

Teoría de Lenguajes
Solución 1er. Parcial – Curso 2013

Ejercicio 1 [Evaluación individual del obligatorio]

a)

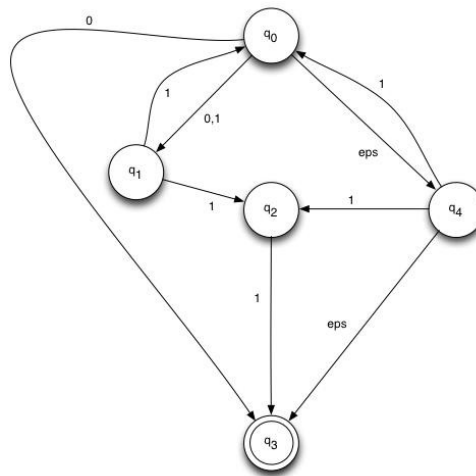
- 1) piensa
- 2) Piensa
- 3) Piensa
piensa
- 4) piensan los sabios, mas habla como habla
- 5) piensan los sabios, mas habla
- 6) *No se imprime nada*
- 7) sabios
- 8) sabios, mas

b)

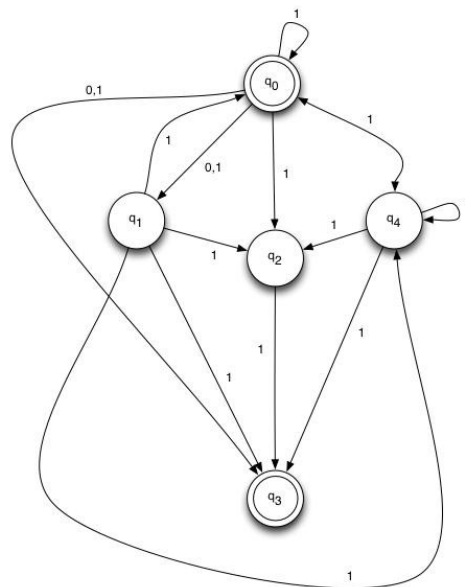
- 1) *No se imprime nada*
- 2) the opportunity
this time more
- 3) the opportunity
to begin again,
this time more
intelligently
- 4) *No se imprime nada*

Ejercicio 2

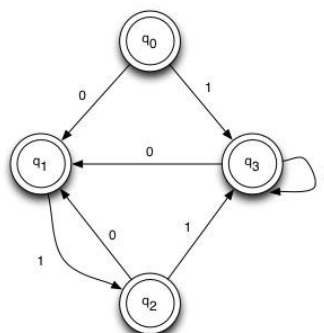
a) El AFND- ϵ inicial M es:



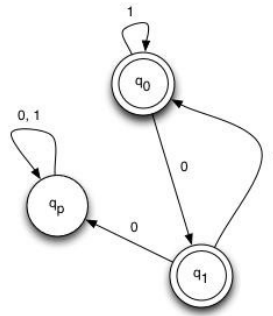
Eliminamos las transiciones épsilon y obtenemos el siguiente AFND:



Hallamos el AFD equivalente al AFND hallado en la parte anterior:



Finalmente, minimizamos el autómata resultante y obtenemos M' :



b) Sean $(x,y) \in \Sigma^*$, $xR_L y \Leftrightarrow \forall z \in \Sigma^*$ se cumple que $(xz \in L \wedge yz \in L)$ o bien $(xz \notin L \wedge yz \notin L)$, es decir que las concatenaciones xz y yz o bien ambas pertenecen al lenguaje o ambas no pertenecen al lenguaje.

$$Y_0 = Y_0 1 \mid Y_1 1 \mid \varepsilon$$

$$Y_1 = Y_0 0$$

$$Y_p = Y_1 0 \mid Y_p(0 \mid 1)$$

$$Y_0 = Y_0 1 \mid Y_0 01 \mid \varepsilon$$

$$Y_0 = Y_0 (1 \mid 01) \mid \varepsilon$$

$$\mathbf{Y_0 = (1 \mid 01)^*}$$

$$\mathbf{Y_1 = (1 \mid 01)^* 0}$$

$$Y_p = (1 \mid 01)^* 00 \mid Y_p(0 \mid 1)$$

$$\mathbf{Y_p = (1 \mid 01)^* 00 (0 \mid 1)^*}$$

c) Queremos hallar una expresión regular que defina $L(M)$. Dado que las clases de $R_{M'}$ asociadas a un estado final definen el conjunto de tiras de Σ^* que partiendo del estado inicial llegan al estado final en cuestión, $L(M') = L(Y_0 \mid Y_1)$, ya que q_0 y q_1 son los estados finales de M' . Por lo tanto, $\mathbf{(1 \mid 01)^* \mid (1 \mid 01)^* 0}$ es una E.R. que define $L(M')$.

d) Dado que M' es un autómata mínimo, podemos afirmar $R_{M'} = R_L$ (siendo $L = L(M)$). Observando que 10 y 11 pertenecen a distintas clases de $R_{M'}$ (terminan en diferentes estados de M'), podemos afirmar que 10 y 11 pertenecen entonces a distintas clases de R_L .

