

שיעור 8

רדוֹקצִיה

8.1 טבלה של רדוֹקצִיות

טבלה של רדוֹקצִיות

עמוד	רדוקציה
דוגמה 8.6 עמוד 84	$L_{\text{HALT}} \leq L_{\text{acc}}$
דוגמה 8.11 עמוד 88	$\bar{L}_{\text{acc}} \leq L_{\text{NOTREG}}$
דוגמה 8.12 עמוד 89	$L_{\text{acc}} \leq L_{\text{NOTREG}}$
דוגמה 8.13 עמוד 90	$L_{\text{HALT}} \leq L_{\text{NOTREG}}$
דוגמה 8.15 עמוד 92	$L_{\text{acc}} \leq L_{\text{REG}}$
דוגמה 8.14 עמוד 91	$\bar{L}_{\text{acc}} \leq L_{\text{REG}}$
דוגמה 8.16 עמוד 93	$\bar{L}_{\text{acc}} \leq L_{M_1 \cap !M_2}$ כאשר $.L_{M_1 \cap !M_2} = \{\langle M_1, M_2, w \rangle \mid w \in L(M_1) \wedge w \notin L(M_2)\}$
דוגמה 8.17 עמוד 93	$\bar{L}_{\text{acc}} \leq L_{M_1 \subset M_2}$ כאשר $.L_{M_1 \subset M_2} = \{\langle M_1, M_2 \rangle \mid L(M_1) \subset L(M_2)\}$

8.2 מכונת טיורינג המחשבת פונקציה

הגדרה 8.1 מכונת טיורינג המחשבת פונקציה

בහינתן פונקציה $\Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$: f אומרים כי מ"ט M מחשבת את f אם לכל $x \in \Sigma^*$

- M מגיעה ל- q_{acc} בסוף החישוב של $f(x)$ וגם
- על סרט הפלט של M רשום $f(x)$.

הערה 8.1

מכונת טיורינג שמחשבת פונקציה עוצרת תמיד.

הגדרה 8.2 פונקציה חשיבה

בහינתן פונקציה $\Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$: f אומרים כי f חסיבה אם קיימת מכונת טיורינג המחשבת את f .

דוגמה 8.1

$$f_1(x) = xx . \quad (8.1)$$

$f_1(x)$ חסיבה.

דוגמה 8.2

$$f_2(x) = \begin{cases} x & |x| \text{ זוגי} \\ xx & |x| \text{ אי-זוגי} \end{cases} . \quad (8.2)$$

$f_2(x)$ חסיבה.

דוגמה 8.3

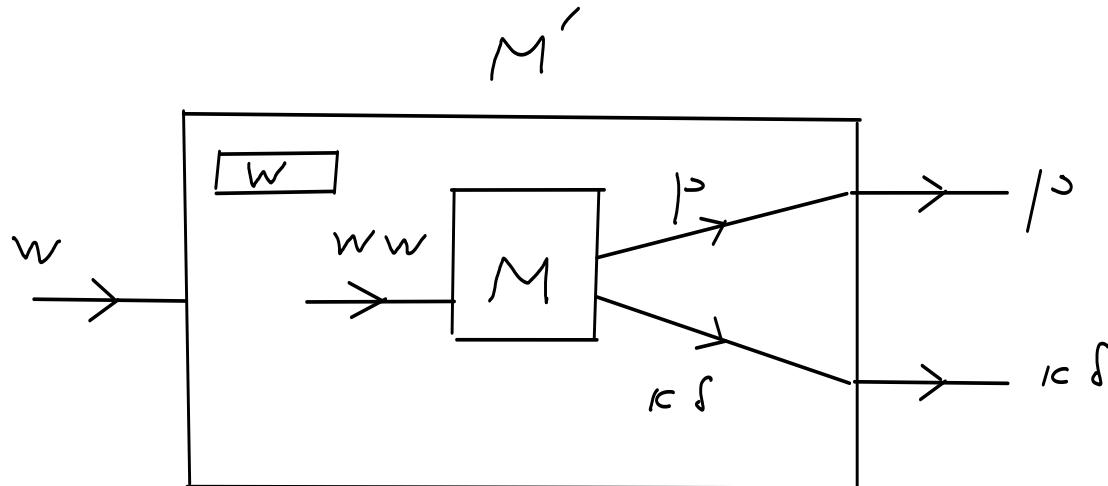
$$f_3(x) = \begin{cases} \langle M' \rangle & x = \langle M \rangle \\ \langle M^* \rangle & x \neq \langle M \rangle \end{cases} . \quad (8.3)$$

כאשר

M^* מ"ט שמקבלת כל קלט.

M' מ"ט המכבלת את השפה

$$L(M') = \{w \in \Sigma^* \mid ww \in L(M)\} .$$



חסיבה כי ניתן לבנות מ"ט שבודקת האם $\langle M \rangle = x$. אם לא, מחזירה קידוד קבוע $\langle M^* \rangle$. ואם כן, מחזירה קידוד $\langle M' \rangle$ ע"י הוספת מעברים המשכפלים את הקלט בתחילת הקידוד $\langle M \rangle$.

