Teorema Todo AFND tem um AFD equivalente (Reconhece mesma linguagem)

AFND $N(Q, \Sigma, \sigma, q_0, F)$

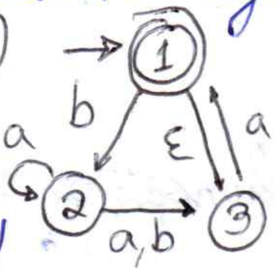
AFD $M(Q', \Sigma, \sigma', q_0', F')$

$Q' = \rho(Q) = 2^k$ estados de N

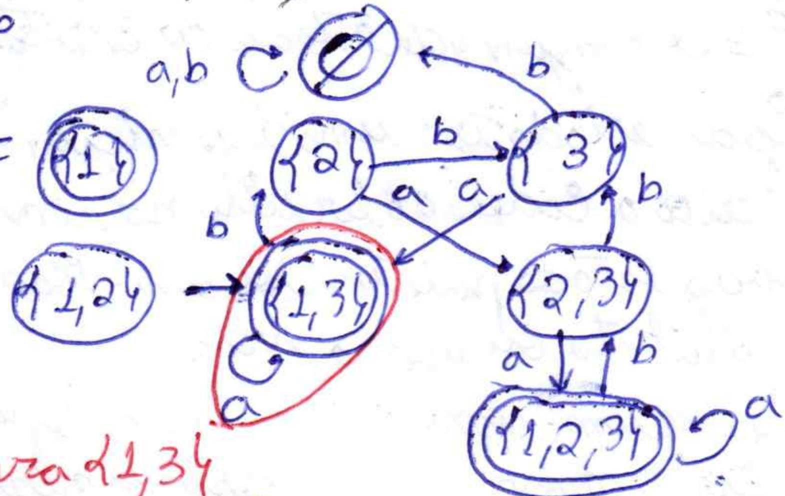
$q_0' = E\{q_0\}$ = estados atingidos por q_0

$\sigma'(R, s) = \cup\, \sigma(q, s) \mid q \in R$

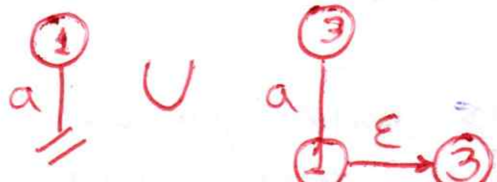
$F' = R \in Q' \mid R$ contem um estado de F



σ	a	b	ε
1	$\emptyset$	{2}	{3}
2	{2,3}	{3}	$\emptyset$
3	{1}	$\emptyset$	$\emptyset$



$\sigma'(\{1,3\}, a) \Rightarrow \sigma(1,a) \cup \sigma(3,a)$



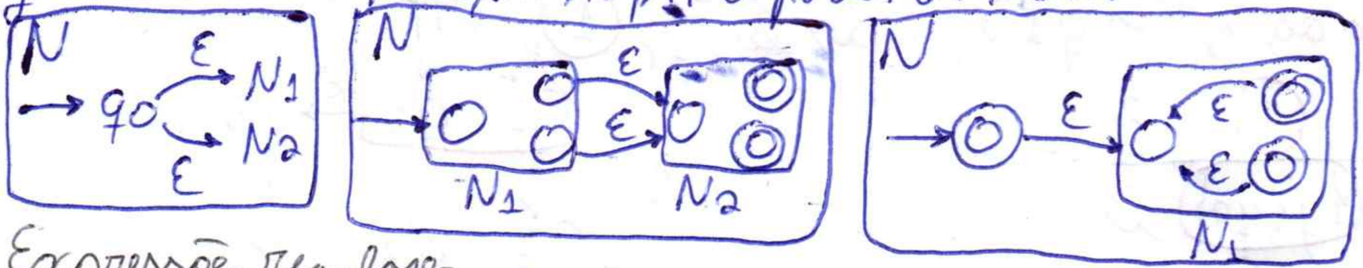
$\Rightarrow$ ativa {1,3}

Linguagem regular são reconhecida por AF

Teorema As linguagens regulares são fechadas sob $\cup, \circ, ^*$,

se A_1 e A_2 são linguagens regulares, $A_1 \cup A_2$, $A_1 \circ A_2$, A_1^* também são

Prova: se A_1 e A_2 são linguagens regulares existem AFND N_1 e N_2 que as reconhecem respectivamente, logo construir AFND N que reconhece $A_1 \cup A_2$, $A_1 \circ A_2$, A_1^* a partir de N_1 e N_2



Expressões regulares

$A^* = \cup A^n$, $n \geq 0$ (0 ou mais repetições)

$A^+ = \cup A^n$, $n \geq 1$ (1 ou mais repetições)

$\emptyset^* = \{\varepsilon\}$

$A \cup \emptyset = A$

$A \circ \emptyset = \emptyset$

$(A \cup B)(C \cup D) = AC \cup AD \cup BC \cup BD$