1

$\Sigma = \{a, b\}$

$L_1 = \{(ab)^n (ba)^{2n} : n > 0\}$

$L_2 = \{w \in \{a,b\} : n_a(w) \geq n_b(w)\}$

Gramática para $L_1 \cup L_2$

$L_1$ $S \rightarrow abSbaba \mid abbaba$

$L_2$: $S \rightarrow aSb \mid bSa \mid aS \mid Sa \mid SS \mid \lambda$

$L_1 \cup L_2$: $S \rightarrow S_1 \mid S_2$

$S_1 \rightarrow abS_1baba \mid abbaba$

$S_2 \rightarrow aS_2b \mid bS_2a \mid aS_2 \mid S_2a \mid S_2S_2 \mid \lambda$

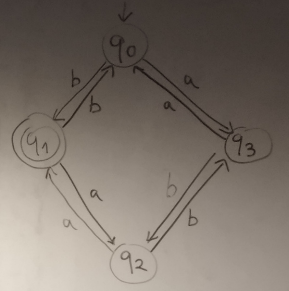
2 DFA: $\Sigma = \{a,b\}$ a's par e b's ímpar

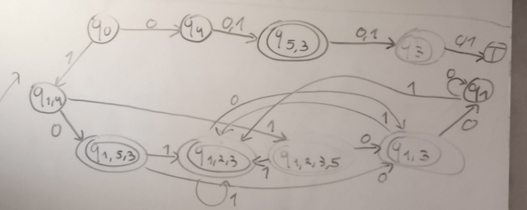
$q_0 \rightarrow$ a's par, b's par

$q_1 \rightarrow$ a's par, b's ímpar

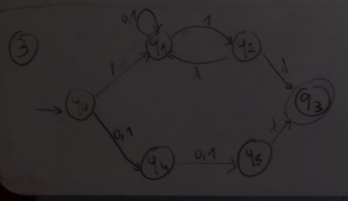
$q_2 \rightarrow$ a's ímpar, b's ímpar

$q_3 \rightarrow$ a's ímpar, b's par




3




| | 0 | 1 |
|---|---|---|
| $q_0$ | $q_4$ | $q_{1,4}$ |
| $q_4$ | $q_{5,3}^*$ | $q_{5,3}^*$ |
| $q_{1,4}$ | $q_{1,5,3}^*$ | $q_{1,2,3,5}^*$ |
| $q_{5,3}^*$ | $q_3$ | $q_3$ |
| $q_{1,5,3}^*$ | $q_{1,3}$ | $q_{1,2,3}$ |
| $q_{1,2,3,5}^*$ | $q_{1,3}^*$ | $q_{1,2,3}^*$ |
| $q_{1,3}^*$ | $q_1$ | $q_{1,2,3}^*$ |

| | 0 | 1 |
|---|---|---|
| $q_{1,2,3}^*$ | $q_{1,3}^*$ | $q_{1,2,3}^*$ |
| $q_3$ | ∅ | ∅ |
| $q_1$ | $q_1$ | $q_{1,2,3}^*$ |

Estados a remover:

→ $q_{1,2,3,5} = q_{1,5,3} = q_{1,2,3}$

→ $q_{5,3}$ vai para o mesmo estado ($q_3$) independentemente do símbolo

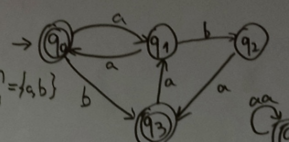
→ $q_{1,3} = q_1$

→ $q_4$ vai para $q_{5,3}$ independente do símbolo

③ ⓑ $L = \{1(1+0)^n 1 + (1+0)^2 : n \geq 0\}$

Todas as cadeis de comprimento 2 a começadas e acabadas por 1

⑤ 

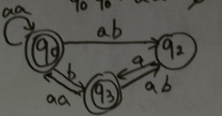


$\Sigma = \{a,b\}$

i) eliminar $q_1$:

$q_0 q_2 : ab + \emptyset$ $\quad q_3 q_2 : ab + \emptyset$

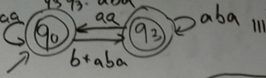
$q_0 q_0 : aa + \emptyset$ $\quad q_3 q_0 : aa + \emptyset$



ii) eliminar $q_2$:

$q_0 q_3 : b + aba$

$q_3 q_3 : aba$



iii) $ER = \left((aa)^*(b+aba)(aba)^* aa\right)^* \cdot (\lambda + (b+aba)(aba)^*)$

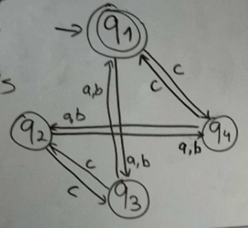
④ $\Sigma = \{a,b,c\}$ NFA - comprimento par e nº par de c's

$q_1$ - comprimento par nº par de c's

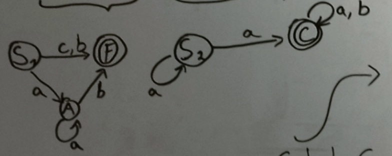
$q_2$ - comp par nº impar de c's

$q_3$ - C. Imp #c's par

$q_4$ - C. ímpar #c's ímpar



⑥ $\underbrace{(a^*b+c)} + \underbrace{(a^*a(a+b)^*(a+b^*))}$ ER → NFA → GR



$S_1 \to c \mid Ab$

$A \to aA \mid \lambda$

$S_2 \to aS_2 \mid a \mid aC$

$C \to aC \mid bC \mid \lambda$

$S \to S_1 \mid S_2$

$S_1 \to c \mid Ab$

$A \to aA \mid \lambda$

$S_2 \to aS_2 \mid a \mid aC$

$C \to aC \mid bC \mid \lambda$

⑦ ii) F - Só geradas por gramáticas lineares à esquerda/direta

iii) F - Tem de ser linear exclusivamente à esquerda/direita

⑧ a) $(L+M)N \neq L+MN$

b) $NL+NM \neq (L+M)N$ contém $\lambda M$

c) $(L^*M^*)^* = (L+M)^* = (L+M)^* + M$

⑨ i) $\boxed{V}$ A pode ser representada por um autómato e $\underline{A}$ também, sendo $M(\underline{A})$ igual a $M(A)$ mas com as funções dos estados invertidas.

ii) $\boxed{V}$ A família das LR é fechada em relação à união, interseção e complementação

(10) $L = \{ baba^p b^{3p} aba, \ p > 0 \}$

Dada a cadeia $w = baba^m b^{3m} aba$, $|w| = 4m + 6$ para qualquer m. (comprimento maior que m e pertence à linguagem)

Portanto, basta contradizer o lema da bombagem nessa cadeia para provar que L não é regular:

$w = xyz$, como $|xy| \leq m$ e $|y| \geq 1$, podemos decompor w na seguinte forma:

$x = baba^{m-4}$ ; $y = a$ ; $z = b^{3m} aba$

De acordo com o lema: $\{ xy^i z \in L : i \geq 0 \}$, no entanto, se $i = 5$, temos a cadeia:

$baba^{m-4} a^5 b^{3m} aba = baba^{m+1} b^{3m} aba$,

o comprimento desta cadeia é $4m + 7$, que quebra as regras da linguagem, contradizendo assim o lema da bombagem e provando que L não é regular

(11) Sim, basta criar um AF que descreva a linguagem, caso exista um ciclo num caminho aceitador, a linguagem é infinita.