מודלים חישוביים – תרגול 10

אוטומט סופי *DFA*

$$A = \left(\underset{\text{קבוצת מצבים סופית}}{Q}, \underset{\text{א"ב קלט וסופי}}{\Sigma}, \underset{\text{פונקציית מעבר}}{\delta}, \underset{\text{מצב התחלה}}{q_0}, \underset{\text{תת קבוצה של מצבים מקבלים}}{F} \right)$$

$$\delta: Q \times \Sigma \to Q$$

חישוב

1. מתחילים במצב q_0
2. בכל צעד נקרא אות מהקלט $w \in \Sigma^*$ ונשתמש ב-δ לקביעת המצב הבא.
3. נקבל את w אמ"מ בסיום הריצה על הקלט נהיה ב-$q \in F$.

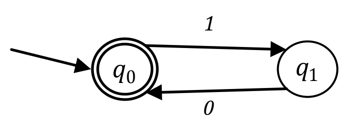
הבדלים ממכונת טורינג

1. אין ראש שנע שמאלה וימינה על הקלט.
2. אין כתיבה.
3. אין מצבי עצירה.

נגדיר $L(A) = \{w | A\ accepts\ w\}$

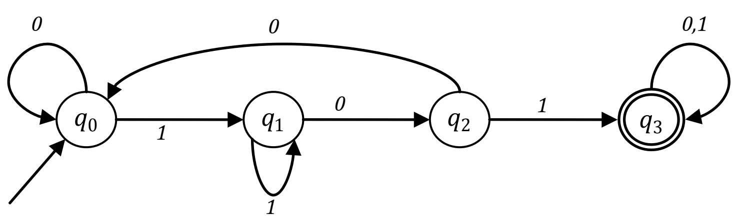
<u>תרגיל</u>

מה השפה שהאוטומט הבא מקבל:



$L = \{w | \#_0(w) is\ even\}$

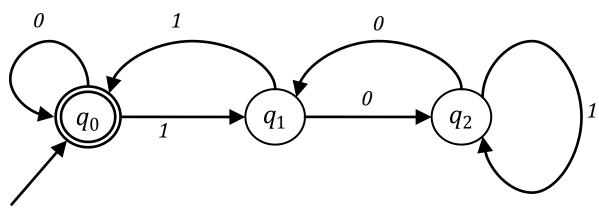
<u>תרגיל</u>: בנה אוטומט שמקבל את השפה $L = \{w\ | w\ contains\ '101'\}$



במקרה ש-$L = \{w\ | w\ doesn't\ contain\ '101'\}$ נהפוך את קבוצת המצבים המקבלים (כלומר, q_1 מצב לא מקבל, ואילו כל השאר מקבלים).

<u>תרגיל</u>: בנה אוטומט שמקבל את השפה $L = \{w\ | w\ mod\ 3 = 0, w\ is\ binary\ number\}$.

<u>אבחנה</u>: בהנתן מספר *w* : *w0=2*w*, *w1=2*w+1*.



נגדיר $\varepsilon = 0$

(מחרוזת קוראים משמאל לימין)

אוטומט סופי לא דטרמיניסטי – *NFA*

$$\delta: Q \times \Sigma \cup \{\varepsilon\} \to p(Q)$$

חישוב מקבל

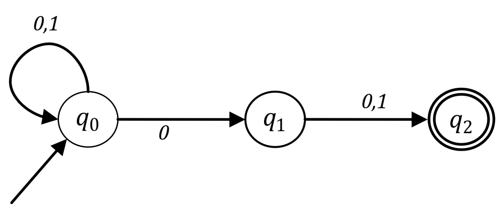
רצף $\tilde{w_i} \in \Sigma \cup \{\varepsilon\}$, $w = \tilde{w_1}\tilde{w_2} \dots \tilde{w_m}$ וקבוצת מצבים $q_0`, \dots, q_m`$.

