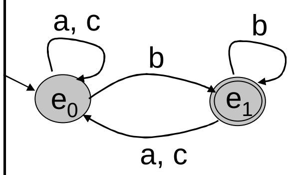
Ciencias de la Computación I

Autómatas Finitos No Determinísticos

Minimización de Autómatas Finitos Determinísticos

Autómatas Finitos

<u>Determinísticos:</u> Para cada estado y símbolo se puede pasar a un único estado:



Un único camino

<u>Ejemplo</u>: aab

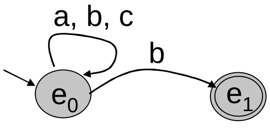
$e_0 \xrightarrow{a} e_0 \xrightarrow{a} e_0 \xrightarrow{b} e_1$ Si llega a e_f => aab $\in$ L

Ejemplo: aba

$e_0 \xrightarrow{a} e_0 \xrightarrow{b} e_1 \xrightarrow{a} e_0$ Si no llega a e_f => aba $\notin$ L

<u>No Determinísticos:</u> Para algunos estados, dado un símbolo, se puede elegir pasar a más de un estado:

Varios caminos



<u>Ejemplo</u>: aab

$e_0 \xrightarrow{a} e_0 \xrightarrow{a} e_0 \xrightarrow{b} e_0$

$\quad\quad\quad\quad\quad\quad\quad\quad \searrow^{b} e_1$

Si al menos un camino llega a e_f => aab $\in$ L

Ejemplo: aba

$e_0 \xrightarrow{a} e_0 \xrightarrow{b} e_0 \xrightarrow{a} e_0$

$\quad\quad\quad\quad \searrow^{b} e_1$

Si ningún camino llega a e_f => aba $\notin$ L

Autómatas Finitos No Determinísticos

Formalmente, un AF reconocedor no determinístico (AFND) se define como una quintupla

$$M = <E, A, \delta, e_i, F>$$

- ✓ E es un conjunto finito de estados; $E \neq \varnothing$
- ✓ A es el alfabeto de entrada
- ✓ δ es la función de transición de estados;

$\delta: E \times A \rightarrow P(E)$ P(E) conjunto potencia de E

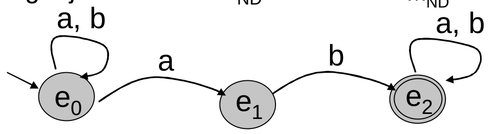
$\delta(e_j, a) = \{e_k, e_s, e_t, \dots\}$ $e_j, e_k, e_s, e_t, \in E$; $a \in A$

- ✓ F es el conjunto de estados finales; $F \subseteq E$

Autómatas Finitos No Determinísticos

Ejemplo:

¿Qué lenguaje reconoce M_{ND}? $M_{ND} = <\{e_0, e_1, e_2\}, \{a, b\}, \delta, e_0, \{e_2\}>$



Las cadenas aaba y aa, ¿pertenecen o no a $L(M_{ND})$?

Caminos para cadena aaba

$e_0 \xrightarrow{a} e_0 \xrightarrow{a} e_0 \xrightarrow{b} e_0 \xrightarrow{a} e_0$

$e_0 \xrightarrow{a} e_1$; $e_0 \xrightarrow{a} e_1 \xrightarrow{b} e_2 \xrightarrow{a} e_2$; $e_0 \xrightarrow{a} e_1$

Caminos para la cadena aa

$e_0 \xrightarrow{a} e_0 \xrightarrow{a} e_0$

$e_0 \xrightarrow{a} e_1$; $e_0 \xrightarrow{a} e_1$

$$L = \{ x \,/\, x \in \{a, b\}^* \text{ y } x \text{ contiene la subcadena ab} \}$$

Aceptación de cadena por AFND

Un AFND acepta una cadena si existe alguna secuencia de transiciones que a partir del primer símbolo de la cadena y empezando en el estado inicial, permite alcanzar un estado final luego de leer todos los símbolos de la cadena.

Determinismo y No determinismo

Determinismo $\rightarrow$ existe una alternativa válida, o no hay alternativa.

No Determinismo $\rightarrow$ puede haber varias alternativas válidas.

Importante distinguir si el no determinismo agrega o no poder computacional

En los Autómatas Finitos, todo se puede resolver con un Autómata Finito Determinístico

EL NO DETERMINISMO NO AGREGA PODER COMPUTACIONAL

Equivalencia entre AFND y AFD

Teorema: Sea L un lenguaje aceptado por un AFND. Entonces existe un AFD que acepta el mismo lenguaje L.