דוגמה 8.4

$$f_4(x) = \begin{cases} 1 & x = \langle M \rangle \wedge \langle M \rangle \in L(M) \\ 0 & \text{אחרת} \end{cases} \quad (8.4)$$

לא חשיבה כי יתכונו קלטים x ו- M לא עוצרת על $\langle M \rangle$. $f_4(x)$

8.3 רדוקציות**הגדרה 8.3 רדוקציות**

בහינתן שתי שפות $\Sigma^* \subseteq L_1, L_2$ אומרים כי L_1 ניתנת לרדוקציה ל- L_2 , ומסמנים

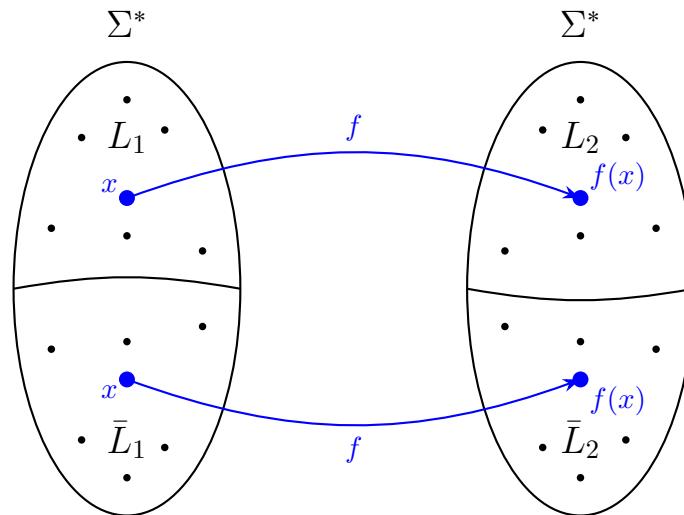
$$L_1 \leq L_2 ,$$

אם \exists פונקציה $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$ המקיים:

(1) f חשיבה

(2) לכל $x \in \Sigma^*$

$$x \in L_1 \Leftrightarrow f(x) \in L_2 .$$

**דוגמה 8.5**

נתונות השפות

$$L_1 = \{x \in \{0,1\}^* \mid \text{זוגי } |x|\} ,$$

$$L_2 = \{x \in \{0,1\}^* \mid \text{אי-זוגי } |x|\} .$$

הוכיחו כי

$$L_1 \leq L_2 .$$

פתרונות:

נדיר את הפונקציה

$$f(x) = \begin{cases} 1 & \text{זוגי } |x|, \\ 10 & \text{אי-זוגי } |x| \end{cases}$$

הוכחת הנכונות:

$$\cdot f(x) \in L_2 \Leftarrow |f(x)| \Leftarrow f(x) = 1 \Leftarrow |x| \Leftarrow x \in L_1$$

$$\cdot f(x) \notin L_2 \Leftarrow |f(x)| \Leftarrow f(x) = 10 \Leftarrow |x| \Leftarrow x \notin L_1$$

משפט 8.1 משפט הרדוקציה

לכל שתי שפות $L_1, L_2 \subseteq \Sigma^*$, אם קיימת רדוקציה

$$L_1 \leq L_2$$

אזי התנאים הבאים מתקיימים:

$$L_1 \in R \Leftarrow L_2 \in R \quad (1)$$

$$L_1 \in RE \Leftarrow L_2 \in RE \quad (2)$$

$$L_1 \notin R \Rightarrow L_2 \notin R \quad (3)$$

$$L_1 \notin RE \Rightarrow L_2 \notin RE \quad (4)$$

הוכחה: מכיוון ש-

$$L_1 \leq L_2$$

קיימת פונקציה f חסיבה המקיים:

$$x \in L_1 \Leftrightarrow f(x) \in L_2$$

לכל $x \in \Sigma^*$ תהי M_f מ"ט המחשבת את f .

$$(1) \quad \underline{\text{נוכיח}} \quad L_1 \in R \Leftarrow L_2 \in R$$

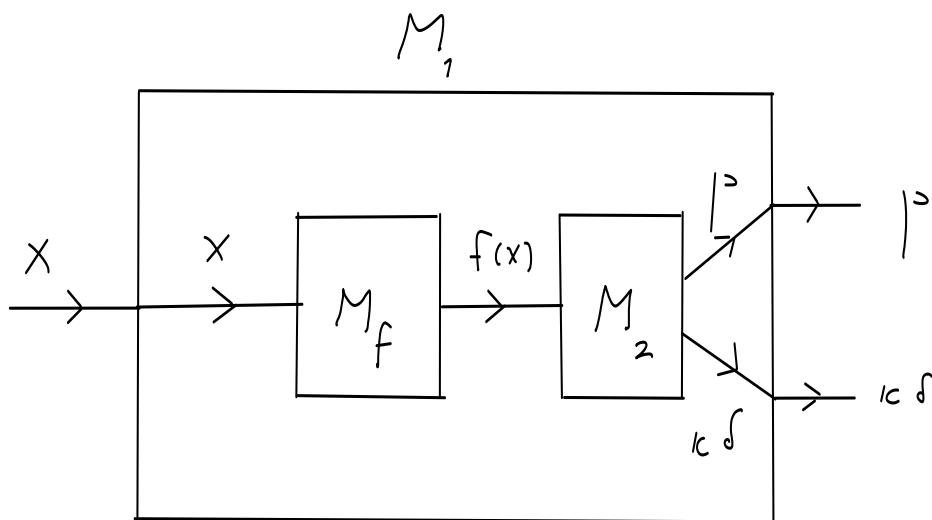
תהי M_2 מ"ט המכריעה את L_2 .נבנה מ"ט M_1 המכריעה את L_1 .התאור של M_1 $= \text{על קלט } x = M_1$ 1. מחשבת את $f(x)$ בעזרת M_f .2. מריצה את M_2 על $f(x)$ ועונה כמורה.נוכיח כי M_1 מכריעה את L_1 .

