

Tema 3. Análisis sintáctico

1. Introducción.

2. Especificación sintáctica

2.1. Generadores: Gramáticas independientes
del contexto

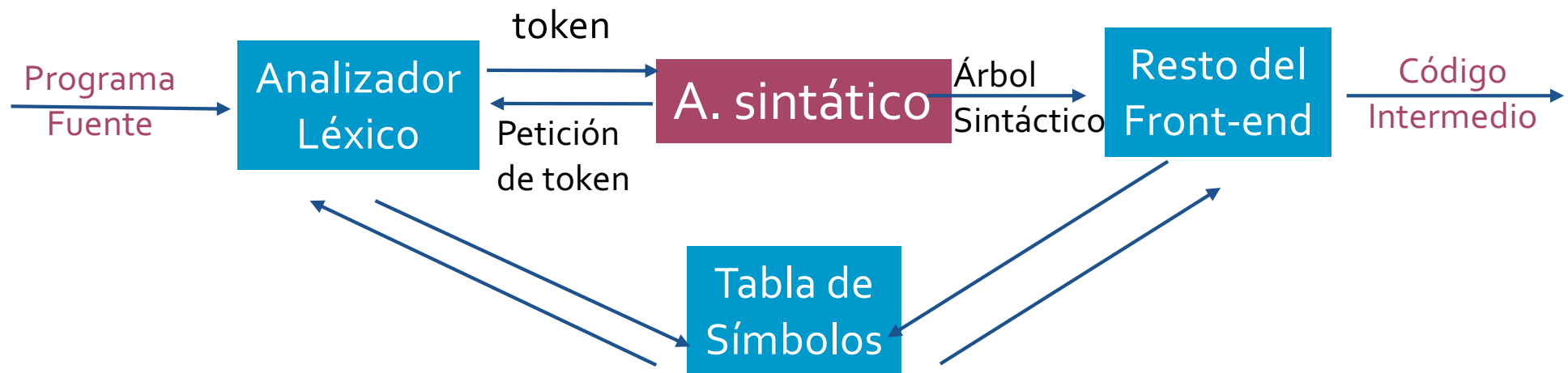
2.2. Reconocedores: Autómatas de pila

3. Métodos de análisis sintáctico

1. Introducción

Funciones del a. sintáctico

- Detecta e informa de errores sintácticos.
- Construye un árbol de análisis sintáctico.



- Se necesita una **especificación formal** del lenguaje.
- La sintaxis de un lenguaje de programación puede describirse por una **gramática independiente del contexto**:
 - Un compilador construido a partir de una gramática es más **sencillo** de mantener y modificar.
 - Se pueden emplear herramientas de **generación automática** de a. sintácticos.

2. Especificación sintáctica

Generadores: gramáticas

Gramática $G = (N, \Sigma, P, S)$:

- N: Conjunto finito de símbolos **no-terminales** (o **auxiliares**).
- Σ : Conjunto finito de símbolos **terminales**
- P: Conjunto de **producciones**
- S: **Símbolo inicial** $S \in N$.

Jerarquía de Chomsky

- **Gramática regular:** Si y solo si es lineal a derechas (a izquierdas):
Cada producción de P es de la forma $A \rightarrow \omega B$ o $A \rightarrow \omega$.
donde $A, B \in N$ y $\omega \in \Sigma$
- **Gramática independiente del contexto:** Cada producción en P es de la forma $A \rightarrow \alpha$, donde $A \in N$ y $\alpha \in (N \cup \Sigma)^*$
- **Gramática sensible al contexto:** Cada producción en P es de la forma $\alpha \rightarrow \beta$ donde $|\alpha| \leq |\beta|$
- **Gramática inrestringida:** Cada producción en P es de la forma $\alpha \rightarrow \beta$ donde $\alpha \neq \varepsilon$

$|\alpha|$ representa la longitud de la cadena α

Lenguaje generado por una gramática

Derivación directa (\Rightarrow):

Proceso de reescritura: Cómo se deriva una cadena a partir de otra

$$\delta A \gamma \Rightarrow \delta \beta \gamma \quad \text{si y solo si (ssi)} \quad \exists (A \rightarrow \beta) \in P ; \quad \delta, \gamma \in (N \cup \Sigma)^*$$

