de programación.
2. Existen herramientas de generadores de analizadores sintácticos a partir de una gramática: YACC, ANTLR, etc.
3. Facilitan la generación de código
4. Facilitan la detección y el procesamiento de los errores.
5. Permiten la ampliación del lenguaje.

Nota

Las gramáticas de contexto libres son potentes, pero también tienen sus limitaciones.

Introducción

El análisis sintáctico en el proceso de traducción

Ejemplo (Lenguaje que no es de contexto libre)

$L=\{a^n b^n c^n \mid n \geq 1\} = \{abc, aabbcc, aaabbbccc, ...\}$

- *Este lenguaje no puede ser generado por una gramática de contexto libre.*
- *Se demuestra con el lema de bombeo de los lenguajes de contexto libre.*

Introducción

El análisis sintáctico en el proceso de traducción

Ejemplo (Coordinación de argumentos de una función)

```
int mcd(int a, int b);
...
main ()
{
    c=mcd (18, 12);
}
```

```
int mcd (int a, int b)
{
    return ...;
}
```

Introducción

El análisis sintáctico en el proceso de traducción

Ejemplo (Lenguajes que sí son de contexto libre)

- $L = \{a^n b^n \mid n \geq 1\} = \{ab, aabb, \ldots\}$
- $L = \{a^i b^j c^k \mid i, j, k \geq 1\} = \{a, ab, aab, \ldots\}$

Gramáticas de contexto libre

Gramáticas de contexto libre

Contenido de la sección

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Gramáticas

- Indican las reglas sintácticas de los lenguajes.
- Pueden generar
  - frases de lenguajes naturales
  - cadenas de lenguajes formales
    - Los lenguajes de programación son un caso particular de lenguajes formales.

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Ejemplo (Gramática que genera frases copulativas 1 / 6)

(1) <*oración*> $\longrightarrow$ <*sujeto*> <*verbo*> <*atributo*>

(2) <*sujeto*> $\longrightarrow$ <*artículo*> <*nombre*>

(3) <*artículo*> $\longrightarrow$ **el**

(4) <*artículo*> $\longrightarrow$ **la**

(5) <*nombre*> $\longrightarrow$ **hombre**

(6) <*nombre*> $\longrightarrow$ **niña**

...

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Ejemplo (Gramática que genera frases copulativas 2 / 6)

...

(7) <*verbo*> $\longrightarrow$ **es**

(8) <*verbo*> $\longrightarrow$ **está**

(9) <*verbo*> $\longrightarrow$ **parece**

(10) <*atributo*> $\longrightarrow$ <*adjetivo*>

(11) <*adjetivo*> $\longrightarrow$ **alto**

(12) <*adjetivo*> $\longrightarrow$ **bella**

(13) <*adjetivo*> $\longrightarrow$ **inteligente**

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Ejemplo (Agrupamiento de reglas 3 / 6)

$<artículo> \longrightarrow$ **el** | **la** | **un** | **una**

$<nombre> \longrightarrow$ **hombre** | **niña**

$<verbo> \longrightarrow$ **es** | **está** | **parece**

$<adjetivo> \longrightarrow$ **alto** | **bella** | **inteligente**

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Ejemplo (Generación de una frase mediante derivación 4 / 6)

$$\begin{aligned}
\langle oración \rangle &\underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\langle sujeto \rangle} \ \langle verbo \rangle \ \langle atributo \rangle \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \underline{\langle artículo \rangle \ \langle nombre \rangle} \ \langle verbo \rangle \ \langle atributo \rangle \\
&\underset{4}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{la}} \ \langle nombre \rangle \ \langle verbo \rangle \ \langle atributo \rangle \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{la} \ \underline{\textbf{niña}} \ \langle verbo \rangle \ \langle atributo \rangle \\
&\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{la niña} \ \underline{\textbf{es}} \ \langle atributo \rangle \\
&\underset{10}{\Longrightarrow} \textbf{la niña es} \ \underline{\langle adjetivo \rangle} \\
&\underset{13}{\Longrightarrow} \textbf{la niña es} \ \underline{\textbf{inteligente}}
\end{aligned}$$

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Ejemplo (Generación de una frase mediante derivación 5 / 6)

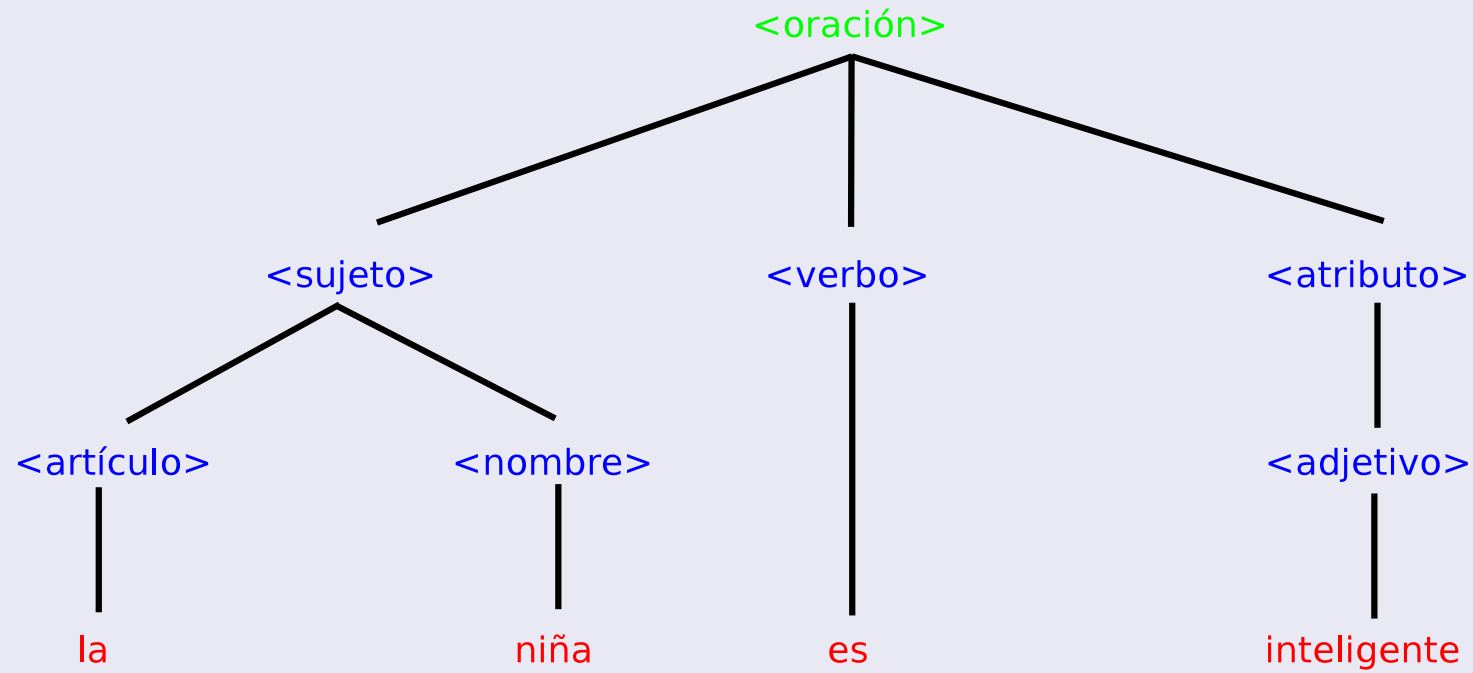
- *Notación abreviada*

$$<\textit{oración}> \overset{+}{\Longrightarrow} \textbf{la niña es inteligente}$$

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Ejemplo (Árbol sintáctico asociado a la derivación 6 / 6)



Gramáticas de contexto libre

Introducción

Nota (Limitación de las gramáticas de contexto libre 1 / 2)

- *Error semántico*

$$\begin{aligned}
\langle \textit{oración} \rangle &\underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\langle \textit{sujeto} \rangle \ \langle \textit{verbo} \rangle \ \langle \textit{atributo} \rangle} \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \underline{\langle \textit{artículo} \rangle \ \langle \textit{nombre} \rangle} \ \langle \textit{verbo} \rangle \ \langle \textit{atributo} \rangle \\
&\underset{4}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{la}} \ \langle \textit{nombre} \rangle \ \langle \textit{verbo} \rangle \ \langle \textit{atributo} \rangle \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{la} \ \underline{\textbf{hombre}} \ \langle \textit{verbo} \rangle \ \langle \textit{atributo} \rangle \\
&\underset{9}{\Longrightarrow} \textbf{la hombre} \ \underline{\textbf{parece}} \ \langle \textit{atributo} \rangle \\
&\underset{10}{\Longrightarrow} \textbf{la hombre parece} \ \underline{\langle \textit{adjetivo} \rangle} \\
&\underset{12}{\Longrightarrow} \textbf{la hombre parece} \ \underline{\textbf{bella}}
\end{aligned}$$

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Nota (Limitación de las gramáticas de contexto libre 2 / 2)

- *La derivación*

  $<oración> \overset{+}{\Longrightarrow}$ **la hombre parece bella**

  es sintácticamente correcta

  pero no es semánticamente correcta

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Ejemplo (Modelo limitado de la gramática 1 / 2)

- *Reglas de producción de la gramática que genera frases copulativas*
  - (1) <*oración*> $\longrightarrow$ <*sujeto*> **verbo**<*atributo*>
  - (2) <*sujeto*> $\longrightarrow$ **artículo nombre**
  - (3) <*atributo*> $\longrightarrow$ **adjetivo**
- *Componentes léxicos reconocidos por el analizador léxico*
  - **artículo**: *el, la, los, las, un, una.*
  - **nombre**: *hombre, mujer, niño, niña, ...*
  - **verbo**: *es, está, perece, son, estan, parecen, ...*
  - **adjetivo**: *alto, alta, bella, bello, inteligente, ···*

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Ejemplo (Modelo limitado de la gramática 2 / 2)

$$\langle oración \rangle \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\langle sujeto \rangle} \textbf{ verbo } \langle atributo \rangle$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{artículo nombre}} \textbf{ verbo } \langle atributo \rangle$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{artículo nombre verbo } \underline{\textbf{adjetivo}}$$

- *Esta derivación es sintácticamente correcta para las siguientes frases copulativas*
  - *Semánticamente correctas*
    - *la niña es inteligente*
    - *la mujer es alta*
  - *Semánticamente incorrectas*
    - *la hombre parece bella*
    - *los mujer son inteligente*

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Ejemplo (Expresiones aritméticas: gramática 1 / 3)

$P = \{$

(1) $<asignación> \longrightarrow$ **identificador** $=$ $<expresión>$
(2) $<expresión> \longrightarrow <expresión> + <sumando>$
(3) $<expresión> \longrightarrow <sumando>$
(4) $<sumando> \longrightarrow <sumando>$ * $<factor>$
(5) $<sumando> \longrightarrow <factor>$
(6) $<factor> \longrightarrow$ **número**
(7) $<factor> \longrightarrow$ **identificador**
(8) $<factor> \longrightarrow$ **(**$<expresión>$**)**

$\}$

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Ejemplo (Expresiones aritméticas: derivación 3 / 3)

$$\begin{aligned}
&\langle \textit{asignación} \rangle \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = \langle \textit{expresión} \rangle} \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\langle \textit{expresión} \rangle + \langle \textit{sumando} \rangle} \\
&\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\langle \textit{sumando} \rangle} + \langle \textit{sumando} \rangle \\
&\underset{4}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\langle \textit{sumando} \rangle * \langle \textit{factor} \rangle} + \langle \textit{sumando} \rangle \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\langle \textit{factor} \rangle} * \langle \textit{factor} \rangle + \langle \textit{sumando} \rangle \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{número}} * \langle \textit{factor} \rangle + \langle \textit{sumando} \rangle \\
&\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}} + \langle \textit{sumando} \rangle \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{número} * \textbf{identificador} + \underline{\langle \textit{factor} \rangle} \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{número} * \textbf{identificador} + \underline{\textbf{identificador}}
\end{aligned}$$

Gramáticas de contexto libre

Introducción

Ejemplo (Expresiones aritméticas: derivación abreviada 3 / 3)

$<\textit{asignación}> \overset{+}{\Longrightarrow}$ **identificador = número * identificador + identificador**

Contenido de la sección

Gramáticas de contexto libre

Definición

Definición (Gramática de Contexto Libre)

- $G = (V_N, V_T, P, S)$
  - V_N: *alfabeto o vocabulario no terminal*
  - V_T: *alfabeto o vocabulario terminal*
  - *Se verifica que*
    $V_N \cap V_T = \emptyset$
  - *Vocabulario de la gramática*
    $V = V_N \cup V_T$
  - *Conjunto de reglas de producción*
    $P = \{A \longrightarrow \alpha \mid A \in V_N \wedge \alpha \in V^* = (V_N \cup V_T)^*\}$
  - *Símbolo inicial*
    $S \in V_N$

Gramáticas de contexto libre

Definición

Notas (Gramática de Contexto Libre)

- V_N *también se puede denotar por* Σ_N *o* N
- V_T *también se puede denotar por* Σ_T *o* T
- V *también se puede denotar por* Σ
- *El símbolo inicial* S *también se denomina* **axioma** *o* **símbolo distinguido**
- *Si* $A \longrightarrow \alpha \in P$ *entonces se dice que*
  - A*: símbolo no terminal de la parte izquierda de la regla.*
  - α*: parte derecha o alternativa de la regla.*

Gramáticas de contexto libre

Definición

Ejemplo (Expresiones aritméticas: gramática 1 / 3)

- $V_N = \{S, E\}$
- $V_T = \{\textbf{identificador}, =, +, *, (,), \textbf{número}\}$
- $P = \{$
  - (1) $S \longrightarrow \textbf{identificador} = E$
  - (2) $E \longrightarrow E + E$
  - (3) $E \longrightarrow E * E$
  - (4) $E \longrightarrow (E)$
  - (5) $E \longrightarrow \textbf{número}$
  - (6) $E \longrightarrow \textbf{identificador}$

  $\}$

Gramáticas de contexto libre

Definición

Ejemplo (Expresiones aritméticas: derivación 2 / 3)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + E$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{E * E}$$

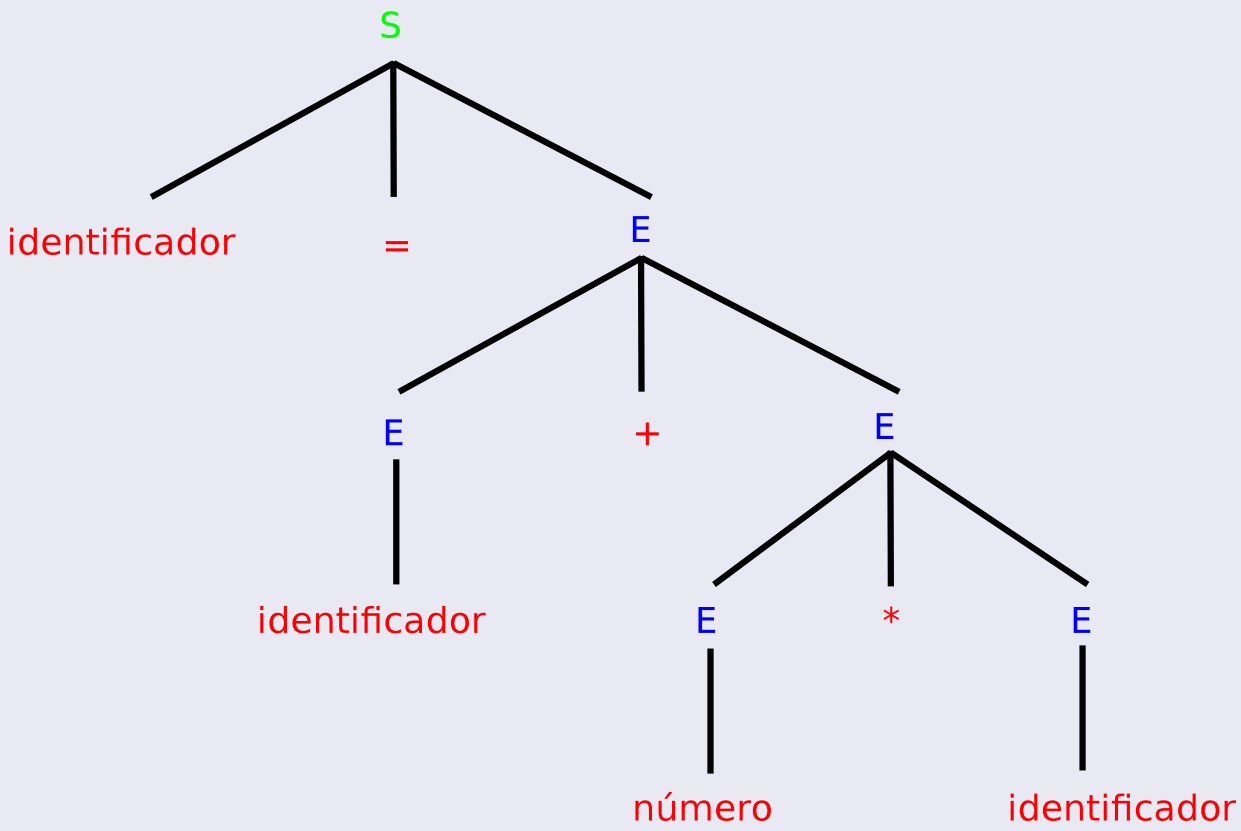
$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}} * E$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}$$

Gramáticas de contexto libre

Definición

Ejemplo (Árbol sintáctico asociado a la derivación 3 / 3)



Gramáticas de contexto libre

Definición

Ejemplo (Palíndromo impar: gramática 1 / 3)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\ & S \longrightarrow \mathbf{a}\ A\ \mathbf{a} \\
(2)\ & A \longrightarrow \mathbf{a}\ A\ \mathbf{a} \\
(3)\ & A \longrightarrow \mathbf{b}\ B\ \mathbf{b} \\
(4)\ & B \longrightarrow \mathbf{b}\ B\ \mathbf{b} \\
(5)\ & B \longrightarrow \mathbf{c} \\
\} &
\end{aligned}
$$

Gramáticas de contexto libre

Definición

Nota (Palíndromo impar: características 2 / 3)

- *Se denomina palíndromo impar porque cada palabra se puede* **leer igual** *de izquierda a derecha que de derecha a izquierda y tiene un elemento central que divide a la palabra.*

$$L(G) = \{\ a^i b^j\ \mathbf{c}\ b^j a^i\ |i,j \geq 1\}$$
$$= \{\mathbf{a\ b\ c\ b\ a}\ ,\ \mathbf{a\ b\ b\ c\ b\ b\ a},\ \ldots\}$$

Gramáticas de contexto libre

Definición

Ejemplo (Palíndromo impar: derivación 3 / 3)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \underline{A}\ \mathbf{a}$$
$$\underset{2}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \underline{A}\ \mathbf{a}\ \mathbf{a}$$
$$\underset{3}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \mathbf{b}\ \underline{B}\ \mathbf{b}\ \mathbf{a}\ \mathbf{a}$$
$$\underset{4}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \mathbf{b}\ \mathbf{b}\ \underline{B}\ \mathbf{b}\ \mathbf{b}\ \mathbf{a}\ \mathbf{a}$$
$$\underset{5}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \mathbf{b}\ \mathbf{b}\ \underline{\mathbf{c}}\ \mathbf{b}\ \mathbf{b}\ \mathbf{a}\ \mathbf{a}$$

Contenido de la sección

Gramáticas de contexto libre

Convenios de notación

Convenios de notación 1 / 7

(1) **Símbolos terminales**: V_T

- **Primeras** letras **minúsculas** del alfabeto latino:
  a, b, c, ...
- **Operadores** aritméticos, lógicos, relacionales:
  +, -, *, /, &&, ||, <, >, =, ...
- **Números**:
  0, 1, ..., 9, 1.7, -83,01, 7 i, 2 + 3 i,
- **Palabras reservadas**:
  if, else, for, ...
- **Signos de puntuación**:
  ., ;, :, {, }, [,], (,), ...

Gramáticas de contexto libre

Convenios de notación

Convenios de notación 2 / 7

(2) **Símbolos no terminales**: V_N

- **Primeras** letras **mayúsculas** del alfabeto latino:
  A, B, C, ... y la letra S.
- Palabras delimitadas por < y >:
  <oración>, <expresión>, ...

Gramáticas de contexto libre

Convenios de notación

Convenios de notación 3 / 7

(3) **Símbolos gramaticales**: $V = V_N \cup V_T$

- **Últimas** letras **mayúsculas** del alfabeto latino: ... X, Y, Z

Ejemplos

$$X = \begin{cases} a \in V_T \\ \textbf{if} \in V_T \\ A \in V_N \\ < sumando > \in V_N \end{cases}$$

Gramáticas de contexto libre

Convenios de notación

Convenios de notación 4 / 7

(4) **Cadenas de símbolos gramaticales**: $V^* = (V_N \cup V_T)^*$

- **Primeras** letras **minúsculas** del alfabeto griego:
  $\alpha, \beta, \ldots$

Ejemplos

$$\alpha = \begin{cases} \epsilon \\ a \\ B \\ aBB \\ \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \ < \textit{sumando} > \end{cases}$$

Gramáticas de contexto libre

Convenios de notación

Convenios de notación 5 / 7

(5) **Cadenas de símbolos terminales**: V_T^*

- **Últimas** letras **minúsculas** del alfabeto latino:
  ..., x, y, z

Ejemplos

$$x = \begin{cases} \epsilon \\ a\ b\ b\ c\ b\ b\ a \\ \textbf{identificador} = \textbf{número} * \textbf{identificador} + \textbf{identificador} \end{cases}$$

Gramáticas de contexto libre

Convenios de notación

Convenios de notación 6 / 7

(6) **Palabra vacía**: ϵ o λ

Gramáticas de contexto libre

Convenios de notación

Convenios de notación 7 / 7

(7) Agrupamiento de reglas:

- Las reglas
  - (1) $A \longrightarrow \alpha_1$
  - (2) $A \longrightarrow \alpha_2$
  - $\cdots$
  - (n) $A \longrightarrow \alpha_n$
- se agrupan de la siguiente forma:
  $A \longrightarrow \alpha_1 \mid \alpha_2 \mid \cdots \mid \alpha_n$

Gramáticas de contexto libre

Convenios de notación

Ejemplo (Notación)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
& S \longrightarrow a\ A\ B \\
& A \longrightarrow a\ A\ b \mid c\ B\ d \\
& B \longrightarrow c\ B\ d \mid c\ d \\
\} &
\end{aligned}
$$

$$V_N = \{S,\ A,\ B\}$$
$$V_T = \{a,\ b,\ c,\ d\}$$

Contenido de la sección

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Derivación

- Derivación inmediata
- Derivación general
- Derivación por la izquierda
- Derivación por la derecha

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Derivación

- Derivación inmediata
- Derivación general
- Derivación por la izquierda
- Derivación por la derecha

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Definición (Derivación inmediata)

- *Sea* $G = (V_N, V_T, P, S)$ *una gramática de contexto libre*

  Si $\alpha = \delta\ A\ \gamma \in V^+$

  y $A \longrightarrow \beta \in P$

  entonces se obtiene la siguiente **derivación inmediata**

$$\alpha = \delta\ A\ \gamma \underset{(A \longrightarrow \beta)}{\Longrightarrow} \delta\ \beta\ \gamma = \alpha'$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Derivación

- Derivación inmediata
- Derivación general
- Derivación por la izquierda
- Derivación por la derecha

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Definición (Derivación general)

- *Sea* $G = (V_N, V_T, P, S)$ *una gramática de contexto libre*
- *Una derivación general es una secuencia de cadenas*

$$\alpha_0, \alpha_1, \alpha_2, \cdots, \alpha_n \in V^*$$

donde $\forall i \in \{0, 1, \cdots, n-1\}$

α_i *deriva de forma inmediata a* α_{i+1}

$$\alpha_0 \Longrightarrow \alpha_1$$
$$\alpha_1 \Longrightarrow \alpha_2$$
$$\cdots$$
$$\alpha_{n-1} \Longrightarrow \alpha_n$$

Forma equivalente

$$\alpha_0 \Longrightarrow \alpha_1 \Longrightarrow \alpha_2 \Longrightarrow \cdots \Longrightarrow \alpha_n$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Nota (Derivación general)

- *La derivación general*

  $$\alpha_0 \Longrightarrow \alpha_1 \Longrightarrow \alpha_2 \Longrightarrow \cdots \Longrightarrow \alpha_n$$

  se puede denotar como

  - *derivación en n pasos:* $\alpha_0 \overset{n}{\Longrightarrow} \alpha_n$
  - *derivación en cero o más pasos:* $\alpha_0 \overset{*}{\Longrightarrow} \alpha_n$
  - *derivación en uno o más pasos:* $\alpha_0 \overset{+}{\Longrightarrow} \alpha_n$

- $\forall \alpha \in V^*$ *se verifica que*

  $$\alpha \overset{0}{\Longrightarrow} \alpha$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación: gramática 1 / 8)

- $V_N = \{S, E\}$
- $V_T = \{\textbf{identificador}, =, +, *, (,), \textbf{número}\}$
- $P = \{$
  - (1) $S \longrightarrow \textbf{identificador} = E$
  - (2) $E \longrightarrow E + E$
  - (3) $E \longrightarrow E * E$
  - (4) $E \longrightarrow (E)$
  - (5) $E \longrightarrow \textbf{número}$
  - (6) $E \longrightarrow \textbf{identificador}$

  $\}$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación 2 / 8)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E * \underline{\textbf{identificador}}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación 3 / 8)

$$\underbrace{\epsilon}_{\delta}\underbrace{S}_{A}\underbrace{\epsilon}_{\gamma} \underset{1}{\Longrightarrow} \underbrace{\epsilon}_{\delta}\underbrace{\textbf{identificador} = E}_{\beta}\underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E * \underline{\textbf{identificador}}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación 4 / 8)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} =}_{\delta} \underbrace{E}_{A} \underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} =}_{\delta} \underbrace{E * E}_{\beta} \underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E \textbf{ * } \underline{\textbf{identificador}}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E} \textbf{ * identificador}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} \textbf{ * identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número * identificador}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación 5 / 8)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} = E *}_{\delta} \underbrace{E}_{A} \underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} = E *}_{\delta} \underbrace{\textbf{identificador}}_{\beta} \underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E} \ \textbf{*} \ \textbf{identificador}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} \ \textbf{*} \ \textbf{identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} \ \textbf{*} \ \textbf{identificador}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación 6 / 8)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} =}_{\delta} \underbrace{E}_{A} \underbrace{* \textbf{ identificador}}_{\gamma}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} =}_{\delta} \underbrace{E+E}_{\beta} \underbrace{* \textbf{ identificador}}_{\gamma}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación 7 / 8)

$$
\begin{aligned}
S &\underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E} \\
&\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E * E} \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E * \underline{\textbf{identificador}} \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} = E +}_{\delta} \underbrace{E}_{A} \underbrace{* \textbf{identificador}}_{\gamma} \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} = E +}_{\delta} \underbrace{\textbf{número}}_{\beta} \underbrace{* \textbf{identificador}}_{\gamma} \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}
\end{aligned}
$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación 8 / 8)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E * \underline{\textbf{identificador}}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} =}_{\delta} \underbrace{E}_{A} \underbrace{+\textbf{número} * \textbf{identificador}}_{\gamma}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} =}_{\delta} \underbrace{\textbf{identificador}}_{\beta} \underbrace{+\textbf{número} * \textbf{identificador}}_{\gamma}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Gramática 1 / 2)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\ & S \longrightarrow \mathbf{a}\ A\ \mathbf{a} \\
(2)\ & A \longrightarrow \mathbf{a}\ A\ \mathbf{a} \\
(3)\ & A \longrightarrow \mathbf{b}\ B\ \mathbf{b} \\
(4)\ & B \longrightarrow \mathbf{b}\ B\ \mathbf{b} \\
(5)\ & B \longrightarrow \mathbf{c} \\
\} &
\end{aligned}
$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación 2 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \underline{A}\ \mathbf{a}$$
$$\underset{2}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \underline{A}\ \mathbf{a}\ \mathbf{a}$$
$$\underset{3}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \mathbf{b}\ \underline{B}\ \mathbf{b}\ \mathbf{a}\ \mathbf{a}$$
$$\underset{4}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \mathbf{b}\ \mathbf{b}\ \underline{B}\ \mathbf{b}\ \mathbf{b}\ \mathbf{a}\ \mathbf{a}$$
$$\underset{5}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \mathbf{b}\ \mathbf{b}\ \underline{\mathbf{c}}\ \mathbf{b}\ \mathbf{b}\ \mathbf{a}\ \mathbf{a} \in V_T^*$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Derivación

- Derivación inmediata
- Derivación general
- Derivación por la izquierda
- Derivación por la derecha

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Definición (Derivación inmediata por la izquierda)

- $G = (V_N, V_T, P, S)$

  Si $A \longrightarrow \beta \in P$ *y* $\alpha = x\, A\, \gamma$

  entonces la derviación inmediata por la izquierda se define como:

$$\alpha = x\, A\, \gamma \underset{(A \longrightarrow \beta)}{\Longrightarrow} x\, \underline{\beta}\, \gamma = \alpha'$$

  donde

  - $x \in V_T^*$
  - $A \in V_N$
  - $\beta, \gamma \in V^*$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Nota (Derivación inmediata por la izquierda)

Siempre se procesa el símbolo no terminal situado más a la izquierda.