$$x \in L_1 \Leftarrow f(x) \in L_2 \Leftarrow M_2 \text{ מקבלת את } M_1 \Leftarrow f(x) \in L_2 \Leftarrow x \in L_1 \text{ אם }$$

$$x \in M_1 \iff f(x) \in M_2 \text{ דוחה את } M_2 \iff f(x) \notin L_2 \iff x \notin L_1 \bullet$$

$$\underline{L_1 \in RE \iff L_2 \in RE} \quad (2)$$

תהי M_2 מ"ט המקבלת את L_2
نبנה מ"ט M_1 המקבלת את L_1 .



התאור של M_1

$$x = \text{על קלט} : M_1$$

1. מחשבת את $f(x)$ בעזרת M_f .

2. מרים את M_2 על $f(x)$ ועונה כמוה.

נוכיח כי M_1 מקבלת את L_1 :

$$x \in M_1 \iff f(x) \in M_2 \text{ מקבלת את } x \iff f(x) \in L_2 \iff x \in L_1 \bullet$$

$$x \in M_1 \iff f(x) \notin M_2 \text{ לא מקבלת את } x \iff f(x) \notin L_2 \iff x \notin L_1 \bullet$$

(3)

(4)

כל 8.1

- אם רוצחים להוכיח כי שפה כלשהי $L' \in RE$, בוחרים שפה אחרת $L \in RE$ ומראים שקיים רדוקציה

$$L \leq L' .$$

לדוגמה:

$$L \leq L_{\text{acc}}$$

(כנ"ל לגבי R)

- אם רוצים להוכיח כי שפה כלשהי $L' \neq RE$ בוחרים שפה אחרת L ומראים שקיים רדוקציה

$$L' \leq L .$$

לדוגמה

$$L_d \leq L$$

(כנ"ל לגבי R).

דוגמה 8.6

$L_{\text{halt}} = \{\langle M, w \rangle \mid w \text{ עצמן על } M\}$ ו $L_{\text{acc}} = \{\langle M, w \rangle \mid w \in L(M)\}$ הוכיחו כי $L_{\text{acc}} \leq L_{\text{halt}}$ ע"י רדוקציה $L_{\text{acc}} \notin R$

פתרונות:

בנייה פונקציית f חשיבה ומקיימת

$$x \in L_{\text{acc}} \iff f(x) \in L_{\text{halt}} .$$

w מתקבל על M' מתקבל את w \Leftarrow M

w דוחה על M' \Leftarrow w דוחה את M

w לא מתקבלת על M' \Leftarrow w לא מתקבלת על M .

$$f(x) = \begin{cases} \langle M', w \rangle & : x = \langle M, w \rangle \\ \langle M_{\text{loop}}, \varepsilon \rangle & : x \neq \langle M, w \rangle \end{cases}$$

כאשר

M' שלא עצמת על אף קלט.

M' מ"ט המתנהגת כמו M פרט למקומות בהם M עצמה ומחתה, M' תיכנס ללולאה אינסופית.

nocionot_haradoktsia

f חשיבה כי ניתן לבנות מ"ט שתבודק האם $x = \langle M, w \rangle$

אם לא, תחזיר קידוד קבוע $\langle M_{\text{loop}}, w \rangle$

אם כן, תחזיר קידוד $\langle M', w \rangle$ ע"י ביצוע שינויים לוקלים בקידוד של M .

נכיח כי $x \in L_{\text{acc}} \iff f(x) \in L_{\text{halt}}$

: $x \in L_{\text{acc}}$ אם

$$w \in L(M) \text{ ו } x = \langle M, w \rangle \Leftarrow$$

M' עוצרת ומקבלת את w $f(x) = \langle M', w \rangle \Leftarrow$

$$f(x) \in L_{\text{halt}} \Leftarrow$$

אם x איז שני מקרים:

מקרה 1:

$$f(x) \notin L_{\text{halt}} \Leftarrow \varepsilon \text{ לא עוצרת על } M_{\text{loop}} \text{ ו } f(x) = \langle M_{\text{loop}}, \varepsilon \rangle \Leftarrow x \neq \langle M, w \rangle$$

מקרה 2:

$$f(x) = \langle M', w \rangle \Leftarrow w \notin L(M) \text{ ו } x = \langle M, w \rangle$$

מקרה א: M לא עוצרת על w $w \notin L(M)$

מקרה ב: M דוחה את w $w \notin L(M)$

לסיום, הוכחנו רזוקציה $L_{\text{acc}} \not\subseteq R$. ומכיון ש- (משפט 7.4) איז ממשט הרזוקציה 8.1, מתקיים $L_{\text{halt}} \not\subseteq R$.

