Automate finite nedeterministe

1. Definiția automatului finit nedeterminist

Automatul finit nedeterminist este o generalizare a automatului finit determinist, deoarece dintr-o anumită stare poate să treacă într-o mulțime nevidă de stări.

Definiția 1.1. Se numește **automat finit nedeterminist** cvintuplul $A = (\boldsymbol{\Sigma}, Q, \delta, \{q_0\}, F)$, unde:

1. $\boldsymbol{\Sigma}$ se numește **alfabetul de intrare**;

2. $\boldsymbol{Q}$ se numește **mulțimea stărilor** și este o mulțime finită și nevidă;

3. $\boldsymbol{\delta} : \boldsymbol{\mathcal{P}}(\boldsymbol{Q}) \times \boldsymbol{\Sigma} \rightarrow \boldsymbol{\mathcal{P}}(\boldsymbol{Q})$ se numește **funcția de tranziție**;

4. $\boldsymbol{q_0} \in \boldsymbol{Q}$ reprezintă **starea inițială**;

5. $\boldsymbol{F} \subseteq \boldsymbol{\mathcal{P}}(\boldsymbol{Q})$ și se numește **mulțimea stărilor finale**,

$\boldsymbol{\mathcal{P}}(\boldsymbol{Q})$ fiind mulțimea părților lui $\boldsymbol{Q}$.

Ca și la automatul finit determinist, funcția de tranziție se poate prelungi pe mulțimea $\boldsymbol{\mathcal{P}}(\boldsymbol{Q}) \times \boldsymbol{\Sigma}^*$ obținându-se funcția $\overline{\boldsymbol{\delta}} : \boldsymbol{\mathcal{P}}(\boldsymbol{Q}) \times \boldsymbol{\Sigma}^* \rightarrow \boldsymbol{\mathcal{P}}(\boldsymbol{Q})$ unde:

$$\begin{cases} \overline{\boldsymbol{\delta}}(\{q\}, \varepsilon) = \{q\}, \forall q \in \boldsymbol{Q} \\ \overline{\boldsymbol{\delta}}(\{q\}, wa) = \displaystyle\bigcup_{y \in \overline{\boldsymbol{\delta}}(\{q\}, w)} \overline{\boldsymbol{\delta}}(\{y\}, a)\,, \forall q \in \boldsymbol{Q}, w \in \boldsymbol{\Sigma}^*, a \in \boldsymbol{\Sigma} \end{cases}$$

Pentru simplificarea scrierii, în continuare se va nota $\overline{\boldsymbol{\delta}}$ tot prin $\boldsymbol{\delta}$.

Ca și la automatul finit determinist se poate scrie:

$$\boldsymbol{\delta}(\{q\}, ay) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q\}, a), y), \ \forall q \in \boldsymbol{Q}, a \in \boldsymbol{\Sigma}, y \in \boldsymbol{\Sigma}^*. \qquad (**)$$

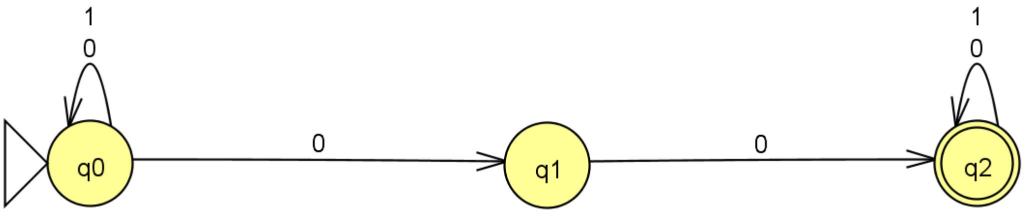
Observația 1.1. Un automat finit determinist se poate considera ca un caz particular de automat finit nedeterminist, în care toate mulțimile nevide ce intervin au un singur element.

Definiția 1.2. **Limbajul acceptat** de automatul finit nedeterminist $A = (\boldsymbol{\Sigma}, Q, \delta, \{q_0\}, F)$ este $\mathcal{T}(A) = \{w \in \boldsymbol{\Sigma}^* | \ \boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, w) \cap \boldsymbol{F} \neq \emptyset\}$, iar cuvântul $w \in \boldsymbol{\Sigma}^*$ este **acceptat** de $\boldsymbol{A}$ dacă $\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, w) \cap \boldsymbol{F} \neq \emptyset$.