Derivación (\Rightarrow^*): $\alpha \Rightarrow^* \beta$ ssi $\exists \alpha_0, \dots, \alpha_m \in (N \cup \Sigma)^*$

$$\alpha = \alpha_0 \Rightarrow \alpha_1 \Rightarrow \dots \alpha_{m-1} \Rightarrow \alpha_m = \beta$$

Forma sentencial: $\alpha \in (N \cup \Sigma)^*$ ssi $\exists S \Rightarrow^* \alpha$

Sentencia: $\alpha \in \Sigma^*$ sii $\exists S \Rightarrow^* \alpha$

Lenguaje generado por G:

$$L(G) = \{x / x \in \Sigma^* : S \Rightarrow^* x\}$$

Árbol de a. sintáctico

Derivación más a izquierdas (derechas):

- En cada paso de derivación se reescribe el no-terminal más a la izquierda (derecha).

Árbol de análisis sintáctico:

- Representación gráfica que muestra como se deriva una cadena del lenguaje a partir del símbolo inicial de la gramática.

Dada una GIC ($G = (N, \Sigma, P, S)$): un **árbol de análisis sintáctico** cumple:

- La **raíz** está etiquetada con el símbolo inicial de G
- Cada **hoja** está etiquetada con un símbolo terminal (token), o con la cadena vacía ($\Sigma \cup \{\varepsilon\}$)
- Cada **nodo interior** está etiquetado por un no-terminal (N)
- Si A es un no-terminal etiquetando un nodo interior, y x_1, \dots, x_n son las etiquetas de sus nodos hijo (tomados de izquierda a derecha),

entonces $A \rightarrow x_1, \dots, x_n \in P$

Ejemplo 1

Considera la GIC $G=(\{E\}, \{+, *, (,), id\}, \{E \rightarrow E+E, E \rightarrow E*E, E \rightarrow (E), E \rightarrow id\}, E)$, que representaremos de forma simplificada como:

$$\begin{array}{l} E \rightarrow E+E \\ | \quad E*E \\ | \quad (E) \\ | \quad id \end{array}$$

Una posible derivación a derechas para obtener la cadena $\omega = \text{"id+id*id"}$, sería:

$$E \rightarrow E+E \rightarrow E+E*E \rightarrow E+E*id \rightarrow E+id*id \rightarrow id+id*id$$

Escribe una derivación a izquierdas para la misma cadena ω

Gramática ambigua

Producto de un árbol de análisis sintáctico:

- Hojas del árbol de análisis sintáctico tomadas de izquierda a derecha.
- Es equivalente a la cadena derivada a partir del no-terminal que aparece en la raíz del árbol.

Teorema:

- Dada una GIC $(G = (N, \Sigma, P, S))$, $S \Rightarrow^* \alpha$ ($\alpha \in (\Sigma \cup \{\epsilon\})^*$) ssi hay un árbol de análisis sintáctico produciendo α

Gramática ambigua:

- Gramática para la que se pueden construir dos o más árboles de análisis sintáctico generando el mismo producto.

Proposición:

- El problema de determinar si una gramática es ambigua es indecidible.

Ejemplo 1

Dada la gramática G:

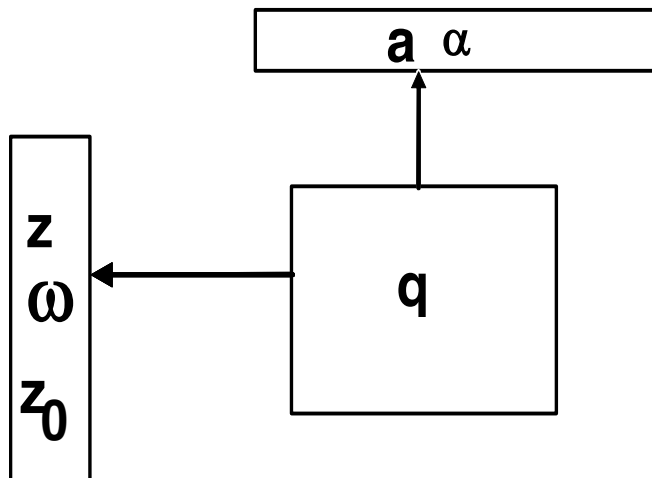
$$\begin{array}{l} E \rightarrow E + E \\ \quad | E * E \\ \quad | (E) \\ \quad | id \end{array}$$

Construye un árbol de derivación “a derechas” y otro “a izquierdas” para la cadena $\omega = \text{id} + \text{id} * \text{id}$. ¿Qué puedes observar?