8.7 דוגמה

נתונה השפה

$$L_{\Sigma^*} = \{\langle M \rangle \mid L(M) = \Sigma^*\}$$

ונתונה השפה

$$\bar{L}_{\Sigma^*} = \{\langle M \rangle \mid L(M) \neq \Sigma^*\} \cup \{x \neq \langle M \rangle\}.$$

הוכיחו כי:

$$L_{\Sigma^*} \not\subseteq R$$

פתרון:

nocich ci R עיי רזוקציה $L_{\Sigma^*} \not\subseteq R$

$$L_{\text{acc}} \leqslant L_{\Sigma^*}.$$

בנה פונקציה חשיבה f המקיים

$$x \in L_{\text{acc}} \Leftrightarrow f(x) \in L_{\Sigma^*}.$$

$$L(M') = \Sigma^* \Leftarrow w \in L(M)$$

$$L(M') \neq \Sigma^* \Leftarrow w \notin L(M)$$

$$f(x) = \begin{cases} \langle M' \rangle & : x = \langle M, w \rangle \\ \langle M_\emptyset \rangle & : x \neq \langle M, w \rangle \end{cases}$$

כאשר

מ"ט שדוחה כל קלט. •

• M' היא מ"ט שלל כל קלט x , מתעלמת מ- x ומריצה את M על w ועונה כמוות.

אבחנה:

$$L(M') = \begin{cases} \Sigma^* & : w \in L(M) \\ \emptyset & : w \notin L(M) \end{cases}$$

נכונות הרדוקציה:

f חשיבה כי ניתן לבנות מ"ט שתבדוק האם $.x = \langle M, w \rangle$

אם לא תחזיר קידוד קבוע $\langle M_\emptyset \rangle$.

אם כן, תחזיר קידוד $\langle M' \rangle$ ע"י הוספה קוג ל- M שמוחק את הקלט מהסרט וכותב w במקומו.

נוכיח כי

$$x \in L_{\text{acc}} \iff f(x) \in L_{\Sigma^*}$$

$\Leftarrow L(M') = \Sigma^*$ $f(x) = \langle M' \rangle \Leftarrow w \in L(M) \wedge x = \langle M, w \rangle \Leftarrow x \in L_{\text{acc}}$ אם $.f(x) \in L_{\Sigma^*}$

אם $x \in L_{\text{acc}}$ שני מקרים:

מקרה 1: $f(x) \notin L_{\Sigma^*} \Leftarrow L(M_\emptyset) = \emptyset \wedge f(x) = \langle M_\emptyset \rangle \Leftarrow x \neq \langle M, w \rangle$

מקרה 2: $f(x) \notin L_{\Sigma^*} \Leftarrow L(M') = \emptyset \wedge f(x) = \langle M' \rangle \Leftarrow w \notin L(M) \wedge x = \langle M, w \rangle$

לסיום, הוכחנו רדוקציה $L_{\text{acc}} \leq L_{\Sigma^*} \leq R$. ומכיון ש- $L_{\text{acc}} \leq L_{\Sigma^*}$ (משפט 7.4) אז ממשט הרדוקציה 8.1 מתקיים $L_{\Sigma^*} \notin R$.

8.8 דוגמה

נתונה השפה

$$L_d = \{\langle M \rangle \mid \langle M \rangle \notin L(M)\}$$

ונתונה השפה

$$\bar{L}_{\text{acc}} = \{\langle M, w \rangle \mid w \notin L(M)\} \cup \{x \neq \langle M, w \rangle\} .$$

הוכיחו כי $\bar{L}_{\text{acc}} \notin RE$ ע"י רדוקציה

$$L_d \leq \bar{L}_{\text{acc}} .$$

פתרון:

نبנה פונקציה חשיבה f המקיים

$$x \in L_d \iff f(x) \in L_{\text{acc}} .$$

$$w' \notin L(M') \iff \langle M \rangle \notin L(M)$$

$$w' \in L(M') \iff \langle M \rangle \in L(M)$$

$$f(x) = \begin{cases} \langle M, \langle M \rangle \rangle & : x = \langle M \rangle \\ \langle M^*, \varepsilon \rangle & : x \neq \langle M \rangle \end{cases}$$

כאשר M^* המ"ט שמקבלת כל קלט.

נכונות הרדוקציה:

f חשיבה כי ניתן לבנות מ"ט שתבדוק האם $x = \langle M, w \rangle$.

אם לא תחזיר קידוד קבוע $\langle M^*, \varepsilon \rangle$.