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Definición (Derivación por la izquierda)

- *Una derivación es por la izquierda si todas sus derivaciones inmediatas son por la izquierda.*

$$\alpha_0 \underset{I}{\Longrightarrow} \alpha_1$$
$$\alpha_1 \underset{I}{\Longrightarrow} \alpha_2$$
$$\dots$$
$$\alpha_{n-1} \underset{I}{\Longrightarrow} \alpha_n$$

que es equivalente a

$$\alpha_0 \underset{I}{\Longrightarrow} \alpha_1 \underset{I}{\Longrightarrow} \alpha_2 \underset{I}{\Longrightarrow} \dots \underset{I}{\Longrightarrow} \alpha_n$$
$$\alpha_0 \overset{*}{\underset{I}{\Longrightarrow}} \alpha_n$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación por la izquierda: gramática 1 / 8)

- $V_N = \{S, E\}$
- $V_T = \{\textbf{identificador}, =, +, *, (,), \textbf{número}\}$
- $P = \{$
  - (1) $S \longrightarrow \textbf{identificador} = E$
  - (2) $E \longrightarrow E + E$
  - (3) $E \longrightarrow E * E$
  - (4) $E \longrightarrow (E)$
  - (5) $E \longrightarrow \textbf{número}$
  - (6) $E \longrightarrow \textbf{identificador}$

  $\}$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación por la izquierda 2 / 8)

$$
\begin{aligned}
S &\underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E} \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E} \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + E \\
&\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{E * E} \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}} * E \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}
\end{aligned}
$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación por la izquierda 3 / 8)

$$\underbrace{\epsilon}_{x}\underbrace{S}_{A}\underbrace{\epsilon}_{\gamma} \underset{1}{\Longrightarrow} \underbrace{\epsilon}_{x}\underbrace{\textbf{identificador} = E}_{\beta}\underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + E$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{E * E}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}} * E$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación por la izquierda 4 / 8)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} =}_{x} \underbrace{E}_{A} \underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} =}_{x} \underbrace{E+E}_{\beta} \underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + E$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{E * E}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}} * E$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación por la izquierda 5 / 8)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} =}_{x} \underbrace{E}_{A} \underbrace{+E}_{\gamma}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} =}_{x} \underbrace{\textbf{identificador}}_{\beta} \underbrace{+E}_{\gamma}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{E * E}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}} * E$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación por la izquierda 6 / 8)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} = \textbf{identificador}+}_{x} \underbrace{E}_{A} \underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} = \textbf{identificador}+}_{x} \underbrace{E*E}_{\beta} \underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}} * E$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación por la izquierda 7 / 8)

$$
\begin{aligned}
S &\underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E} \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E} \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + E \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \underbrace{\underline{\textbf{identificador} = \textbf{identificador}+}}_{x} \underbrace{E}_{A} \underbrace{*E}_{\gamma} \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} \underbrace{\underline{\textbf{identificador} = \textbf{identificador}+}}_{x} \underbrace{\underline{\textbf{número}}}_{\beta} \underbrace{*E}_{\gamma} \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}
\end{aligned}
$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación por la izquierda 8 / 8)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + E$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{E * E}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} *}_{x} \underbrace{E}_{A} \underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \underbrace{\textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} *}_{x} \underbrace{\textbf{identificador}}_{\beta} \underbrace{\epsilon}_{\gamma}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Nota

- *Lo deseable es que la gramática sólo tenga una derivación por la izquierda para cada cadena de símbolos terminales.*
- *En caso contrario, la gramática sería ambigua.*

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Derivación

- Derivación inmediata
- Derivación general
- Derivación por la izquierda
- Derivación por la derecha

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Definición (Derivación inmediata por la derecha)

- $G = (V_N, V_T, P, S)$

  Si $A \longrightarrow \beta \in P$ *y* $\alpha = x\ A\ \gamma$

  entonces la derviación inmediata por la derecha se define como:

$$\alpha = \delta\ A\ y \underset{(A \longrightarrow \beta)}{\Longrightarrow} \delta\ \underline{\beta}\ y = \alpha'$$

  donde

  - $y \in V_T^*$
  - $A \in V_N$
  - $\beta, \delta \in V^*$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Nota (Derivación inmediata por la derecha)

Siempre se procesa el símbolo no terminal situado más a la derecha.

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Definición (Derivación por la izquierda)

- *Una derivación es por la derecha si todas sus derivaciones inmediatas son por la derecha.*

$$\alpha_0 \underset{D}{\Longrightarrow} \alpha_1$$
$$\alpha_1 \underset{D}{\Longrightarrow} \alpha_2$$
$$\dots$$
$$\alpha_{n-1} \underset{D}{\Longrightarrow} \alpha_n$$

que es equivalente a

$$\alpha_0 \underset{D}{\Longrightarrow} \alpha_1 \underset{D}{\Longrightarrow} \alpha_2 \underset{D}{\Longrightarrow} \dots \underset{D}{\Longrightarrow} \alpha_n$$
$$\alpha_0 \overset{*}{\underset{D}{\Longrightarrow}} \alpha_n$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Gramática 1 / 2)

- $V_N = \{S, E\}$
- $V_T = \{\textbf{identificador}, =, +, *, (,), \textbf{número}\}$
- $P = \{$
  - (1) $S \longrightarrow \textbf{identificador} = E$
  - (2) $E \longrightarrow E + E$
  - (3) $E \longrightarrow E * E$
  - (4) $E \longrightarrow (E)$
  - (5) $E \longrightarrow \textbf{número}$
  - (6) $E \longrightarrow \textbf{identificador}$

  $\}$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Ejemplo (Derivación por la derecha 2 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + E * \underline{\textbf{identificador}}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}$$

Gramáticas de contexto libre

Derivación

Nota

- *Lo deseable es que la gramática sólo tenga una derivación por la derecha para cada cadena de símbolos terminales.*
- *En caso contrario, la gramática sería ambigua.*

Contenido de la sección

Gramáticas de contexto libre

Árbol sintáctico asociado a una derivación

Árbol sintáctico asociado a una derivación

(1) Los nodos del árbol están etiquetados con símbolos del vocabulario de la gramática (V) o la palabra vacía ϵ

(2) La raíz está etiquetada con el símbolo inicial: S $\in V_N$

(3) Si un nodo tiene, al menos un descendiente, entonces le corresponde un símbolo no terminal: A $\in V_N$

(4) Si un nodo está etiquetado con un símbolo A

y se ha aplicado la regla A $\longrightarrow X_1 X_2 \dots X_n \in P$

entonces A tiene n descendientes:

$$X_1, X_2 \dots X_n \in V^* = (V_N \cup V_T)^*$$

Gramáticas de contexto libre

Árbol sintáctico asociado a una derivación

Ejemplo (Gramática 1 / 2)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\ & S \longrightarrow \mathbf{a}\ A\ \mathbf{b} \\
(2)\ & A \longrightarrow \mathbf{a}\ A\ \mathbf{b} \\
(3)\ & A \longrightarrow \mathbf{c}\ B\ \mathbf{d} \\
(4)\ & B \longrightarrow \mathbf{c}\ B\ \mathbf{d} \\
(5)\ & B \longrightarrow \mathbf{c}\ \mathbf{d} \\
\} &
\end{aligned}
$$

Gramáticas de contexto libre

Árbol sintáctico asociado a una derivación

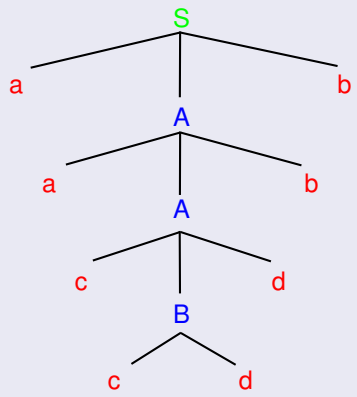
Ejemplo (Árbol de derivación 2 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \underline{A}\ \mathbf{b}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \underline{A}\ \mathbf{b}\ \mathbf{b}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \mathbf{c}\ \underline{B}\ \mathbf{d}\ \mathbf{b}\ \mathbf{b}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \mathbf{c}\ \mathbf{c}\ \mathbf{d}\ \mathbf{d}\ \mathbf{b}\ \mathbf{b}$$



Contenido de la sección

Gramáticas de contexto libre

Lenguaje generado por una gramática

Definición (Lenguaje generado por una gramática)

- *Si* $G = (V_N, V_T, P, S)$ *es una gramática de contexto libre entonces el lenguaje que genera se define como*

$$L(G) = \{x \mid x \in V_T^* \wedge S \overset{+}{\underset{G}{\Longrightarrow}} x\}$$

Gramáticas de contexto libre

Lenguaje generado por una gramática

Ejemplo (Lenguaje generado por una gramática)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\ & S \longrightarrow \mathbf{a}\ A\ \mathbf{b} \\
(2)\ & A \longrightarrow \mathbf{a}\ A\ \mathbf{b} \\
(3)\ & A \longrightarrow \mathbf{c}\ B\ \mathbf{d} \\
(4)\ & B \longrightarrow \mathbf{c}\ B\ \mathbf{d} \\
(5)\ & B \longrightarrow \mathbf{c}\ \mathbf{d} \\
\} &
\end{aligned}
$$

$$L(G) = \{a^i\ c^j\ d^j\ b^i \mid i \geq 1 \wedge j \geq 2\} = \{accddb, \cdots\}$$

Gramáticas de contexto libre

Lenguaje generado por una gramática

Notas (Lenguaje generado por una gramática)

- *No existe ningún algoritmo general que permite comprobar cuál es el lenguaje generado por una gramática de contexto libre.*
- *No existe ningún algoritmo general que permita diseñar una gramática de contexto libre que genere un lenguaje pretederminado.*
- *Se debe tener en cuenta la* **experiencia** *y el* **sentido común**.

Gramáticas de contexto libre

Lenguaje generado por una gramática

Ejercicio (Diseño de gramáticas de contexto libre 1 / 5)

- *Diseña una gramática de contexto libre que permita generar algunas declaraciones variables del lenguaje C*

  int a, b;
  float x;

Gramáticas de contexto libre

Lenguaje generado por una gramática

Ejercicio (Diseño de gramáticas de contexto libre 2 /5)

- *Declaraciones de punteros del lenguaje C*

  *int *a, **b, c;*
  *float x, *y, **z;*

Gramáticas de contexto libre

Lenguaje generado por una gramática

Ejercicio (Diseño de gramáticas de contexto libre 3 / 5)

- *Declaraciones de arrays del lenguaje C*

  int a[5], b[10][2];
  float x[10], m[3][3];

Gramáticas de contexto libre

Lenguaje generado por una gramática

Ejercicio (Diseño de gramáticas de contexto libre 4 / 5)

- *Declaraciones de arrays de punteros del lenguaje C*

  *int *a[5], **b[10][2];*
  *float *p[10], *m[3][3];*

Gramáticas de contexto libre

Lenguaje generado por una gramática

Ejercicio (Diseño de gramáticas de contexto libre 5 / 5)

- *Declaraciones de prototipos de funciones del lenguaje C*

```
int f();
int g(int a);
int *h(int a, int *b);
```

Ambigüedad

Ambigüedad

Contenido de la sección

Ambigüedad

Gramática ambigua

Definición (Ambigüedad)

Una gramática de contexto libre es ambigua si cumple alguna de las siguientes condiciones:

1.- *Existe una cadena que posee dos derivaciones por la izquierda diferentes.*

2.- *Existe una cadena que posee dos derivaciones por la derecha diferentes.*

3.- *Existe una cadena que posee dos árboles sintácticos diferentes.*

Ambigüedad

Gramática ambigua

Notas (Ambigüedad)

- *No existe un algoritmo general para comprobar si una gramática es ambigua o no.*
- *Se deben hacer comprobaciones particulares.*
- *Hay gramáticas ambiguas que se pueden transformar en otras que no lo son.*
- *Se debe evitar el uso de gramáticas ambiguas porque dificultan o impiden el análisis sintáctico.*

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (Gramática ambigua 1 / 6)

La gramática de las expresiones aritméticas es ambigua.

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\ & S \longrightarrow \textbf{identificador} = E \\
(2)\ & E \longrightarrow E + E \\
(3)\ & E \longrightarrow E * E \\
(4)\ & E \longrightarrow (E) \\
(5)\ & E \longrightarrow \textbf{número} \\
(6)\ & E \longrightarrow \textbf{identificador} \\
\}
\end{aligned}
$$

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (Gramática ambigua 2 / 6)

La asignación

identificador = identificador + número * identificador

puede ser generada por dos derivaciones por la izquierda diferentes

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (Gramática ambigua 3 / 6)

Primera *derivación por la izquierda*

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + E$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}} * E$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}$$

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (Gramática ambigua 4 / 6)

Segunda *derivación por la izquierda*

$$E \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E * E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E} * E$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + E * E$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}} * E$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}$$

Ambigüedad

Gramática ambigua

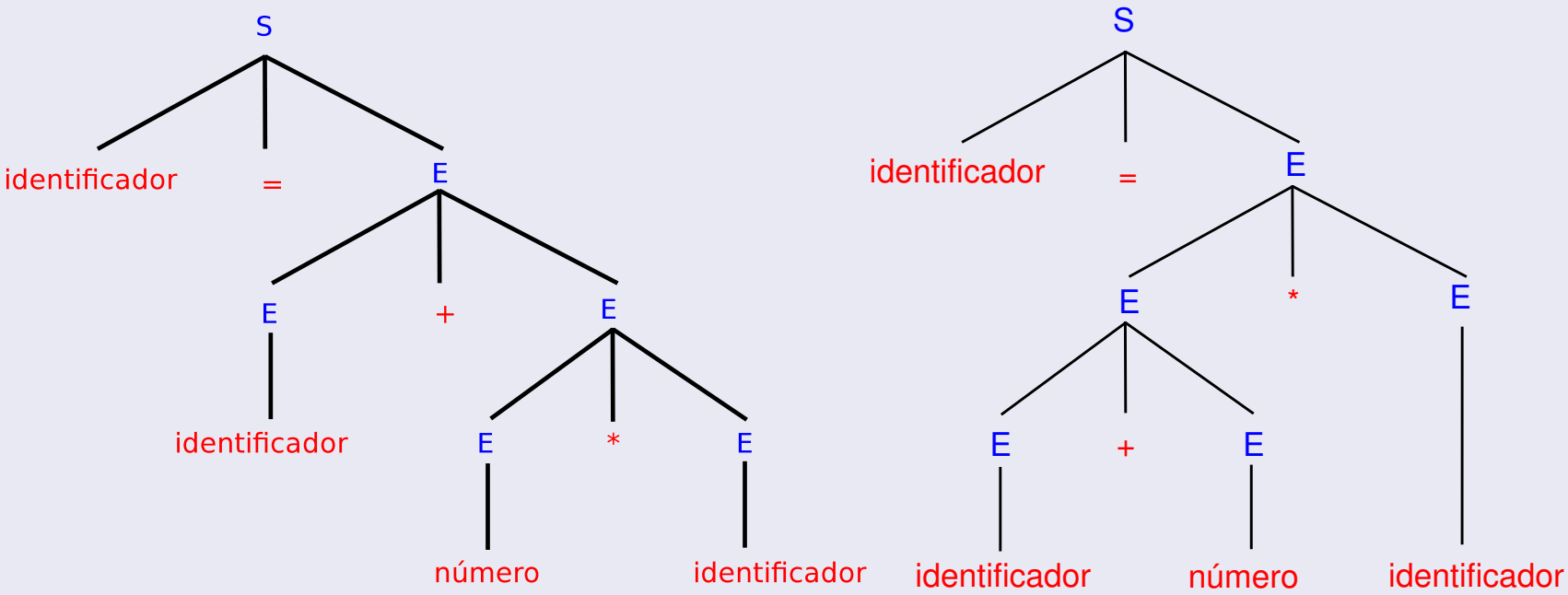
Nota (Gramática ambigua 5 / 6)

- *La primera derivación es correcta porque tiene en cuenta la prioridad de los operadores aritméticos.*
- *El producto (*) tiene mayor prioridad que la suma (+).*

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (Gramática ambigua: árboles sintácticos 6 / 6)



Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (Gramática no ambigua 1 / 3)

$P = \{$

(1) $S \longrightarrow$ **identificador** $= E$
(2) $E \longrightarrow E + T$
(3) $E \longrightarrow T$
(4) $T \longrightarrow T * F$
(5) $T \longrightarrow F$
(6) $F \longrightarrow$ **(** E **)**
(7) $F \longrightarrow$ **identificador**
(8) $F \longrightarrow$ **número**

$\}$

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (Gramática no ambigua 2 / 3)

Derivación por la izquierda

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E} \underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + T}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{T} + T \underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{F} + T$$

$$\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + T$$

$$\underset{4}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{T * F}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{F} * F$$

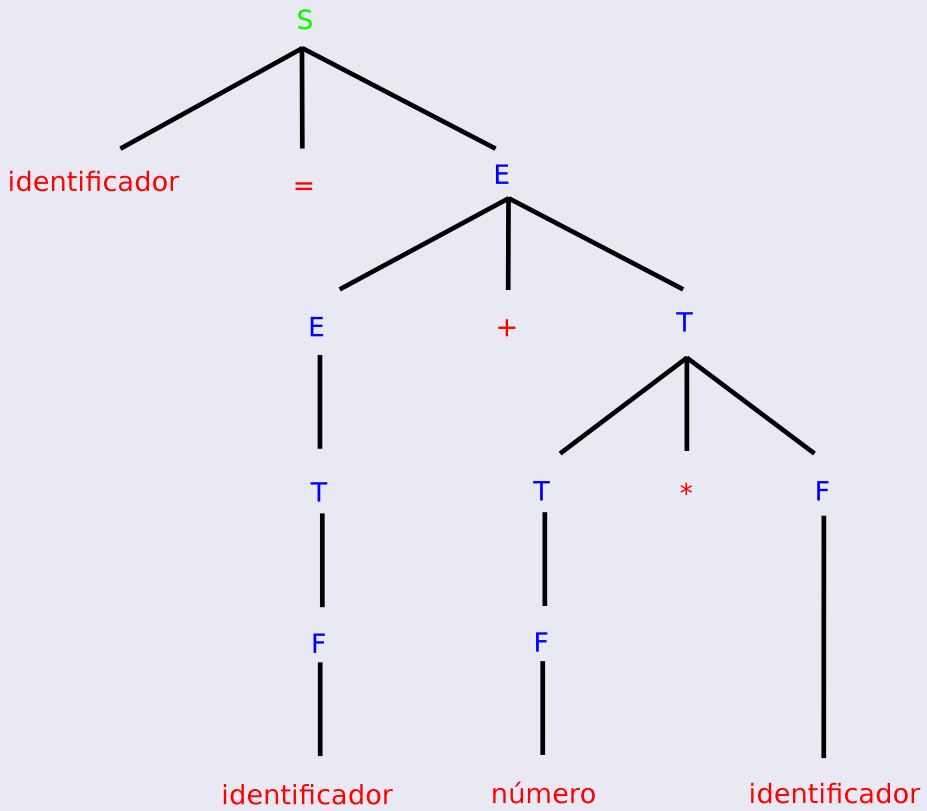
$$\underset{8}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}} * F$$

$$\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}$$

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (Gramática no ambigua: árbol sintáctico 3 / 3)



Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (El problema del 'else danzante' 1 / 8)

$P = \{$

$\ldots$

(1) $S \longrightarrow$ **if** $C\ S$

(2) $S \longrightarrow$ **if** $C\ S$ **else** S

(3) $S \longrightarrow I$

$\ldots$

$\}$

donde

- *S genera setencias de control*
- *C genera expresiones condicionales*
- *I genera otras sentencias, por ejemplo, de asignación.*

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (El problema del 'else danzante' 2 / 8)

- *Esta gramática es ambigua porque la sentencia*

  if *C* **if** *C S* **else** *S*

  puede ser generada por dos derivaciones que tienen asociados árboles sintácticos diferentes.

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (El problema del 'else danzante' 3 / 8)

- *Primera derivación*

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{if } C\ S} \underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{if } C\ \underline{\textbf{if } C\ S\ \textbf{else } S}$$

- *Segunda derivación*

$$S \underset{2}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{if } C\ S\ \textbf{else } S} \underset{1}{\Longrightarrow} \textbf{if } C\ \underline{\textbf{if } C\ S}\ \textbf{else } S$$

Ambigüedad

Gramática ambigua

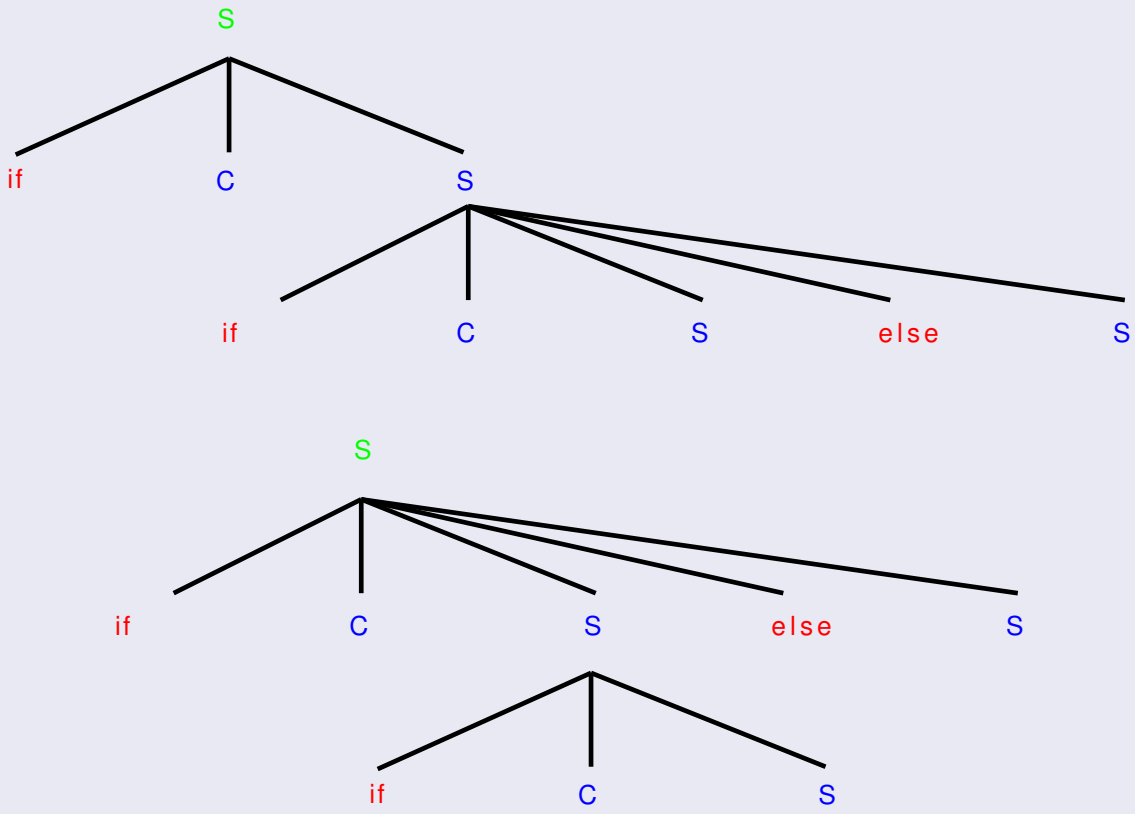
Nota (El problema del 'else danzante' 4 / 8)

- *La primera derivación es correcta porque asocia el* **else** *al* **if** *más cercano.*

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (El problema del 'else danzante' 5 / 8)



Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (El problema del 'else danzante' 6 / 8)

- *Solución: asociar cada* **else** *con el* **if** *más cercano*

$$
\begin{array}{ll}
 & \ldots \\
(1) & S \longrightarrow S_1 \\
(2) & S \longrightarrow S_2 \\
(3) & S_1 \longrightarrow \textbf{if } C\ S_1 \textbf{ else } S_1 \\
(4) & S_1 \longrightarrow I \\
(5) & S_2 \longrightarrow \textbf{if } C\ S \\
(6) & S_2 \longrightarrow \textbf{if } C\ S_1 \textbf{ else } S_2 \\
 & \ldots
\end{array}
$$

donde

- S_1 *genera la sentencia* **if emparejada**
- S_2 *genera la sentencia* **if no emparejada**.

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (El problema del 'else danzante' 7 / 8)

- *Derivación*

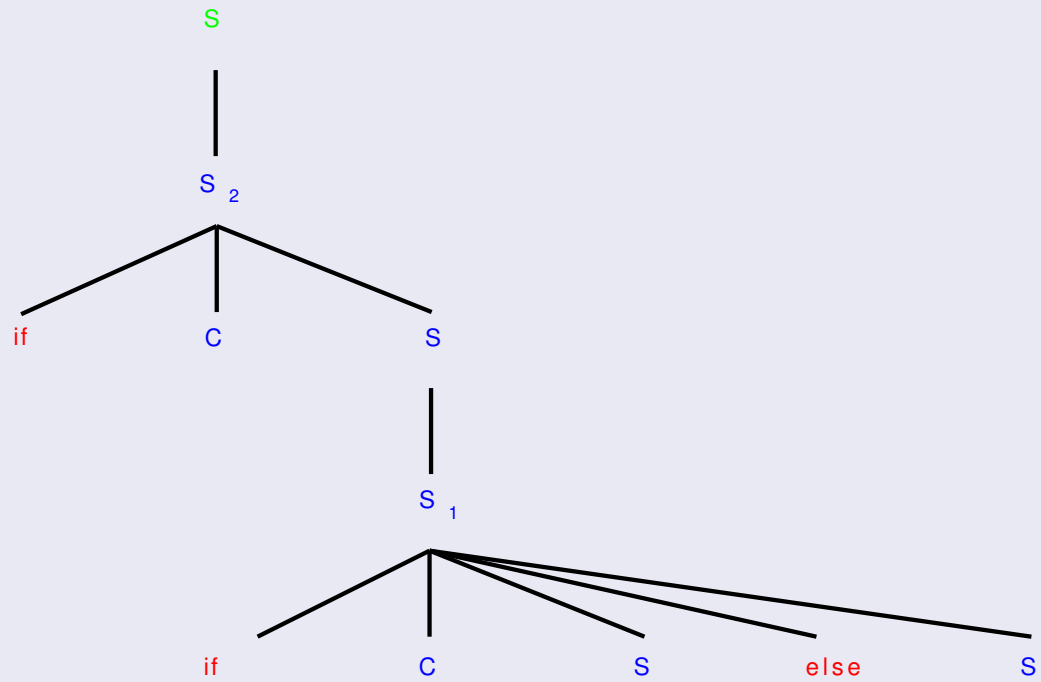
$$
\begin{aligned}
S &\underset{2}{\Longrightarrow} \underline{S\ 2} \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{if}\ C\ S} \\
&\underset{1}{\Longrightarrow} \textbf{if}\ C\ \underline{S_1} \\
&\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{if}\ C\ \textbf{if}\ C\ \underline{S_1\ \textbf{else}\ S_2}
\end{aligned}
$$

Ambigüedad

Gramática ambigua

Ejemplo (El problema del 'else danzante' 8 / 8)

Árbol sintáctico que asocia **else** *al* **if** *más cercano.*



Contenido de la sección

Ambigüedad

Lenguaje intrínsecamente ambiguo

Definición (Lenguaje intrínsecamente ambiguo)

Un lenguaje es intrínsecamente ambiguo si todas las gramáticas que lo generan son ambiguas.

$$L = L(G_1) = L(G_2) = ... = L(G_N)$$

donde G_1, G_2, ..., G_N *ambiguas*

Ambigüedad

Lenguaje intrínsecamente ambiguo

Ejemplo (Lenguaje intrínsecamente ambiguo 1 / 4)

$$L = \{a^i b^i c^j | i, j \geq 1\} \cup \{a^i b^j c^j | i, j \geq 1\}$$

L solamente puede ser generado por gramáticas ambiguas.