Algoritmo para obtener AFD a partir de AFND:

Dado $M_{ND} = \langle E_{ND}, A_{ND}, \delta_{ND}, e_{0ND}, F_{ND} \rangle$ AFND se define
$M_D = \langle E_D, A_D, \delta_D, e_{0D}, F_D \rangle$ AFD tal que $L(M_{ND})=L(M_D)$

-$E_D = P(E_{ND})$ (conjunto potencia de E_{ND}).

Cada elemento de E_D se representa como $[e_1, e_2, ..., e_i]$ donde $e_1, e_2, ..., e_i \in E_{ND}$
$[e_1, e_2, ..., e_i]$ es un único estado de M_D

$P(E_{ND})$		E_D
$\varnothing$	$\longrightarrow$	$[\varnothing]$
$\{e_1\}$	$\longrightarrow$	$[e_1]$
$\{e_2\}$	$\longrightarrow$	$[e_2]$
$\{e_1, e_2\}$	$\longrightarrow$	$[e_1,e_2]$
….		…

- $A_D = A_{ND}$

- $e_{0D} = [e_{0ND}]$

-F_D: subconjuntos de $P(E_{ND})$ que contienen al menos un estado $e_i \in F_{ND}$.

Equivalencia entre AFND y AFD

<u>Algoritmo para obtener AFD a partir de AFND</u>:

-δ_D: E_D x A $\rightarrow$ E_D, se define como

$\delta_D([e_1,..., e_i], a) = [e_l, ..., e_k]$ sii

$\delta_{ND}(\{e_1,..., e_i\}, a) = \delta^G (\{e_1,..., e_i\}, a) = \{e_l,..., e_k\}$,

donde

$\delta^G (C, a) = \bigcup_{e \in C} \delta (e, a)$ (C: conj. de estados)

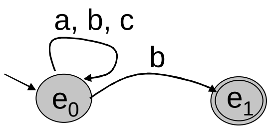
$\delta^G (\varnothing, a) = \varnothing$

δ_D aplicada a un elemento $[e_1, e_2, ..., e_i]$ de E_D se calcula aplicando δ_{ND} a cada estado de E_{ND} que está en $[e_1, e_2, ..., e_i]$.

Equivalencia entre AFND y AFD

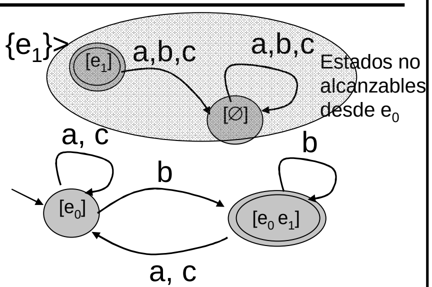
Sea $M_{ND} = \langle\{e_0, e_1\}, \{a, b, c\}, \delta_{ND}, e_0, \{e_1\}\rangle$

$L(M_{ND}) = \{ x / x \in \{a, b, c\}^*$ y x termina en b$\}$



δ_{ND}	a	b	c
e_0	$\{e_0\}$	$\{e_0, e_1\}$	$\{e_0\}$
e_1	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$

Función de transición no determinística



δ_D	a	b	c
$[\varnothing]$	$[\varnothing]$	$[\varnothing]$	$[\varnothing]$
$[e_0]$	$[e_0]$	$[e_0, e_1]$	$[e_0]$
$[e_1]$	$[\varnothing]$	$[\varnothing]$	$[\varnothing]$
$[e_0, e_1]$	$[e_0]$	$[e_0, e_1]$	$[e_0]$

$\delta_{ND}(e_0, a) \cup \delta_{ND}(e_1, a)$ $\delta_{ND}(e_0, b) \cup \delta_{ND}(e_1, b)$ $\delta_{ND}(e_0, c) \cup \delta_{ND}(e_1, c)$

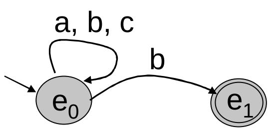
Función de transición determinística

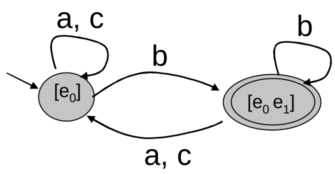
Ciencias de la Computación I - Filminas de Clase – Facultad Cs. Exactas – UNCPBA - 2009