אם כן, תחשב $\langle M, \langle M \rangle \rangle$.

נוכיח כי

$$x \in L_d \Leftrightarrow f(x) \in \bar{L}_{\text{acc}}$$

$$\Leftrightarrow \langle M \rangle \notin L(M) \text{ ו } f(x) = \langle M, \langle M \rangle \rangle \Leftrightarrow \langle M \rangle \notin L(M) \text{ ו } x = \langle M \rangle \Leftrightarrow x \in L_d \text{ אם } f(x) \in \bar{L}_{\text{acc}}$$

אם שני מקרים:

$$. f(x) \notin \bar{L}_{\text{acc}} \Leftrightarrow \varepsilon \in L(M^*) \text{ ו } f(x) = \langle M^*, \varepsilon \rangle \Leftrightarrow x \neq \langle M \rangle \quad : \underline{\text{מקרה 1}}$$

$$. f(x) \notin \bar{L}_{\text{acc}} \Leftrightarrow \langle M \rangle \in L(M) \text{ ו } f(x) = \langle M, \langle M \rangle \rangle \Leftrightarrow \langle M \rangle \in L(M) \text{ ו } x = \langle M \rangle \quad : \underline{\text{מקרה 2}}$$

לסיכום, הוכחנו רדוקציה $L_d \leq \bar{L}_{\text{acc}}$, ומכיון ש- $L_d \leq RE$ (משפט 7.3) אז ממשט הרדוקציה 8.1, מתקיים $\bar{L}_{\text{acc}} \notin RE$.

משפט 8.2 ממשפט הרדוקציה בין שפות משלימות

אם קיימת רדוקציה $\bar{L}_1 \leq \bar{L}_2$, אז קיימת רדוקציה $L_1 \leq L_2$

הוכחה:

אם \exists רדוקציה

$$L_1 \leq L_2$$

אז \exists פונקציה חשיבה f המקיים $x \in L_1 \Leftrightarrow f(x) \in L_2$

ולכן עבור אותה פונקציה f היא גם חשיבה וגם מקיימת

$$x \in \bar{L}_1 \Leftrightarrow f(x) \in \bar{L}_2$$

ולכן

$$\bar{L}_1 \leq \bar{L}_2 .$$



8.4 דוגמאות בשימוש של משפט הרדוקציה בין שפות משלימות (משפט 8.2)

דוגמה 8.9

הוכחנו בדוגמה 8.7 רדוקציה

$$L_{\text{acc}} \leq L_{\Sigma^*} .$$

לכן לפי משפט 8.2 קיימת רדוקציה

$$\bar{L}_{\text{acc}} \leq \bar{L}_{\Sigma^*} .$$

מכיוון ש- $\bar{L}_{\Sigma^*} \notin RE$, אז ממשפט הרדוקציה 8.1 מתקיים

מכיוון ש- $\bar{L}_{\text{acc}} \notin RE$, אז ממשפט הרדוקציה 8.1 מתקיים

דוגמה 8.10

הוכחנו בדוגמה 8.8 רדוקציה

$$L_d \leq \bar{L}_{\text{acc}} .$$

לכן לפי משפט 8.2 קיימת רדוקציה

$$\bar{L}_d \leq L_{\text{acc}} .$$

מכיוון ש- $\bar{L}_d \in RE$, אז ממשפט הרדוקציה 8.1 מתקיים

8.5 דוגמאות בשימוש של משפט הרדוקציה (משפט 8.1)

דוגמה 8.11

תהי L_{NOTREG} השפה

$$L_{\text{NOTREG}} = \{\langle M \rangle \mid L(M) \text{ לא רגולרית}\} .$$

הוכחו כי השפה L_{NOTREG} לא כרעה על ידי רדוקציה מ-

פתרונות:

השפה \bar{L}_{acc} מוגדרת

$$\bar{L}_{\text{acc}} = \{\langle M, w \rangle \mid M \text{ לא מקבלת } w\} \cup \{x \neq \langle M, w \rangle\} .$$

והשפה L_{NOTREG} מוגדרת

$$L_{\text{NOTREG}} = \{\langle M \rangle \mid L(M) \text{ לא רגולרית}\} .$$

נגידר הפונקציה הבאה:

$$f(x) = \begin{cases} \langle M' \rangle & x = \langle M, w \rangle \\ w' \in PAL & x \neq \langle M, w \rangle \end{cases}$$

כאשר M' מ"ט הבאה:

$M' = \text{על כל קלט } y$

(1) אם $y \in PAL \iff \text{מקבלת } y$

(2) אחרת מריצה M על w ועונה כמוות.