Ambigüedad

Lenguaje intrínsecamente ambiguo

Ejemplo (Lenguaje intrínsecamente ambiguo 2 / 4)

- *Una gramática que genera el lenguaje L*

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\quad & S \longrightarrow AC \\
(2)\quad & S \longrightarrow BD \\
(3)\quad & A \longrightarrow aAb \\
(4)\quad & A \longrightarrow ab \\
(5)\quad & C \longrightarrow cC \\
(6)\quad & C \longrightarrow c \\
(7)\quad & B \longrightarrow aB \\
(8)\quad & B \longrightarrow a \\
(9)\quad & D \longrightarrow bDc \\
(10)\quad & D \longrightarrow bc \\
\} &
\end{aligned}
$$

Ambigüedad

Lenguaje intrínsecamente ambiguo

Ejemplo (Lenguaje intrínsecamente ambiguo 3 / 4)

- *La gramática G es ambigua*

Primera derivación

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{A\ C} \underset{4}{\Longrightarrow} \underline{\mathbf{a\ b}}\ C \underset{6}{\Longrightarrow} \underline{\mathbf{a\ b\ c}}$$

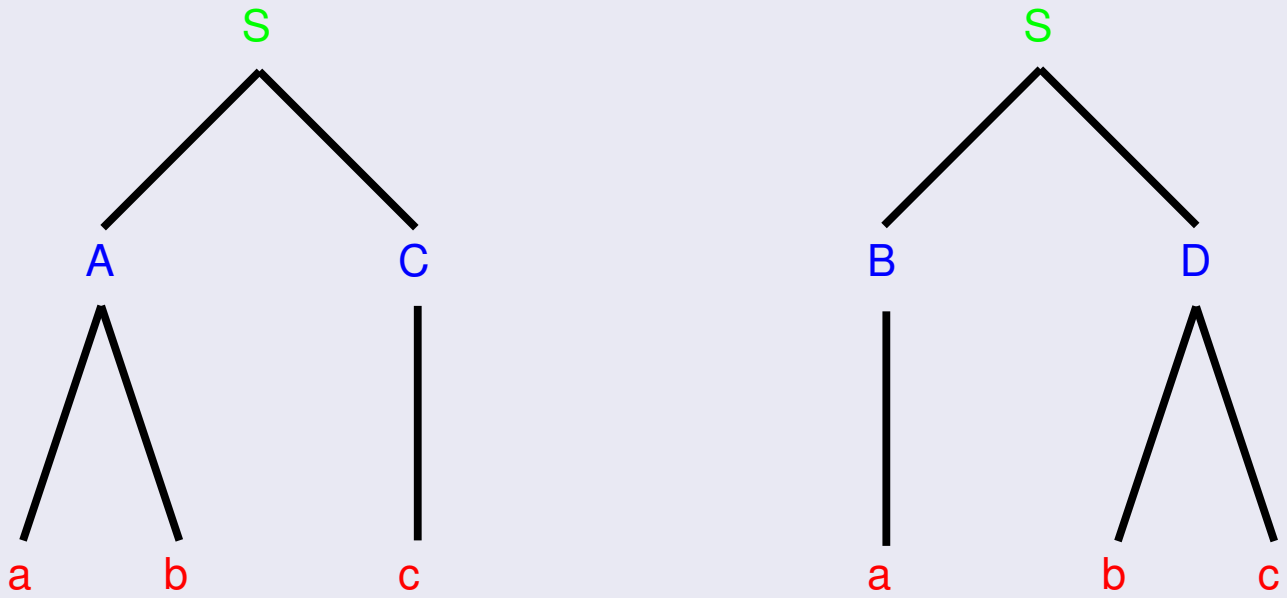
Segunda derivación

$$S \underset{2}{\Longrightarrow} \underline{B\ D} \underset{8}{\Longrightarrow} \underline{\mathbf{a}}\ D \underset{10}{\Longrightarrow} \underline{\mathbf{a\ b\ c}}$$

Ambigüedad

Lenguaje intrínsecamente ambiguo

Ejemplo (Lenguaje intrínsecamente ambiguo 4 / 4)



Árboles sintácticos diferentes

Operaciones de limpieza

Operaciones de limpieza

Contenido de la sección

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Definición (Símbolo útil)

Sea $X \in V = V_N \cup V_T$

Se dice que X *es* **útil** *si es un símbolo accesible y generador.*

es decir, el símbolo X *aparece al menos en una derivación de una cadena perteneciente al lenguaje generado por la gramática*

$$\exists S \stackrel{*}{\Longrightarrow} \alpha \;\; X\,\beta \stackrel{*}{\Longrightarrow} x_1x_2x_3 = x \in L(G)$$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Símbolos útiles

- Símbolos generadores
- Símbolos accesibles

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Definición (Símbolo generador)

Sea $X \in V = V_N \cup V_T$

se dice que X *es generador si*

$$\exists X \overset{*}{\underset{G}{\Rightarrow}} x \in V_T^*$$

Notas

- *Si* $X = A \in V_N$ *entonces* A *es generador si y solamente si* $L(G_A) \neq \emptyset$
- *Si* $X = a \in V_T$ *entonces* a *es generador porque* $a \overset{0}{\Longrightarrow} a$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Algoritmo (Selección de símbolos generadores 1 / 2)

- **Entrada**
  - $G = (V_N, V_T, P, S)$
    Gramática de contexto libre.
- **Salida**
  - $G' = (V'_N, V_T, P', S)$
    Gramática de contexto libre sin símbolos no generadores.

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Algoritmo (Selección de símbolos generadores 2 / 2)

inicio

$Viejo \leftarrow \emptyset$

$Nuevo \leftarrow \{A | A \in V_N \ \wedge \ \exists A \longrightarrow x \in P \ \wedge \ x \in V_T^*\}$

mientras $(Nuevo \neq Viejo)$ **hacer**

$Viejo \leftarrow Nuevo$

$Nuevo \leftarrow Viejo \cup \{A | A \in V_N \wedge \exists A \longrightarrow \alpha \in P \wedge \alpha \in (Viejo \cup V_T)^*\}$

fin_mientras

$V'_N \leftarrow Nuevo$

$P' \leftarrow \{A \longrightarrow \alpha | A \longrightarrow \alpha \in P \wedge A \in V'_N \wedge \alpha \in (V'_N \cup V_T)^*\}$

fin

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Nota (Selección de símbolos generadores)

Las reglas de la gramática G' se obtienen a partir de las reglas de la gramática G que sólo tienen símbolos generadores.

$$P' \leftarrow \{A \longrightarrow \alpha | A \longrightarrow \alpha \in P \wedge A \in V'_N \wedge \alpha \in (V'_N \cup V_T)^*\}$$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Nota (Selección de símbolos generadores)

- *Una gramática de contexto libre genera un lenguaje no vacío si y solamente si su símbolo inicial es un símbolo generador.*

$$L(G) \neq \emptyset \Longleftrightarrow S \in Generadores$$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Selección de símbolos generadores 1 / 7)

$G = (V_N, V_T, P, S)$

$V_N = \{S, A, B, C, D, E, F\}$

$V_T = \{a, b, c, d, e\}$

$P = \{$

(1) $S \longrightarrow A\ B$
(2) $S \longrightarrow A\ b$
(3) $A \longrightarrow a\ C$
(4) $B \longrightarrow b\ C\ a$
(5) $B \longrightarrow D\ b\ E$
(6) $C \longrightarrow b$
(7) $D \longrightarrow F\ b$
(8) $E \longrightarrow c\ a\ e$
(9) $F \longrightarrow a\ D\ d$

$\}$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Selección de símbolos generadores 2 / 7)

- *Alternativas compuestas solamente por símbolos terminales*
  - (6) $C \longrightarrow b$
  - (8) $E \longrightarrow c\ a\ e$

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\emptyset$	$\{C, E\}$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Selección de símbolos generadores 3 / 7)

- *Alternativas compuestas por símbolos terminales o de Viejo*
  - (3) $A \longrightarrow a\ C$
  - (4) $B \longrightarrow b\ C\ a$
  - (6) $C \longrightarrow b$
  - (8) $E \longrightarrow c\ a\ e$

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\emptyset$	$\{C, E\}$
1	$\{C, E\}$	$\{A, B, C, E\}$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Selección de símbolos generadores 4 / 7)

- *Alternativas compuestas por símbolos terminales o de Viejo*
  - (1) $S \longrightarrow A\ B$
  - (2) $S \longrightarrow A\ b$
  - (3) $A \longrightarrow a\ C$
  - (4) $B \longrightarrow b\ C\ a$
  - (6) $C \longrightarrow b$
  - (8) $E \longrightarrow c\ a\ e$

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\emptyset$	$\{C, E\}$
1	$\{C, E\}$	$\{A, B, C, E\}$
2	$\{A, B, C, E\}$	$\{S, A, B, C, E\}$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Selección de símbolos generadores 5 / 7)

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\emptyset$	$\{C, E\}$
1	$\{C, E\}$	$\{A, B, C, E\}$
2	$\{A, B, C, E\}$	$\{S, A, B, C, E\}$
3	$\{S, A, B, C, E\}$	$\{S, A, B, C, E\}$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Selección de símbolos generadores 6 / 7)

$$V'_N = \{S, A, B, C, E\}$$
$$V_T = \{a, b, c, d, e\}$$

$$P' = \{$$
$$(1') \quad S \longrightarrow A\ B$$
$$(2') \quad S \longrightarrow A\ b$$
$$(3') \quad A \longrightarrow a\ C$$
$$(4') \quad B \longrightarrow b\ C\ a$$
$$(5') \quad C \longrightarrow b$$
$$(6') \quad E \longrightarrow c\ a\ e$$
$$\}$$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Nota (Selección de símbolos generadores 7 / 7)

- *Se han suprimido*
  - *Símbolos no terminales:* D, F
  - *Reglas de producción*
    - (5) $B \longrightarrow D\ b\ E$
    - (7) $D \longrightarrow F\ b$
    - (9) $F \longrightarrow a\ D\ d$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Símbolos útiles

- Símbolos generadores
- Símbolos accesibles

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Definición (Símbolo accesible)

Sea $X \in V = V_N \cup V_T$

se dice que X *es accesible si*

$$\exists\, S \overset{*}{\underset{G}{\Rightarrow}} \alpha\, X\, \beta$$

donde $\alpha, \beta \in V^*$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Algoritmo (Selección de símbolos accesibles 1 / 2)

- **Entrada**
  - $G' = (V'_N, V_T, P', S)$
    Gramática de contexto libre sin símbolos no generadores.
- **Salida**
  - $G'' = (V''_N, V'_T, P'', S)$
    Gramática de contexto libre sin símbolos no accesibles.

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Algoritmo (Selección de símbolos accesibles 2 / 2)

inicio

$Viejo \leftarrow \{S\}$

$Nuevo \leftarrow \{X | X \in (V'_N \cup V_T) \wedge \exists S \longrightarrow \alpha X \beta \in P' \wedge \alpha, \beta \in (V'_N \cup V_T)^*\}$

mientras $(Nuevo \neq Viejo)$ **hacer**

$Viejo \leftarrow Nuevo$

$Nuevo \leftarrow Viejo \cup \{X | \exists A \longrightarrow \alpha X \beta \in P' \ \wedge \ A \in Viejo \wedge X \in (V'_N \cup V_T) \ \wedge \ \alpha, \beta \in (V'_N \cup V_T)^*\}$

fin_mientras

$V''_N \leftarrow Nuevo \cap V'_N$

$V'_T \leftarrow Nuevo \cap V_T$

$P'' \leftarrow \{A \longrightarrow \alpha | A \longrightarrow \alpha \in P' \wedge A \in V''_N \wedge \alpha \in (V''_N \cup V'_T)^*\}$

fin

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Nota (Selección de símbolos accesibles)

Las reglas de la gramática G'' se obtienen a partir de las reglas de la gramática G' que sólo tienen símbolos accesibles.

$$P'' \leftarrow \{A \longrightarrow \alpha | A \longrightarrow \alpha \in P' \wedge A \in V_N'' \wedge \alpha \in (V_N'' \cup V_T')^*\}$$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Selección de símbolos accesibles 1 / 6)

Gramática sin símbolos no generadores.

$V'_N = \{S, A, B, C, E\}$

$V_T = \{a, b, c, d, e\}$

$P' = \{$

(1') $S \longrightarrow A\ B$

(2') $S \longrightarrow A\ b$

(3') $A \longrightarrow a\ C$

(4') $B \longrightarrow b\ C\ a$

(5') $C \longrightarrow b$

(6') $E \longrightarrow c\ a\ e$

$\}$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Selección de símbolos accesibles 2 / 6)

- *Reglas del símbolo inicial* S

  (1') $S \longrightarrow A\ B$
  (2') $S \longrightarrow A\ b$

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\{S\}$	$\{S, A, B, b\}$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Selección de símbolos accesibles 3 / 6)

- *Reglas de los símbolos no terminales de Viejo*

(1') $S \longrightarrow A\ B$
(2') $S \longrightarrow A\ b$
(3') $A \longrightarrow a\ C$
(4') $B \longrightarrow b\ C\ a$

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\{S\}$	$\{S, A, B, b\}$
1	$\{S, A, B, b\}$	$\{S, A, B, C, a, b\}$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Selección de símbolos accesibles 4 / 6)

- *Reglas de los símbolos no terminales de Viejo*

(1') $S \longrightarrow A\ B$
(2') $S \longrightarrow A\ b$
(3') $A \longrightarrow a\ C$
(4') $B \longrightarrow b\ C\ a$
(5') $C \longrightarrow b$

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\{S\}$	$\{S, A, B, b\}$
1	$\{S, A, B, b\}$	$\{S, A, B, C, a, b\}$
2	$\{S, A, B, C, a, b\}$	$\{S, A, B, C, a, b\}$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Selección de símbolos accesibles 5 / 6)

$$
\begin{aligned}
V''_N &= V'_N \cap Nuevo \\
&= \{S, A, B, C\} \\
\\
V'_T &= V_T \cap Nuevo \\
&= \{a, b\}
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
&P'' = \{ \\
&(1') \; S \longrightarrow A \; B \\
&(2') \; S \longrightarrow A \; b \\
&(3') \; A \longrightarrow a \; C \\
&(4') \; B \longrightarrow b \; C \; a \\
&(5') \; C \longrightarrow b \\
&\}
\end{aligned}
$$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Nota (Selección de símbolos accesibles 6 / 6)

- *Se han suprimido*
  - *Símbolo no terminal:* E
  - *Símbolos terminales:* c, d, e
  - *Regla de regla*

    (6') $E \longrightarrow c\ a\ e$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Nota (Orden de aplicación de los algoritmos)

- *Los algoritmos se deben aplicar en el siguiente orden:*
  1º *Selección de símbolos generadores*
  2º *Selección de símbolos accesibles*
- *Si se aplican en el orden inverso entonces no se garantiza que la gramática resultante tenga todos sus símbolos accesibles.*

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Orden incorrecto de los algoritmos de limpieza 1 / 4)

$G = (V_N, V_T, P, S)$

$V_N = \{S, A, B, C, D, E, F\}$

$V_T = \{a, b, c, d, e\}$

$P = \{$

(1) $S \longrightarrow A\ B$
(2) $S \longrightarrow A\ b$
(3) $A \longrightarrow a\ C$
(4) $B \longrightarrow b\ C\ a$
(5) $B \longrightarrow D\ b\ E$
(6) $C \longrightarrow b$
(7) $D \longrightarrow F\ b$
(8) $E \longrightarrow c\ a\ e$
(9) $F \longrightarrow a\ D\ d$

$\}$

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Orden incorrecto de los algoritmos de limpieza 2 / 4)

Selección de símbolos accesibles

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\{S\}$	$\{S, A, B, b\}$
1	$\{S, A, B, b\}$	$\{S, A, B, C, D, E, a, b\}$
2	$\{S, A, B, C, D, E, a, b\}$	$\{S, A, B, C, D, E, F, a, b, c\}$
3	$\{S, A, B, C, D, E, F, a, b, c, d, e\}$	$\{S, A, B, C, D, E, F, a, b, c, d, e\}$

Nota

No se ha eliminado ningún símbolo.

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Orden incorrecto de los algoritmos de limpieza 3 / 4)

Selección de símbolos generadores

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\emptyset$	$\{C, E\}$
1	$\{C, E\}$	$\{A, B, C, E\}$
2	$\{A, B, C, E\}$	$\{S, A, B, C, E\}$
3	$\{S, A, B, C, E\}$	$\{S, A, B, C, E\}$

Nota

Se han eliminado los símbolos no terminales D y F.

Operaciones de limpieza

Símbolos útiles e inútiles

Ejemplo (Orden incorrecto de los algoritmos de limpieza 4 / 4)

$G = (V_N, V_T, P, S)$

$V_N = \{S,\ A,\ B,\ C,\ E\ \}$

$V_T = \{a,\ b,\ c,\ d,\ e\}$

$P = \{$

$(1)\ S \longrightarrow A\ B$
$(2)\ S \longrightarrow A\ b$
$(3)\ A \longrightarrow a\ C$
$(4)\ B \longrightarrow b\ C\ a$
$(6)\ C \longrightarrow b$
$(8)\ E \longrightarrow c\ a\ e$

$\}$

Nota

Los símbolos E, c, d y e no son accesibles.

Contenido de la sección

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Tipos de reglas superfluas

(1) **Regla unitaria**

$$A \longrightarrow B \in P$$

donde $A, B \in V_N$

(2) **Regla épsilon**

$$A \longrightarrow \epsilon \in P$$

donde $A \in V_N$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Nota (Reglas superfluas: características)

- *Las* **reglas unitarias** *y las reglas* ϵ
  - *Ralentizan la derivación*
  - *Pueden facilitar el diseño de la gramática.*

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 1 / 3)

- $G = (V_N, V_T, P, S)$

  $P = \{$

  (1) $S \rightarrow A\ B\ C$
  (2) $A \rightarrow a\ A$
  (3) $A \rightarrow \epsilon$
  (4) $B \rightarrow b\ B$
  (5) $B \rightarrow \epsilon$
  (6) $C \rightarrow c\ C$
  (7) $C \rightarrow \epsilon$

  $\}$

$$L(G)=\{a^i\ b^j\ c^k \mid i, j, k \geq 0\}$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 2 / 3)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{A\ B\ C}$$
$$\underset{3}{\Longrightarrow} \underline{\epsilon}\ B\ C = B\ C$$
$$\underset{5}{\Longrightarrow} \underline{\epsilon}\ C = C$$
$$\underset{7}{\Longrightarrow} \underline{\epsilon}$$

Nota

Sería mejor usar la regla

$$S \longrightarrow \epsilon$$

y obtener la derivación

$$S \Longrightarrow \epsilon$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 3 / 3)

Si se reescribe el conjunto de reglas de la gramática

$P' = \{$

(1) $S \to \epsilon$
(2) $S \to A$
(3) $S \to B$
(4) $S \to C$
(5) $S \to A\ B$
(6) $S \to A\ C$
(7) $S \to B\ C$
(8) $S \to A\ B\ C$
(9) $A \to a\ A$
(10) $A \to a$
(11) $B \to b\ B$
(12) $B \to b$
(13) $C \to c\ C$
(14) $C \to c$

$\}$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Definición (Gramática sin ϵ)

Una **gramática** *es* **sin** ϵ *si cumple una de las siguientes condiciones:*

1. *No tiene ninguna regla* ϵ.
2. *Solamente hay una regla* ϵ

   dicha está asociada al símbolo inicial S

   $$S \longrightarrow \epsilon$$

   y además S *no aparece en la parte derecha de ninguna regla de la gramática.*

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Nota (Gramática sin ϵ)

Si G es una gramática **sin** ϵ *entonces*

$$\epsilon \in L(G) \Longleftrightarrow S \longrightarrow \epsilon \in P$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Nota

- *Toda gramática de contexto libre se pueden transformar en otra gramática sin ϵ.*
- *Para ello es necesario definir previamente el concepto de símbolo anulable.*

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Definición (Símbolo anulable)

Un **símbolo no terminal** A *es anulable si*

$$A \overset{+}{\Longrightarrow} \epsilon$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Teorema (Símbolo anulable)

Un símbolo no terminal A es anulable si verifica alguna de las siguientes condiciones:

- $\exists A \longrightarrow \epsilon \in P$
- $\exists A \longrightarrow \alpha \in P$

  y α está compuesta solamente por símbolos anulables.

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Algoritmo (Obtención de los símbolos anulables)

- **Entrada**
  - $G = (V_N, V_T, P, S)$
    Gramática de contexto libre sin símbolos inútiles.
- **Salida**
  - *Conjunto de símbolos anulables.*

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Algoritmo (Obtención de los símbolos anulables)

inicio

$Viejo \leftarrow \emptyset$

$Nuevo \leftarrow \{A | A \in V_N \ \wedge \ \exists A \longrightarrow \epsilon \in P\}$

mientras $(Nuevo \neq Viejo)$ **hacer**

$Viejo \leftarrow Nuevo$

$Nuevo \leftarrow Viejo \cup \{A | A \in V_N \ \wedge \ \exists A \longrightarrow \alpha \in P \ \wedge \ \alpha \in Viejo^*\}$

fin_mientras

$Anulables \longleftarrow Nuevo$

fin

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Símbolos anulables)

$$
\begin{aligned}
&P = \{ \\
(1)\ & S \longrightarrow A\ D \\
(2)\ & S \longrightarrow B \\
(3)\ & A \longrightarrow C\ D\ E \\
(4)\ & B \longrightarrow C\ E \\
(5)\ & C \longrightarrow S \\
(6)\ & C \longrightarrow a \\
(7)\ & C \longrightarrow \epsilon \\
(8)\ & D \longrightarrow A \\
(9)\ & D \longrightarrow b \\
(10)\ & E \longrightarrow S \\
(11)\ & E \longrightarrow a \\
(12)\ & E \longrightarrow \epsilon \\
&\}
\end{aligned}
$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Símbolos anulables)

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\emptyset$	$\{C, E\}$
1	$\{C, E\}$	$\{B, C, E\}$
2	$\{B, C, E\}$	$\{S, B, C, E\}$
3	$\{S, B, C, E\}$	$\{S, B, C, E\}$

$$Anulables = \{S, B, C, E\}$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Algoritmo (Obtención de una gramática sin ϵ 1 / 3)

- **Entrada**
  - $G = (V_N, V_T, P, S)$ *Gramática sin símbolos inútiles*
  - *Conjunto de símbolos anulables de G*
- **Salida**
  - $G' = (V'_N, V_T, P', S')$
    Gramática sin ϵ

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Algoritmo (Obtención de una gramática sin ϵ 2/ 3)

inicio

$P' \leftarrow \{A \longrightarrow \alpha | A \longrightarrow \alpha \in P \ \wedge \ \alpha \neq \epsilon$
$\wedge \ \alpha$ *no tiene símbolos anulables*$\}$

para $(A \longrightarrow \alpha \in P) \wedge (\alpha$ *contiene símbolos anulables*$)$ **hacer**

si $\alpha = \alpha_0 B_1 \alpha_1 \ldots B_k \alpha_k$
$\wedge \forall i \ (B_i \in$ *Anulables*$)$
$\wedge \forall j \ (\alpha_j$ *no contiene ningún símbolo anulable*$)$
entonces $P' \leftarrow P' \cup \{A \longrightarrow \alpha_0 X_1 \alpha_1 \ldots X_k \alpha_k |$
$\forall i \ (X_i = B_i \vee X_i = \epsilon) \ \wedge \ \alpha_0 X_1 \alpha_1 \ldots X_k \alpha_k \neq \epsilon\}$

fin_si

fin_para

...

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Algoritmo (Obtención de una gramática sin ϵ 3/ 3)

...

si $S \in$ *Anulables*

entonces

si S *aparece en la parte derecha de una regla de* P'

entonces

$V'_N = V_N \cup \{S'\}$

$P' \leftarrow P' \cup \{S' \longrightarrow \epsilon, S' \longrightarrow S\}$

si_no

$P' \leftarrow P' \cup \{S \longrightarrow \epsilon\}$

fin_si

fin_si

fin

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 1 / 9)

Paso 0: *reglas sin símbolos anulables y que no son reglas ϵ:*

$$
\begin{array}{lll}
P' & = & \{ \\
 & (1) & S \longrightarrow AD \\
 & (6) & C \longrightarrow a \\
 & (8) & D \longrightarrow A \\
 & (9) & D \longrightarrow b \\
 & (11) & E \longrightarrow a \\
 & & \}
\end{array}
$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 2 / 9)

Paso 1: *se procesa la regla $S \longrightarrow B$ que contiene el símbolo anulable B*

$$\begin{aligned} S &\longrightarrow B \\ S &\longrightarrow \epsilon \end{aligned}$$

Solamente se añade a P' la primera regla porque la otra es una regla ϵ.

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 3 / 9)

Paso 2: *se procesa la regla $A \longrightarrow CDE$ que contiene los símbolos anulables C y E*

$$\begin{aligned} A &\longrightarrow CDE \\ A &\longrightarrow DE \\ A &\longrightarrow CD \\ A &\longrightarrow D \end{aligned}$$

Se añaden a P' porque no son reglas ϵ.

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 4 / 9)

Paso 3: *se proces la regla* $B \longrightarrow CE$ *que contiene los símbolos anulables* C *y* E

$$\begin{aligned} B &\longrightarrow CE \\ B &\longrightarrow E \\ B &\longrightarrow C \\ B &\longrightarrow \epsilon \end{aligned}$$

Solamente se añaden a P' *las tres primeras reglas porque la otra es una regla* ϵ.

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 5 / 9)

Paso 4: *La regla $C \longrightarrow S$ contiene el símbolo anulable S lo que provoca la generación de las dos reglas siguientes:*

$$\begin{aligned} C &\longrightarrow S \\ C &\longrightarrow \epsilon \end{aligned}$$

Solamente se añade a P' la primera regla porque la otra es una regla ϵ.

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 6 / 9)

Paso 5: *se procesa la regla $E \longrightarrow S$ que contiene el símbolo anulable S*

$$\begin{aligned} E &\longrightarrow S \\ E &\longrightarrow \epsilon \end{aligned}$$

Solamente se añade a P' la primera regla porque la otra es una regla ϵ.

