i

GABARITO

Universidade Federal de Pernambuco (UFPE)
Centro de Informática (CIn)
Graduação em Ciência da Computação e Engenharia da Computação

Informática Teórica

(IF689)
2º Semestre de 2009
3ª Prova
27 de Novembro de 2009

1. (1,5) (Máquinas de Turing)

Para cada um dos enunciados abaixo, diga se é Verdadeiro ou Falso. (Uma resposta em branco vale 30% do valor da resposta certa, caso pelo menos 30% dos itens da questão tenha sido respondido.)

V (i) Se o complemento de uma linguagem L não é reconhecível, então L não é decidível.

V (ii) Se L_1 e L_2 são decidíveis, então $L_1 \circ L_2$ também é decidível.

F (iii) Se a linguagem L não for decidível, então não existe um enumerador para L.

2. (2,0) (Decidibilidade)

Para cada um dos enunciados abaixo, diga se é Verdadeiro ou Falso. (Uma resposta em branco vale 30% do valor da resposta certa, caso pelo menos 30% dos itens da questão tenha sido respondido.)

V (i) O problema de se determinar, dado um AFD A, se $L(A)$ contém alguma cadeia que começa com 0 e termina com 1 'e decidível.

V (ii) O problema de se determinar, dado um AFD A, se $L(A)$ é infinita é decidível.

V (iii) O problema de se determinar, dados uma MT M, uma cadeia w, e um estado q de M, se, quando M roda com w como entrada, M passa pelo estado q é indecidível.

F (iv) O problema de se determinar se uma GLC G com $\Sigma = \{0, 1\}$ gera alguma cadeia do tipo 1^* é indecidível. (v) A linguagem $L = \{\langle G, x\rangle \mid G$ é uma GLC que gera alguma cadeia w da qual x é uma subcadeia$\}$ é reconheível. V

V (vi) A linguagem $L = \{\langle M\rangle \mid M$ rejeita pelo menos duas cadeias de comprimento par$\}$ é recursivamente enumerável.

3. (2,5) (Redutibilidade)

Para cada um dos enunciados abaixo, diga se é Verdadeiro ou Falso. (Uma resposta em branco vale 30% do valor da resposta certa, caso pelo menos 30% dos itens da questão tenha sido respondido.)

V (i) O problema $\overline{REG}$ de se determinar, dada uma MT M, se $L(M)$ não é regular, é indecidível porque o problema da aceitação para MTs é redutível por mapeamento a REG.

F (ii) O problema de se determinar se duas GLCs são equivalentes é decidível.

V (iii) Se $A \leq_m B$ e B for Turing-reconhecível, então A é Turing-reconhecível.

V (iv) Se $A \leq_m B$ e A não for Turing-reconhecível, então B não é Turing-reconhecível.

F (v) A linguagem $L = \{\langle M \rangle \mid M$ é uma MT e $L(M) = \{\langle M \rangle\}\}$, não é Turing-reconhecível mas é co-Turing-reconhecível.

F (vi) O problema da correspondência de Post é indecidível porque ele é redutível por mapeamento ao problema da aceitação de palavras por máquinas de Turing.

4. (2,5) (Complexidade de Tempo)

Para cada um dos enunciados abaixo, diga se é Verdadeiro, Falso ou Indefinido. (Uma resposta em branco vale 20% do valor da resposta certa, caso pelo menos 30% dos itens da questão tenha sido respondido.)

I (i) A classe NP dos problemas verificáveis em tempo polinomial é fechada sob complementação.

F (ii) $\mathrm{NP} \cap \text{co-NP} = \emptyset$.

F (iii) Se $A \leq_P B$ e $A \in \mathrm{P}$, então $B \in \mathrm{P}$.

V (iv) Se A for NP-completa e $A \leq_P B$ tal que $B \in \mathrm{NP}$, então B é NP-completa.

I (v) Se o problema do isomorfismo de grafos for solúvel em tempo polinomial, então P = NP.

V (vi) A prova do Teorema de Cook–Levin mostra que SAT é NP-completo construindo, para uma $A \in \mathrm{NP}$ qualquer, uma fórmula booleana a partir da MT não-determística de tempo polinomial que decide A, e de uma palavra de entrada w, mas com custo que depende somente de w.

5. (1,5) (Complexidade de Espaço)

Para cada um dos enunciados abaixo, diga se é Verdadeiro, Falso ou Indefinido. (Uma resposta em branco vale 20% do valor da resposta certa, caso pelo menos 20% dos itens da questão tenha sido respondido.)

F (i) PSPACE $\subset$ NPSPACE.

F (ii) Toda linguagem decidível em espaço $f(n)$ por uma MT não-determinística pode ser decidida por uma MT determinística de espaço $f(n)$.

F (iii) NLOGSPACE $\neq$ coNLOGSPACE.

F (iv) O teorema de Savitch diz que toda máquina de Turing não-determinística de espaço polinomial pode ser simulada por uma máquina de Turing determística de tempo polinomial.

V (v) Seja $L = \{\langle G, s, t \rangle \mid G$ é um grafo direcionado, tal que existe um caminho entre s e $t\}$. Então L é NL-completa.

V (vi) Classes de complexidade de espaço não-determinístico são fechadas sob complementação.