הוכחת נכונות הרדוקציה

אם $x \in \bar{L}_{\text{acc}}$ ⇐ שני מקרים:

מקרה 1: $x = \langle M, w \rangle$

w לא מקבלת M ⇐

$L(M') \in PAL$ ⇐

$\langle M' \rangle \in PAL$ ⇐

$f(x) \in PAL$ ⇐

$.f(x) \in L_{\text{NOTREG}}$ ⇐

מקרה 2: $.f(x) \in L_{\text{NOTREG}} \Leftarrow f(x) \in PAL \Leftarrow x \neq \langle M, w \rangle$

אם $.f(x) \in L_{\text{NOTREG}}$ ⇐ $f(x) \in \Sigma^*$ ⇐ $L(M') = \Sigma^*$ ⇐ w מקבלת M ⇐ $x \notin \bar{L}_{\text{acc}}$

לכן הוכחנו כי $f(x)$ היא רדוקציה מ- L_{acc} ל- L_{NOTREG} ⇔ $f(x) \in NOTERG$.

השפה \bar{L}_{acc} לא כריעה. לפיכך, לפי משפט הרדוקציה גם L_{NOTREG} לא כריעה.

דוגמה 8.12

תהי L_{NOTREG} השפה

$$L_{\text{NOTREG}} = \{\langle M \rangle \mid \text{לא רגולרית } L(M)\}.$$

הוכיחו כי השפה L_{NOTREG} לא כרעה על ידי רדוקציה מ- L_{acc} .

פתרון:

השפה L_{acc} מוגדרת $L_{\text{acc}} = \{\langle M, w \rangle \mid w \text{ מקבלת } M\}$.

והשפה L_{NOTREG} מוגדרת $L_{\text{NOTREG}} = \{\langle M \rangle \mid \text{לא רגולרית } L(M)\}$.

נגדיר הפונקציה הבאה:

$$f(x) = \begin{cases} \langle M' \rangle & x = \langle M, w \rangle \\ \langle M_\emptyset \rangle & x \neq \langle M, w \rangle \end{cases}$$

כאשר M' מ"ט הבאה:

$M' = M'$ על כל קלט w :

(1) M' מריצה M על w .

(2) אם M דוחה ⇐ M' דוחה.

- אם M מקבלת $\Rightarrow M'$ בודקת אם y פלינדרום.

* אם כן \Rightarrow מקבלת.

* אם לא \Rightarrow דוחה.

הוכחת נכונות הרדוקציה

$$\begin{aligned} f(x) \in L_{\text{NOTREG}} &\Leftarrow f(x) \in PAL & \Leftarrow L(M') = PAL &\Leftarrow M \text{ מקבלת } w &\Leftarrow x \in L_{\text{acc}} \\ &&&&.f(x) \notin L_{\text{NOTREG}} &\Leftarrow \text{שני מקרים.} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \langle M' \rangle \notin L_{\text{NOTREG}} &\Leftarrow L(M') = \emptyset \text{ ו } f(x) = \langle M' \rangle &\Leftarrow x \neq \langle M, w \rangle &\text{מקרה 1:} \\ &.f(x) \notin L_{\text{NOTREG}} &\Leftarrow \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \langle M' \rangle \notin L_{\text{NOTREG}} &\Leftarrow L(M') = \emptyset &\Leftarrow w \text{ לא מקבלת } M \text{ ו } x = \langle M, w \rangle &\text{מקרה 2:} \\ &.f(x) \notin L_{\text{NOTREG}} &\Leftarrow \end{aligned}$$

דוגמה 8.13 $L_{\text{HALT}} \leq L_{\text{NOTREG}}$

תהי השפה L_{NOTREG} הטענה
 $L_{\text{NOTREG}} = \{\langle M \rangle \mid L(M) \text{ לא רגולרית}\}$.

הוכיחו כי השפה L_{NOTREG} לא כרעה על ידי רדוקציה מ- L_{HALT} .

פתרון:

השפה L_{HALT} מוגדרת
 $L_{\text{HALT}} = \{\langle M, w \rangle \mid w \text{ עצרת על } M\}$.

והשפה L_{NOTREG} מוגדרת
 $L_{\text{NOTREG}} = \{\langle M \rangle \mid L(M) \text{ לא רגולרית}\}$.

נדיר הפונקציה הבאה:

$$f(x) = \begin{cases} \langle M' \rangle & x = \langle M, w \rangle \\ \langle M_\emptyset \rangle & x \neq \langle M, w \rangle \end{cases}.$$

כאשר M' מ"ט הבאה:

: y על כל קלט y $= M'$

(1) M' מרכיבת M על w .

• אם M דוחה \Rightarrow דוחה. (2)

• אם M מקבלת \Rightarrow ממשיכה לשלב (3).

(3) $.y \in PAL$ אם M' בודקת אם y פלינדרום.

• אם כן \Rightarrow מקבלת.

• אם לא \Rightarrow דוחה.