Reconocedores: Autómata a pila

$$A_p = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, z_0, F)$$

$$\delta: Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \times \Gamma \rightarrow P(Q \times \Gamma^*)$$



Configuración: $(q, a \alpha, z \omega z_0)$

Q : Conjunto de estados
 Σ : Alfabeto de entrada
 Γ : Alfabeto de pila
 δ : Función de transición
 q_0 : Estado inicial
 z_0 : Símbolo inicial de pila
 F : Conjunto de estados finales

Movimiento

$$(q, a \alpha, z \omega z_o) \mid\!\!\!-\! (q', \alpha, \beta \omega z_o) \quad \underline{\text{sii}} \quad \exists (q', \beta) \in \delta(q, a, z)$$

$$\underline{\text{Con}} \quad q, q' \in Q; a \in \Sigma \cup \{\epsilon\}; \quad \alpha \in \Sigma^*; z \in \Gamma; \beta, \omega \in \Gamma^*$$

Lenguaje Aceptado a Pila Vacía

$$L_v(A_p) = \{x / x \in \Sigma^* : (q_o, x, z_o) \mid^* \!-\! (q, \epsilon, \epsilon)\}$$

Lenguaje Aceptado a Estado Final

$$L_F(A_p) = \{x / x \in \Sigma^* : (q_o, x, z_o) \mid^* \!-\! (q, \epsilon, \alpha); q \in F\}$$

Ej. Autómata a Pila: Analizador descendente

Gramática $\rightarrow G = (\{E, T, F\}, \{id, +, *, (,)\}, P, E)$
 $P = \{ E \rightarrow E + T \mid T ; T \rightarrow T * F \mid F ; F \rightarrow (E) \mid id \}$

Autómata $\rightarrow A_p = (Q, S, G, \delta, q, E, \phi)$
 $Q = \{q\} \quad S = \{id, +, *, (,)\}$
 $G = \{E, T, F\} \cup \{id, +, *, (,)\}$

$\delta(q, \varepsilon, E) = \{ (q, E + T); (q, T) \}$

$\delta(q, \varepsilon, T) = \{ (q, T * F); (q, F) \}$

$\delta(q, \varepsilon, F) = \{ (q, '(' E ') '); (q, id) \}$

$\delta(q, b, b) = \{ (q, \varepsilon); b \in S \}$

Lenguaje Aceptado a Pila Vacía.

Ej. Autómata a Pila: Analizador descendente

Lenguaje Aceptado a Pila Vacía.

$$Lv(A_p) = \{x / x \in \Sigma^*: (q, x, E) \mid^* \rightarrow (q, \varepsilon, \varepsilon)\}$$

*Ej: Cadena $id + id * id$*

Configuración inicial: $(q, id + id * id, E)$

Traza:

| | |
|------------------------------------------------|------------------------------------------------|
| $(q, id + id * id, E)$ | $\mid^* \rightarrow (q, id + id * id, E + T)$ |
| $\mid^* \rightarrow (q, id + id * id, T + T)$ | $\mid^* \rightarrow (q, id + id * id, F + T)$ |
| $\mid^* \rightarrow (q, id + id * id, id + T)$ | $\mid^* \rightarrow (q, + id * id, + T)$ |
| $\mid^* \rightarrow (q, id * id, T)$ | $\mid^* \rightarrow (q, id * id, T * F) \dots$ |

3. Métodos de análisis sintáctico

Métodos de a. sintáctico

Universales:

- Algoritmo de backtracking general, o de programación dinámica. Algoritmo de Early, y algoritmo de Cocke-Younger y Kasami.
- Válidos para cualquier GIC.
- Demasiado ineficientes para ser empleados en compiladores.

Métodos predictivos:

Análisis sintáctico descendente

- Construyen el árbol de análisis sintáctico desde la raíz hasta las hojas (usando una derivación más a izquierdas).
- Analizadores sintácticos descendentes recursivos, y LL.

Análisis sintáctico ascendente

- Construyen el árbol de análisis sintáctico desde las hojas hasta la raíz (usando la inversa de una derivación más a derechas).
- Análisis sintáctico por precedencia de operadores, y LR (SLR, canonical LR, LALR).