18/10/16

Ελαχιστοποίηση ενός ΑΠΑ

Θεωρούμε ένα ΠΑ $M=(K,\Sigma,\mu,k_0,T)$.

Λέμε ότι η λέξη x, όπου $x\in\Sigma^*$, διαχωρίζει τη κατάσταση $k_1\in K$ από τη κατάσταση $k_2\in K$

$(k_1, x) \vdash^* (p_1, \varepsilon)$

$(k_2, x) \vdash^* (p_2, \varepsilon)$, και μόνο μία από τις p_1, p_2 είναι τερματικές δηλ. είναι κατάσταση τερματισμού, δηλ. ανήκει στο T

Ορισμοί

Οι καταστάσεις k_1, k_2 λέγονται k-αδιαχώριστες, $k_1 \overset{k}{\equiv} k_2$, αν δεν υπάρχει λέξη $x\in\Sigma^*$: $|x|\le k$ που διαχωρίζει τη k_1 από k_2

Δύο καταστάσεις $k_1, k_2 \in K$ λέγονται αδιαχώριστες και γράφουμε $k_1 \equiv k_2$ αν-ν είναι k-αδιαχώριστες για όλες τις τιμές του k, $k \geq 0$

Η κατάσταση k λέγεται απρόσιτη, αν δεν υπάρχει $x\in\Sigma^*$ ώστε

$(k_0, x) \vdash^* (k, \varepsilon)$

Ένα ΠΑ λέγεται ανοιγμένο αν δεν υπάρχει απρόσιτη κατάσταση κ και αδιαχώριστες καταστάσεις

Παράδειγμα

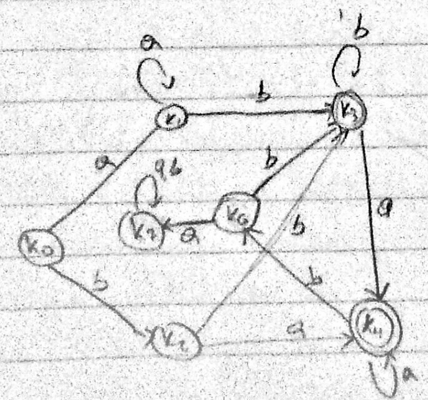
x	$\mu(k_0,x)$	$\mu(k_1,x)$	$\mu(k_2,x)$	$\mu(k_3,x)$	$\mu(k_4,x)$	$\mu(k_5,x)$	$\mu(k_6,x)$	$\mu(k_7,x)$
ε	k_0	k_1	k_2	k_3	k_4	k_5	k_6	k_7
a	k_1	k_1	k_4	k_4	k_4	k_4	k_7	k_7
b	k_2	k_3	k_5	k_5	k_6	k_5	k_3	k_7
aa	k_1	k_1	k_4	k_4	k_4	k_4	k_7	k_7
ab	k_3	k_3	k_6	k_6	k_6	k_6	k_7	k_7
ba	k_4	k_4	k_4	k_4	k_7	k_4	k_4	k_7
bb	k_5	k_5	k_5	k_5	k_3	k_5	k_5	k_7
aaa								
.								

$K = \{\{k_0, k_1, k_2, k_6, k_7\}, \{k_3, k_4, k_5\}\}$

$K = \{\{k_0, k_7\}, \{k_1, k_6\}, \{k_2\}, \{k_3, k_5\}, \{k_4\}\}$

$K = \{\{k_0\}, \{k_7\}, \{k_1\}, \{k_6\}, \{k_2\}, \{k_3, k_5\}, \{k_4\}\}$

Το ανοιγμένο ΑΠΑ:



ΠΑ και γραμματικές

$G=(V_N, V_T, \Pi, S)$

$V_N = \{S\}$

$V_T = \{a,b\}$

$\Pi = \begin{Bmatrix} (1)\ S \to ab \\ (2)\ S \to aSb \end{Bmatrix}$

S

$S \overset{(1)}{\Rightarrow} ab$

$S \overset{(2)}{\Rightarrow} aSb \overset{(1)}{\Rightarrow} aabb$

$S \overset{(2)}{\Rightarrow} aSb \overset{(2)}{\Rightarrow} aaSbb \Rightarrow aaabbb$

$L = \{x \ \ S \underset{G}{\Rightarrow} x$

Οι γραμματικές αποτελούν μία πολύ σημαντική κατηγορία γεννητριών γλωσσών. Μια γραμματική είναι ένα μαθηματικό σύστημα για τον ορισμό μιας γλώσσας, το οποίο σύστημα δίνει μία δομή στις προτάσεις της γλώσσας. Είναι δεδομένο να υπάρχει στενή σχέση μεταξύ γραμματικών και αποδεκτών γλωσσών διότι αποδεκτές γλώσσες ανήκουν και τα ΠΑ

Θεώρημα

Δίδεται η γραμματική τύπου (3) $G=(V_N, V_T, \Pi, S)$

Υπάρχει ένα ΠΑ $M=(K,\Sigma,\delta,k_0,T)$ τ.ω. $\Lambda(M)=L(G)$

Παράδειγμα

Έστω η γραμματική $G=(\{S,A\},\{0,1\},\Pi,S)$

$\Pi=\{S\to 0A,\ A\to 0A,\ A\to 1S,\ A\to 0\}$

Να βρεθεί ένα ΜΑΠΑ που αποδέχεται τη γλώσσα που η G παράγει

$M=(K,\Sigma,\delta,k_0,T)$

$K=\{S,A,F\}$

$\Sigma=(0,1)$

$S\to 0A \rightsquigarrow A\in\delta(S,0)$

$A\to 0A \rightsquigarrow A\in\delta(A,0)$

$A\to 0 \rightsquigarrow F\in\delta(A,0)$

$A\to 1S \rightsquigarrow S\in\delta(A,1)$

$\delta(F,0)=\emptyset$

$\delta(F,1)=\emptyset$

k	δ(k,0)	δ(k,1)
S	{A}	∅
A	{A,F}	{S}
F	∅	∅