Și un automat finit nedeterminist poate fi reprezentat analitic și grafic, folosind un graf finit orientat, analog modului în care este reprezentat un automat finit determinist.

Lect. univ. dr. TATIANA-CORINA DOSESCU
Facultatea de Informatică
Universitatea Titu Maiorescu

Exemplul 1.1. Graful finit orientat de mai jos este reprezentarea grafică a automatul finit nedeterminist $\boldsymbol{A} = (\boldsymbol{\Sigma},\ \boldsymbol{Q},\ \boldsymbol{\delta},\ \{\boldsymbol{q_0}\},\ \boldsymbol{F})$ care acceptă toate șirurile binare care conțin subșirul *00*.



Se pot verifica următoarele afirmații: w_1= 1101001 $\in \mathcal{T}(A)$, iar w_2 = 10101 $\notin \mathcal{T}(A)$.

Mai întâi, se construiește reprezentarea analitică a automatului ***A***, astfel:

- **Σ** = $\{0,1\}$;
- ***Q*** = $\{q_0, q_1, q_2\}$;
- ***F*** = $\{q_2\}$;
- funcția de tranziție ***δ*** este definită în următorul tabel:

	$\boldsymbol{\delta}$	***0***	***1***
$\rightarrow$	$\{\boldsymbol{q_0}\}$	$\{q_0, q_1\}$	$\{q_0\}$
	$\{\boldsymbol{q_1}\}$	$\{q_2\}$	$\emptyset$
$*$	$\{\boldsymbol{q_2}\}$	$\{q_2\}$	$\{q_2\}$

Folosind relația $(**)$ de mai sus se verifică relaţia w_1= 1101001 $\in \mathcal{T}(A)$:

$$\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, \mathbf{1}101001) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 1), 101001) = \boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, \mathbf{1}01001) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 1), 01001) = \boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, \mathbf{0}1001) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 0), 1001) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\{q_0, q_1\}, \mathbf{1}001) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0, q_1\}, 1), 001) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 1), 001) \cup \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 1), 001) = \boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, \mathbf{0}01) \cup \emptyset =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 0), 01) = \boldsymbol{\delta}(\{q_0, q_1\}, \mathbf{0}1) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 0), \mathbf{1}) \cup \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 0), \mathbf{1}) = \boldsymbol{\delta}(\{q_0, q_1\}, 1) \cup \boldsymbol{\delta}(\{q_2\}, 1) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 1) \cup \boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 1) \cup \{q_2\} = \{q_0\} \cup \{q_2\} = \{q_0, q_2\} \cap \boldsymbol{F} = \{q_2\} \neq \emptyset,$$

de unde rezultă că w_1= 1101001 $\in \mathcal{T}(A)$.

Cuvântul w_2 nu este acceptat de automatul ***A***, într-adevăr are loc:

$$\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, \mathbf{1}0101) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 1), 0101) = \boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, \mathbf{0}101) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 0), 101) =$$

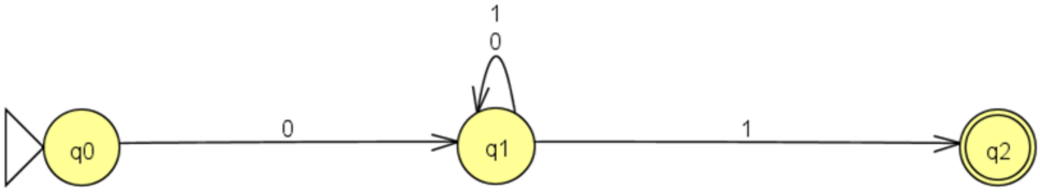
$$= \boldsymbol{\delta}(\{q_0, q_1\}, \mathbf{1}01) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 1), 01) \cup \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 1), 01) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, \mathbf{0}1) \cup \emptyset = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 0), 1) = \boldsymbol{\delta}(\{q_0, q_1\}, \mathbf{1}) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 1) \cup \boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 1) = \{q_0\} \cup \emptyset = \{q_0\} \cap \boldsymbol{F} = \emptyset,$$

de unde rezultă că w_2 = 10101 $\notin \mathcal{T}(A)$.

