

Ex. 18, iunie 2020 LFA

1. Observație: pentru a decide dacă $L_2 \subseteq L_1$ este
suficient să verificăm dacă L_2 are un element din
afara lui L_1 sau nu.

$$L_2 \subseteq L_1 \Leftrightarrow L_2 \cap \overline{L_1} = \emptyset$$

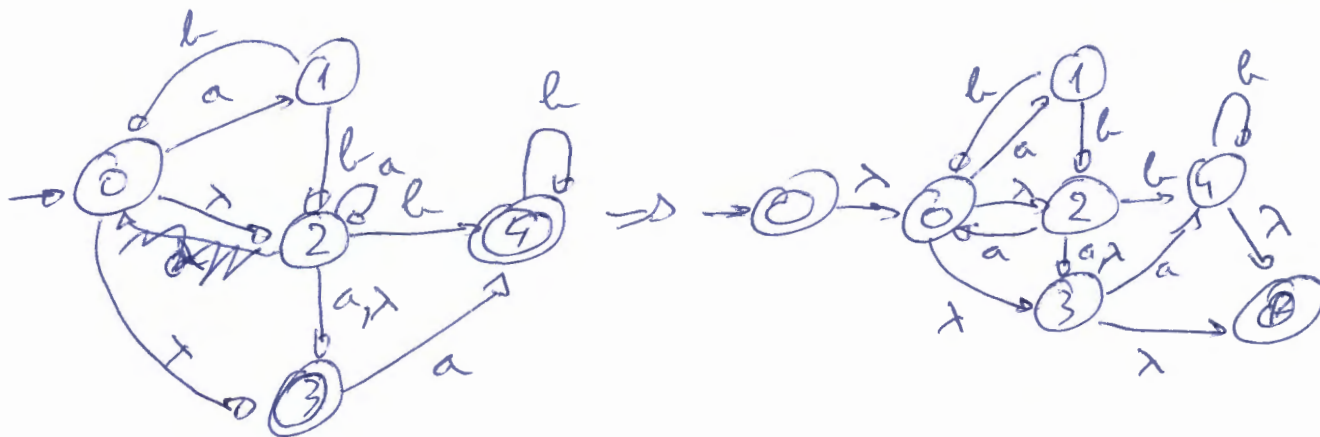
L_1 este REG, se poate construi un DFA pentru el,
se poate construi un DFA pt. complement, se poate
construi un PDA pentru intersecția $L_2 \cap \overline{L_1}$, se poate
transforma acest PDA în CFG și decide cu algoritmul
de la curs dacă acea CFG acceptă sau nu un cuvânt sau
nu. Deci este decizibil, răspuns la ex. 1 este NU.

2. Alegem $L_1 = L_2 = L_3 = \emptyset$, $L_4 = \{a^i b^j c^k \mid i \geq 0\}$ avem $L_1 \cup L_2 = L_3 \cap L_4$
și $L_4 \notin \text{CFG}$. Deci răspuns la ex. 2 este NU (afirmație
FALSĂ).

3. a. DA $L = \{23\} \cup \{a^i b^j \mid j \text{ par}\}$
b. DA $L = \{a^p \mid p \text{ par}\} \cup \{23\}$
c. NU
d. DA
e. DA
→ se construiește un automat care țină în stare paritatea
lui a în nr. b - urilor procesate
→ automat cu 2 stări: un ciclu de lungime 2 altfel
de lungime 9.

4. a. DA (era de la 3. a REG)
b. DA (era de la 3. b REG)
c. DA $L' = \{w \mid |w|_a \leq |w|_b, \text{ și } |w| \leq 100\}$ e finită, se poate construi
un PDA care numără c - urile și celelalte litere cu L' b și s s
plus ideea de la 3. d.
e. NU pt. j par și for $L \cap a^*(b b)^* a^* = \{a^i b^j a^k \mid k = (i+j)^2 + 1, \text{ și } j \text{ par}\}$
se dem cu L.P.

5.



se elimină stările 1, 2, 3, 4 (cu neapărat în această ordine)
și da ER.

6, pas 1: se elimină simbolurile nefolositoare:

simboluri terminale: S, A, B, C

simboluri reachable: S, A, B, C, a, b, c, d

nu avem ce elimina.

eliminăm λ -producțiile: $A \rightarrow \lambda, B \rightarrow \lambda$

$S \rightarrow AB|A|B|aSc|abcb|AC|c$

$A \rightarrow C|a$

$B \rightarrow B a b B b B | a b B b B | B a b b B | B a b B b | a b b B | a b B b | b a b b | a b b$

$C \rightarrow Cc|c$

eliminăm unit productions:

pt $S \rightarrow A$ adăug $S \rightarrow C$ (există) și $S \rightarrow a$.

pt $S \rightarrow B$ adăug $S \rightarrow d$

pt $S \rightarrow C$ adăug $S \rightarrow Cc|c$

pt $A \rightarrow C$ adăug $A \rightarrow Cc|c$

ultimul pas: producții lungi, se adăugă neterminale noi pt $B \rightarrow \lambda$
și $S \rightarrow \lambda | a b c d$
la Sd .

