DIMOSTRARE FORMALMENTE CHE IL LINGUAGGIO

$L=\{a^n b^m c \ : \ m>n>0\}$ NON E' REGOLARE

SUPPONIAMO PER ASSURDO CHE IL LINGUAGGIO L SIA REGOLARE, ALLORA PER IL TEOREMA DI KLEENE $\mathcal{L}_3 \equiv \mathcal{L}_{FSL} \equiv \mathcal{L}_{REG}$ E QUINDI

$\exists M = (Q, \delta, q_0, F) \quad X = \{a, b, c\} \ : \ T(M) = L$

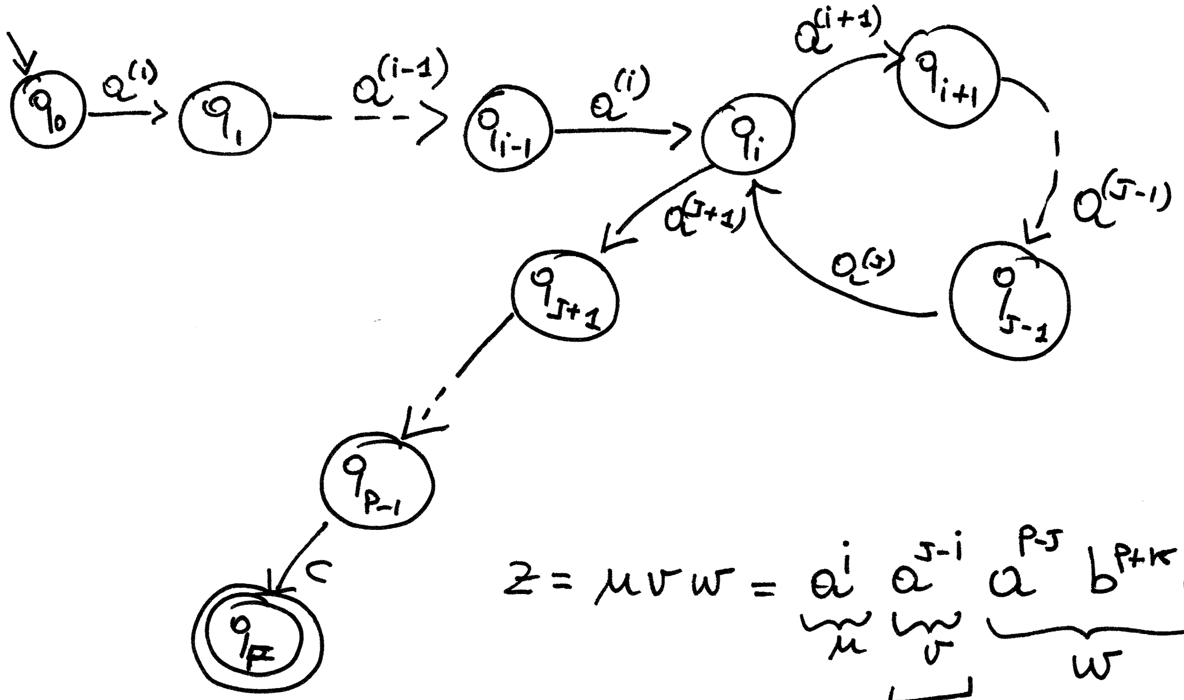
$p = |Q|$

PER IL PUMPING LEMMA PER I LINGUAGGI REGOLARI $\forall z \in L \quad |z| > p$

$$\begin{cases} 1. \ z = \mu v w \\ 2. \ |\mu v| \leq p \\ 3. \ v \neq \lambda \\ 4. \ \forall k > 0 \quad \mu v^k w \in T(M) \end{cases}$$

M HA p STATI $\Rightarrow$

PER RICONOSCERE LE PRIME p a SI AVRA' CHE $\exists i,j \quad i<j \ : \ q_i = q_j$



$$z = \mu v w = \underbrace{a^i}_{\mu} \underbrace{a^{j-i}}_{v} \underbrace{a^{p-j} b^{p+k} c}_{w}$$

QUESTA QUANTITA' SI PRESENTA <u>ALMENO</u> UNA VOLTA

$$|uv| = |a^i a^{j-i}| \leq p$$

$a^{j-i} \neq \lambda \qquad 0 < j-i < p$

POMPIAMO LA STRINGA v K VOLTE, OTTENIAMO

$$t = a^{p+k(j-i)} b^{p+k} c \Rightarrow \#_t(a) \geq \#_t(b)$$

$$t \notin T(M)$$