1. $q_0` = q_0$
2. $q_{j+1} \in \delta(q_j, \tilde{w_{j+1}})$
3. $q_m` \in F$

נגדיר שאוטומט N מקבל מילה w אם קיים חישוב מקבל עבור w ב-N.

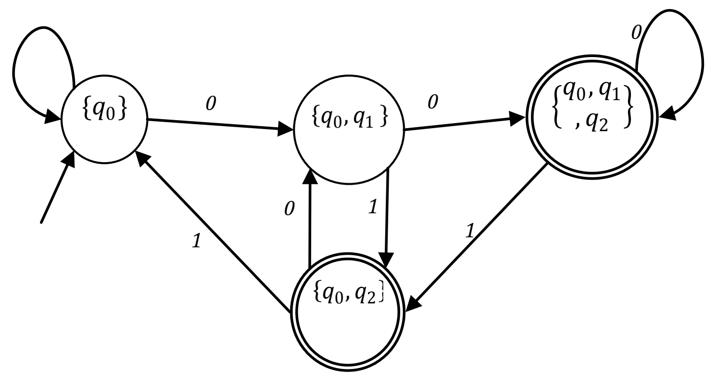
$L(N) = \{w \mid N \; accepts \; w\}$

<u>תרגיל:</u> בנה אוטומט NFA עבור{האות לפני האחרונה היא `0` | $L = \{w$

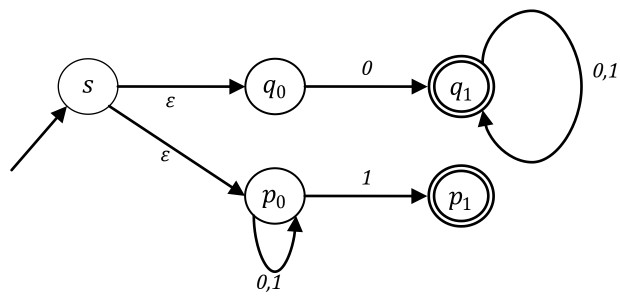


משפט: מחלקת השפות המתקבלות ע"י *NFA* ו-*DFA* זהות - השפות הרגולריות

תרגיל: הפוך את האוטומט הקודם לדטרמיניסטי.

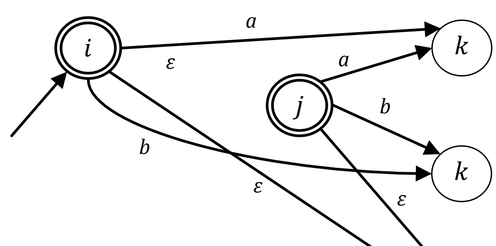


תרגיל: בנה אוטומט NFA עבור השפה $L = \{w \mid w\ starts\ with\ `0`\ or\ ends\ with\ `1`\}$.

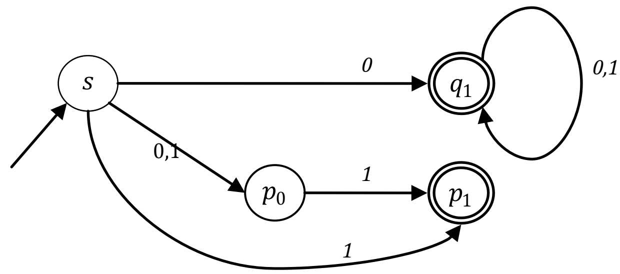


נהפוך את האוטומט לדטרמיניסטי:

<u>שלב 1:</u> ניפטר מכל מעברי ε:



<u>שלב 2:</u> לעבור לאוטומט דטרמיניסטי כמו קודם.



למת הניפוח : תהי L שפה רגולרית, אזי קיים קבוע ניפוח p, $p>0$ כך שלכל מילה $\boldsymbol{w} \in \boldsymbol{L}$ ו-$|\boldsymbol{w}| \geq \boldsymbol{p}$ ניתן לחלק את w ל-xyz כך ש:

1. $|y| \geq 1$
2. $|xy| \leq p$
3. לכל $i \in N$ $xy^iz \in L$