הוכחת נכונות

$$\cdot L(M') \in L_{\text{NOTREG}} \iff L(M') \in PAL \iff x \in L_{\text{HALT}}$$

$$\text{שני מקרים:} \iff x \notin L_{\text{HALT}}$$

$$\begin{array}{lcl} \langle M_\emptyset \rangle \notin L_{\text{NOTREG}} & \Leftarrow & L(M_\emptyset) = \emptyset \wedge f(x) = \langle M_\emptyset \rangle \Leftarrow x \neq \langle M, w \rangle \\ & & f(x) \notin L_{\text{NOTREG}} \end{array}$$

$$\begin{array}{lcl} \langle M_\emptyset \rangle \notin L_{\text{NOTREG}} & \Leftarrow & L(M_\emptyset) = \emptyset \Leftarrow \text{לא עוצרת על } M \text{ ו- } x = \langle M, w \rangle \\ & & f(x) \notin L_{\text{NOTREG}} \end{array}$$

דוגמה 8.14 $\bar{L}_{\text{acc}} \leq L_{\text{REG}}$

תהי L_{REG} השפה

$$L_{\text{REG}} = \{\langle M \rangle \mid \text{רגולרית } L(M)\}.$$

הוכחו כי השפה L_{REG} לא כריעה על ידי רדוקציה מ-

פתרונות:

השפה \bar{L}_{acc} מוגדרת

$$\bar{L}_{\text{acc}} = \{\langle M, w \rangle \mid w \text{ לא מקבלת } M\} \cup \{x \mid x \neq \langle M, w \rangle\}.$$

והשפה L_{REG} מוגדרת

$$L_{\text{REG}} = \{\langle M \rangle \mid \text{רגולרית } L(M)\}.$$

נגדיר הפונקציה הבאה:

$$f(x) = \begin{cases} \langle M' \rangle & x = \langle M, w \rangle \\ \langle M_\emptyset \rangle & x \neq \langle M, w \rangle \end{cases}$$

כאשר M_\emptyset המ"ט שדוחה כל קלט ו- M' מ"ט הבאה:

$M' = \text{על כל קלט } z$:

(1) מריצה M על w .

(2) • אם M דוחה \iff דוחה.

• אם M מקבלת \iff בודקת אם w פלינדרום:

• אם כן \iff מקבלת.

• אם לא \iff דוחה.

אבחנה

$$L(M') = \begin{cases} PAL & w \in L(M) \\ \emptyset & w \notin L(M) \end{cases}$$

הוכחת נכונות הרדוקציה

אם שני מקרים: $\Leftarrow x \in \bar{L}_{\text{acc}}$

מקרה 1: $f(x) \in L_{\text{REG}} \Leftarrow \langle M_{\emptyset} \rangle \in L_{\text{REG}} \Leftarrow L(M_{\emptyset}) = \emptyset \wedge f(x) = \langle M_{\emptyset} \rangle \Leftarrow x \neq \langle M, w \rangle$

מקרה 2: $\langle M_{\emptyset} \rangle \in L_{\text{REG}} \Leftarrow L(M') = \emptyset \text{ ולפי האבחנה } f(x) = \langle M' \rangle \Leftarrow x \notin L(M) \wedge x = \langle M, w \rangle \wedge f(x) \in L_{\text{REG}} \Leftarrow$

$f(x) \in PAL \Leftarrow L(M') \in PAL \text{ ולפי האבחנה } f(x) = \langle M' \rangle \Leftarrow w \in L(M) \Leftarrow x \notin \bar{L}_{\text{acc}} \text{ אם } f(x) \notin L_{\text{REG}} \Leftarrow$

דוגמה 8.15

תהי L_{REG} השפה

$$L_{\text{REG}} = \{\langle M \rangle \mid \text{רגולרית } L(M)\}.$$

הוכיחו כי השפה L_{REG} לא כריעה על ידי רדוקציה מ-

פתרונות:

השפה L_{acc} מוגדרת $L_{\text{acc}} = \{\langle M, w \rangle \mid w \text{ מקבלת } M\}$.

והשפה L_{REG} מוגדרת $L_{\text{REG}} = \{\langle M \rangle \mid \text{רגולרית } L(M)\}$.

נדיר הפונקציה הבאה:

$$f(x) = \begin{cases} \langle M' \rangle & x = \langle M, w \rangle \\ \langle M_{PAL} \rangle & x \neq \langle M, w \rangle \end{cases}$$

כאשר M_{PAL} המ"ט שמכריע את השפה של פלינדרומים, ו- M' מ"ט הבאה:

$M' = \text{על כל קלט } y$:

(1) M' בודקת אם y פלינדרום:

- אם כן \Leftarrow מקבלת.
- אם לא מרים M על w ועונה כמוות.

הוכחת נכונות הרדוקציה

$.f(x) \in REG \Leftarrow L(M') = \Sigma^* \Leftarrow w \text{ מקבלת } M \Leftarrow x \in L_{\text{acc}}$ אם

שני מקרים: $\Leftarrow x \notin L_{\text{acc}}$

מקרה 1: $\langle M_{PAL} \rangle \notin L_{\text{REG}} \Leftarrow L(M_{PAL}) = PAL \wedge f(x) = \langle M_{PAL} \rangle \Leftarrow x \neq \langle M, w \rangle \wedge f(x) \notin L_{\text{REG}} \Leftarrow$

מקרה 2: $\langle M' \rangle \notin L_{\text{REG}} \Leftarrow L(M') = PAL \Leftarrow w \text{ לא מקבלת } M \wedge x = \langle M, w \rangle \wedge f(x) \notin L_{\text{REG}} \Leftarrow$

דוגמה 8.16

נתונה השפה הבאה:

$$L = \{\langle M_1, M_2, w \rangle \mid w \in L(M_1) \wedge w \notin L(M_2)\} .$$

הוכחנו כי $L \notin RE$ ע"י רדוקציה מ-**פתרון:**פונקציית הרדוקציה:

$$f(x) = \begin{cases} \langle M^*, M, w \rangle & x = \langle M, w \rangle \\ \langle M^*, M_\emptyset, \varepsilon \rangle & x \neq \langle M, w \rangle \end{cases}$$

כאשר

- M^* היא מ"ט שמקבלת כל קלט.
- M_\emptyset היא מ"ט שדוחה כל קלט.