7. P_p prin absurd că e Reg, există $P, z = a^i b^j c^k$
 cașuri: $i=0$ sau $i=2$ sau $i=2$ și $j=2$ sau $j=2$ și $k=2$

8. $K = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$ $S \rightarrow a S b \mid b S a \mid S S \mid \lambda \mid C S C S$

9. P_p prin absurd că e CFG, există $P, z = a^P b^{P+1} c^{3P+6}$

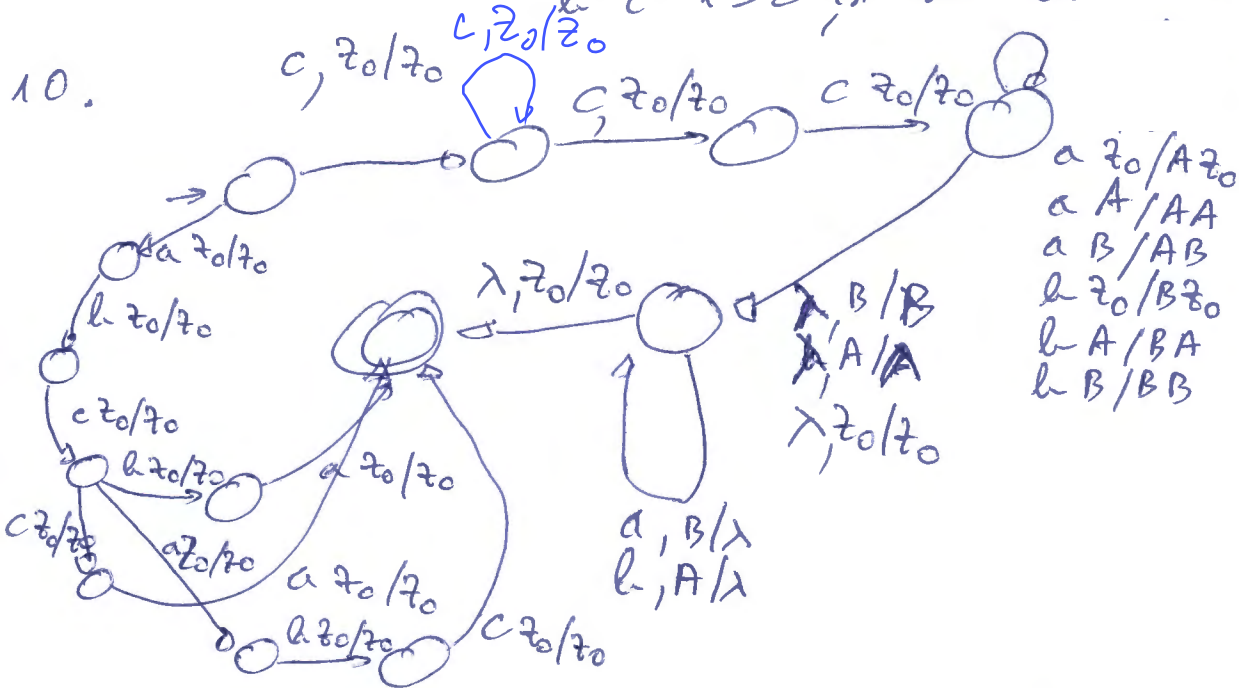
cașuri unde vică pararea a^i $i=2$ și $i \neq j$

b^j $i=2$ și $i+2j+3 \neq k$

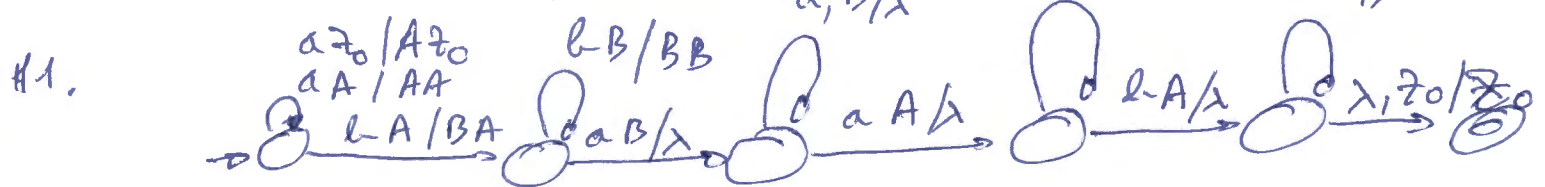
c^k $i=0$ și $i+2j+3 \neq k$

$a^i b^j$ $i=2$ și nu mai avem $a^* b^* c^*$

$b^j c^k$ $i=2$ și nu mai avem $a^* b^* c^*$



acceptare cu stare finală,



acceptare cu stare finală