Un AFD es una tupla de la forma:

$$A = < Q, \Sigma, \delta, q_0, F >$$

donde:

Q	conjunto de estados
Σ	alfabeto o conjunto de símbolos
$\delta : Q \times \Sigma \to Q$	función de transición
$q_0 \in Q$	estado inicial
$F \subseteq Q$	conjunto de estados finales

Traductor Finito Determinístico (TFD)

Un TFD A se define como

$$A = < Q, \Sigma, \Delta, \delta, q_0, F >$$

donde Δ es el alfabeto de salida y donde la función de transición tiene la siguiente signatura:

$$\delta : Q \times \Sigma \to Q \times \Delta^*$$

Lenguajes regulares

Propiedades

Sean L_1 y L_2 lenguajes regulares, L_1 definido sobre el alfabeto Σ. Los siguientes también son lenguajes regulares:

- Unión: $L_1 \cup L_2$
- Concatenación: $L_1 L_2$
- Intersección: $L_1 \cap L_2$
- Complemento: $L_1{}^c = \Sigma^* \setminus L_1$
- Reversa: $L_1{}^r$

Un autómata de pila M se define como:

$$M = < Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, z_0, F >$$

Donde:

- Q es un conjunto finito de estados
- Σ es el alfabeto de entrada
- Γ es el alfabeto de la pila
- $q_0 \in Q$ es el estado inicial
- $z_0 \in \Gamma$ es el símbolo inicial de la pila
- $F \subseteq Q$ es el conjunto de estados finales
- δ es la función de transición: $Q \times (\Sigma \cup \{\lambda\}) \times \Gamma \to P(Q \times \Gamma^*)$

Lema de pumping

Traduciendo y llegando a la técnica

L no cumple *"pumping"* equivale a probar que la sig. fórmula es verdadera

$$\forall p > 0\ (\exists \alpha\ (\alpha \in L \wedge |\alpha| \geq p \wedge \forall x \forall y \forall z\ (\alpha = xyz \wedge |xy| \leq p \wedge |y| \geq 1 \wedge \exists i \geq 0\ (xy^i z \notin L))))$$

Para todo $p > 0$
  Existe α tal que α pertenece al lenguaje L, $|\alpha| \geq p$
    Para toda descomposición $\alpha = xyz$ con $|xy| \leq p$ y $|y| \geq 1$
      Existe un $i \geq 0$ tal que $xy^i z \notin L$

1. Me dan un $p > 0$
2. Elijo una cadena α perteneciente a L con longitud mayor o igual a p
3. Me dan una descomposición $\alpha = xyz$ con $|xy| \leq p$ y $|y| \geq 1$
4. Elijo un i mayor o igual a cero tal que $xy^i z$ no pertenezca a L

GRAMATICAS

Formalmente, las notamos con una 4-upla

$$G = \langle V_N, V_T, P, S \rangle$$

donde,

- V_N son los **símbolos no terminales**.
- V_T son los **símbolos terminales**, disjuntos de V_N.
- P son las **producciones**.
- $S \in V_N$ es el **símbolo distinguido** *(start)*.

Ejemplo

En el ejemplo de a^+, tenemos

$$G = \langle \{S\}, \{a\}, P, S \rangle$$
$$P : S \to aS \mid a$$