3.3...

3.4...

3.6 No Teorema 3.21 mostramos que uma linguagem é Turing-reconhecível sse algum enumerador a enumera. Por que não usamos o seguinte algoritmo mais simples para a direção de ida da prova? Tal qual anteriormente, $s_1, s_2, \ldots$ é uma lista de todas as cadeias em Σ^*.

E = "Ignore a entrada.
1. Repita o que se segue para $i = 1, 2, 3, \ldots$

2. Rode M sobre s_i.
3. Se ela aceita, imprima s_i."

Se s_i for uma entrada que faça M entrar em loop, E não verá todas as entradas após s_i.

3.7 Explique por que a descrição a seguir não é uma descrição de uma máquina de Turing legítima.

M_{ruim} = "A entrada é um polinômio p sobre as variáveis $x_1, \ldots, x_k$.
1. Tente todas as possíveis valorações de $x_1, \ldots, x_k$ para valores inteiros.
2. Calcule o valor de p sobre todas essas valorações.
3. Se alguma dessas valorações torna o valor de p igual a 0, *aceite*; caso contrário, *rejeite*."

Faltou definir os passos para a realização de tais operações, a MT precisa de um número finito de passos, isso torna M_{ruim} uma MT não legítima.

3.15 Mostre que a coleção de linguagens decidíveis é fechada sob a operação de

[R]a. união.
b. concatenação.
c. estrela.
d. complementação.
e. interseção.

a. Dadas duas linguagens L_1 e L_2 e as MTs M_1 e M_2 que as decidem, construa M_U, que decide ambas, ou seja, $M_U = M_1 \cup M_2$.

M_U = "Sobre a entrada w faça:

1. Rode M_1 sobre w, se ela aceita, aceite.
2. Rode M_2 sobre w, se ela aceita, aceite, se rejeitar, rejeite."

b. Dadas duas linguagens L_1 e L_2, e M_1 e M_2 as MTs que as decide, façamos uma MT não-determinística que decide $M_1 \circ M_2$.

MT_{ND} = Sobre a entrada w faça:

1. Divida w em duas partes w_1 e w_2 de forma não-determinística tal que $w_1w_2 = w$.
2. Rode M_1 sobre w_1, se M_1 rejeitar, rejeite.
3. Rode M_2 sobre w_2, se M_2 rejeitar, rejeite.
4. Senão, aceite."

c. Seja L uma linguagem decidida por M_1, façamos uma MT não-determinística que decide L^*.

$\{0,1\}^* = 0, 1, 01, \ldots$

MT_{ND} = " Sobre a entrada w faça:

1. Divida não-deterministicamente w em $\underbrace{w_1w_2}_{i's}\ldots w_k$, tal que $w_1w_2\ldots w_k = w$.

2. Rode M sobre w_i, se M aceitar todas as palavras de para cada i, aceite. Se M rejeitar algum i, rejeite."

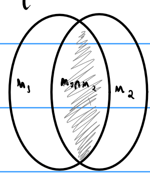
d. Seja L uma linguagem decidida por M, façamos uma MT que NÃO decide L

$\neg M$ = "Sobre a entrada w faça:

1. Se M aceitar, rejeite.

2. Se M rejeitar, aceite."

e. Seja L_1 uma linguagem decidida por M_1, e L_2 por M_2. Façamos uma MT $M_1 \cap M_2$ que decide a interseção de M_1 e M_2.



$M_1 \cap M_2$ = " Sobre a entrada w faça.

1. Se M_1 rejeitar, rejeite.
2. Se M_2 rejeitar, rejeite
3. Senão, aceite."

3.16 Mostre que a coleção de linguagens Turing-reconhecíveis é fechada sob a operação de

[R]**a.** união.
b. concatenação.
c. estrela.
d. interseção.

Cansei de escrever isso toda hora no início.

a. Sejam L_1 e L_2 linguagens Turing reconhecíveis e M_1 e M_2 MT's que os reconhece. Façamos M' tal que M' reconhece $L_1 \cup L_2$.

M' = " Sobre a entrada w faça:

1. Rode M_1 e M_2 alternadamente sobre w. Se M_1 ou M_2 aceita, aceite.
2. Senão rejeite."

b. M' = " Sobre a entrada w faça:

1. Divida w em two peças não-deterministicamente w_1, w_2, tal que $w_1 w_2 = w$.
2. Rode M_1 sobre w_1, se M_1 rejeitar, rejeite.
3. Rode M_2 sobre w_2, se M_2 rejeitar, rejeite. Senão aceite"

c. M' = " Sobre a entrada w faça:

1. Divida w em n partes não-deterministicamente, tal que $w_1 w_2 \dots w_n = w$.

2. Rode M sobre todas as divisões de w, se M rejeitar alguma divisão de w, rejeite. Senão, aceite."

d. M' = " Sobre a entrada w faça:

1. Rode M_1 sobre w, se M_1 rejeitar, rejeite. Senão rode M_2 em w.
2. Se M_2 rejeitar, rejeite. Senão aceite."