Equivalencia entre AFND y AFD

Sea $M_{ND} = <\{e_0, e_1\}, \{a, b, c\}, \delta, e_0, \{e_1\}>$

$L(M_{ND}) = \{ x \,/\, x \in \{a, b, c\}^* \text{ y } x \text{ termina en } b\}$





En la práctica no se trabaja con todo el conjunto potencia $P(E_{ND})$

δ_{ND}	a	b	c
e_0	$\{e_0\}$	$\{e_0, e_1\}$	$\{e_0\}$
e_1	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$

Función de transición no determinística

δ_D	a	b	c
$[e_0]$	$[e_0]$	$[e_0, e_1]$	$[e_0]$
$[e_0, e_1]$	$[e_0]$	$[e_0, e_1]$	$[e_0]$

Función de transición determinística

Minimización de AFD

Teorema

Para cada AFD existe un AFD_{min} con cantidad mínima de estados que acepta el mismo lenguaje, es decir $L(AFD)=L(AFD_{min})$

⬇

Algoritmo para minimizar un AFD

(divide al conjunto de estados del AFD en clases de estados equivalentes)

Dado un AFD = $<E, A, \delta, e_0, F>$,

dos **estados** p, q $\in$ E son **equivalentes** $\Leftrightarrow$ para toda cadena $x \in A^*$,

$$\delta^*(p,x) \in F \Leftrightarrow \delta^*(q,x) \in F$$

ó

$$\delta^*(p,x) \notin F \Leftrightarrow \delta^*(q,x) \notin F$$

Minimización de AFD

Algoritmo para minimizar un AFD

1) Eliminar los estados no alcanzables desde el estado inicial.

2) Eliminar los estados desde los que no es posible alcanzar un estado final.

3) Construir una partición Π_0 del conjunto de estados, que consiste en dos grupos: estados finales y estados no finales.

4) Sea K = 0.

5) Definir Π_{K+1} de la siguiente manera:
para cada grupo G de una partición Π_K, dividir a G en subgrupos tales que dos estados s y t están en el mismo grupo sí y sólo sí para todo símbolo a del alfabeto de entrada, los estados s y t van al mismo grupo de Π_K.

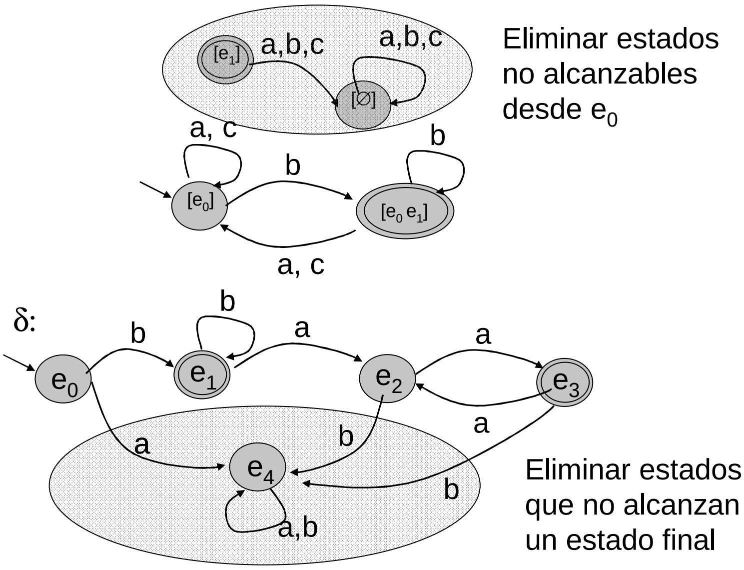
6) K = K + 1.

7) Si $\Pi_K \neq \Pi_{K-1}$ volver al paso 5. En caso contrario, terminar.