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 7 / 9)

Paso final: *al ser el símbolo S anulable, se añaden a la gramática las siguientes reglas:*

$$S' \longrightarrow \epsilon$$
$$S' \longrightarrow S$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 8 / 9)

Se han suprimido las reglas ϵ

$$(7) \quad C \longrightarrow \epsilon$$
$$(12) \quad E \longrightarrow \epsilon$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Obtención de una gramática sin ϵ 9 / 9)

Conjunto final de reglas de producción:

$$
\begin{aligned}
P' \quad = \quad & \{ \\
& S' \longrightarrow \epsilon \mid S \\
& S \longrightarrow AD \mid B \\
& A \longrightarrow CDE \mid DE \mid CD \mid D \\
& B \longrightarrow CE \mid E \mid C \\
& C \longrightarrow S \mid a \\
& D \longrightarrow A \mid b \\
& E \longrightarrow S \mid a \\
& \}
\end{aligned}
$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Definición (Regla unitaria)

$$A \longrightarrow B \in P$$

donde $A, B \in V_N$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Gramática con reglas unitarias)

$P = \{$

(1) $S \longrightarrow$ **identificador** $=$ E
(2) $E \longrightarrow E + T$
(3) $E \longrightarrow T$
(4) $T \longrightarrow T$ * F
(5) $T \longrightarrow F$
(6) $F \longrightarrow$ **número**
(7) $F \longrightarrow$ **identificador**
(8) $F \longrightarrow$ **(** E **)**

$\}$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Nota (Reglas que no son unitarias)

(6) $F \longrightarrow$ **número**

(7) $F \longrightarrow$ **identificador**

porque **número** *e* **identificador** *son terminales.*

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

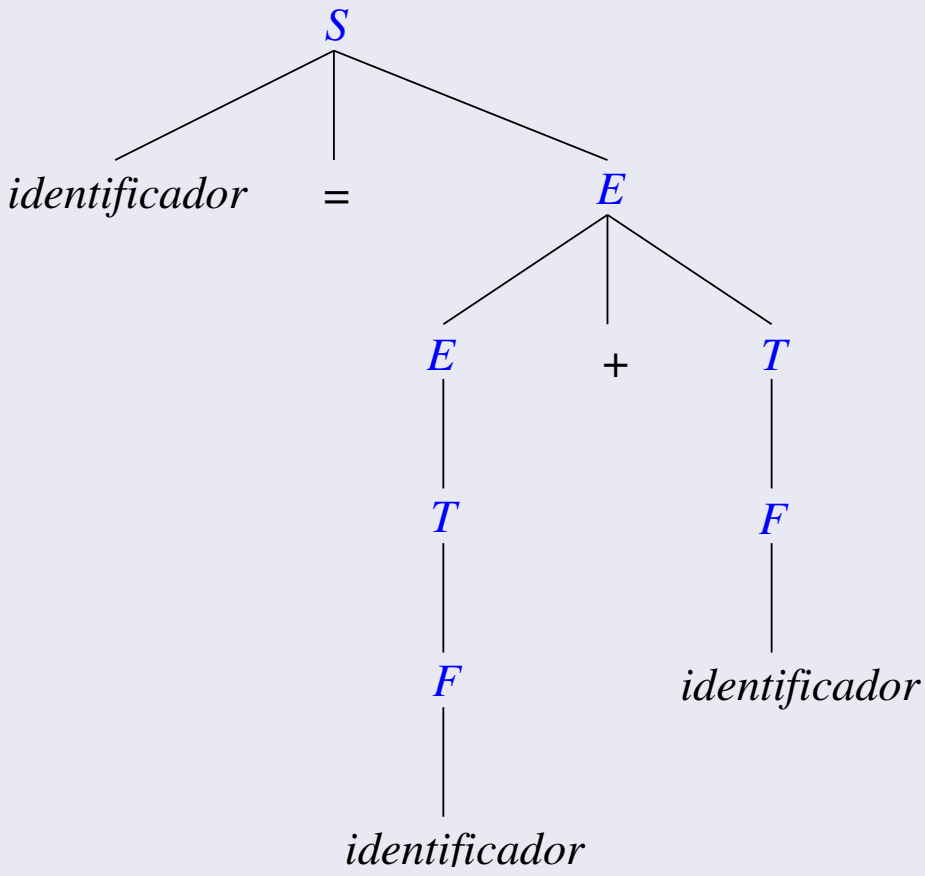
Ejemplo (Ineficiencia de las reglas unitarias)

$$
\begin{aligned}
S &\underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E} \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + T} \\
&\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{T} + T \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{F} + T \\
&\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + T \\
&\underset{4}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{F} \\
&\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{identificador}}
\end{aligned}
$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Árbol sintáctico asociado a la derivación)



Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Ineficiencia de las reglas unitarias)

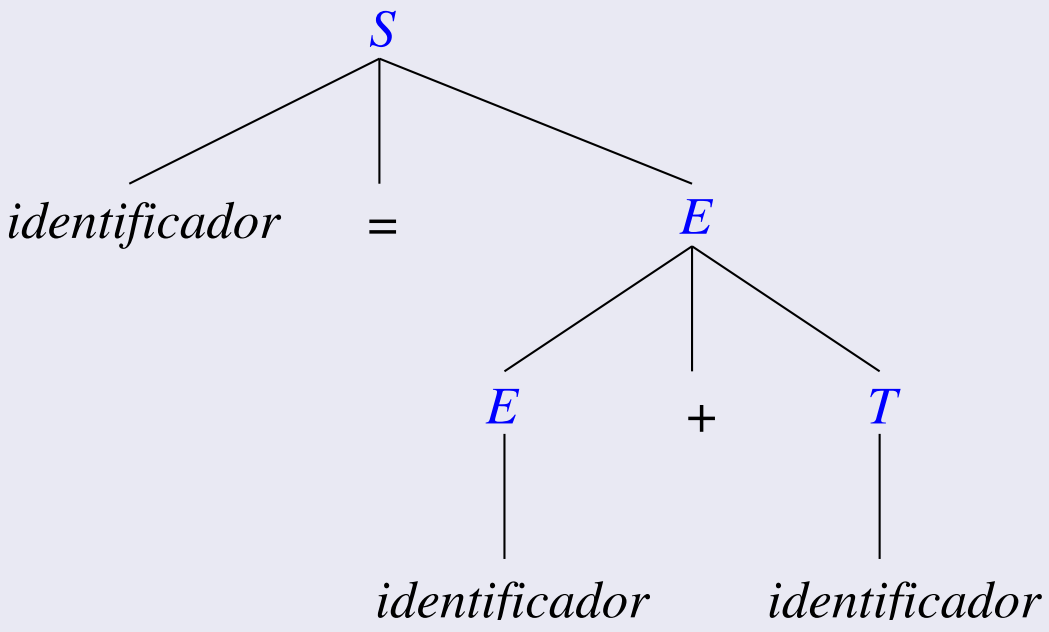
La derivación anterior se podría simplificar eliminando reglas unitarias

$$
\begin{aligned}
S &\Longrightarrow \underline{\textbf{identificador} = E} \\
&\Longrightarrow \textbf{identificador} = \underline{E + T} \\
&\Longrightarrow \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + T \\
&\Longrightarrow \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{identificador}}
\end{aligned}
$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Árbol sintáctico asociado a la derivación)



Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Definición

Sea G una gramática sin ϵ

Si $A \in V_N$ entonces el conjunto de símbolos no terminales accesibles desde A por medio de reglas unitarias se define como:

$$N_A = \{B | B \in V_N \wedge A \stackrel{*}{\Longrightarrow} B\}$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Teorema

- *Si $A, B \in V_N$ entonces $B \in N_A$ si y sólo si verifica alguna de las siguientes condiciones:*
  - $B = A$
  - $\exists A \longrightarrow B \in P$
  - $\exists A \stackrel{*}{\Longrightarrow} C$ *y* $C \longrightarrow B \in P$.

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Algoritmo (Símbolos no terminales accesibles mediante reglas unitarias)

inicio
    $Viejo \leftarrow \emptyset$
    $Nuevo \leftarrow \{A\}$
    mientras $(Nuevo \neq Viejo)$ **hacer**
        $Viejo \leftarrow Nuevo$
        $Nuevo \leftarrow Viejo \cup \{B | A \longrightarrow B \in P \wedge A \in Viejo\}$
    fin_mientras
    $N_A \leftarrow Nuevo$
fin

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Símbolos no terminales accesibles mediante reglas unitarias)

$P = \{$

(1) $S \longrightarrow$ **identificador** $= E$
(2) $E \longrightarrow E + T$
(3) $E \longrightarrow T$
(4) $T \longrightarrow T$ * F
(5) $T \longrightarrow F$
(6) $F \longrightarrow$ **número**
(7) $F \longrightarrow$ **identificador**
(8) $F \longrightarrow$ **(** E **)**

$\}$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Símbolos no terminales accesibles mediante reglas unitarias)

Cálculo de N_E

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\emptyset$	$\{E\}$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Símbolos no terminales accesibles mediante reglas unitarias)

Cálculo de N_E

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\emptyset$	$\{E\}$
1	$\{E\}$	$\{E, T\}$

Puesto que (3) $E \longrightarrow T$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Símbolos no terminales accesibles mediante reglas unitarias)

Cálculo de N_E

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\emptyset$	$\{E\}$
1	$\{E\}$	$\{E, T\}$
2	$\{E, T\}$	$\{E, T, F\}$

Puesto que (5) $T \longrightarrow F$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Símbolos no terminales accesibles mediante reglas unitarias)

Cálculo de N_E

Paso	Viejo	Nuevo
0	$\emptyset$	$\{E\}$
1	$\{E\}$	$\{E, T\}$
2	$\{E, T\}$	$\{E, T, F\}$
3	$\{E, T, F\}$	$\{E, T, F\}$

$$N_E = Nuevo = \{E, T, F\}$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Símbolos no terminales accesibles mediante reglas unitarias)

- $N_S = \{S\}$
- $N_E = \{E, T, F\}$
- $N_T = \{T, F\}$
- $N_F = \{F\}$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Algoritmo (Eliminación de reglas unitarias)

- **Entrada**
  - $G = (V_N, V_T, P, S)$ *Gramática de contexto libre*
  - *Conjuntos* N_A $\forall A \in V_N$
- **Salida**
  - $G' = (V'_N, V_T, P', S)$ *Gramática sin reglas unitarias.*

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Algoritmo (Eliminación de reglas unitarias)

inicio
  $P' \leftarrow \emptyset$
  para *cada* $A \in V_N$ **hacer**
    para *cada* $B \in N_A$ **hacer**
      si $B \longrightarrow \alpha \in P$ *no es una regla unitaria*
        entonces $P' \leftarrow P' \cup \{A \longrightarrow \alpha\}$
      fin_si
    fin_para
  fin_para
  $V'_N \leftarrow \{A | A \in V_N \wedge \exists A \longrightarrow \alpha \in P'\}$
fin

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Eliminación de reglas unitarias)

$P = \{$

(1) $S \longrightarrow$ **identificador** $= E$
(2) $E \longrightarrow E + T$
(3) $E \longrightarrow T$
(4) $T \longrightarrow T * F$
(5) $T \longrightarrow F$
(6) $F \longrightarrow$ **número**
(7) $F \longrightarrow$ **identificador**
(8) $F \longrightarrow$ **(** E **)**

$\}$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Eliminación de reglas unitarias)

Paso 1: $N_S = \{S\}$, *se añaden a* P' *todas las reglas de* S *(ninguna regla es unitaria)*

$$S \longrightarrow \textbf{identificador} = E$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Eliminación de reglas unitarias)

Paso 2: $N_E = \{E, T, F\}$, *las alternativas no unitarias de* E, T *y* F *se convierten en alternativas de* E

$$
\begin{array}{lcl}
E & \longrightarrow & E \ + \ T \\
E & \longrightarrow & T \ * \ F \\
E & \longrightarrow & (\ E\ ) \\
E & \longrightarrow & \textbf{identificador} \\
E & \longrightarrow & \textbf{número}
\end{array}
$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Eliminación de reglas unitarias)

Paso 3: $N_T = \{T, F\}$, *las alternativas no unitarias de* T *y* F *se convierten en alternativas de* T.

$$
\begin{array}{lcl}
T & \longrightarrow & T \ * \ F \\
T & \longrightarrow & (\ E\ ) \\
T & \longrightarrow & \textbf{identificador} \\
T & \longrightarrow & \textbf{número}
\end{array}
$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Eliminación de reglas unitarias)

Paso 4: $N_F = \{F\}$, *se añaden a* P' *todas las reglas de* F *(ninguna regla es unitaria)*

$$F \longrightarrow (\ E \ )$$
$$F \longrightarrow \textbf{identificador}$$
$$F \longrightarrow \textbf{número}$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Eliminación de reglas unitarias)

Nuevo conjunto de reglas de producción

$$
\begin{aligned}
P' \quad = \quad & \{ \\
& S \longrightarrow \textbf{identificador} \ = \ E \\
& E \longrightarrow E \ + \ T \mid T \ * \ F \mid (\ E \ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
& T \longrightarrow T \ * \ F \mid (\ E \ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
& F \longrightarrow (\ E \ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
& \}
\end{aligned}
$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Nota (Eliminación de reglas unitarias)

Al eliminar las reglas unitarias, algunos símbolos se pueden convertir en inútiles.

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Aparición de símbolos inútiles 1 / 4)

Gramática sin ϵ

$$
\begin{aligned}
P' = \{ & \\
& S' \longrightarrow \epsilon \mid S \\
& S \longrightarrow A\ D \mid B \\
& A \longrightarrow C\ D\ E \mid D\ E \mid C\ D \mid D \\
& B \longrightarrow C\ E \mid E \mid C \\
& C \longrightarrow S \mid a \\
& D \longrightarrow A \mid b \\
& E \longrightarrow S \mid a \\
\} &
\end{aligned}
$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Aparición de símbolos inútiles 2 / 4)

Conjuntos de símbolos no terminales accesibles mediante reglas unitarias

$$
\begin{aligned}
N_{S'} &= \{S', S, B, C, E\} \\
N_S &= \{S, B, C, E\} \\
N_A &= \{A, D\} \\
N_B &= \{S, B, C, E\} \\
N_C &= \{S, B, C, E\} \\
N_D &= \{A, D\} \\
N_E &= \{S, B, C, E\}
\end{aligned}
$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Aparición de símbolos inútiles 3 / 4)

Gramática generada por el algoritmo que elimina reglas unitarias

$$
\begin{aligned}
P' = \{ & \\
& S' \longrightarrow \epsilon \mid A\ D \mid C\ E \mid a \mid c \\
& S \longrightarrow A\ D \mid C\ E \mid a \mid c \\
& A \longrightarrow C\ D\ E \mid D\ E \mid C\ D \mid b \\
& B \longrightarrow C\ E \mid A\ D \mid a \mid c \\
& C \longrightarrow A\ D \mid C\ E \mid a \mid c \\
& D \longrightarrow C\ D\ E \mid D\ E \mid C\ D \mid b \\
& E \longrightarrow A\ D \mid C\ E \mid a \mid c \\
\} &
\end{aligned}
$$

Operaciones de limpieza

Reglas superfluas

Ejemplo (Aparición de símbolos inútiles 4 / 4)

- *Los símbolos S y B no son accesibles, porque no aparecen en la parte derecha de ninguna regla de producción.*
- *Por tanto, estos dos símbolos son inútiles y se pueden omitir.*

Contenido de la sección

Operaciones de limpieza

Gramática propia

Definición (Gramática sin ciclos)

Una **gramática es sin ciclos** *si no tiene derivaciones de la forma*

$$A \overset{+}{\Longrightarrow} A$$

Nota

- *Los ciclos dificultan el proceso de generación de las palabras y por ello deben evitarse.*
- *La aparición de ciclos se debe a la presencia reglas unitarias o reglas ϵ.*

Operaciones de limpieza

Gramática propia

Ejemplo (Gramática con ciclos)

Reglas de una gramática

$$
\begin{aligned}
P \quad = \quad & \{ \\
& \dots \\
& A \longrightarrow BC \\
& B \longrightarrow \epsilon \\
& C \longrightarrow A \\
& \dots \\
& \}
\end{aligned}
$$

Ciclo

$$A \Longrightarrow BC \Longrightarrow C \Longrightarrow A$$

Operaciones de limpieza

Gramática propia

Nota

Obivamente, una gramática sin ϵ que no tenga reglas unitarias no puede generar ciclos.

Operaciones de limpieza

Gramática propia

Definición (Gramática propia)

Se dice que una **gramática es propia** *si es una gramática sin ciclos, sin reglas* ϵ*, ni símbolos inútiles.*

Recursividad y factorización

Recursividad y factorización

Contenido de la sección

Recursividad y factorización

Recursividad

Recursividad

- Gramática con recursividad inmediata
- Gramática con recursividad general
- Eliminación de la recurvidad inmediata por la izquierda
- Eliminación de la recurvidad general por la izquierda

Recursividad y factorización

Recursividad

Recursividad

- Gramática con recursividad inmediata
- Gramática con recursividad general
- Eliminación de la recurvidad inmediata por la izquierda
- Eliminación de la recurvidad general por la izquierda

Recursividad y factorización

Recursividad

Definición (Gramática con recursividad inmediata)

Una gramática posee recursividad inmediata si

$$\exists\ A \longrightarrow \alpha\ A\ \beta \in P$$

donde

- $A \in V_N$
- $\alpha\beta \in V^+ = (V_N \cup V_T)^+$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Gramática con recursividad inmediata)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\ & S \longrightarrow \mathbf{a}\ S\ \mathbf{a} \\
(2)\ & S \longrightarrow \mathbf{a}\ A\ \mathbf{a} \\
(3)\ & A \longrightarrow \mathbf{b}\ A\ \mathbf{b} \\
(4)\ & A \longrightarrow \mathbf{c} \\
\} &
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Definición (Recursividad inmediata por la izquierda)

Una gramática posee recursividad inmediata por la izquierda si

$$\exists\ A \longrightarrow A\ \beta \in P$$

donde

- $A \in V_N$
- $\beta \in V^+ = (V_N \cup V_T)^+$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad inmediata por la izquierda 1 / 7)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\ & S \longrightarrow S\ \mathbf{a} \\
(2)\ & S \longrightarrow A\ \mathbf{a} \\
(3)\ & A \longrightarrow A\ \mathbf{b} \\
(4)\ & A \longrightarrow \mathbf{c} \\
\} &
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad inmediata por la izquierda 2 / 7)

$P = \{$

(1) <*asignación*> $\longrightarrow$ **identificador** = <*expresión*>
(2) <*expresión*> $\longrightarrow$ <*expresión*> + <*sumando*>
(3) <*expresión*> $\longrightarrow$ <*sumando*>
(4) <*sumando*> $\longrightarrow$ <*sumando*> * <*factor*>
(5) <*sumando*> $\longrightarrow$ <*factor*>
(6) <*factor*> $\longrightarrow$ **número**
(7) <*factor*> $\longrightarrow$ **identificador**
(8) <*factor*> $\longrightarrow$ **(**<*expresión*>**)**

$\}$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad inmediata por la izquierda 3 / 7)

- $P = \{$
  - (1) $S \longrightarrow$ **identificador** $=$ E
  - (2) $E \longrightarrow E + E$
  - (3) $E \longrightarrow E$ * E
  - (4) $E \longrightarrow$ **(** E **)**
  - (5) $E \longrightarrow$ **número**
  - (6) $E \longrightarrow$ **identificador**

  $\}$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad inmediata por la izquierda 4 / 7)

- *Sentencia de asignación múltiple del lenguaje C*

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
& (1)\ S \longrightarrow L\ E \\
& (2)\ L \longrightarrow L\ \textbf{identificador}\ = \\
& (3)\ L \longrightarrow \textbf{identificador}\ = \\
& (4)\ E \longrightarrow E + T \\
& \quad \ldots \\
\} &
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad inmediata por la izquierda 5 / 7)

- *Derivación recursiva por la izquierda*

$$
\begin{aligned}
S &\underset{1}{\Longrightarrow} \underline{L\ E} \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \underline{L\ \textbf{identificador} =}\ E \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \underline{L\ \textbf{identificador} =}\ \textbf{identificador} = E \\
&\underset{3}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} =}\ \textbf{identificador} = \textbf{identificador} = E \\
&\ldots
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad inmediata por la izquierda 6 / 7)

- *Lista de parámetros de un procedimiento o función:*

  $P = \{$

  (1) $S \longrightarrow$ **identificador (** L **)**
  (2) $L \longrightarrow L$ **, identificador**
  (3) $L \longrightarrow$ **identificador**
  $\ldots$

  $\}$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad inmediata por la izquierda 7 / 7)

- *Componentes de un* **array**:

  $P = \{$

  (1) $S \longrightarrow$ **identificador** D

  (2) $D \longrightarrow D$ **[número]**

  (3) $D \longrightarrow$ **[número]**

  $\ldots$

  $\}$

Recursividad y factorización

Recursividad

Definición (Recursividad inmediata por la derecha)

Una gramática posee recursividad inmediata por la derecha si

$$\exists\ A \longrightarrow \alpha\ A \in P$$

donde

- $A \in V_N$
- $\alpha \in V^+ = (V_N \cup V_T)^+$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad inmediata por la derecha)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\ & S \longrightarrow \mathbf{a}\ S \\
(2)\ & S \longrightarrow \mathbf{a}\ A \\
(3)\ & A \longrightarrow \mathbf{b}\ A \\
(4)\ & A \longrightarrow \mathbf{c} \\
\} &
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Recursividad

- Gramática con recursividad inmediata
- Gramática con recursividad general
- Eliminación de la recurvidad inmediata por la izquierda
- Eliminación de la recurvidad general por la izquierda

Recursividad y factorización

Recursividad

Definición (Gramática con recursividad general)

Una gramática posee recursividad general si

$$\exists\ A \overset{+}{\Longrightarrow} \alpha\ A\ \beta$$

donde

- $A \in V_N$
- $\alpha, \beta \in V^* = (V_N \cup V_T)^*$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Gramática con recursividad general 1 / 2)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\ & S \longrightarrow \mathbf{a}\ A\ \mathbf{a} \\
(2)\ & A \longrightarrow \mathbf{a}\ A\ \mathbf{a} \\
(3)\ & A \longrightarrow \mathbf{b}\ S\ \mathbf{b} \\
(4)\ & A \longrightarrow \mathbf{c} \\
\} &
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Gramática con recursividad general 2 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \underline{A\ \mathbf{a}}$$
$$\underset{2}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \underline{A\ \mathbf{a}}\ \mathbf{a}$$
$$\underset{3}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \underline{\mathbf{b}\ S\ \mathbf{b}}\ \mathbf{a}\ \mathbf{a}$$
$$\ldots$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Definición (Recursividad general por la izquierda)

Una gramática posee recursividad general por la izquierda **si**

$$\exists\ A \overset{+}{\Longrightarrow} A\ \beta$$

donde

- $A \in V_N$
- $\beta \in V^+ = (V_N \cup V_T)^+$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad general por la izquierda 1 / 2)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
& (1)\ S \longrightarrow A\ \mathbf{a} \\
& (2)\ A \longrightarrow A\ \mathbf{a} \\
& (3)\ A \longrightarrow S\ \mathbf{b} \\
& (4)\ A \longrightarrow \mathbf{c} \\
\} &
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad general por la izquierda 2 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{A\ \mathbf{a}}$$
$$\underset{2}{\Longrightarrow} \underline{A\ \mathbf{a}}\ \mathbf{a}$$
$$\underset{3}{\Longrightarrow} \underline{S\ \mathbf{b}}\ \mathbf{a}\ \mathbf{a}$$
$$\ldots$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Definición (Recursividad general por la derecha)

Una gramática posee recursividad general por la derecha si

$$\exists\ A \overset{+}{\Longrightarrow} \alpha\ A$$

donde

- $A \in V_N$
- $\alpha \in V^+ = (V_N \cup V_T)^+$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad general por la derecha 1 / 2)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
& (1)\ S \longrightarrow \mathbf{a}\ A \\
& (2)\ A \longrightarrow \mathbf{a}\ A \\
& (3)\ A \longrightarrow \mathbf{b}\ S \\
& (4)\ A \longrightarrow \mathbf{c} \\
\} &
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Recursividad general por la derecha 2 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \underline{A}$$
$$\underset{2}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \underline{A}$$
$$\underset{3}{\Longrightarrow} \mathbf{a}\ \mathbf{a}\ \mathbf{b}\ \underline{S}$$
$$\ldots$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Nota (Gramática recursiva por la izquierda: inconveniente)

- *No se puede realizar el análisis sintáctico descendente con gramaticas recursivas por la izquierda.*
- *Dichas gramáticas deben ser convertidas en gramáticas recursivas por la derecha.*

Recursividad y factorización

Recursividad

Recursividad

- Gramática con recursividad inmediata
- Gramática con recursividad general
- Eliminación de la recurvidad inmediata por la izquierda
- Eliminación de la recurvidad general por la izquierda

Recursividad y factorización

Recursividad

Algoritmo (Eliminación de la recursividad inmediata por la izquierda)

- **Entrada**
  - $G = (V_N, V_T, P, S)$
    Gramática con reglas recursivas por la izquierda.
- **Salida**
  - $G' = (V'_N, V_T, P', S)$
    Gramática sin reglas recursivas por la izquierda.

Recursividad y factorización

Recursividad

Algoritmo (Eliminación de la recursividad inmediata por la izquierda)

inicio

$P' \leftarrow \emptyset$

para *cada* $A \in V_N$ **hacer**

si *A no tiene reglas recursivas*

entonces *se añaden a* P' *las reglas de A*

si no si $(A \longrightarrow A\alpha_1|A\alpha_2|\cdots|A\alpha_p|\beta_1|\beta_2|\cdots|\beta_q \in P\ )$

donde $\forall i\ \alpha_i \neq \epsilon$ *y* $\forall j\ \beta_j$ *no empieza por A*

entonces *se añaden a* P' *las reglas*

$$A \longrightarrow \beta_j|\beta_j A' \quad \forall j \in \{1, 2, \ldots, q\}$$
$$A' \longrightarrow \alpha_i|\alpha_i A' \quad \forall i \in \{1, 2, \ldots, p\}$$

fin_si

fin_si

fin_para

fin

Recursividad y factorización

Recursividad

Nota (Eliminación de la recursividad inmediata por la izquierda)

- *Si $A \in V_N$ posee recursividad inmediata entonces A' es un nuevo símbolo no terminal.*

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad inmediata por la izquierda 1/7)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
& S \longrightarrow \textbf{identificador} = E \\
& E \longrightarrow E + T \mid T * F \mid (E) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
& T \longrightarrow T * F \mid (E) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
& F \longrightarrow (E) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
& \}
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad inmediata por la izquierda 2/7)

Paso 1: S *no tiene recursividad por la izquierda*

Se añade a P' *la regla de* S.

$S \longrightarrow \textbf{identificador} = E$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad inmediata por la izquierda 3/7)

Paso 2: E tiene una regla recursiva por la izquierda

$$E \longrightarrow E \underbrace{+T}_{\alpha_1} \mid \underbrace{T*F}_{\beta_1} \mid \underbrace{(E)}_{\beta_2} \mid \underbrace{\textbf{identificador}}_{\beta_3} \mid \underbrace{\textbf{número}}_{\beta_4}$$

Se añaden a P' las siguientes reglas

$$\begin{aligned} E &\longrightarrow T * F \mid (E) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \mid \\ &\quad\; T * F\ E' \mid (E)\ E' \mid \textbf{identificador}\ E' \mid \textbf{número}\ E' \\ E' &\longrightarrow + T \mid + T\ E' \end{aligned}$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad inmediata por la izquierda 4/7)

Paso 3: T tiene una regla recursiva por la izquierda

$$T \longrightarrow T \underbrace{*F}_{\alpha_1} \mid \underbrace{(E)}_{\beta_1} \mid \underbrace{\textbf{identificador}}_{\beta_2} \mid \underbrace{\textbf{número}}_{\beta_3}$$

Se añaden a P' las siguientes reglas:

$$\begin{array}{rcl} T & \longrightarrow & (\ E \ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \mid \\ & & (\ E \ ) \ T' \mid \textbf{identificador} \ T' \mid \textbf{número} \ T' \\ T' & \longrightarrow & * \ F \mid * \ F \ T' \end{array}$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad inmediata por la izquierda 5/7)

Paso 4: *F no posee reglas recursivass.*

Se añaden a P' todas las reglas de F

$$F \longrightarrow (\ E \ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número}$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad inmediata por la izquierda 6/7)

$$
\begin{aligned}
P' = \{ & \\
& S \longrightarrow \textbf{identificador} = E \\
& E \longrightarrow T * F \mid (\ E\ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \mid \\
& \qquad T * F\ E' \mid (\ E\ )\ E' \mid \textbf{identificador}\ E' \mid \textbf{número}\ E' \\
& E' \longrightarrow + T \mid + T\ E' \\
& T \longrightarrow (\ E\ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \mid \\
& \qquad (\ E\ )\ T' \mid \textbf{identificador}\ T' \mid \textbf{número}\ T' \\
& T' \longrightarrow * F \mid * F\ T' \\
& F \longrightarrow (\ E\ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
& \}
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad inmediata por la izquierda 7/7)

- *G y G′ son gramáticas equivalentes*

$$S \underset{G}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$
$$\underset{G}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + T}$$
$$\underset{G}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + T$$
$$\underset{G}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{identificador}}$$

$$S \underset{G'}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$
$$\underset{G'}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}}\ E'$$
$$\underset{G'}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{+\ T}$$
$$\underset{G'}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{identificador}}$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Recursividad

- Gramática con recursividad inmediata
- Gramática con recursividad general
- Eliminación de la recurvidad inmediata por la izquierda
- Eliminación de la recurvidad general por la izquierda

Recursividad y factorización

Recursividad

Algoritmo (Eliminación de la recursividad general por la izquierda)

- **Entrada**
  - $G = (V_N, V_T, P, S)$
    Gramática de contexto libre propia, es decir, sin ciclos, sin reglas ϵ, ni símbolos inútiles.
- **Salida**
  - $G' = (V'_N, V_T, P', S)$
    Gramática sin recursividad por la izquierda.

