Substitutiva da Primeira Prova de Teoria da Computação
Prof. José de Oliveira Guimarães — DComp — Campus de Sorocaba da UFSCar

Ao final da prova, entregue APENAS a folha de respostas. A folha de questões não será considerada. Utilize quantas folhas de reposta forem necessárias. Não é necessário entregar as questões em ordem. Utilize lápis ou caneta, mas faça letra legível. Na correção, símbolos ou palavras ilegíveis não serão considerados.

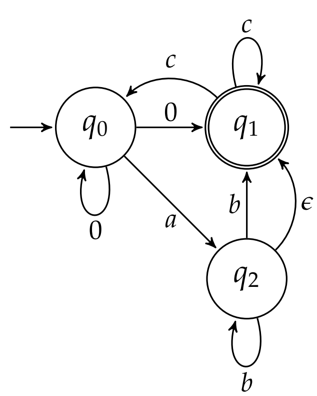
Justifique todas as respostas.

Se você estudou com algum colega para esta prova, não se sente ao lado dele pois é possível que acidentalmente vocês produzam respostas semelhantes para alguma questão. Provas de alunos que fizeram a prova próximos uns dos outros com respostas semelhantes caracterizam cópia de questões. Lembro-os de que todos os envolvidos na utilização de métodos ilegais na realização desta prova receberão zero de nota final da disciplina (e não apenas nesta prova).

Coloque o seu nome na folha de resposta, o mais acima possível na folha, seguido do número da sua coluna de carteiras. A primeira carteira é a mais perto da porta e a última a mais perto das janelas. Não precisa colocar o RA.

Peça ao professor examplos de árvores de computação, autômatos com pilha e gramáticas.

1. (4,0) Esta questão utiliza o seguinte autômato finito N:



Baseado neste autômato,

(a) (1,0) faça a árvore de computação da cadeia $abc0$. Não é necessário justificar;

(b) (1,0) baseado na definição de computação em um autômato não determinístico (AFND) encontre uma divisão em $y_1 y_2 \ldots y_m$ da cadeia ac e uma sequência de estados $r_0, r_1, \ldots$ de tal forma que as três condições da definição de computação sejam satisfeitas. Isto é, a cadeia seja aceita pelo AFND deste exercício;

(c) (1,0) um AFND é N é dado por $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$. Para o autômato da Figura, defina Q, Σ, F e $\delta(q_2, b)$, $\delta(q_1, c)$;

(d) (1,0) cite o domínio e o contradomínio da função de transição δ sendo Q o conjunto de estados de N, Σ o alfabeto e $\Sigma_\epsilon = \Sigma \cup \{\epsilon\}$. Somente respostas 100% corretas serão consideradas;

2. (3,0) Faça:

(a) um autômato com pilha que reconheça a linguagem $L = \{ww^R : w \in \{0,1\}^\star\}$, sendo w^R a cadeia inversa de w. Isto é, se $w = 001$, $w^R = 100$;

(b) uma gramática livre de contexto G tal que $L(G) = \{w2^n w^R : w \in \{0,1\}^\star, n \in \mathbb{N}\}$, sendo w^R a cadeira reversa de w.

3. (3,0) Construa:

(a) um AFND N tal que $L(N) = L(E)$, sendo E a expressão regular $(ab) * \cup c$;

(b) uma expressão regular E tal que $L(E) = L(N)$, sendo N o AFND com estado inicial q_0, estado final q_2 e cuja tabela de transição é :

δ	a	b	c
q_0	$\{q_0, q_1\}$		$\{q_2\}$
q_1	$\{q_1\}$	$\{q_2\}$	$\{q_2\}$
q_2	$\{q_2\}$		

4. (2,0) Sejam A e B linguagens regulares sobre $\Sigma = \{0,1\}$. Mostre que $A \circ (B^\star)$ é linguagem regular. Obs: $X \circ Y = \{xy : x \in X \text{ e } y \in Y\}$ e $B^\star = \{x_1 x_2 \ldots x_n : x_i \in B, i \in \mathbb{N}\}$.

Resumo:

Uma expressão regular sobre um alfabeto Σ é descrita como: a) x é uma e.r. (expressão regular) se $x \in \Sigma$; b) ϵ é uma e.r. c) $\emptyset$ é uma e.r. d) $(x \cup y)$, (xy) (concatenação de x e y) e $(x^\star)$ são e.r. se x, y são e.r. Assume-se que a ordem de precedência dos operadores seja, do maior para o menor: $\star$, concatenação e união ($\cup$). Parenteses podem ser removidos se forem redundantes.

A definição formal de computação em um AFND é a seguinte: seja $N = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ um AFND e w uma cadeia sobre o alfabeto Σ. Então dizemos que N aceita w se podemos escrever w como $y_1 y_2 ... y_m$, onde cada y_i é um membro de $\Sigma \cup \{\epsilon\}$ e existe uma sequência de estados r_0, r_1, ... r_m em Q com três condições: (a) $r_0 = q_0$; (b) $r_{i+1} \in \delta(r_i, y_{i+1})$ para $i = 0, \ldots, m-1$ e (c) $r_m \in F$.

Sendo $G = (V, \Sigma, P, S)$ uma gramática, $L(G) = \{w \in \Sigma^\star : S \Longrightarrow^\star w\}$. Sendo E uma expressão regular sobre um alfabeto Σ, $L(E)$ é o conjunto de todas as cadeias reconhecidas por E.

O lema do bombeamento para linguagens regulares é o seguinte:

> Se A é uma linguagem regular, então existe um inteiro p dependente de A tal que, se $s \in A$ e $|s| \geq p$, então s pode ser dividida em três partes, $s = xyz$, satisfazendo
>
> (a) $xy^iz \in A$ para todo $i \geq 0$;
>
> (b) $|y| > 0$;
>
> (c) $|xy| \geq p$