Minimización

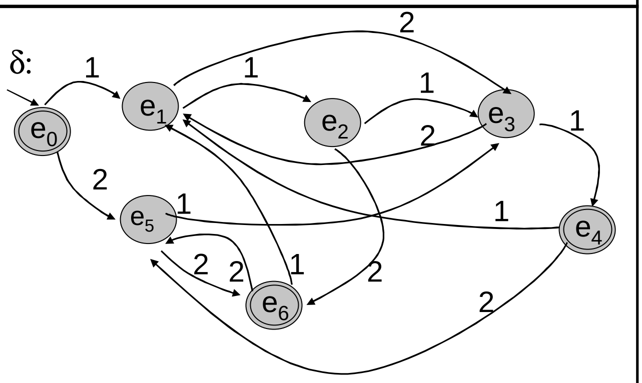
Ejemplo 1

Ejemplo 2



Minimización

Ejemplo 3



δ	1	2
e_0	e_1	e_5
e_1	e_2	e_3
e_2	e_3	e_6
e_3	e_4	e_1
e_4	e_1	e_5
e_5	e_3	e_6
e_6	e_1	e_5

$M = \langle\{e_0,e_1,e_2,e_3,e_4,e_5,e_6\},\{1, 2\},\delta, e_0, \{e_0,e_4,e_6\}\rangle$

$L=\{x \mid x \in \{1,2\}^*$ y la suma de símbolos en x es múltiplo de 4$\}$

Minimización

$M = \langle\{e_0,e_1,e_2,e_3,e_4,e_5,e_6\},\{1, 2\},\delta, e_0, \{e_0,e_4,e_6\}\rangle$

Ejemplo 3 (continuación)

δ	1		2	
e_0	e_1	G1	e_5	G1
e_1	e_2	G1	e_3	G1
e_2	e_3	G1	e_6	G2
e_3	e_4	G2	e_1	G1
e_4	e_1	G1	e_5	G1
e_5	e_3	G1	e_6	G2
e_6	e_1	G1	e_5	G1

- No hay estados inalcanzables
- No hay estados muertos

$\Pi_0 \quad \overset{G1}{\overline{e_1 e_2 e_3 e_5}} \quad \overset{G2}{\overline{e_0 e_4 e_6}}$

$\Pi_1 \quad \overset{G11}{\overline{e_1}} \quad \overset{G12}{\overline{e_2 e_5}} \quad \overset{G13}{\overline{e_3}} \quad \overset{G2}{\overline{e_0 e_4 e_6}}$

Π_0 distinto de Π_1 seguir

Minimización

Ejemplo 3 (continuación)

δ	1		2	
e_0	e_1	G11	e_5	G12
e_1	e_2	G12	e_3	G13
e_2	e_3	G13	e_6	G2
e_3	e_4	G2	e_1	G11
e_4	e_1	G11	e_5	G12
e_5	e_3	G13	e_6	G2
e_6	e_1	G11	e_5	G12

$$\Pi_1 \quad \overset{G11}{\overline{e_1}} \quad \overset{G12}{\overline{e_2 e_5}} \quad \overset{G13}{\overline{e_3}} \quad \overset{G2}{\overline{e_0 e_4 e_6}}$$

$$\Pi_2 \quad \overset{G11}{\overline{e_1}} \quad \overset{G12}{\overline{e_2 e_5}} \quad \overset{G13}{\overline{e_3}} \quad \overset{G2}{\overline{e_0 e_4 e_6}}$$

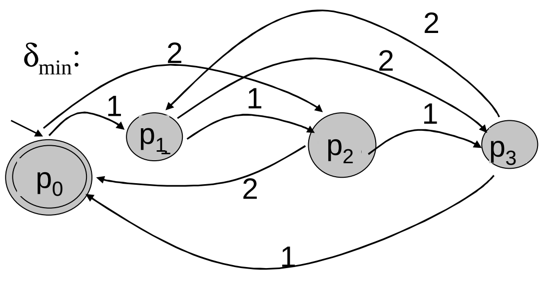
$\Pi_1 = \Pi_2$ terminar

Minimización

Ejemplo 3 (continuación)

$$\Pi_2 \quad \underset{p_1}{\overset{G11}{\overline{e_1}}} \quad \underset{p_2}{\overset{G12}{\overline{e_2 e_5}}} \quad \underset{p_3}{\overset{G13}{\overline{e_3}}} \quad \underset{p_0}{\overset{G2}{\overline{e_0 e_4 e_6}}}$$

δ	1	2
e_0	e_1	e_5
e_1	e_2	e_3
e_2	e_3	e_6
e_3	e_4	e_1
e_4	e_1	e_5
e_5	e_3	e_6
e_6	e_1	e_5



$M_{min} = \langle \{p_0, p_1, p_2, p_3\}, \{1, 2\}, \delta_{min}, p_0, \{p_0\} \rangle$

L={ x / x $\in$ {1, 2}* y la suma de símbolos en x es múltiplo de 4}