Recursividad y factorización

Recursividad

Algoritmo (Eliminación de la recursividad general por la izquierda)

inicio

$P' \leftarrow \emptyset$

Ordénense los símbolos no terminales de la gramática: $\{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$

para i **de** 1 **a** n **hacer**

para j **de** 1 **a** $i-1$ **hacer**

si $A_i \longrightarrow A_j\ \gamma\ \in P$

entonces

Añadir a P' *las reglas* $A_i \longrightarrow \delta_1\ \gamma \mid \cdots \mid \delta_k\ \gamma$

donde $A_j \longrightarrow \delta_1 \mid \cdots \mid \delta_k$ *son las reglas actuales de* A_j

fin_si

fin_para

Eliminar la recursividad inmediata por la izquierda de las reglas de A_i.

fin_para

fin

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad general por la izquierda 1 / 8)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
&(1)\ S \longrightarrow A\ B \\
&(2)\ S \longrightarrow c \\
&(3)\ A \longrightarrow B\ b \\
&(4)\ A \longrightarrow S\ d \\
&(5)\ A \longrightarrow a \\
&(6)\ B \longrightarrow S\ b \\
&(7)\ B \longrightarrow A\ a \\
\} &
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad general por la izquierda 2 / 8)

- *Ordenamiento de los símbolos no terminales:* $\{S, A, B\}$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad general por la izquierda 3 / 8)

- *Paso exterior 1: reglas de producción de S*
  - *Paso interior 1*
    S no tiene ninguna regla que comience por un símbolo con un número de orden inferior al suyo.
  - *Eliminación de la recusividad inmediata de S*
    S no tiene recursividad inmediata por la izquierda.

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad general por la izquierda 4 / 8)

- *Paso exterior 2: reglas de producción de A*
  - *Paso interior 1:*
    Sustitución de las reglas de A que comienzan por S:
    - *La regla(4)* $A \longrightarrow S\ d$ *se sustituye por* $A \longrightarrow A\ B\ d \mid c\ d$
    - *Nuevas reglas de A:*

$$A \longrightarrow A\ B\ d \mid B\ b \mid c\ d \mid a$$

  - *Eliminación de la recusividad inmediata de A:*

$$\begin{aligned} A &\longrightarrow B\ b \mid c\ d \mid a \mid \\ &\quad\ B\ b\ A' \mid c\ d\ A' \mid a\ A' \\ A' &\longrightarrow B\ d \mid B\ d\ A' \end{aligned}$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad general por la izquierda 5 / 8)

- *Paso exterior 3:* *reglas de producción de B*
  - *Paso interior 1:*
    Sustitución de las reglas de B que comienzan por S
    - *La regla (6)* $B \longrightarrow S\ b$ *se sustituye por*

$$B \longrightarrow A\ B\ b \mid c\ b$$

    - *Nuevas reglas de B*

$$B \longrightarrow A\ B\ b \mid c\ b \mid A\ a$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad general por la izquierda 6 / 8)

- *Paso exterior 3: reglas de producción de B*
  - *Paso interior 2:*
    Sustitución de las reglas de B que comienzan por A
    - *La regla $B \longrightarrow A\ B\ b$ se sustituye por las reglas*

$$\begin{aligned} B \longrightarrow\ & B\ b\ B\ b \mid c\ d\ B\ b \mid a\ B\ b \mid \\ & B\ b\ A'\ B\ b \mid c\ d\ A'\ B\ b \mid a\ A'\ B\ b \end{aligned}$$

    - *y la regla $B \longrightarrow A\ a$ se sustituye por las reglas*

$$\begin{aligned} B \longrightarrow\ & B\ b\ a \mid c\ d\ a \mid a\ a \mid \\ & B\ b\ A'\ a \mid c\ d\ A'\ a \mid a\ A'\ a \end{aligned}$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad general por la izquierda 7 / 8)

- *Paso exterior 3:* *reglas de producción de B*
  - *Nuevas reglas de B:*

$$
\begin{aligned}
B \longrightarrow\ & B\ b\ B\ b \mid B\ b\ A'\ B\ b \mid B\ b\ a \mid B\ b\ A'\ a \mid \\
& c\ d\ B\ b \mid a\ B\ b \mid c\ d\ A'\ B\ b \mid a\ A'\ B\ b \mid \\
& b\ a \mid c\ d\ a \mid a\ a \mid c\ d\ A'\ a \mid a\ A'\ a \mid \\
& c\ b
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Recursividad

Ejemplo (Eliminación de la recursividad general por la izquierda 8 / 8)

- *Paso exterior 3:* *reglas de producción de B*
  - *Eliminación de la recusividad inmediata de B*

$$
\begin{array}{lll}
B & \longrightarrow & c\ d\ B\ b \mid a\ B\ b \mid c\ d\ A'\ B\ b \mid a\ A'\ B\ b \mid \\
 & & b\ a \mid c\ d\ a \mid a\ a \mid c\ d\ A'\ a \mid a\ A'\ a \mid \\
 & & c\ b \mid \\
 & & c\ d\ B\ b\ B' \mid a\ B\ b\ B' \mid c\ d\ A'\ B\ b\ B' \mid a\ A'\ B\ b\ B' \mid \\
 & & b\ a\ B' \mid c\ d\ a\ B' \mid a\ a\ B' \mid c\ d\ A'\ a\ B' \mid a\ A'\ a\ B' \mid \\
 & & c\ b\ B' \\
B' & \longrightarrow & b\ B\ b \mid b\ A'\ B\ b \mid b\ a \mid b\ A'\ a \mid \\
 & & b\ B\ b\ B' \mid b\ A'\ B\ b\ B' \mid b\ a\ B' \mid b\ A'\ a\ B'
\end{array}
$$

Contenido de la sección

Recursividad y factorización

Factorización por la izquierda

Factorización por la izquierda

- Considérense las siguientes reglas de producción:

  S $\longrightarrow$ **si** E **entonces** S **si_no** S **fin_si**

  S $\longrightarrow$ **si** E **entonces** S **fin_si**

- Si se recibe el componente léxico **si**, no se sabe aún qué regla de S se debe utilizar
- Se puede posponer esta decisión si se utilizan las siguientes reglas de producción.

  S $\longrightarrow$ **si** E **entonces** S S'

  S' $\longrightarrow$ **si_no** S **fin si**

  S' $\longrightarrow$ **fin_si**

Recursividad y factorización

Factorización por la izquierda

Factorización por la izquierda

- En general, si

  $$A \longrightarrow \alpha\ \beta_1 \mid \alpha\ \beta_2 \mid \cdots \mid \alpha\ \beta_N$$

  son reglas de A que comienzan por $\alpha \neq \epsilon$

  entonces no se sabe qué alternativa de A utilizar
- **Solución**: factorizar por la izquierda

  $$A \longrightarrow \alpha\ A'$$
  $$A' \longrightarrow \beta_1 \mid \beta_2 \mid \cdots \mid \beta_N$$

Recursividad y factorización

Factorización por la izquierda

Nota (Factorización por la izquierda)

El análisis sintáctico descendente requiere que la gramática esté factorizada por la izquierda.

Recursividad y factorización

Factorización por la izquierda

Algoritmo (Factorización por la izquierda 1/2)

- **Entrada**
  - $G = (V_N, V_T, P, S)$
    Gramática de contexto libre propia.
- **Salida**
  - $G' = (V'_N, V_T, P', S)$
    Gramática factorizada por la izquierda.

Recursividad y factorización

Factorización por la izquierda

Algoritmo (Factorización por la izquierda 2/2)

inicio

para *cada* $A \in V_N$ **hacer**

mientras *A tenga dos reglas actuales con el mismo prefijo* **hacer**

si $\alpha \neq \epsilon$ *es el prefijo más largo de dos o más alternativas de A*

entonces *sustituir todas las reglas de A*

$$A \longrightarrow \alpha\ \beta_1 \mid \cdots \mid \alpha\ \beta_p \mid \gamma_1 \mid \cdots \mid \gamma_q$$

donde γ_i *no empieza por* $\alpha\ \forall i \in \{1, 2, \ldots, q\}$

por las reglas

$$A \longrightarrow \alpha\ A' \mid \gamma_1 \mid \cdots \mid \gamma_q$$

$$A' \longrightarrow \beta_1 \mid \cdots \mid \beta_p$$

fin_si

fin_mientras

fin_para

fin

Recursividad y factorización

Factorización por la izquierda

Ejemplo (Factorización por la izquierda 1/4)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
& S \longrightarrow A\ B\ c \mid A\ B\ d\ e \mid A\ B\ d\ f \mid A\ B\ S \\
& A \longrightarrow a \\
& B \longrightarrow b \\
\} &
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Factorización por la izquierda

Ejemplo (Factorización por la izquierda 2/4)

- *Paso 1: factorización de las reglas de S (1/2)*
  - $\alpha_1 = ABd$: *prefijo más largo*

$$S \longrightarrow A\ B\ c \mid A\ B\ d\ e \mid A\ B\ d\ f \mid A\ B\ S$$

  - *Las reglas de S se sustituyen por:*

$$S \longrightarrow A\ B\ d\ S' \mid A\ B\ c \mid A\ B\ S$$
$$S' \longrightarrow e \mid f$$

Recursividad y factorización

Factorización por la izquierda

Ejemplo (Factorización por la izquierda 3/4)

- *Paso 1: factorización de las reglas de S (2/2)*
  - $\alpha_2 = AB$: *nuevo prefijo más largo.*

$$S \longrightarrow A\ B\ d\ S' \mid A\ B\ c \mid A\ B\ S$$

  - *Las reglas actuales de S se sustituyen por:*

$$\begin{array}{l} S \longrightarrow A\ B\ S'' \\ S'' \longrightarrow d\ S' \mid c \mid S \\ S' \longrightarrow e \mid f \end{array}$$

Recursividad y factorización

Factorización por la izquierda

Ejemplo (Factorización por la izquierda 4/4)

- *Pasos 2 y 3*

  Las producciones de A y B no requieren factorización.

Recursividad y factorización

Factorización por la izquierda

Ejercicio (Factorización por la izquierda)

$$
\begin{aligned}
P' = \{ & \\
& S \longrightarrow \textbf{identificador} = E \\
& E \longrightarrow T * F \mid (\ E\ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \mid \\
& \qquad T * F\ E' \mid (\ E\ )\ E' \mid \textbf{identificador}\ E' \mid \textbf{número}\ E' \\
& E' \longrightarrow + T \mid + T\ E' \\
& T \longrightarrow (\ E\ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \mid \\
& \qquad (\ E\ )\ T' \mid \textbf{identificador}\ T' \mid \textbf{número}\ T' \\
& T' \longrightarrow * F \mid * F\ T' \\
& F \longrightarrow (\ E\ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
& \}
\end{aligned}
$$

Contenido de la sección

Recursividad y factorización

Eliminación de la recursividad inmediata y factorización por la izquierda

Algoritmo

- **Entrada**
  - $G = (V_N, V_T, P, S)$
    Gramática con recursividad inmediata por la izquierda.
- **Salida**
  - $G' = (V'_N, V_T, P', S)$
    Gramática sin recursividad inmediata por la izquierda y factorizada por la izquierda.

Recursividad y factorización

Eliminación de la recursividad inmediata y factorización por la izquierda

Algoritmo

inicio

$P' \leftarrow \emptyset$

para *cada* $A \in V_N$ **hacer**

si *A no tiene producciones recursivas*

entonces *se añaden a* P' *las producciones de A factorizadas*

si_no si $A \longrightarrow A\alpha_1|A\alpha_2|\cdots|A\alpha_p|\beta_1|\beta_2|\cdots|\beta_q \in P$

donde $\forall i\ \alpha_i \neq \epsilon$ *y* $\forall j\ \beta_j$ *no empieza por A*

entonces *se añaden a* P' *las producciones*

$A \longrightarrow \beta_j A' \quad \forall j \in \{1, 2, \ldots, q\}$

$A' \longrightarrow \alpha_i A'|\epsilon \quad \forall i \in \{1, 2, \ldots, p\}$

fin_si

fin_si

fin_para

fin

Recursividad y factorización

Eliminación de la recursividad inmediata y factorización por la izquierda

Ejemplo (Eliminación de recursividad y factorización 1 / 6)

Gramática sin reglas unitarias

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
& S \longrightarrow \textbf{identificador} = E \\
& E \longrightarrow E + T \mid T * F \mid (E) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
& T \longrightarrow T * F \mid (E) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
& F \longrightarrow (E) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
& \}
\end{aligned}
$$

Recursividad y factorización

Eliminación de la recursividad inmediata y factorización por la izquierda

Ejemplo (Eliminación de recursividad y factorización 2 / 6)

- *Procesamiento de la regla de S*

$$S \longrightarrow \textbf{identificador} = E$$

Se añade a P' porque dicha regla no es recursiva

Recursividad y factorización

Eliminación de la recursividad inmediata y factorización por la izquierda

Ejemplo (Eliminación de recursividad y factorización 3 / 6)

- *Procesamiento de las reglas de E*

$$E \longrightarrow E \underbrace{+T}_{\alpha_1} \mid \underbrace{T*F}_{\beta_1} \mid \underbrace{(E)}_{\beta_2} \mid \underbrace{\textbf{identificador}}_{\beta_3} \mid \underbrace{\textbf{número}}_{\beta_4}$$

Se añaden a P' las siguientes reglas

$$E \longrightarrow T\ \textbf{*}\ F\ E' \mid \textbf{(}\ E\ \textbf{)}\ E' \mid \textbf{identificador}\ E' \mid \textbf{número}\ E'$$

$$E' \longrightarrow \textbf{+}\ T\ E' \mid \epsilon$$

Recursividad y factorización

Eliminación de la recursividad inmediata y factorización por la izquierda

Ejemplo (Eliminación de recursividad y factorización 4 / 6)

- *Procesamiento de las reglas de T*

$$T \longrightarrow T \underbrace{*F}_{\alpha_1} \mid \underbrace{(E)}_{\beta_1} \mid \underbrace{\textbf{identificador}}_{\beta_2} \mid \underbrace{\textbf{número}}_{\beta_3}$$

Se añaden a P′ las siguientes reglas

$$T \longrightarrow \textbf{(}\ E\ \textbf{)}\ T' \mid \textbf{identificador}\ T' \mid \textbf{número}\ T'$$

$$T' \longrightarrow \textbf{*}\ F\ T' \mid \epsilon$$

Recursividad y factorización

Eliminación de la recursividad inmediata y factorización por la izquierda

Ejemplo (Eliminación de recursividad y factorización 5 / 6)

- *Procesamiento de las reglas de F*

$$F \longrightarrow \textbf{(}\ E\ \textbf{)} \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número}$$

Se añaden a P' porque no son recursivas por la izquierda ni necesitan ser factorizadas.

Recursividad y factorización

Eliminación de la recursividad inmediata y factorización por la izquierda

Ejemplo (Gramática transformada 6 / 6)

$$
\begin{aligned}
P' = \{ & \\
& S \longrightarrow \textbf{identificador} = E \\
& E \longrightarrow T * F\ E' \mid (\ E\ )\ E' \mid \textbf{identificador}\ E' \mid \textbf{número}\ E' \\
& E' \longrightarrow + T\ E' \mid \epsilon \\
& T \longrightarrow (\ E\ )\ T' \mid \textbf{identificador}\ T' \mid \textbf{número}\ T' \\
& T' \longrightarrow * F\ T' \mid \epsilon \\
& F \longrightarrow (\ E\ ) \mid \textbf{identificador} \mid \textbf{número} \\
\} &
\end{aligned}
$$

Formas normales

Formas normales

Contenido de la sección

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Definición (Gramática en la forma normal de Chomsky)

- *Una gramática está en la forma normal de Chomsky* **(F.N.C.)** *si sus reglas son de la forma:*

$$A \longrightarrow B\ C$$
$$A \longrightarrow a$$

donde

- $A, B, C \in V_N$
- $a \in V_T$

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Ejemplo (Gramática en la forma normal de Chomsky 1 / 3)

$$
\begin{array}{lll}
P & = & \{ \\
 & (1) & S \longrightarrow A\ B \\
 & (2) & A \longrightarrow A\ B \\
 & (3) & A \longrightarrow a \\
 & (4) & B \longrightarrow B\ B \\
 & (5) & B \longrightarrow b \\
 & & \}
\end{array}
$$

Formas normales

Forma normal de Chomsky

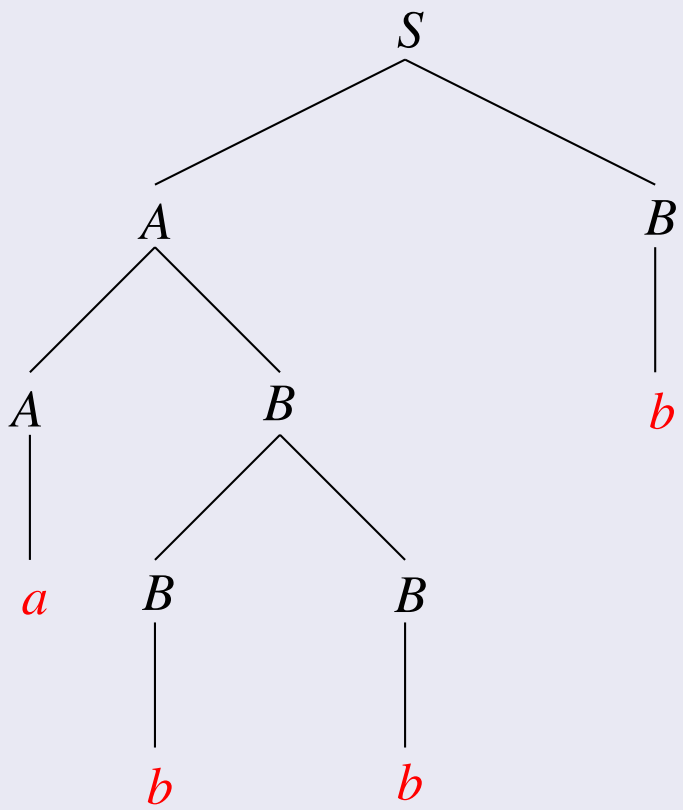
Ejemplo (Gramática en F.N.C.: derivación 2 / 3)

$$
\begin{aligned}
S &\underset{1}{\Longrightarrow} \underline{A\ B} \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \underline{A\ B}\ B \\
&\underset{3}{\Longrightarrow} \underline{a}\ B\ B \\
&\underset{4}{\Longrightarrow} a\ \underline{B\ B}\ B \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} a\ \underline{b}\ B\ B \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} a\ b\ \underline{b}\ B \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} a\ b\ b\ \underline{b}
\end{aligned}
$$

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Ejemplo (Gramática en F.N.C.: árbol sintáctico 3 / 3)



Formas normales

Forma normal de Chomsky

Nota (Árboles de la gramáticas en la F. N. C.)

Los árboles sintácticos de las derivaciones de las gramáticas que están en la forma normal de Chomsky siempre son árboles binarios.

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Nota (Análisis sintáctico)

El algoritmo de análisis sintáctico CYK (Cocke, Younger, Kasami) se aplica a gramáticas que están en la Forma Normal de Chomsky.

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Chomsky 1 / 6)

- **Entrada**
  - $G = (V_N, V_T, P, S)$
    Gramática propia.
- **Salida**
  - $G' = (V'_N, V_T, P', S)$
    Gramática en la forma normal Chomsky.

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Chomsky 2/ 6)

- *Paso 1*

  Generación de $G_1 = (V_{N_1}, V_T, P_1, S)$

  $$A \longrightarrow B_1\ B_2\ \cdots\ B_k \quad \text{donde } k \geq 2$$
  $$A \longrightarrow a$$

- *Paso 2*

  Generación de $G_2 = (V_{N_2}, V_T, P_2, S)$

  $A \longrightarrow B\ C$

  $A \longrightarrow a$

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Nota (Obtención de la forma normal de Chomsky 3 / 6)

Se verifica que $L(G_2) = L(G_1) = L(G) - \{\epsilon\}$.

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Chomsky 4 / 6)

Paso 1. Sea $A \longrightarrow X_1\ X_2 \cdots\ X_k \in P$

- *Si* $\mathbf{k = 1}$ *entonces*

  $A \longrightarrow X_1$ *se añade a* P_1

  donde $X_1 \in V_T$, *porque la gramática no tiene reglas unitarias.*

- *Si* $\mathbf{k \geq 2}$ *entonces*

  $A \longrightarrow B_1\ B_2 \cdots\ B_k$ *se añade a* P_1

  donde

  - *Si* $X_i \in V_N$ *entonces* $B_i = X_i$
  - *Si* $X_i = a_i \in V_T$ *entonces*
    - $B_i \in V_{N_1} - V_N$
    - $B_i \longrightarrow X_i \in P_1$

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Chomsky 5 / 6)

Paso 2. Generación de las reglas de P_2

- *Si* $A \longrightarrow a \in P_1$ *entonces* $A \longrightarrow a \in P_2$.
- *Si* $A \longrightarrow B_1\ B_2 \cdots\ B_k \in P_1$ *entonces:*
  - *Si* $\mathbf{k = 2}$ *entonces* $A \longrightarrow B_1\ B_2 \in P_2$
  - *Si* $\mathbf{k \geq 3}$ *entonces se añaden a* P_2 *las siguientes reglas:*

$$\begin{aligned} A &\longrightarrow B_1\ C_1 \\ C_1 &\longrightarrow B_2\ C_2 \\ &\cdots \\ C_{k-1} &\longrightarrow B_{k-2}\ C_{k-2} \\ C_{k-2} &\longrightarrow B_{k-1}\ B_k \end{aligned}$$

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Nota (Obtención de la forma normal de Chomsky 6 / 6)

$\forall i \in \{1, \ldots, k-2\}$ C_i *es un nuevo símbolo no terminal.*

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Chomsky 1 / 3)

Gramática de contexto libre propia.

$$
\begin{aligned}
P \;=\; \{ & \\
& S \longrightarrow a\ A\ B \\
& A \longrightarrow a\ B\ b \\
& A \longrightarrow a \\
& B \longrightarrow b\ b \\
\} &
\end{aligned}
$$

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Chomsky 2 / 3)

Paso 1

$$
\begin{aligned}
P_1 \quad = \quad & \{ \\
& S \longrightarrow B_1 \ A \ B \\
& A \longrightarrow B_1 \ B \ B_2 \\
& A \longrightarrow a \\
& B \longrightarrow B_2 \ B_2 \\
& B_1 \longrightarrow a \\
& B_2 \longrightarrow b \\
& \}
\end{aligned}
$$

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Chomsky 3 / 3)

Paso 2

$$
\begin{aligned}
P_2 = \{ & \\
& S \longrightarrow B_1\ C_1 & A \longrightarrow a \\
& C_1 \longrightarrow A\ B & B \longrightarrow B_2\ B_2 \\
& A \longrightarrow B_1\ C_2 & B_1 \longrightarrow a \\
& C_2 \longrightarrow B\ B_2 & B_2 \longrightarrow b \\
& & \}
\end{aligned}
$$

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Ejercicio (Obtención de la forma normal de Chomsky 1 / 2)

$P = \{$

(1) $S \longrightarrow T\ L$ **;**
(2) $T \longrightarrow$ **int**
(3) $T \longrightarrow$ **float**
(4) $L \longrightarrow$ **identificador** L'
(5) $L' \longrightarrow$ **,** **identificador** L'
(6) $L' \longrightarrow \epsilon$

$\}$

Nota

Previamente, hay que eliminar la regla ϵ

Formas normales

Forma normal de Chomsky

Ejercicio (Obtención de la forma normal de Chomsky 2 / 2)

$P = \{$

(1) $S \longrightarrow T$ **identificador** **(** P **)** **;**
(2) $T \longrightarrow$ **int**
(3) $P \longrightarrow$ **identificador** P'
(4) $P' \longrightarrow$ **,** **identificador** P'
(5) $P' \longrightarrow \epsilon$

$\}$

Nota

Previamente, hay que eliminar la regla ϵ

Contenido de la sección

Formas normales

Forma normal de Greibach

Definición (Forma normal de Greibach)

- *Una gramática está en la forma normal de Greibach* **(F.N.G.)** *si sus reglas son de la forma:*

$$A \longrightarrow a\ \alpha$$

donde

- $A \in V_N$
- $a \in V_T$
- $\alpha \in V_N^*$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Forma normal de Greibach: gramática 1 / 2)

$P = \{$

(1) $S \longrightarrow$ **int** $L\ P$
(2) $S \longrightarrow$ **float** $L\ P$
(3) $L \longrightarrow$ **identificador** L'
(4) $L \longrightarrow$ **identificador**
(5) $L' \longrightarrow$ **,** $I\ L'$
(6) $L' \longrightarrow$ **,** I
(7) $I \longrightarrow$ **identificador**
(8) $P \longrightarrow$ **;**

$\}$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Forma normal de Greibach: derivación 2 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{int } L\ P}$$
$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{int } \underline{\textbf{identificador } L'}\ P$$
$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{int identificador , } \underline{I}\ P$$
$$\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{int identificador , } \underline{\textbf{identificador}}\ P$$
$$\underset{8}{\Longrightarrow} \textbf{int identificador , identificador } \underline{\textbf{;}}$$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Nota (Análisis sintáctico descendente)

- *Una gramática en FNG admite el análisis sintáctico descendente si* $\forall A \in V_N$ *sus alternativas comienzan por un símbolo terminal diferente.*

  $A \longrightarrow a_1\ \alpha_1$

  $A \longrightarrow a_2\ \alpha_2$

  $\ldots$

  $A \longrightarrow a_N\ \alpha_N$

  Si $i \neq j$ *entonces* $a_i \neq a_j$

- *Véase el tema nº 4.- Análisis sintáctico descendente.*

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Análisis sintáctico descendente)

Gramática en FNG que admite el análisis sintáctico descendente

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\ & S \longrightarrow a\ A\ B\ C \\
(2)\ & A \longrightarrow a\ A \\
(3)\ & A \longrightarrow b \\
(4)\ & B \longrightarrow b\ B \\
(5)\ & B \longrightarrow c \\
(6)\ & C \longrightarrow c\ C \\
(7)\ & C \longrightarrow d \\
& \}
\end{aligned}
$$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Greibach 1 / 9)

- **Entrada**
  - $G = (V_N, V_T, P, S)$
    Gramática en la forma normal Chomsky.
- **Salida**
  - $G' = (V'_N, V_T, P', S)$
    Gramática en la forma normal Greibach.

Formas normales

Forma normal de Greibach

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Greibach 2 / 9)

- *Paso 1*

  Aplicación del algoritmo que elimina la **recursividad general** *por la izquierda.*

- *Paso 2*

  Transformación *de las reglas de los símbolos* **no terminales** *de la gramática* **original**.

- *Paso 3:*

  Transformación *de las reglas de los símbolos* **no terminales obtenidos** *al eliminar la recursividad inmediata.*

Formas normales

Forma normal de Greibach

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Greibach 3 / 9)

- *Paso 1 (1/3)*

  Aplicación del algoritmo que elimina la recursividad general por la izquierda.

  Las reglas de producción resultantes serán de la forma:

$$
\begin{aligned}
A_i &\longrightarrow A_j\gamma \quad \forall j > i \wedge i,j \in \{i,2,\ldots,n\} \\
A_i &\longrightarrow a\gamma \\
A'_i &\longrightarrow \gamma
\end{aligned}
$$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Greibach 4 / 9)

- *Paso 1 (2/3)*

  donde

  - $A_i, A_j \in V_N$
  - $a \in V_T$
  - $\forall i$ A'_i: *generado al eliminar la recursividad inmediata por la izquierda*
  - $\gamma \in (V_N \cup \{A'_1, A'_2, \ldots, A'_n\})*$.