Ejercicio 3

a) El lenguaje es regular, la expresión $aa^*b^*a^*$ representa al lenguaje L_a (también se puede demostrar dando el autómata finito determinista).

b) El lenguaje no es regular. Para demostrarlo, utilizamos el contrarrecíproco del Pumping Lemma.

Sea N la constante del PL, y sea $z = ab^{N+1}a^N$ $|z| = 2N+2 \geq N$

Las descomposiciones posibles para z que cumplen $|uv| \leq N$ y $|v| \geq 1$, son:

i)

$$u = \varepsilon$$

$$v = ab^j \quad j \geq 0, \quad j+1 \leq N$$

$$w = b^{N-j}a^{N+1}$$

En este caso, para $i=0$ z_0 no cumple que $p > 0$, y por lo tanto no pertenece al lenguaje.

ii)

$$u = ab^j$$

$$v = b^m \quad m > 0, \quad 1+j+m \leq N$$

$$w = b^{N-j-m}a^{N+1}$$

En este caso, $z_i = ab^{N+(m-1)*i}a^{N+1}$ para $i=2$ z_2 quedaria $ab^{N+m}a^{N+1}$ pero como $m > 0$, no se cumple que $N+m+1 = N+1$ ($k=p+t$), y por lo tanto no pertenece al lenguaje.

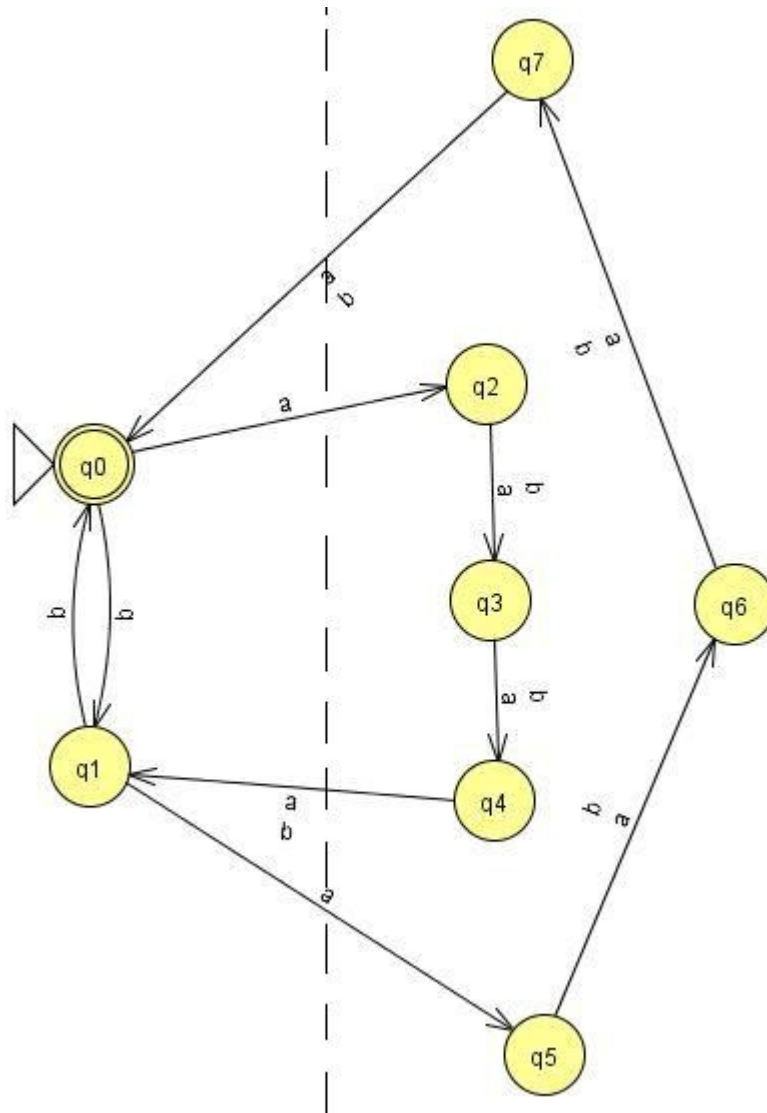
Como esas son todas las descomposiciones posibles, por el CR del PL que cumplen $|uv| \leq N$ y $|v| \geq 1$, L_b no es un lenguaje regular.

c) La intersección de los lenguajes L_a y L_b es el lenguaje L_c . Para demostrarlo basta con definir las restricciones que se cumplen en ambos al mismo tiempo. En este caso quedan justamente las condiciones del lenguaje L_c : $p > 0$, $k \geq 0$, $t \geq 0$ y además $k=p+t$ Por lo tanto el language L_c es **no** regular.

d) Como el lenguaje L_a es regular, entonces el complemento del lenguaje es regular. Para demostrar esto basta con tomar el automata generado con el mismo conjunto de estados, funcion de transición y estado inicial con la salvedad de que se cambian los estados finales por no finales y viceversa (tomando función delta total).

Ejercicio 4

a)



b)

