Písemná zkouška „Automaty a gramatiky“

Jméno studenta: ……………………………. Dosažené body:

Datum zkoušky: …………………………… Známka:

U každé otázky křížkem ☒ zřetelně označte správné odpovědi, může jich být více případně žádná. Otázka je považována za zodpovězenou pouze pokud jsou označeny právě správné odpovědi (ani méně ani více). Za zodpovězenou otázku se získává jeden bod, při méně než 19 bodech z 29 možných je zkouška hodnocena neprospěl(a).

Nechť $L_1 = \{a\}$ a $L_2 = \{b\}$. Potom $(L_1 \cup L_2)^*$ obsahuje (mimo jiné) slova

- ☐ aaa
- ☐ bbb
- ☐ aba
- ☐ bab

Nechť L je rekurzivně spočetný jazyk bez prázdného slova. Potom L^0 je podmnožinou jazyka

- ☐ $\emptyset$
- ☐ $\{\lambda\}$
- ☐ L^+
- ☐ L^*

Jazyk $\{a\} \setminus \{aba, baa\}$ (levý kvocient) je rovný jazyku

- ☐ $\emptyset$
- ☐ $\{ba\}$
- ☐ $\{aba\}$
- ☐ $\{aaba\}$

Nechť máme deterministický konečný automat A s počátečním stavem q_0, koncovými stavy F, přechodovou funkcí δ a u je libovolné slovo z jazyka L(A). Potom platí:

- ☐ $\delta^*(q_0, u) = F$
- ☐ $\delta^*(q_0, u) \in F$
- ☐ $\delta^*(q_0, u) \subseteq F$
- ☐ $\delta^*(q_0, u) \supseteq F$

Nechť L je jazyk nad abecedou X. Potom L je rozpoznatelný konečným automatem právě tehdy, když:

- ☐ existuje pravá kongruence ~ konečného indexu na X* tak, že L je sjednocením jistých tříd rozkladu X*/~.
- ☐ existuje přirozené číslo n takové, že libovolné slovo $z \in L$, $|z| \geq n$ lze psát ve tvaru uvw, kde: $|uv| \leq n$, $1 \leq |v|$ a pro všechna $i \geq 0$ $uv^iw \in L$.
- ☐ existuje regulární výraz α tž. $[\alpha] = L$
- ☐ existuje konečný automat A tž. L(A) = L

Nechť $\sim^i$ je ekvivalence stavů konečného automatu po i krocích. Potom platí

- ☐ $p \sim^i q \Rightarrow p \sim^{i+1} q$
- ☐ $p \sim^{i+1} q \Rightarrow p \sim^i q$
- ☐ $p \sim^i q \Rightarrow \forall x \in X \quad \delta(p,x) \sim^i \delta(q,x)$
- ☐ $p \sim^{i+1} q \Rightarrow \forall x \in X \quad \delta(p,x) \sim^i \delta(q,x)$

Dvousměrné konečné automaty přijímají právě jazyky přijímané

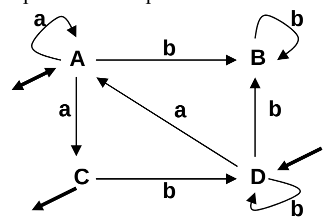
- ☐ deterministickými konečnými automaty
- ☐ nedetermistickými konečnými automaty
- ☐ Turingovými stroji

Nechť $A = (Q, X, \delta, S, F)$ je nedeterministický konečný automat. Automat $(Q, X, \delta, S, Q - F)$ přijímá jazyk

- ☐ $L(A)^R$
- ☐ $X^* - L(A)$
- ☐ $L(A)$
- ☐ X^*

Nechť máme daný následující automat A. Do jakých stavů se tento automat může dostat v přijímacím výpočtu nějakého slova z jazyka L(A) po přečtení prvních dvou písmen?

- ☐ A
- ☐ B
- ☐ C
- ☐ D



Nechť existuje homomorfismus mezi dvěma deterministickými konečnými automaty. Potom:

- ☐ oba automaty mají stejný počet stavů
- ☐ oba automaty mají stejný počet koncových stavů
- ☐ oba automaty mají stejný počet počátečních stavů
- ☐ stavové diagramy obou automatů mají stejný počet hran

Nechť $A_1 = (Q_1, X, \delta_1, q_1, F_1)$ a $A_2 = (Q_2, X, \delta_2, q_2, F_2)$ jsou deterministické konečné automaty. Potom automat $A = (Q, X, \delta, q, F)$, kde $Q = Q_1 \times Q_2$, $q = (q_1, q_2)$, $\delta((p_1,p_2), x) = (\delta_1(p_1, x), \delta_2(p_2,x))$, $F = F_1 \times F_2$ přijímá jazyk:

- ☐ $L(A_1) \cup L(A_2)$
- ☐ $L(A_1) \cap L(A_2)$
- ☐ $L(A_1) - L(A_2)$
- ☐ $L(A_1) \,.\, L(A_2)$

Řekneme, že dva stavy p a q konečného automatu $A = (Q, X, \delta, S, F)$ jsou ekvivalentní právě tehdy, když:

- ☐ $\forall w \in X^* \;\; \delta^*(p,w) \in F \Leftrightarrow \delta^*(q,w) \in F$
- ☐ $\forall w \in X^* \;\; \delta^*(p,w) = \delta^*(q,w)$
- ☐ $\forall w \in L(A) \;\; \delta^*(p,w) \in F \Leftrightarrow \delta^*(q,w) \in F$
- ☐ $\forall w \in L(A) \;\; \delta^*(p,w) = \delta^*(q,w)$

Nechť A je deterministický konečný automat mající mezi všemi deterministickými konečnými automaty přijímajícími jazyk L(A) nejmenší počet stavů. Potom:

- ☐ A je redukovaný
- ☐ A nemusí být redukovaný
- ☐ A může obsahovat ekvivalentní stavy
- ☐ A nemůže obsahovat ekvivalentní stavy