Formas normales

Forma normal de Greibach

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Greibach 5 / 9)

- *Paso 1 (3/3)*
  - *En particular, la reglas del símbolo A_n ya estarán en la forma normal de Greibach.*

$$A_n \longrightarrow a\ \gamma$$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Greibach 6 / 9)

- *Paso 2.* **Transformación** *de las reglas de los símbolos* **no terminales** *de la gramática* **original**.

inicio

para i **de** $n-1$ **a** 1 **hacer**

para j **de** $i+1$ **a** n **hacer**

para *cada producción* *actual* *de* A_i *de la forma* $A_i \longrightarrow A_j\ \gamma$ **hacer**

si $A_j \longrightarrow a_1\ \alpha_1 \mid a_2\ \alpha_2 \mid \cdots \mid a_p\ \alpha_p$ *son las reglas actuales de* A_j

entonces $A_i \longrightarrow a_1\ \alpha_1\ \gamma \mid a_2\ \alpha_2\ \gamma \mid \cdots \mid a_p\ \alpha_p\ \gamma$

pasan a ser producciones actuales de A_i

fin_si

fin_para

fin_para

fin_para

fin

Formas normales

Forma normal de Greibach

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Greibach 7 / 9)

- *Paso 2 (continuación)*
  - *Las reglas de producción resultantes serán de la forma:*

$$\begin{aligned} A_i &\longrightarrow a\ \gamma \\ A'_i &\longrightarrow \gamma \end{aligned}$$

  - *En particular, todas la reglas de los* **símbolos no terminales originales** *estarán en la forma normal de Greibach.*

Formas normales

Forma normal de Greibach

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Greibach 8 / 9)

- *Paso 3.* **Transformación** *de las reglas de los símbolos obtenidos al eliminar la recursividad inmediata.*

inicio
  para i **de** 1 **a** m **hacer**
    para j **de** 1 **a** n **hacer**
      para *cada regla actual de* A'_i *de la forma* $A'_i \longrightarrow A_j\ \gamma$
      hacer si $A_j \longrightarrow a_1\ \alpha_1 \mid a_2\ \alpha_2 \mid \cdots \mid a_p\ \alpha_p$ *son las reglas actuales de* A_j
        entonces $A'_i \longrightarrow a_1\ \alpha_1\ \gamma \mid a_2\ \alpha_2\ \gamma \mid \cdots \mid a_p\ \alpha_p\ \gamma$
        pasan a ser reglas actuales de A'_i
      fin si
      fin para
    fin para
  fin para
fin

Formas normales

Forma normal de Greibach

Algoritmo (Obtención de la forma normal de Greibach 9 / 9)

- *Paso 3. (Continuación)*

  Las reglas de producción resultantes serán de la forma:

$$A_i \longrightarrow a\ \gamma$$
$$A'_i \longrightarrow a\ \gamma$$

  Por tanto, todas la reglas estarán en la forma normal de Greibach.

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Greibach 1 / 10)

- *Gramática que está en la forma normal de Chomsky.*

$P = \{$

(1) $S \longrightarrow A\ B$
(2) $A \longrightarrow S\ B$
(3) $A \longrightarrow a$
(4) $B \longrightarrow B\ A$
(5) $B \longrightarrow d$

$\}$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Greibach 2 / 10)

- *Paso 1. Eliminación de la recursividad general por la izquierda*
  - (1) *Procesamiento de la regla de S*
    - *S es el* **primer** *símbolo y, por tanto, su alternativa no comienza por un símbolo con un número de orden menor.*
    - *S* **no** *tiene recursividad inmediata por la izquierda.*
    - *La regla de S se añade a* P_1

      $S \longrightarrow A\ B$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Greibach 3 / 10)

- *Paso 1. Eliminación de la recursividad general por la izquierda*

  (2) *Procesamiento de las reglas de A*

  - *S aparece en la regla de A*

    $$A \longrightarrow S\ B$$

    Se sustituye S por su alternativa y se genera nueva regla de A

    $$A \longrightarrow A\ B\ B$$

  - *Eliminación de la recursividad* **inmediata** *por la izquierda de A.*

    Las reglas actuales de A

    $$A \longrightarrow A\ B\ B \mid a$$

    se sustituyen por

    $$A \longrightarrow a \mid a\ A'$$
    $$A' \longrightarrow B\ B \mid B\ B\ A'$$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Greibach 4 / 10)

- *Paso 1. Eliminación de la recursividad general por la izquierda*
  (3) *Procesamiento de las reglas de B*
  - *No hay sustituir ningún símbolo en las reglas de B.*
  - *Eliminación de la recursividad* **inmediata** *por la izquierda de B.*
    Las reglas actuales de B
    $$B \longrightarrow B\ A \mid d$$
    se sustituyen por
    $$B \longrightarrow d \mid d\ B'$$
    $$B' \longrightarrow A \mid A\ B'$$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Greibach 5 / 10)

- *Paso 1. Eliminación de la recursividad general por la izquierda*

  Gramática generada en el paso 1

  $P_1 = \{$

  $S \longrightarrow A\ B$

  $A \longrightarrow a \mid a\ A'$

  $B \longrightarrow d \mid d\ B'$

  $A' \longrightarrow B\ B \mid B\ B\ B'$

  $B' \longrightarrow A \mid A\ B'$

  $\}$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Greibach 6 / 10)

- *Paso 2. Transformación de las reglas de los símbolos no terminales originales.*
  - (1) *Las reglas de B ya están en la forma normal de Greibach.*
    $$B \longrightarrow d \mid d\ B'$$
  - (2) *Las reglas de A ya están en la forma normal de Greibach.*
    $$A \longrightarrow a \mid a\ A'$$
  - (3) *Transformación de las reglas de S*

    Se sustituye A por sus alternativas en la regla
    $$S \longrightarrow A\ B$$
    Se generan las siguientes reglas
    $$S \longrightarrow \underline{a}\ B \mid \underline{a\ A'}\ B$$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Greibach 7 / 10)

- *Paso 2. Transformación de las reglas de los símbolos no terminales originales.*

  Gramática generada en el paso 2

  $P_2 = \{$

  $S \longrightarrow a\ B \mid a\ A'\ B$

  $A \longrightarrow a \mid a\ A'$

  $B \longrightarrow d \mid d\ B'$

  $A' \longrightarrow B\ B \mid B\ B\ B'$

  $B' \longrightarrow A \mid A\ B'$

  $\}$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Greibach 8 / 10)

- *Paso 3. Transformación de las reglas de los símbolos no terminales generados al eliminar la recursividad inmediata por la izquierda.*
  - *Trasformación de las reglas de A'*

    $$A' \longrightarrow B\ B \mid B\ B\ A'$$

    se sustituye B por sus alternativas y se generan las reglas:

    $$A' \longrightarrow \underline{d}\ B \mid \underline{d}\ B\ A' \mid \underline{d\ B'}\ B \mid \underline{d\ B'}\ B\ A'$$
  - *Transformación de las reglas de B'*

    $$B' \longrightarrow A \mid A\ B'.$$

    se sustituye A por sus alternativas y se generan las reglas:

    $$B' \longrightarrow \underline{a} \mid \underline{a\ A'} \mid \underline{a}\ B' \mid \underline{a\ A'}\ B'$$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Greibach 9 / 10)

- *Paso 3. Gramática generada*

$$
\begin{aligned}
P_3 = \{ & \\
& S \longrightarrow a\ B \mid a\ A'\ B \\
& A \longrightarrow a \mid a\ A' \\
& B \longrightarrow d \mid d\ B' \\
& A' \longrightarrow d\ B \mid d\ B\ A' \mid d\ B'\ B \mid d\ B'\ B\ A' \\
& B' \longrightarrow a \mid a\ A' \mid a\ B' \mid a\ A'\ B' \\
\} &
\end{aligned}
$$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejemplo (Obtención de la forma normal de Greibach 10 / 10)

$$
\begin{aligned}
P' = \{ & \\
& S \longrightarrow a\ B \mid a\ A'\ B \\
& A \longrightarrow a \mid a\ A' \\
& B \longrightarrow d \mid d\ B' \\
& A' \longrightarrow d\ B \mid d\ B\ A' \mid d\ B'\ B \mid d\ B'\ B\ A' \\
& B' \longrightarrow a \mid a\ A' \mid a\ B' \mid a\ A'\ B' \\
\} &
\end{aligned}
$$

Formas normales

Forma normal de Greibach

Ejercicio (Obtención de la forma normal de Greibach)

$P = \{$

(1) $S \longrightarrow T$ **identificador** **(** P **)** **;**
(2) $T \longrightarrow$ **int**
(3) $P \longrightarrow$ **identificador** P'
(4) $P' \longrightarrow$ **,** **identificador** P'
(5) $P' \longrightarrow \epsilon$

$\}$

Nota

Previamente, hay que convertirla a la forma normal de Chomsky.

Tipos de análisis sintáctico

Tipos de análisis sintáctico

Contenido de la sección

Tipos de análisis sintáctico

Métodos universales

Tipos de análisis sintáctico

- Métodos universales
  - Algoritmo de CYK: Cocke, Younger, Kasami.
  - Algoritmo de Earley.
  - Algorimo de GHR: Graham, Harrison, Ruzzo.

Tipos de análisis sintáctico

Métodos universales

Tipos de análisis sintáctico

- Métodos universales
  - Ventaja
    - Se pueden aplicar a todas las gramáticas.
  - Inconvenientes
    - Complejidad computacional muy alta
    - En el peor de los casos, la complejidad es cúbica: $O(n^3)$
    - El algoritmo CYK requiere que la gramática se transforme previamente a la FNC.

Contenido de la sección

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Métodos descendentes

- Generan un derivación por la izquierda de la cadena de entrada
- El árbol sintáctico se genera de arriba hacia abajo:
  - desde la raíz hasta las hojas

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Gramática de las expresiones aritméticas)

$$
\begin{aligned}
P = \{ & \\
(1)\ & S \longrightarrow \textbf{identificador} = E \\
(2)\ & E \longrightarrow T\ E' \\
(3)\ & E' \longrightarrow + \ T\ E' \\
(4)\ & E' \longrightarrow \epsilon \\
(5)\ & T \longrightarrow F\ T' \\
(6)\ & T' \longrightarrow * \ F\ T' \\
(7)\ & T' \longrightarrow \epsilon \\
(8)\ & F \longrightarrow (\ E\ ) \\
(9)\ & F \longrightarrow \textbf{identificador} \\
(10)\ & F \longrightarrow \textbf{número} \\
\} &
\end{aligned}
$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 1 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\text{identificador} = E}$$
$$\underset{2}{\Longrightarrow} \text{identificador} = \underline{T\ E'}$$
$$\underset{5}{\Longrightarrow} \text{identificador} = \underline{F\ T'}\ E'$$
$$\underset{9}{\Longrightarrow} \text{identificador} = \underline{\text{identificador}}\ T'\ E'$$
$$\underset{7}{\Longrightarrow} \text{identificador} = \text{identificador}\ \underline{\epsilon}\ E'$$
$$\underset{3}{\Longrightarrow} \text{identificador} = \text{identificador}\ \underline{+\ T\ E'}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 1 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$
$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{T\ E'}$$
$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{F\ T'}\ E'$$
$$\underset{9}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}}\ T'\ E'$$
$$\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}\ E'$$
$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{+\ T\ E'}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 1 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{T\ E'}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{F\ T'}\ E'$$

$$\underset{9}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}}\ T'\ E'$$

$$\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}\ E'$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{+\ T\ E'}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 1 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$
$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{T\ E'}$$
$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{F\ T'}\ E'$$
$$\underset{9}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}}\ T'\ E'$$
$$\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}\ E'$$
$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{+\ T\ E'}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 1 / 2)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$
$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{T\ E'}$$
$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{F\ T'}\ E'$$
$$\underset{9}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}}\ T'\ E'$$
$$\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}\ E'$$
$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{+\ T\ E'}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 1 / 2)

$$
\begin{aligned}
S &\underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E} \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{T\ E'} \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{F\ T'}\ E' \\
&\underset{9}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}}\ T'\ E' \\
&\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}\ E' \\
&\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{+\ T\ E'}
\end{aligned}
$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 1 / 2)

$$
\begin{aligned}
S &\underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E} \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{T\ E'} \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{F\ T'}\ E' \\
&\underset{9}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}}\ T'\ E' \\
&\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}\ E' \\
&\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador}\ \underline{+\ T\ E'}
\end{aligned}
$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 2 / 2)

$\underset{5}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador +** $\underline{F\ \ T'}\ E'$

$\underset{10}{\Longrightarrow}$ identificador = identificador + $\underline{\text{número}}\ T'\ E'$

$\underset{6}{\Longrightarrow}$ identificador = identificador + número $\underline{*\ F\ T'}\ E'$

$\underset{9}{\Longrightarrow}$ identificador = identificador + número * $\underline{\text{identificador}}\ T'\ E'$

$\underset{7}{\Longrightarrow}$ identificador = identificador + número * identificador $\underline{\epsilon}\ E'$

$\underset{4}{\Longrightarrow}$ identificador = identificador + número * identificador $\underline{\epsilon}$

= identificador = identificador + número * $\underline{\text{identificador}}$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 2 / 2)

$\underset{5}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador +** $\underline{F\ \ T'}\ E'$

$\underset{10}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador +** $\underline{\textbf{número}}\ T'\ E'$

$\underset{6}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador + número** $\underline{*\ F}\ T'\ E'$

$\underset{9}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador + número * identificador** $T'\ E'$

$\underset{7}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador + número * identificador** $\underline{\epsilon}\ E'$

$\underset{4}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador + número * identificador** $\underline{\epsilon}$

$=$ **identificador = identificador + número * identificador**

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 2 / 2)

$\underset{5}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador +** $\underline{F\ \ T'}\ E'$

$\underset{10}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador +** $\underline{\textbf{número}}\ T'\ E'$

$\underset{6}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador + número** $\underline{\textbf{*}\ F\ T'}\ E'$

$\underset{9}{\Longrightarrow}$ identificador = identificador + número * $\underline{\text{identificador}}\ T'\ E'$

$\underset{7}{\Longrightarrow}$ identificador = identificador + número * identificador $\underline{\epsilon}\ E'$

$\underset{4}{\Longrightarrow}$ identificador = identificador + número * identificador $\underline{\epsilon}$

$=$ identificador = identificador + número * $\underline{\text{identificador}}$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 2 / 2)

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{F\ \ T'}\ E'$$

$$\underset{10}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}}\ T'\ E'$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número}\ \underline{\textbf{*}\ F\ T'}\ E'$$

$$\underset{9}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}\ T'\ E'$$

$$\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}\ E'$$

$$\underset{4}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}$$

$$= \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 2 / 2)

$\underset{5}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador +** $\underline{F\ \ T'}\ E'$

$\underset{10}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador +** $\underline{\textbf{número}}\ T'\ E'$

$\underset{6}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador + número** $\underline{\textbf{*}\ F\ T'}\ E'$

$\underset{9}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador + número * identificador** $T'\ E'$

$\underset{7}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador + número * identificador** $\underline{\epsilon}\ E'$

$\underset{4}{\Longrightarrow}$ **identificador = identificador + número * identificador** $\underline{\epsilon}$

= identificador = identificador + número * identificador

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 2 / 2)

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{F\ \ T'}\ E'$$

$$\underset{10}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}}\ T'\ E'$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número}\ \underline{*\ F\ T'}\ E'$$

$$\underset{9}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}\ T'\ E'$$

$$\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}\ E'$$

$$\underset{4}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}$$

$$= \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda 2 / 2)

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{F\ \ T'}\ E'$$

$$\underset{10}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \underline{\textbf{número}}\ T'\ E'$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número}\ \underline{*\ F\ T'}\ E'$$

$$\underset{9}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}\ T'\ E'$$

$$\underset{7}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}\ E'$$

$$\underset{4}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \textbf{identificador}\ \underline{\epsilon}$$

$$= \textbf{identificador} = \textbf{identificador} + \textbf{número} * \underline{\textbf{identificador}}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

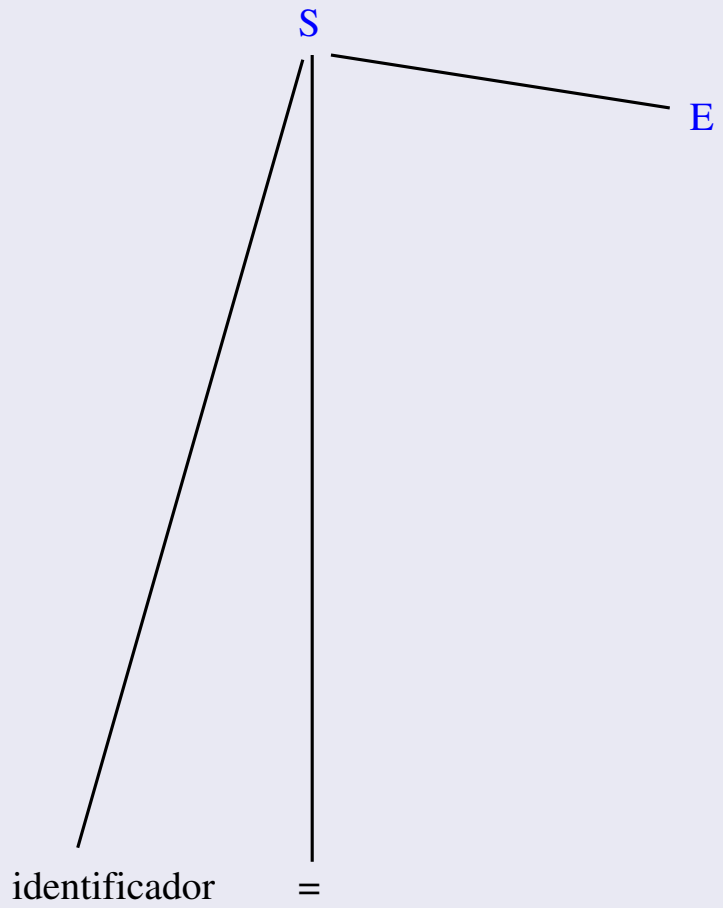
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 1 / 13)

S

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

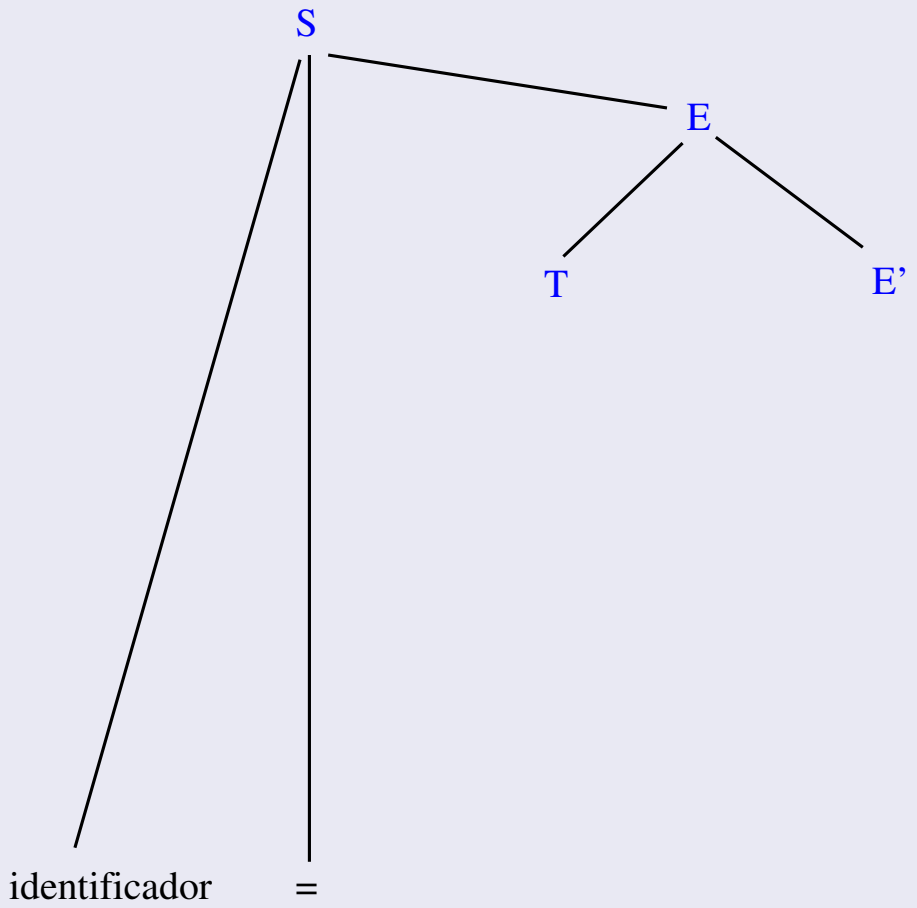
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 2 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

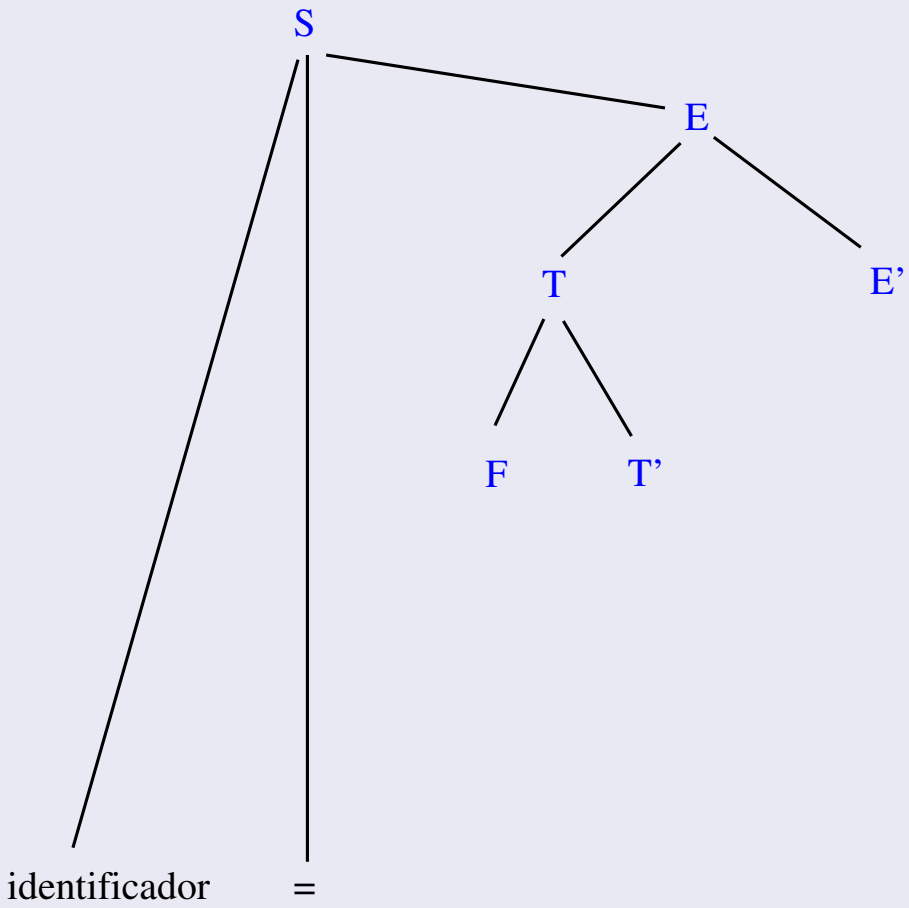
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 3 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

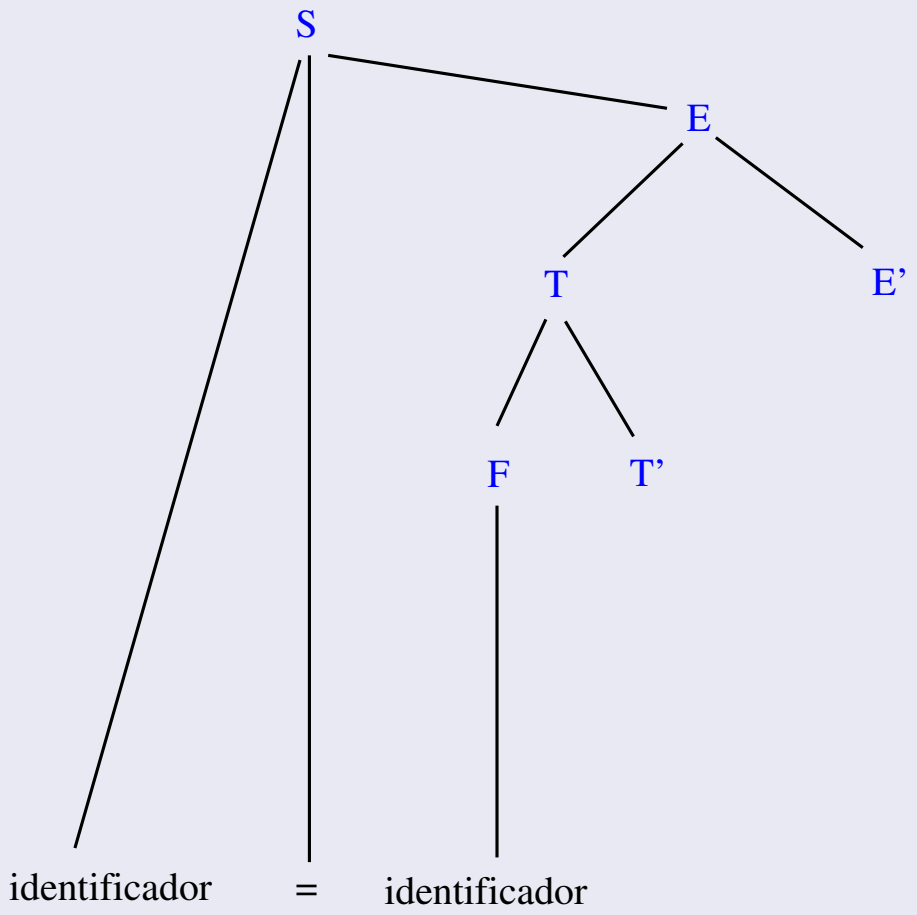
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 4 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

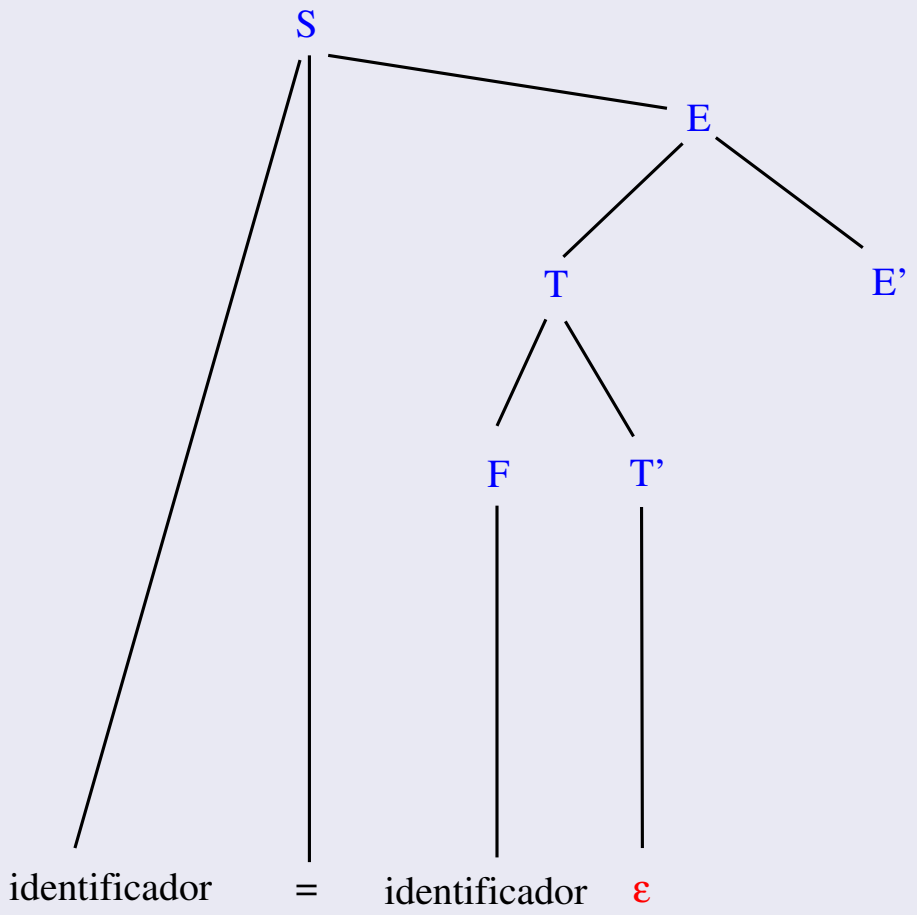
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 5 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

