

1. Fie următoarea definiție a unui automat finit nedeterminist: $(K, \Sigma, \Lambda, S, F)$ unde K - mulțimea stărilor, Σ - alfabetul, Λ - relația de tranziție, S - mulțimea stărilor inițiale, F - mulțimea stărilor finale. Automatul își începe operațiile alegând nedeterminist starea inițială. Automatul astfel definit este:

(A) mai general decât cel clasic

→ (B) este echivalent cu cel clasic

(C) alegerea nedeterministă a stării inițiale introduce un factor de nedeterminism nedorit

2. Limbajul $\{a^m b^n \mid 50000 > m \geq n > 0\}$ este:

→ (A) regulat

(B) independent de context

(C) nici (A) nici (B)

3. Fie T, U două alfabete, și funcția $h : T \rightarrow U^*$ care se extinde astfel încât:

$$h : T^* \rightarrow U^*$$

$$h(e) = e$$

$$h(wb) = h(w)h(b), \text{ oricare ar fi } w \text{ din } T^*, b \text{ din } T.$$

Dacă L (L inclus T^*) este acceptat de un automat finit, atunci $h[L]$ este:

→ (A) acceptat de un automat finit

(B) nu este acceptat de un automat finit

(C) nu se poate afirma nimic

4. Fie L un limbaj regulat. Limbajul $\{x \mid \exists y \text{ a.i. } |x| = |y|, xy \text{ este în } L\}$ este:

→ (A) regulat

(B) independent de context

(C) nu se poate afirma nimic

5. Limbajul $L = \{a^m b^n c^{2n} \mid n, m \geq 0\}$ este:

(A) regulat

→ (B) independent de context

(C) nu este independent de context

6. Limbajul $L = \{0^i 1^j \mid i \neq j, i, j \geq 0\}$ este:

(A) regulat

→ (B) independent de context

(C) nu este independent de context

7. Dacă L este un limbaj regulat, așa este și $\{xx \mid x \in L\}$

(A) adevărat

→ (B) fals

(C) nu se cunoaște

8. Limbajul $L = a^* b^* c^* - \{a^i b^i c^i \mid i \geq 0\}$ este:

(A) regulat

→ (B) independent de context

(C) nu este independent de context

9. Pentru orice limbaj regulat L există un limbaj neregulat L' ai $L \subseteq L'$.

(A) adevărat

→ (B) fals

(C) nu se poate afirma nimic

10. Un AFD nerestartabil este un automat pentru care niciodată starea inițială nu face parte din codomeniul funcției de tranziție. Pentru orice limbaj regulat L se poate construi un AFD nerestartabil care acceptă L :

→ (A) Adevărat

(B) Fals

(C) nu se poate afirma nimic

11. Expresiile regulate pentru $\Sigma = \{a, b\}$:

- (a) $(a \cup b)^*$
- (b) $(a \cup b)^* a^*$
- (c) $a^* (a \cup b)^*$

sunt:

- (A) (a) este echivalent cu (b), dar nu este echivalent cu (c)
- (B) (b) este echivalent cu (c), dar nu este echivalent cu (a)

→ (C) (a), (b) si (c) sunt echivalente

12. Fie urmatoarea definitie a unui AF: (K, Σ, m, s, F) , unde $m: K \times \Sigma^* \rightarrow K$. AF astfel definit este mai asemanator cu:

- (A) un AFD
- (B) AFN
 - (C) nu se poate specifica

13. Fie limbajele $L_1 = (a+b)^*a$, $L_2 = b(a+b)^*$. Intersectia lor este limbajul:

- (A) $b(a+b)^*a$
- (B) $(a+b)^*$
 - (C) $(a+b)^*b$

14. Exista un algoritm care decide daca un sir w nu este in limbajul generat de expresia regulata R .

- (A) adevarat
- (B) fals
 - (C) nu se poate afirma nimic

15. Fie A un alfabet. Definim $f: \text{REXP}(A) \rightarrow \mathbb{N} \cup \{ \infty \}$ definite astfel:

$$f(a) = 1; f(\lambda) = 0; f(\Phi) = \infty$$

$$f(E_0 \cup E_1) = \min \{ f(E_0), f(E_1) \}$$

$$f(E_0 E_1) = f(E_0) + f(E_1)$$

$$f(E^*) = 0;$$

$$\text{unde } n + \infty = \infty + n = \infty \text{ si } \min \{ n, \infty \} = n \text{ pentru orice } n \text{ din } \mathbb{N};$$

Pentru orice expresie regulata E , ai | $E \neq \emptyset$, $f(E)$ este:

- a) numarul de cuvinte din limbajul descris de E ;
- b) lungimea minima a cuvintelor din limbajul descris de E ;
- c) lungimea medie a cuvintelor din limbajul descrie de E ;