Exemplul 1.2. Graful finit orientat de mai jos este reprezentarea grafică a automatul finit determinist $\boldsymbol{A} = (\Sigma, \boldsymbol{Q}, \boldsymbol{\delta}, \{\boldsymbol{q_0}\}, \boldsymbol{F})$ care acceptă toate șirurile binare care încep cu *0* și se termină cu *1*.



Se pot verifica următoarele afirmații: w_1= 01101 $\in \mathcal{T}(A)$, iar w_2 = 01010 $\notin \mathcal{T}(A)$.

Mai întâi, se construiește reprezentarea analitică a automatului ***A***, astfel:

- ***Σ*** = $\{0,1\}$;
- ***Q*** = $\{q_0, q_1, q_2\}$;
- ***F*** = $\{q_2\}$;
- funcția de tranziție ***δ*** este definită în următorul tabel:

	$\boldsymbol{\delta}$	***0***	***1***
$\rightarrow$	$\{\boldsymbol{q_0}\}$	$\{q_1\}$	$\emptyset$
	$\{\boldsymbol{q_1}\}$	$\{q_1\}$	$\{q_1, q_2\}$
$*$	$\{\boldsymbol{q_2}\}$	$\emptyset$	$\emptyset$

Folosind relația $(**)$ de mai sus se verifică relaţia w_1 = 01101 $\in \mathcal{T}(A)$:

$$\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, \mathbf{0}1101) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 0), 1101) = \boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, \mathbf{1}101) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 1), 101) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\{q_1, q_2\}, \mathbf{1}01) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 1), 01) \cup \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_2\}, 1), 01) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\{q_1, q_2\}, \mathbf{0}1) \cup \emptyset = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 0), 1) \cup \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_2\}, 0), 1) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 1) \cup \emptyset = \{q_1, q_2\} \cap \boldsymbol{F} = \{q_2\} \neq \emptyset,$$

de unde rezultă w_1= 01101 $\in \mathcal{T}(A)$.

Cuvântul w_2 nu este acceptat de automatul ***A***, într-adevăr are loc:

$$\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, \mathbf{0}1010) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_0\}, 0), 1010) = \boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, \mathbf{1}010) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 1), 010) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\{q_1, q_2\}, \mathbf{0}10) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 0), 10) \cup \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_2\}, 0), 10) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, \mathbf{1}0) \cup \emptyset = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 1), 0) = \boldsymbol{\delta}(\{q_1, q_2\}, \mathbf{0}) = \boldsymbol{\delta}(\{q_1\}, 0) \cup \boldsymbol{\delta}(\{q_2\}, 0) =$$

$$=\{q_1\} \cup \emptyset = \{q_1\} \cap \boldsymbol{F} = \emptyset,$$

de unde rezultă că w_2 = 01010 $\notin \mathcal{T}(\boldsymbol{A})$.

2. Echivalența dintre automatele finite deterministe și automatele finite nedeterministe

Definiția 2.1. Două automate finite $\boldsymbol{A_1}$ şi $\boldsymbol{A_2}$ sunt **echivalente** dacă acceptă același limbaj, adică:

$$\mathcal{T}(\boldsymbol{A_1}) = \mathcal{T}(\boldsymbol{A_2}).$$

Conform observației 1.1, ar fi plauzibil să existe un limbaj acceptat de un automat finit nedeterminist, dar care să nu fie acceptat de un automat finit determinist. Următoarea teoremă *contrazice această impresie* (S. Marcus).

Mai întâi, trebuie spus că există un procedeu prin care unui automat finit nedeterminist $\boldsymbol{A_N}$ i se poate ataşa în mod unic un automat finit determinist $\boldsymbol{A_D}$.

Teorema 2.1. Automatul finit nedeterminist $\boldsymbol{A_N}$ este echivalent cu automat finit determinist $\boldsymbol{A_D}$ atașat, adică:

$$\mathcal{T}(\boldsymbol{A_N}) = \mathcal{T}(\boldsymbol{A_D}).$$

Observația 2.1. În baza teoremei se poate afirma că nu există un limbaj acceptat de un automat finit nedeterminist și care să nu fie acceptat de automatul finit determinist atașat.