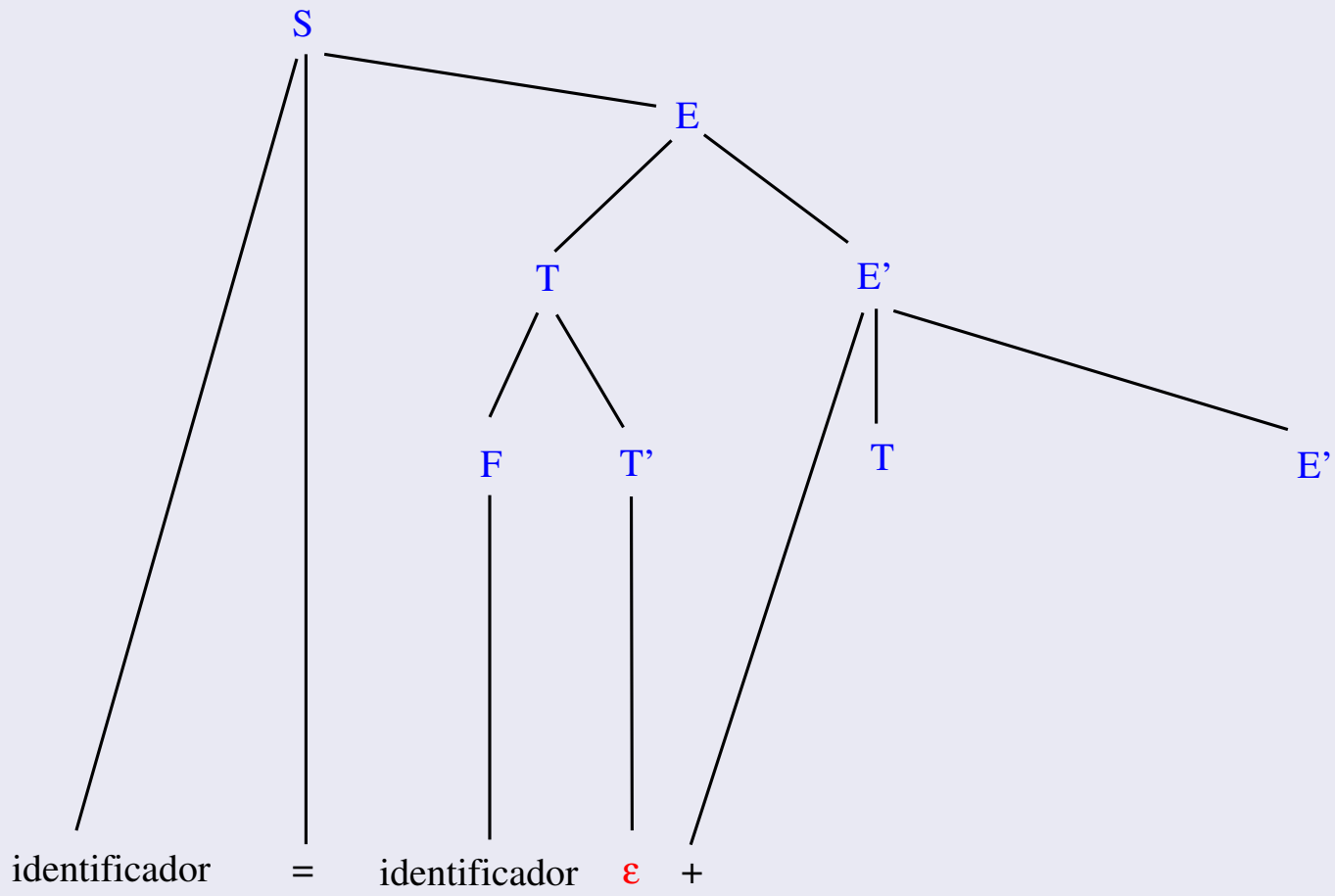
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 6 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

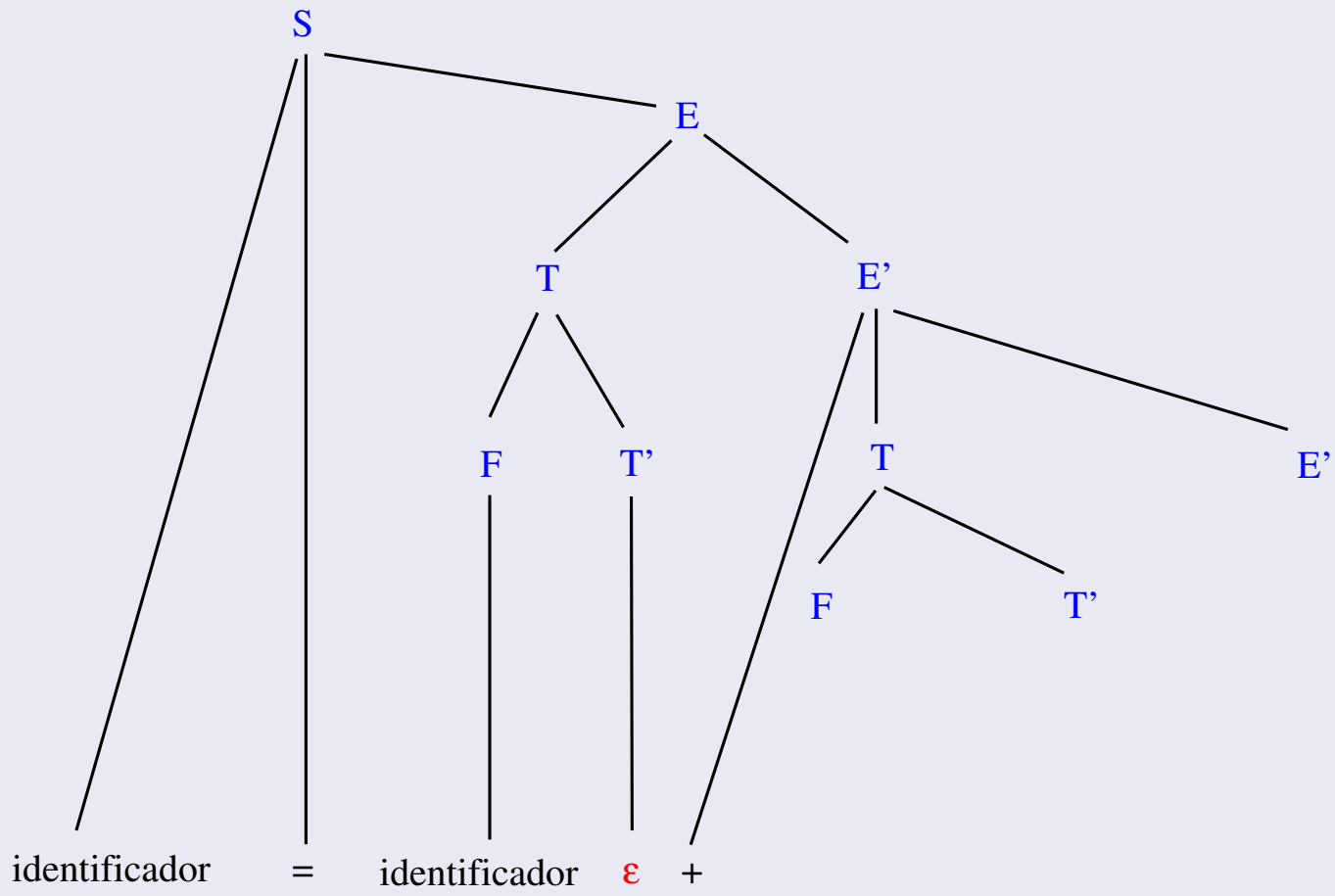
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 7 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

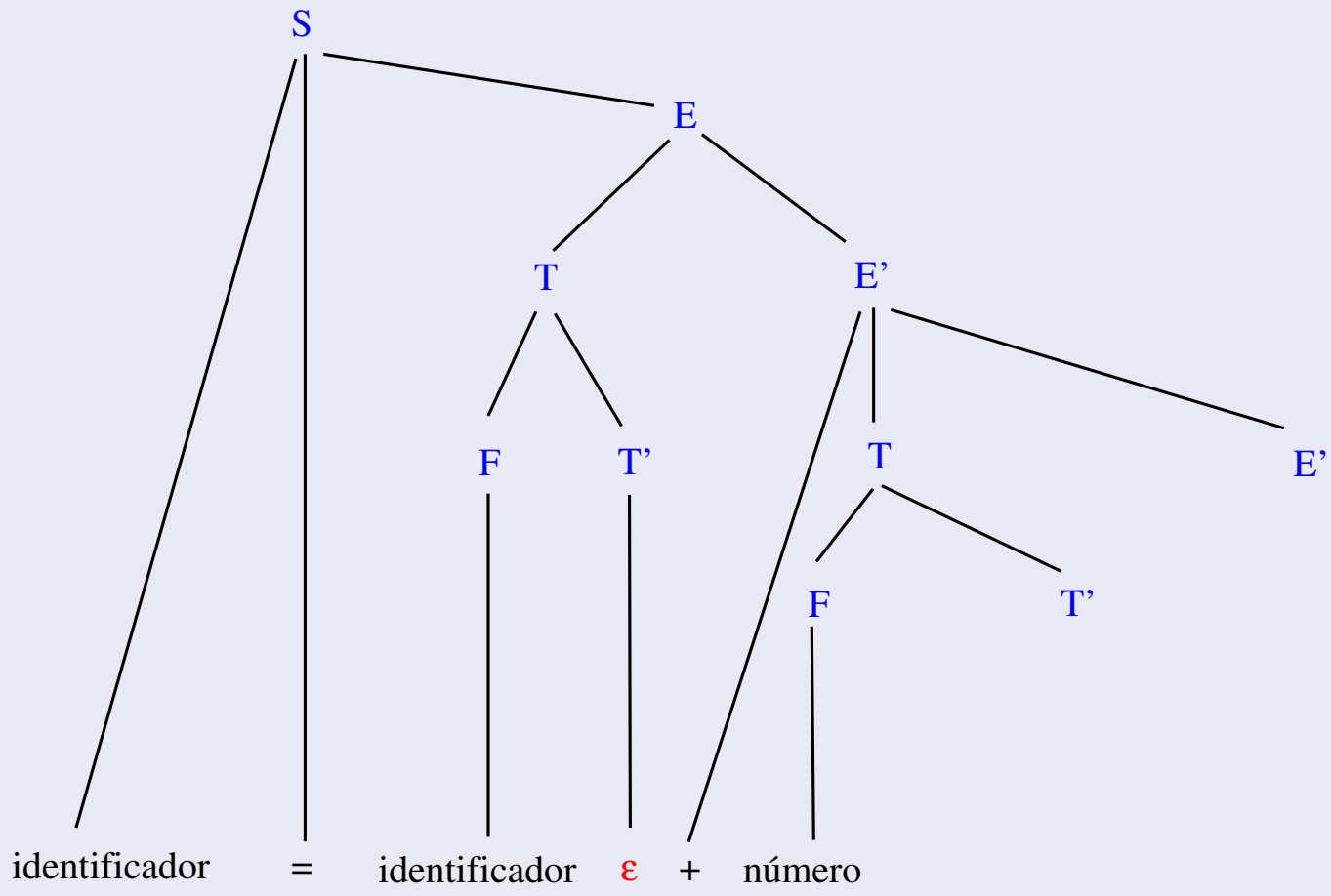
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 8 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

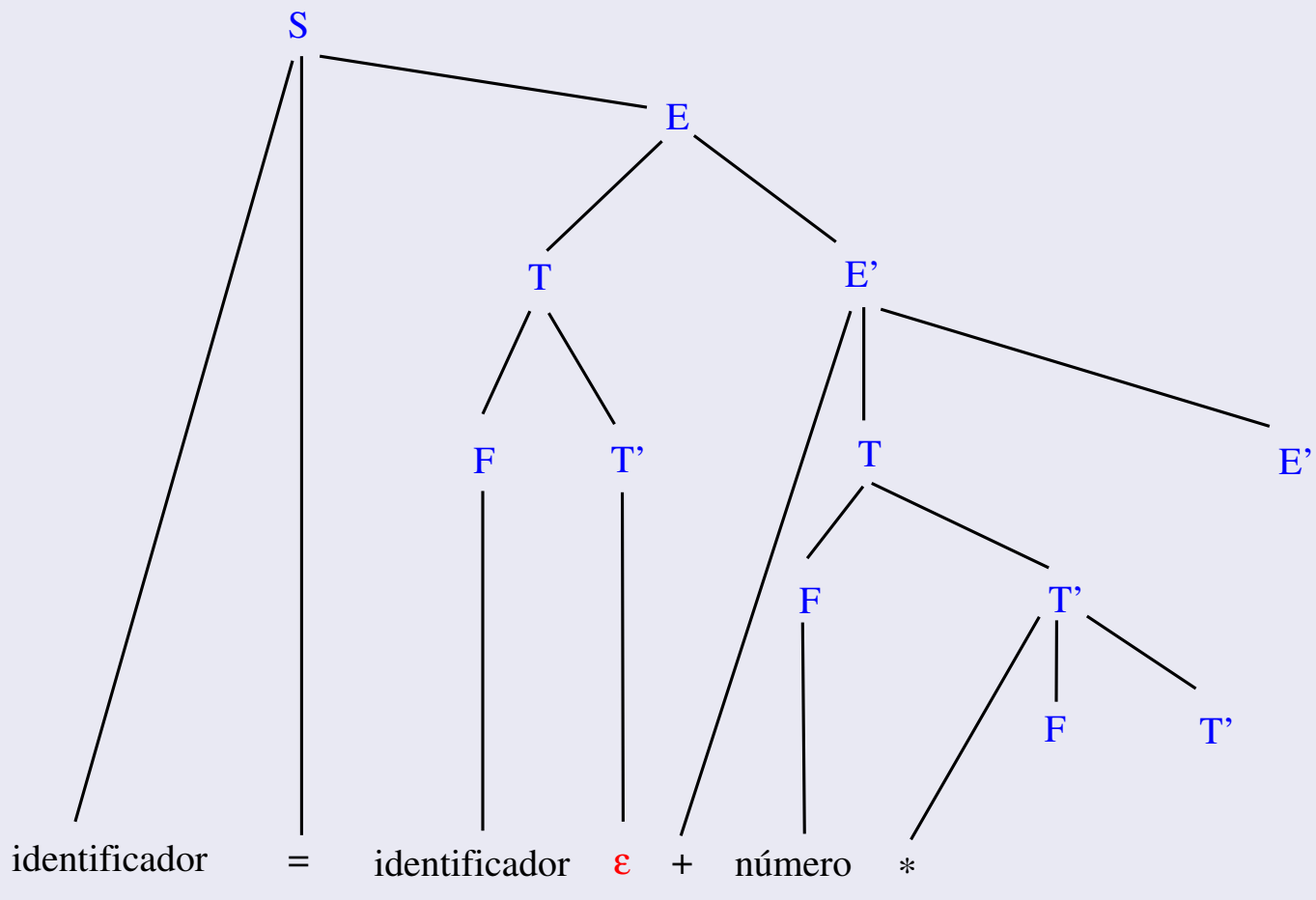
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 9 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

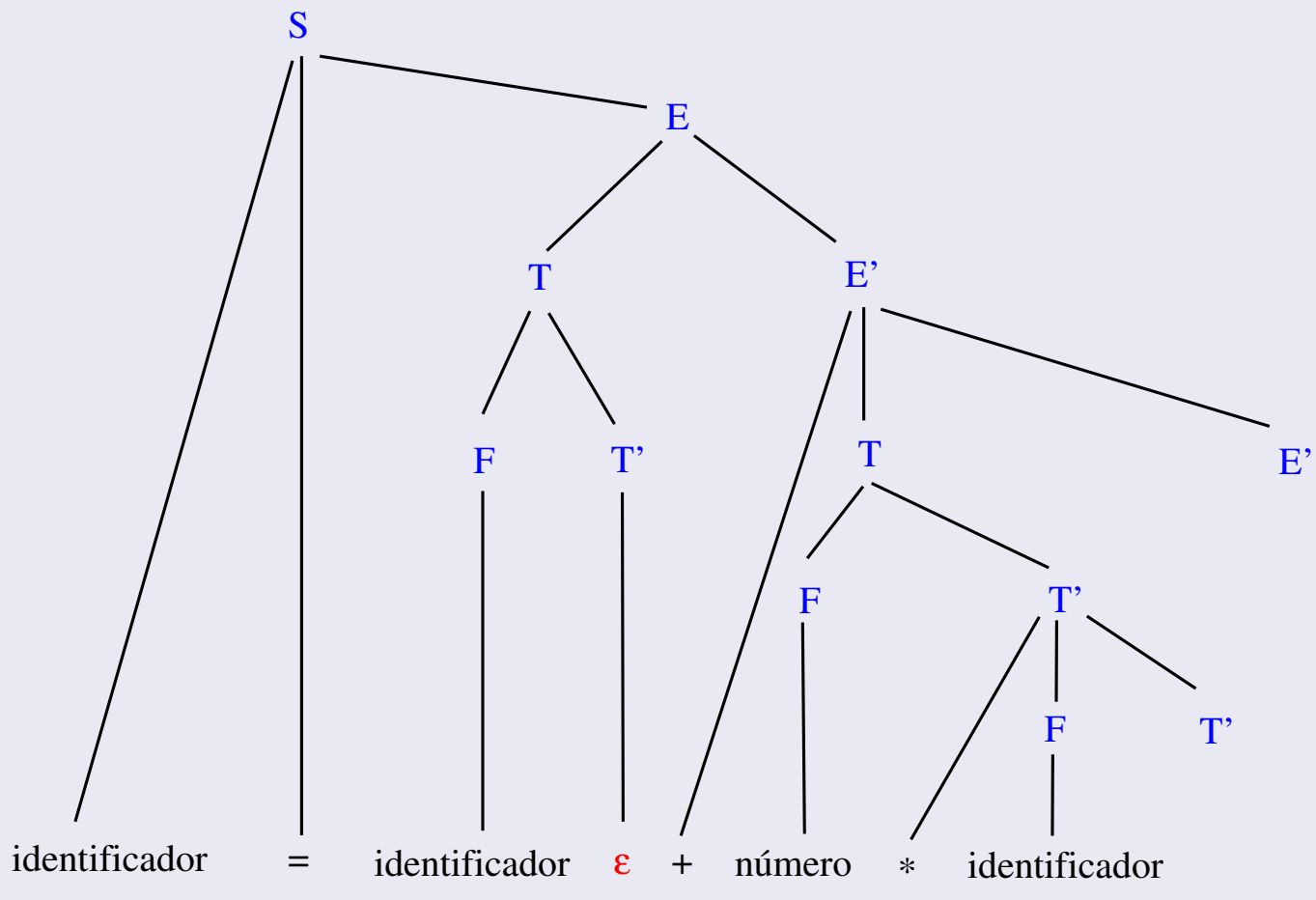
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 10 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

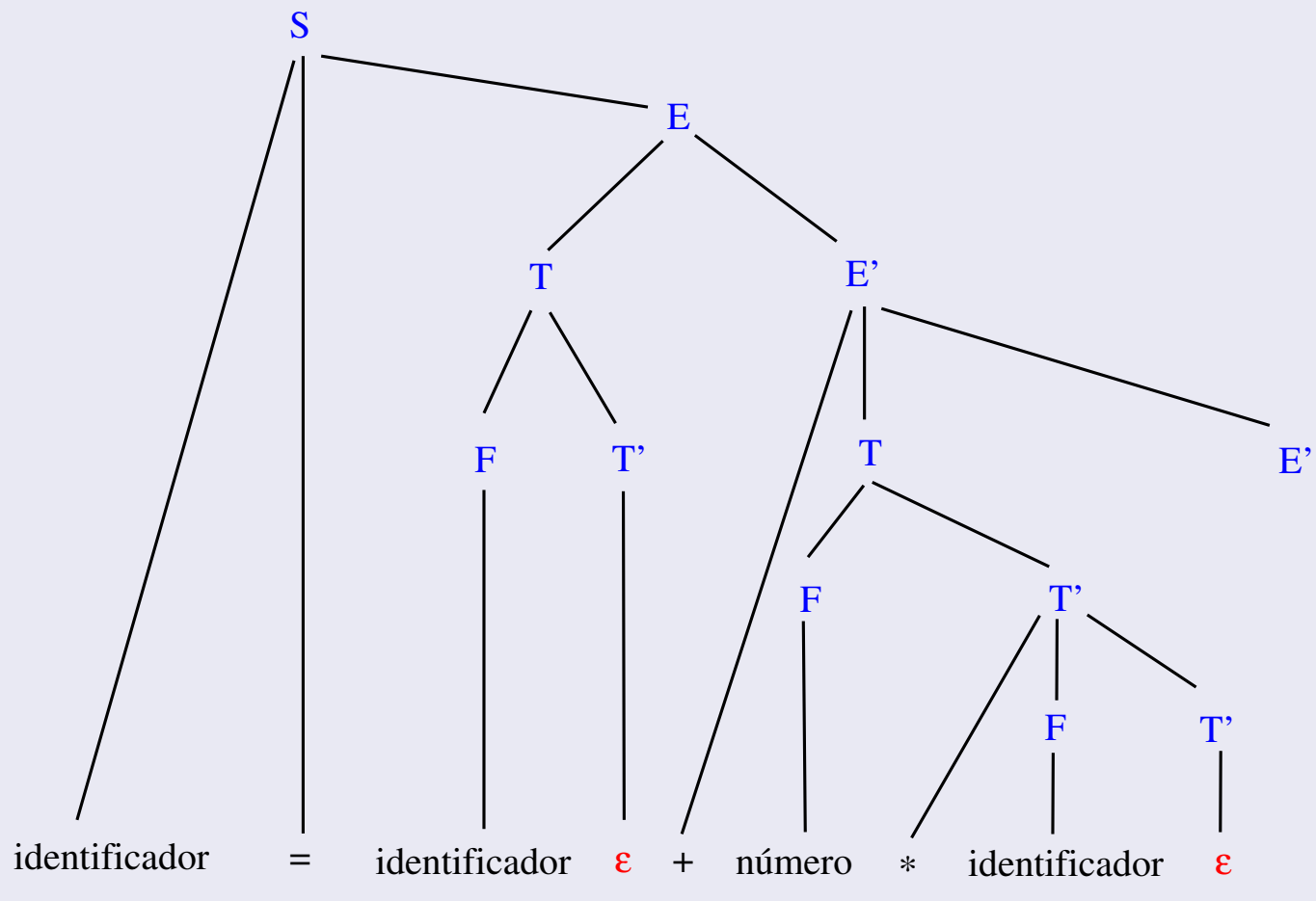
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 11 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

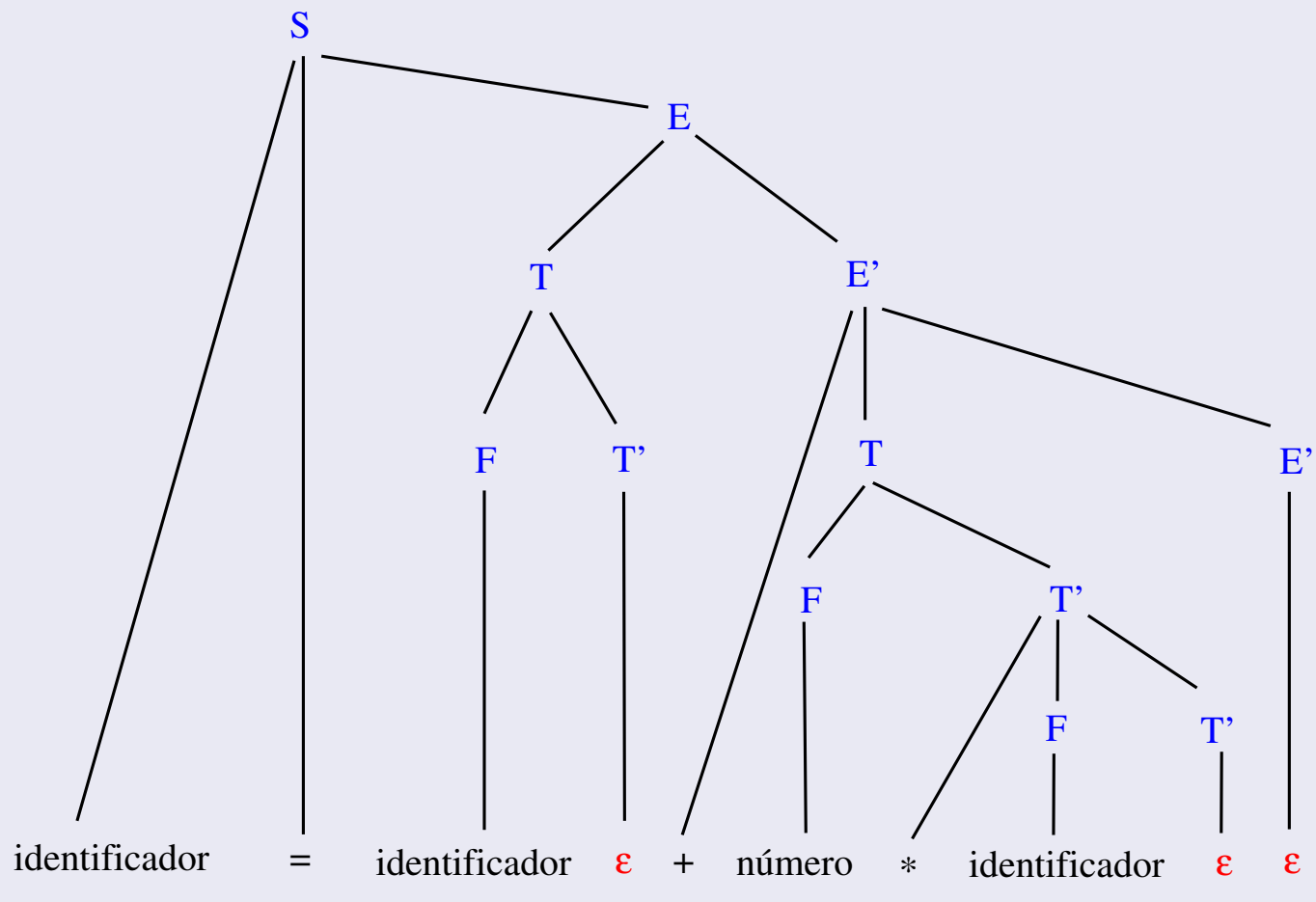
Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 12 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Ejemplo (Derivación por la izquierda: árbol sintáctico 13 / 13)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Métodos descendentes

- Ventaja
  - Los métodos de descenso predictivo tienen una complejidad computacional lineal: $O(n)$
- Inconvenientes

  Los métodos descendentes
  - No se puede aplicar a gramáticas con recursividad por la izquierda.
  - No se puede aplicar a gramáticas no factorizadas por la izquierda.
  - Estas condiciones son necesarias pero no suficientes:
    - Hay gramáticas sin recursividad por la izquierda y factorizadas por la izquierda que no admiten un análisis sintáctico descendente.

Tipos de análisis sintáctico

Métodos descendentes

Nota (Métodos descendentes)

- *El tema nº 4 explica las características de los métodos de análisis sintáctico descendente.*

Contenido de la sección

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Métodos descendentes

- Generan una derivación por la derecha de la cadena de entrada, pero dicha derivación se genera en orden inverso
- El árbol sintáctico se genera de abajo hacia arriba:
  - desde las hojas hasta la raíz

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Ejemplo (Derivación por la derecha: gramática)

- $P = \{$
  - (1) $S \longrightarrow$ **identificador** $= E$
  - (2) $E \longrightarrow E + E$
  - (3) $E \longrightarrow E * E$
  - (4) $E \longrightarrow ($ **(** E **)**
  - (5) $E \longrightarrow$ **número**
  - (6) $E \longrightarrow$ **identificador**

  $\}$

Nota

Esta gramática es recursiva por la izquierda y no está factorizada por la izquierda.