În continuare este prezentat procedeul prin care se construiește automatul finit determinist $\boldsymbol{A_D} = \left(\boldsymbol{\Sigma_D}, \boldsymbol{Q_D}, \boldsymbol{\delta_D}, \boldsymbol{q_0^D}, \boldsymbol{F_D}\right)$, atașat automatului finit nedeterminist

$$\boldsymbol{A_N} = \left(\boldsymbol{\Sigma_N}, \boldsymbol{Q_N}, \boldsymbol{\delta_N}, \{\boldsymbol{q_0^N}\}, \boldsymbol{F_N}\right).$$

Plecând de la automatul finit nedeterminist $\boldsymbol{A_N}$ se obţine automatul finit determinist $\boldsymbol{A_D}$, astfel:

- $\boldsymbol{\Sigma_D} = \boldsymbol{\Sigma_N}$;
- $\boldsymbol{Q_D} = \boldsymbol{\mathcal{P}}(\boldsymbol{Q_N})$;
- $\boldsymbol{F_D}$ este mulţimea acelor părţi ale lui $\boldsymbol{Q_N}$ care conţin cel puţin câte o stare din $\boldsymbol{F_N}$, adică:

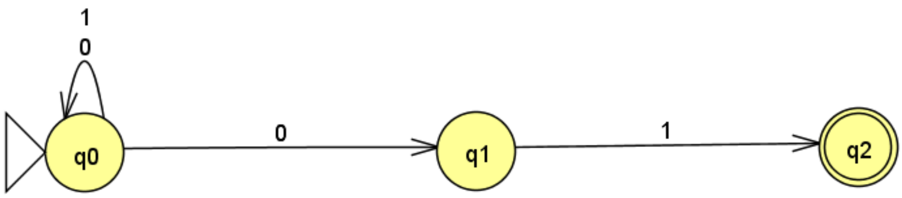
$$\boldsymbol{F_D} = \{q \in \boldsymbol{Q_D} | q \cap \boldsymbol{F_N} \neq \emptyset\};$$

- funcția de tranziție $\boldsymbol{\delta_D} : \boldsymbol{Q_D} \times \boldsymbol{\Sigma_D} \to \boldsymbol{Q_D}$, unde pentru α ∈ $\boldsymbol{Q_D}$ și $a \in \boldsymbol{\Sigma_D}$ are loc:

$$\boldsymbol{\delta_D}(\alpha, a) = \cup_{q \in \alpha} \boldsymbol{\delta_N}\,(q, a).$$

- $\boldsymbol{q_0^D} = \{\boldsymbol{q_0^N}\}$;

Exemplul 2.1. Graful finit orientat de mai jos este reprezentarea grafică a automatul finit nedeterminist $\boldsymbol{A_N} = \left(\boldsymbol{\Sigma_N}, \boldsymbol{Q_N}, \boldsymbol{\delta_N}, \{\boldsymbol{q_0^N}\}, \boldsymbol{F_N}\right)$ care acceptă şirurile binare ce se termină în *01*.



Folosind procedeul de mai sus se va construi automatul finit determinist $\boldsymbol{A_D}$ echivalent și atașat lui $\boldsymbol{A_N}$.

Mai întâi, se construiește reprezentarea analitică a automatului $\boldsymbol{A_N}$, astfel:

- $\boldsymbol{\Sigma_N} = \{0,1\}$;
- $\boldsymbol{Q_N} = \{q_0^N, q_1, q_2\}$;
- $\boldsymbol{F_N} = \{q_2\}$;
- funcția de tranziție $\boldsymbol{\delta}$ este definită în următorul tabel:

	$\boldsymbol{\delta}$	***0***	***1***
$\rightarrow$	$\{\boldsymbol{q_0^N}\}$	$\{q_0^N, q_1\}$	$\{q_0^N\}$
	$\{\boldsymbol{q_1}\}$	$\emptyset$	$\{q_2\}$
$*$	$\{\boldsymbol{q_2}\}$	$\emptyset$	$\emptyset$

Automatul finit determinist $\boldsymbol{A_D} = \left(\boldsymbol{\Sigma_D}, \boldsymbol{Q_D}, \boldsymbol{\delta_D}, \boldsymbol{q_0^D}, \boldsymbol{F_D}\right)$, echivalent şi ataşat lui $\boldsymbol{A_N}$ se construieşte astfel:

- $\boldsymbol{\Sigma_D} = \boldsymbol{\Sigma_N} = \{0,1\}$;
- $\boldsymbol{Q_D} = \boldsymbol{\mathcal{P}}(\boldsymbol{Q_N}) = \boldsymbol{\mathcal{P}}(\{q_0^N, q_1, q_2\})$;
- $\boldsymbol{F_D} = \left\{\{q_2\}, \{q_0^N, q_2\}, \{q_1, q_2\}, \{q_0^N, q_1, q_2\}\right\}$;
- funcția de tranziție $\boldsymbol{\delta_D}$ este definită în următorul tabel:

	$\boldsymbol{\delta_D}$	***0***	***1***	
	$\boldsymbol{\emptyset}$	$\emptyset$	$\emptyset$	*A*
→	$\{\boldsymbol{q_0^N}\}$	$\{q_0^N, q_1\}$	$\{q_0^N\}$	*B*
	$\{\boldsymbol{q_1}\}$	$\emptyset$	$\{q_2\}$	*C*
*	$\{\boldsymbol{q_2}\}$	$\emptyset$	$\emptyset$	*D*
	$\{\boldsymbol{q_0^N}, \boldsymbol{q_1}\}$	$\{q_0^N, q_1\}$	$\{q_0^N, q_2\}$	*E*
*	$\{\boldsymbol{q_0^N}, \boldsymbol{q_2}\}$	$\{q_0^N, q_1\}$	$\{q_0^N\}$	*F*
*	$\{\boldsymbol{q_1}, \boldsymbol{q_2}\}$	$\emptyset$	$\{q_2\}$	*G*
*	$\{\boldsymbol{q_0^N}, \boldsymbol{q_1}, \boldsymbol{q_2}\}$	$\{q_0^N, q_1\}$	$\{q_0^N, q_2\}$	*H*

Etichetele *A, B, ..., H* se referă la elementele din coloana $\boldsymbol{\delta_D}$ şi permit, mai întâi, redenumirea stărilor automatului $\boldsymbol{A_D}$ şi apoi a întregului automat $\boldsymbol{A_D}$, astfel:

- $\boldsymbol{\Sigma_D} = \{0,1\}$;
- $\boldsymbol{Q_D} = \{A, B, C, D, E, F, G, H\}$;
- $\boldsymbol{F_D} = \{D, F, G, H\}$;
- funcția de tranziție $\boldsymbol{\delta_D}$ este definită în următorul tabel:

	$\boldsymbol{\delta_D}$	***0***	***1***
	A	A	A
→	***B***	E	B
	C	A	D
*	***D***	A	A
	E	E	F
*	***F***	E	B
*	***G***	A	D
*	***H***	E	F

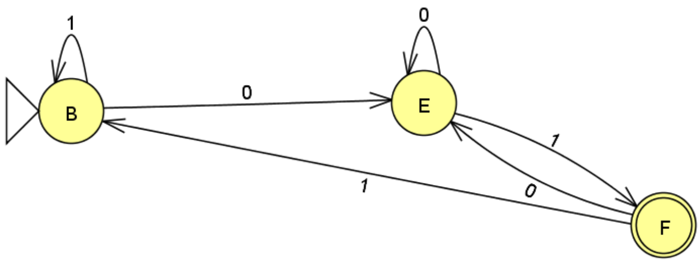
Observația 2.2. Automatul finit determinist obținut $\boldsymbol{A_D}$ echivalent cu $\boldsymbol{A_N}$ conţine şi stări inaccesibile, la care nu se poate ajunge plecând de la starea iniţială ***B***. Aceasta permite o simplificarea a automatului $\boldsymbol{A_D}$ prin eliminarea stărilor inaccesibile.

Într-adevăr, stările accesibile plecând de la starea inițială ***B*** sunt ***E*** și ***F***, iar stările inaccesibile sunt ***A***, ***C***, ***D***, ***G*** și ***H***. Prin urmare, eliminând stările inaccesibile se obține următoarea formă simplificată a automatului finit determinist $\boldsymbol{A_D}$:

- $\boldsymbol{\Sigma_D} = \{0,1\}$;
- $\boldsymbol{Q_D} = \{B, E, F\}$;
- $\boldsymbol{F_D} = \{F\}$;
- funcția de tranziție $\boldsymbol{\delta_D}$ este definită în următorul tabel:

	$\boldsymbol{\delta_D}$	***0***	***1***
→	***B***	E	B
	E	E	F
*	***F***	E	B

Reprezentarea grafică a automatului finit determinist $\boldsymbol{A_D}$ este următoarea:



Folosind reetichetarea $\boldsymbol{q_0 = B, q_1 = E, q_2 = F}$ şi $\boldsymbol{\delta_D = \delta}$, definiția automatului finit determinist $\boldsymbol{A_D}$ devine:

- $\boldsymbol{\Sigma_D} = \{0,1\}$;
- $\boldsymbol{Q_D} = \{q_0, q_1, q_2\}$;
- $\boldsymbol{F_D} = \{q_2\}$;
- funcția de tranziție $\boldsymbol{\delta}$ este definită în următorul tabel:

	$\boldsymbol{\delta}$	***0***	***1***
→	$\boldsymbol{q_0}$	q_1	q_0
	$\boldsymbol{q_1}$	q_1	q_2
*	$\boldsymbol{q_2}$	q_1	q_0

Să se verifice următoarele afirmații: $w_1 =$ 01101 $\in \boldsymbol{\mathcal{T}}(\boldsymbol{A_D})$, iar $w_2 =$ 01010 $\notin \boldsymbol{\mathcal{T}}(\boldsymbol{A_D})$.

Verificarea directă este următoarea:

$$\boldsymbol{\delta}(q_0, \mathbf{0}1101) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(q_0, 0), 1101) = \boldsymbol{\delta}(q_1, \mathbf{1}101) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(q_1, 1), 101) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(q_2, \mathbf{1}01) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(q_2, 1), 01) = \boldsymbol{\delta}(q_0, \mathbf{0}1) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(q_0, 0), 1) = \boldsymbol{\delta}(q_1, 1) = q_2 \in \boldsymbol{F}$$

și deci $w_1 \in \boldsymbol{\mathcal{T}}(\boldsymbol{A_D})$.

$$\boldsymbol{\delta}(q_0, \mathbf{0}1010) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(q_0, 0), 1010) = \boldsymbol{\delta}(q_1, \mathbf{1}010) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(q_1, 1), 010) =$$

$$= \boldsymbol{\delta}(q_2, \mathbf{0}10) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(q_2, 0), 10) = \boldsymbol{\delta}(q_1, \mathbf{1}0) = \boldsymbol{\delta}(\boldsymbol{\delta}(q_1, 1), 0) = \boldsymbol{\delta}(q_2, 0) = q_1 \notin \boldsymbol{F}$$

și deci $w_2 \notin \boldsymbol{\mathcal{T}}(\boldsymbol{A_D})$.

Știind că automatele $\boldsymbol{A_N}$ și $\boldsymbol{A_D}$ sunt echivalente, verificarea indirectă consta în a verifica care dintre cele două cuvinte se termină în *01*. Cum w_1 verifică condiţia, iar w_2 nu o verifică, rezultă că numai $w_1 \in \boldsymbol{\mathcal{T}}(\boldsymbol{A_D})$.

Temă.

1. Determinați automatele finit deterministe echivalente cu automatele finit nedeterministe din exemplele 1.1 și 1.2.

2. Se consideră automatul finit determinist $\boldsymbol{A} = (\boldsymbol{\Sigma}, Q, \delta, \boldsymbol{q_0}, F)$, unde $\boldsymbol{\Sigma} = \{0,1\}$, $\boldsymbol{Q} = \{q_0, q_1, q_2, q_3\}$, $\boldsymbol{F} = \{q_0, q_1, q_2\}$, iar funcția de tranziție δ este dată în următorul tabel:

δ	***0***	***1***
$\boldsymbol{q_0}$	q_1	q_0
$\boldsymbol{q_1}$	q_2	q_0
$\boldsymbol{q_2}$	q_3	q_0
$\boldsymbol{q_3}$	q_3	q_3

a) Arătaţi că $w_1 = 01001011 \in T(A)$ dar $w_2 = 10100010 \notin T(A)$.

b) Reprezentaţi grafic automatul ***A***.

c) Descrieți, pe scurt, limbajul acceptat de către automatul ***A***.

Lect. univ. dr. TATIANA-CORINA DOSESCU
Facultatea de Informatică
Universitatea Titu Maiorescu