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Ejemplo (Derivación por la derecha en orden inverso)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\text{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \text{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \text{identificador} = E + \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \text{identificador} = E + E * \underline{\text{identificador}}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \text{identificador} = E + \underline{\text{número}} * \text{identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Ejemplo (Derivación por la derecha en orden inverso)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\text{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \text{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \text{identificador} = E + \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \text{identificador} = E + E * \underline{\text{identificador}}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Ejemplo (Derivación por la derecha en orden inverso)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + E * \underline{\textbf{identificador}}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Ejemplo (Derivación por la derecha en orden inverso)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\text{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \text{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + E * \underline{\textbf{identificador}}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Ejemplo (Derivación por la derecha en orden inverso)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + E * \underline{\textbf{identificador}}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Ejemplo (Derivación por la derecha en orden inverso)

$$S \underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E}$$

$$\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E}$$

$$\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{E * E}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + E * \underline{\textbf{identificador}}$$

$$\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} * \textbf{identificador}$$

$$\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Ejemplo (Derivación por la derecha en orden inverso)

$$
\begin{aligned}
S &\underset{1}{\Longrightarrow} \underline{\textbf{identificador} = E} \\
&\underset{2}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{E + E} \\
&\underset{3}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{E * E} \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + E * \underline{\textbf{identificador}} \\
&\underset{5}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = E + \underline{\textbf{número}} * \textbf{identificador} \\
&\underset{6}{\Longrightarrow} \textbf{identificador} = \underline{\textbf{identificador}} + \textbf{número} * \textbf{identificador}
\end{aligned}
$$

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

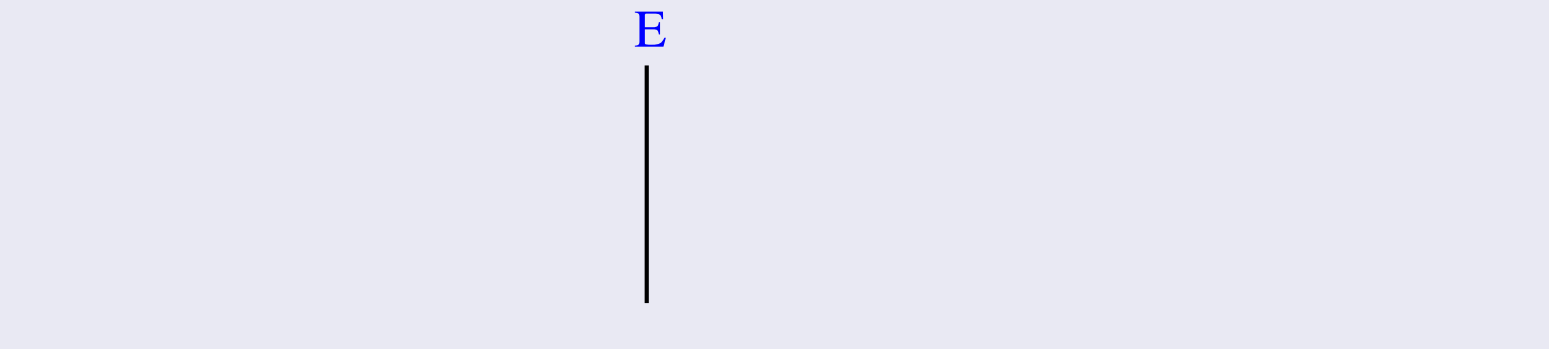
Ejemplo (Derivación por la derecha: árbol sintáctico 1 / 7)

identificador = identificador + número * identificador

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

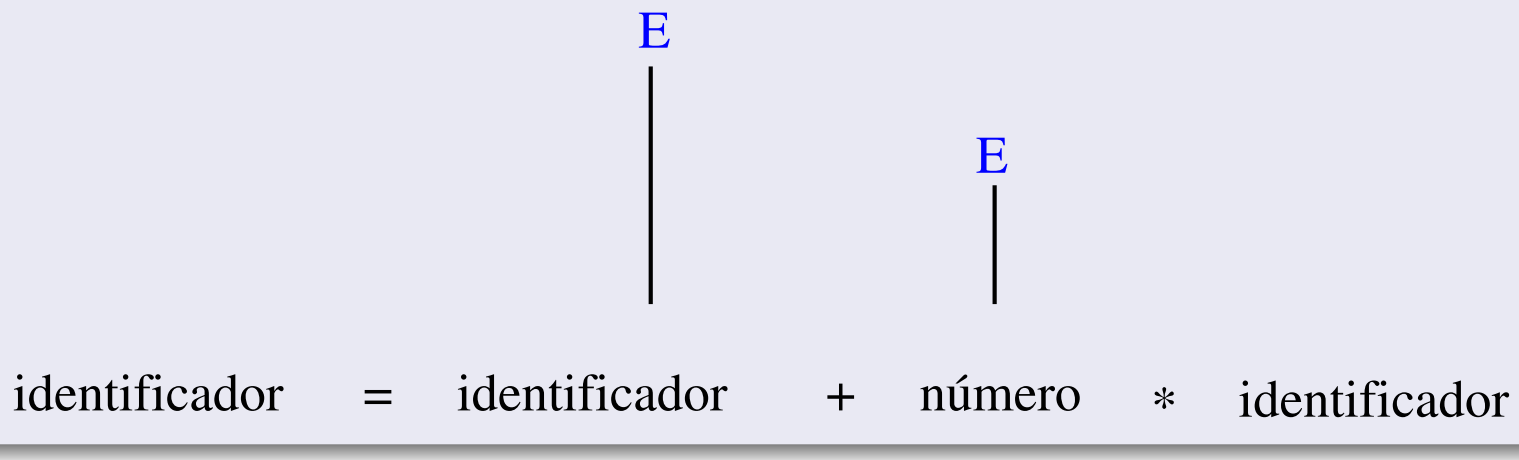
Ejemplo (Derivación por la derecha: árbol sintáctico 2 / 7)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

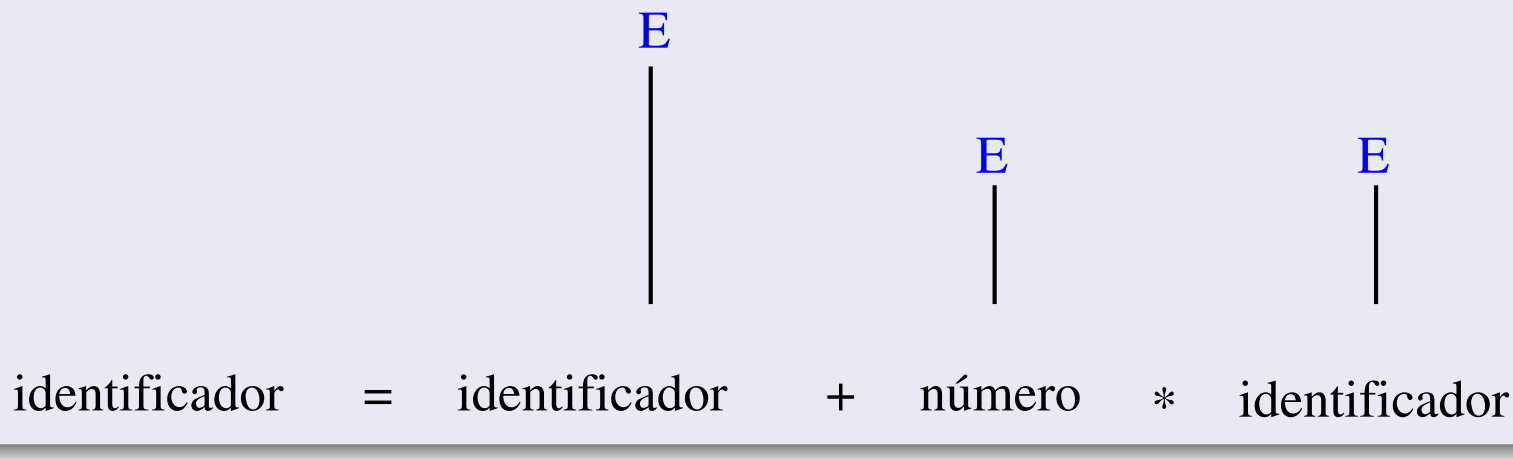
Ejemplo (Derivación por la derecha: árbol sintáctico 3 / 7)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

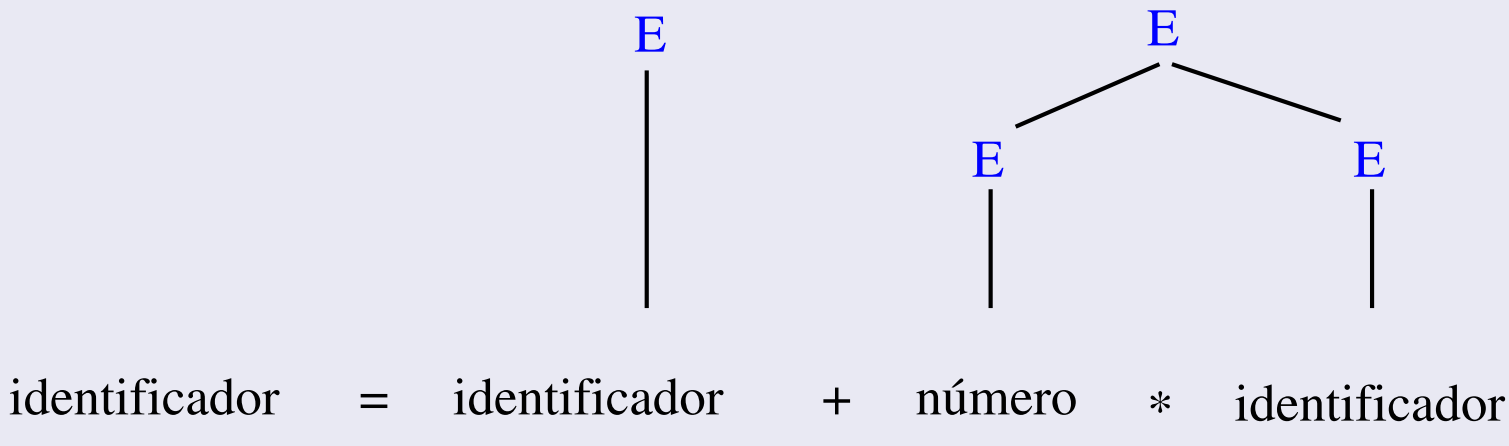
Ejemplo (Derivación por la derecha: árbol sintáctico 4 / 7)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

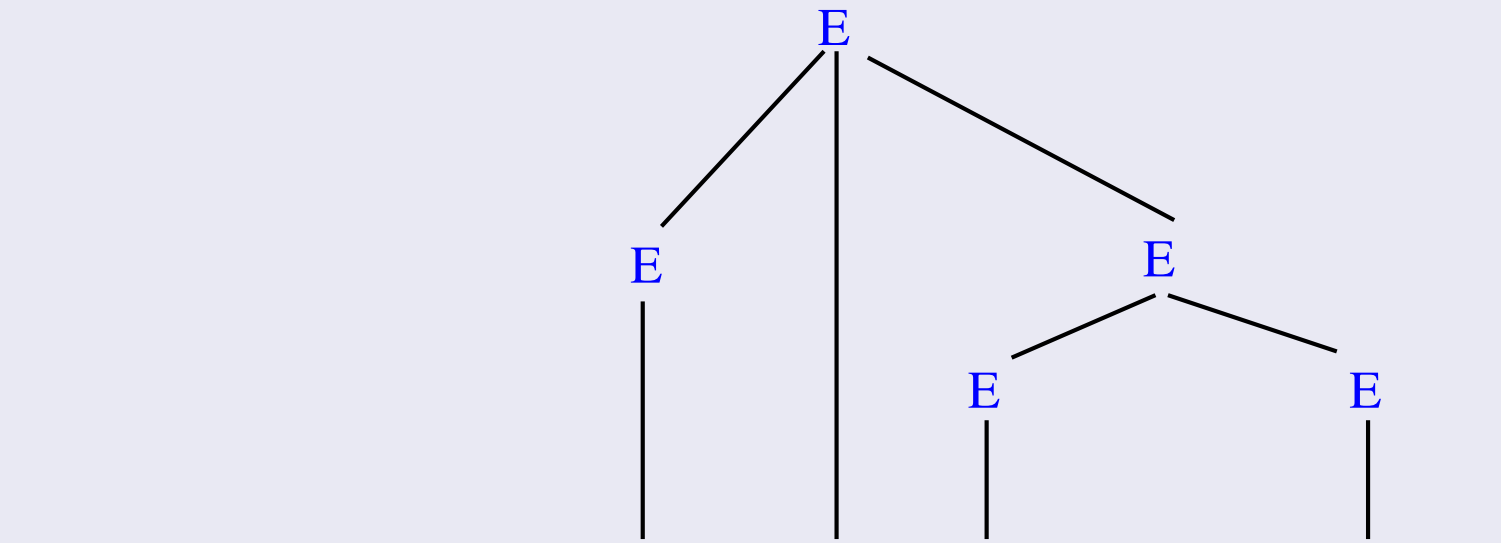
Ejemplo (Derivación por la derecha: árbol sintáctico 5 / 7)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

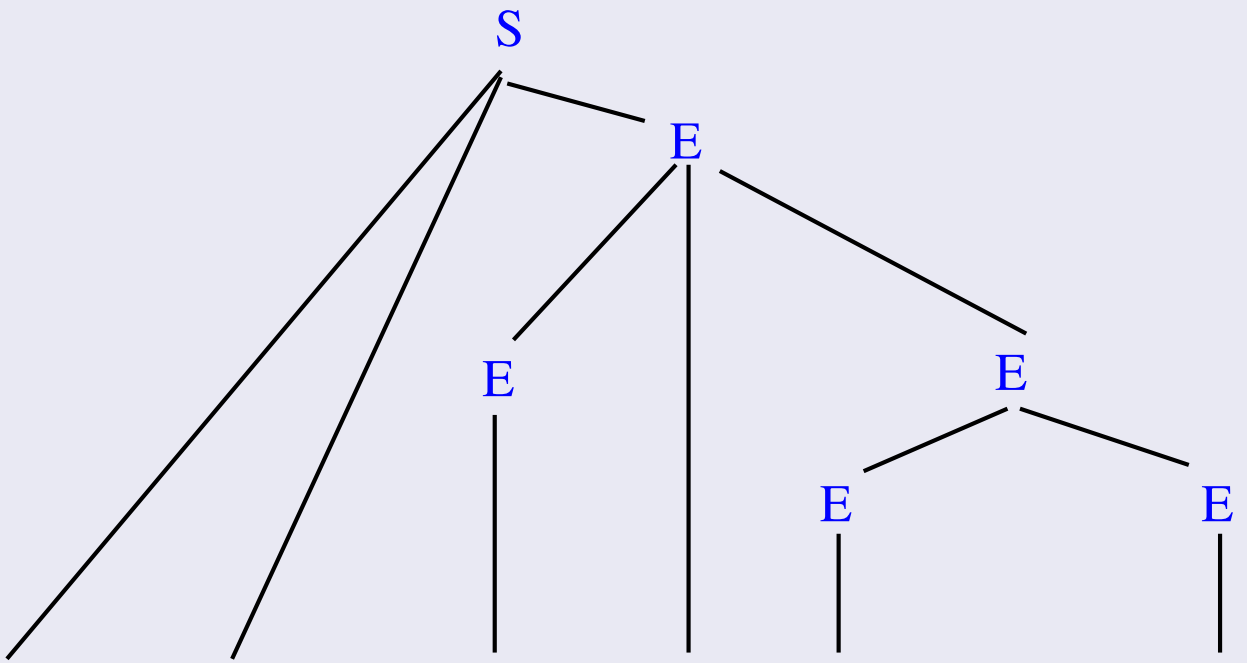
Ejemplo (Derivación por la derecha: árbol sintáctico 6 / 7)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Ejemplo (Derivación por la derecha: árbol sintáctico 7 / 7)



Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Métodos ascendentes

- Ventajas
  - Su complejidad computacional es lineal: $O(n)$
  - Son más potentes que los métodos descendentes
  - Los métodos ascedentes se pueden aplicar a gramáticas con recursividad por la izquierda o no factorizdas por la izquierda.
- Inconveniente
  - Algunas gramáticas no admiten un análisis sintáctico ascendente.

Tipos de análisis sintáctico

Métodos ascendentes

Nota (Métodos ascendentes)

- *El tema nº 5 explica las características de los métodos de análisis sintáctico ascendente.*

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Contenido de la sección

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Detección de errores sintácticos

Detección de errores sintácticos

- Se origina al procesar un componente léxico **correcto** pero inesperado.
- Se **infringe** alguna regla sintáctica de lenguaje de programación.

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Detección de errores sintácticos

Ejemplo (Detección de errores sintácticos 1 / 3)

- *Palabra reservada* **mal** *escrita, pero es un identificador correcto*

  fi $(x \geq 0)\ y = sqrt(x);$

- **Ubicación errónea** *de palabras reservadas*

  $(x \geq 0)$ **if** $y = sqrt(x);$

- **Repetición** *de palabras reservadas*

  if if $(x \geq 0)\ y = sqrt(x);$

- **Omisión** *de una palabra reservada*

  __ $(x \geq 0)\ y = sqrt(x);$

- *Palabra reservada* **inesperada**

  if for $(x \geq 0)\ y = sqrt(x);$

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Detección de errores sintácticos

Ejemplo (Errores sintácticos 2 / 3)

- *Uso de una palabra reservada de* **otro** *lenguaje (Pascal)*

  if $(x \geq 0)$ **then** $y = sqrt(x);$

- *Paréntesis* **no** *emparejados o balanceados*

  $a = (2 * 3) + 5) ;$

  $a = (2 * 3 + 5 ;$

- **Ausencia** *de operador*

  $a = (2 \_ 3) + 5 ;$

- **Ausencia** *de argumento*

  $a = (2 * \_) + 5 ;$

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Detección de errores sintácticos

Ejemplo (Errores sintácticos 3 / 3)

- *Operador de asignación de* **otro** *lenguaje (Pascal)*

  *a := (2 * 3) + 5 ;*
- **Omisión** *de punto y coma de fin de sentencia*

  *a = (2 * 3) + 5 __*
- **Omisión** *de separadores (comas)*

  a = atan2(x __ y)
- **Omisión** *de argumento*

  a = atan2(__ , y)
- *Etc.*

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Detección de errores sintácticos

Ejemplo (Error sintáctico no detectado)

```
while (n > 1) ;
    {
        factorial = factorial * n;
        n = n - 1;
    }
```

Contenido de la sección

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Criterios **generales** para el tratamiento de los errores

- Informar del error
  - + Localización: ubicación del error dentro del código.
  - + Descripción: motivo o características del error
- Evitar la cascada de errores
  - + Informar una sola vez de cada error.
  - + Si un error es producido por otro entonces sólo se debe informar del primero.
- Reparar el error, si es posible, e informar de la corrección realizada.
- Continuar con el proceso de traducción para detectar otros posibles errores.

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Criterios **generales** para el tratamiento de los errores

- Informar del error
  - + Localización: ubicación del error dentro del código.
  - + Descripción: motivo o características del error
- Evitar la cascada de errores
  - + Informar una sola vez de cada error.
  - + Si un error es producido por otro entonces sólo se debe informar del primero.
- Reparar el error, si es posible, e informar de la corrección realizada.
- Continuar con el proceso de traducción para detectar otros posibles errores.

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Criterios **generales** para el tratamiento de los errores

- Informar del error
  - + Localización: ubicación del error dentro del código.
  - + Descripción: motivo o características del error
- Evitar la cascada de errores
  - + Informar una sola vez de cada error.
  - + Si un error es producido por otro entonces sólo se debe informar del primero.
- Reparar el error, si es posible, e informar de la corrección realizada.
- Continuar con el proceso de traducción para detectar otros posibles errores.

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Criterios **generales** para el tratamiento de los errores

- Informar del error
  - + Localización: ubicación del error dentro del código.
  - + Descripción: motivo o características del error
- Evitar la cascada de errores
  - + Informar una sola vez de cada error.
  - + Si un error es producido por otro entonces sólo se debe informar del primero.
- Reparar el error, si es posible, e informar de la corrección realizada.
- Continuar con el proceso de traducción para detectar otros posibles errores.

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Nota (Reparación del error)

- **Siempre** *debe ser revisada después por el programador.*
- *Sólo* **propone** *una solución, que no tiene por qué ser la correcta.*
- *Sólo pretende que el proceso de traducción* **continúe** *... para detectar más errores.*

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Métodos de recuperación de errores sintácticos

(a) Modo de pánico

(b) Método de nivel de frase

(c) Reglas de producción de control de errores

(d) Corrección global

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Métodos de recuperación de errores sintácticos

(a) Modo de pánico

(b) Método de nivel de frase

(c) Reglas de producción de control de errores

(d) Corrección global

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Modo de pánico

- Al detectar un error,

  se **eliminan** componentes léxicos de la entrada

  hasta que se encuentra un **componente léxico** de sincronización.

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Ejemplo (Componente léxico de sincronización)

- *Palabra clave que inicie una sentencia:* **if, while, for,** *etc.*
- *Fin de sentencia:* **;**
- *Etc.*

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Modo de pánico

- Ventajas
  - Sencillo de aplicar
  - No cae en bucles infinitos
  - Permite continuar el análisis para detectar más errores.
- Inconvenientes
  - Método de aplicación local
  - No es capaz detectar todos los errores posibles cuando busca el componente léxico de sincronización.

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Métodos de recuperación de errores sintácticos

(a) Modo de pánico

(b) Método de nivel de frase

(c) Reglas de producción de control de errores

(d) Corrección global

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Método de nivel de frase

- Al detectar un error,

  intenta realizar una transformación simple que permita corregir o reparar el error

  y continuar el análisis.

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Método de nivel de frase

- Tipos de transformaciones:
  - **Eliminar** un compenente léxico
  - **Insertar** un compenente léxico
  - **Sustituir** un compenente léxico

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Nota (Método de nivel de frase)

- *Se debe informar de la transformación realizada.*
- *La transformación no pretende corregir el error, sino continuar con el análisis sintáctico.*
- *Posteriormente, el programador deberá supervisar la transformación realizada.*

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Método de nivel de frase

- Ventajas
  - Puede hacer correcciones de errores habituales conocidos a priori.
  - Permite continuar el análisis para detectar más errores.
- Inconvenientes
  - Requiere un buen conocimiento del lenguaje para predecir los errores que se pueden producir.
  - Método de aplicación local.
  - Puede provocar bucles infinitos
  - Difícil de aplicar cuando el error se encuentra muy lejos del punto de detección.
    Por ejemplo: llave final } no balanceada

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Nota (Método de nivel de frase)

- *Es uno de los métodos más utilizados para la recuperación de errores sintácticos*

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Métodos de recuperación de errores sintácticos

(a) Modo de pánico

(b) Método de nivel de frase

(c) Reglas de producción de control de errores

(d) Corrección global

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Reglas de producción de control de errores

- Se amplía la gramática con nuevas reglas de producción que **modelan** posibles situaciones de error.
- Si se **utilizan** dichas reglas de producción durante el análisis sintáctico entonces se activa una función de recuperación de error.

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Ejemplo (Regla de control de error)

- $P = \{$
  - (1) $S \longrightarrow$ **identificador** $= E$
  - (1') $S \longrightarrow$ **constante** $= E$
  - (2) $E \longrightarrow E + E$
  - (3) $E \longrightarrow E$ * E
  - (4) $E \longrightarrow$ **(** E **)**
  - (5) $E \longrightarrow$ **número**
  - (6) $E \longrightarrow$ **identificador**
  - (7) $E \longrightarrow$ **constante**

  $\}$

Nota

- *Detecta una asignación a una constante*

  $PI = 999999;$

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Reglas de producción de control de errores

- Ventajas
  - Pueden corregir errores habituales que son conocidos a priori.
  - Permite continuar el análisis sintáctico para detectar más errores.
- Inconvenientes
  - Requiere un buen conocimiento del lenguaje para predecir los errores que se pueden producir.
  - Método de aplicación local.
  - Al introducir nuevas reglas, puede que la gramática no admita el análisis sintáctico por la generación de conflictos.

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Métodos de recuperación de errores sintácticos

(a) Modo de pánico

(b) Método de nivel de frase

(c) Reglas de producción de control de errores

(d) Corrección global

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Corrección global

- Es un método **teórico** basado en los métodos anteriores y, fundamentalmente, en el método de nivel de frase.
- Dado un programa con errores, intenta realizar el **menor número de transformaciones** para obtener otro programa correcto.

Detección y tratamiento de errores sintácticos

Tratamiento de los errores sintácticos

Reglas de producción de errror

- Ventajas
  - Proporciona una escala para evaluar las tecnicas de recuperación de errores.
- Inconvenientes
  - La complejidad temporal y espacial es muy alta.
  - El programa sintácticamente correcto que se genera puede ser semánticamente diferente del programa original.

Generadores de analizadores sintácticos

Generadores de analizadores sintácticos

Generadores de analizadores sintácticos

Definición (Generador de analizador sintáctico)

- **Entrada**: *gramática de contexto libre.*
- **Salida**: *analizador sintáctico.*

Generadores de analizadores sintácticos

Tipos de generadores

- Generadores de analizadores sintácitos **descendentes**
- Generadores de analizadores sintácitos **ascendentes**

Generadores de analizadores sintácticos

Tipos de generadores

- Generadores de analizadores sintácitos **descendentes**
- Generadores de analizadores sintácitos **ascendentes**

Generadores de analizadores sintácticos

Generadores de analizadores sintácticos descendentes 1 / 2

- ANTLR:
  - **Nombre**: *Another Tool for Language Recognition*
  - **Tipo**: LL(K)
  - **Lenguaje**: Java y C++
  - **Web**: http://www.antlr.org/
- JavaCC
  - **Nombre**: *Java Compiler Compiler*
  - **Tipo**: LL(K)
  - **Lenguaje**: Java
  - **Web**: https://javacc.dev.java.net/

Generadores de analizadores sintácticos

Generadores de analizadores sintácticos descendentes 2 / 2

- LLGen:
  - **Nombre**:
  - **Tipo**: LL(K), descenso recursivo
  - **Lenguaje**: Java y C++
  - **Web**: http://www.cs.vu.nl/ ceriel/LLgen.html
- COCO/R
  - **Nombre**: *Java Compiler Compiler*
  - **Tipo**: LL(K), descenso recursivo
  - **Lenguaje**: C, C++, C#, Java
  - **Web**: http://www.ssw.uni-linz.ac.at/Research/Projects/Coco/

Generadores de analizadores sintácticos

Tipos de generadores

- Generadores de analizadores sintácitos **descendentes**
- Generadores de analizadores sintácitos **ascendentes**

Generadores de analizadores sintácticos

Generadores de analizadores sintácticos ascendentes 1 / 4

- YACC:
  - **Nombre**: *Yet Another Compiler – Compiler*
  - **Tipo**: LALR(1)
  - **Lenguaje**: C
  - **Web**: http://dinosaur.compilertools.net/
- Bison
  - **Nombre**: *GNU versión libre de YACC*
  - **Tipo**: LALR(1)
  - **Lenguaje**: C
  - **Web**: http://www.gnu.org/software/bison/

Generadores de analizadores sintácticos

Generadores de analizadores sintácticos ascendentes 2 / 4

- AYACC:
  - **Nombre**: *Yet Another Compiler – Compiler*
  - **Tipo**: LALR(1)
  - **Lenguaje**: Ada
  - **Web**: www.ics.uci.edu/˜ arcadia/Aflex-Ayacc/aflex-ayacc.html
- BYACC
  - **Nombre**: *Berkeley YACC*
  - **Tipo**: LALR(1)
  - **Lenguaje**: C
  - **Web**: ftp://ftp.cs.berkeley.edu/ucb/4bsd/byacc.tar.Z

Generadores de analizadores sintácticos

Generadores de analizadores sintácticos ascendentes 3 / 4

- PCYACC:
  - **Nombre**: *Yet Another Compiler – Compiler* para MSDOS
  - **Tipo**: LALR(1)
  - **Lenguaje**: C, C++, Java, Delphi,...
  - **Web**: http://www.abxsoft.com/pcyacc.htm
- LEMON
  - **Nombre**: *Berkeley YACC*
  - **Tipo**: LALR(1)
  - **Lenguaje**: C
  - **Web**: http://www.hwaci.com/sw/lemon/

Generadores de analizadores sintácticos

Generadores de analizadores sintácticos ascendentes 4 / 4

- CUP:
  - **Nombre**: *constructor of Useful Parser*
  - **Tipo**: LALR(1)
  - **Lenguaje**: Java
  - **Web**: http://www2.cs.tum.edu/projects/cup/

PROCESADORES DE LENGUAJES

TEMA III.- FUNDAMENTOS TEÓRICOS DEL ANÁLISIS SINTÁCTICO

Prof. Dr. Nicolás Luis Fernández García

Departamento de Informática y Análisis Numérico
Escuela Politécnica Superior
Universidad de Córdoba