 נכונות הרדוקציה:

ראשית, f חסיבה כי ניתן לבנות מ"ט שתבדוק האם $x = \langle M, w \rangle$ או לא, תחזר קידוד קבוע $\langle M^*, M_\emptyset, \varepsilon \rangle$. אם לא, תחזר קידוד $\langle M^*, M, w \rangle$.

נוכיח כי

$$x \in \bar{L}_{\text{acc}} \iff f(x) \in L_{M_1 \rightarrow M_2} .$$

אם שני מקרים:

$$f(x) \in \iff \varepsilon \notin L(M_\emptyset) \wedge \varepsilon \in L(M^*) \wedge f(x) = \langle M^*, M_\emptyset, \varepsilon \rangle \iff x \neq \langle M, w \rangle : \underline{\text{מקרה 1}} . \bar{L}_{M_1 \rightarrow M_2}$$

$$w \notin L(M) \wedge w \in L(M^*) \wedge f(x) = \langle M^*, M, w \rangle \iff w \notin L(M) \wedge x = \langle M, w \rangle : \underline{\text{מקרה 2}} . f(x) \in L_{M_1 \rightarrow M_2} \iff$$

$$w \notin L(M) \wedge w \in L(M^*) \wedge f(x) = \langle M^*, M, w \rangle \iff w \in L(M) \wedge x = \langle M, w \rangle \iff x \notin \bar{L}_{\text{acc}} \text{ אם } f(x) \notin L_{M_1 \rightarrow M_2} \iff$$

לסיכום, הוכחנו רדוקציה $\bar{L}_{\text{acc}} \notin RE$, ומכיון ש- $\bar{L}_{\text{acc}} \leq L_{M_1 \rightarrow M_2}$ ממשפט הרדוקציה מתקיים**דוגמה 8.17**

נתונה השפה הבאה:

$$L = \{\langle M_1, M_2, w \rangle \mid w \in L(M_1) \wedge w \notin L(M_2)\} .$$

הוכחנו כי $L \notin RE$ ע"י רדוקציה מ-**פתרון:**פונקציית הרדוקציה:

$$f(x) = \begin{cases} \langle M_\emptyset, M' \rangle & x = \langle M, w \rangle \\ \langle M_\emptyset, M_\emptyset \rangle & x \neq \langle M, w \rangle \end{cases}$$

כאשר

- M_\emptyset היא מ"ט שדועה כל קלט.
- M' היא מ"ט של קלט y מתעלמת מ- y ומריצה M על w ועונה כמוות.

אבחנה:

$$L(M') = \begin{cases} \Sigma^* & w \in L(M) \\ \emptyset & w \notin L(M) \end{cases} .$$

נכונות הרדוקציה:

ראשית, f חשיבה כי ניתן לבנות מ"ט שתבדוק האם $x = \langle M, w \rangle$. אם לא, תחזיר קידוד קבוע $\langle M_\emptyset, M_\emptyset \rangle$. אם כן, תחזיר קידוד קבוע $\langle M'_\emptyset, M'_\emptyset \rangle$, כאשר M'_\emptyset הוסיף ע"י הוספת קוד ל- $\langle M \rangle$ המוחק את הקלט y ורושם w במקומו.

נוכיח כי

$$x \in L_{\text{acc}} \iff f(x) \in L_{M_1 \subset M_2} .$$

$$L(M') = \Sigma^* \quad f(x) = \langle M_\emptyset, M' \rangle \iff w \in L(M) \quad \text{ואם } x = \langle M, w \rangle \iff x \in L_{\text{acc}}$$

$$\cdot f(x) \in L_{M_1 \subset M_2} \iff L(M_\emptyset) \subset L(M') \iff$$

$$\text{שני מקרים:} \iff x \notin L_{\text{acc}}$$

$$\text{מקרה 1: } .f(x) \notin L_{M_1 \subset M_2} \iff L(M_\emptyset) = L(M_\emptyset) \quad \text{ואם } f(x) = \langle M_\emptyset, M_\emptyset \rangle \iff x \neq \langle M, w \rangle$$

$$\text{מקרה 2: } L(M') = \emptyset \quad \text{ולפי האבחנה } f(x) = \langle M_\emptyset, M' \rangle \iff w \notin L(M) \quad \text{ואם } x = \langle M, w \rangle$$

$$\cdot f(x) \notin L_{M_1 \subset M_2} \quad L(M') = L(M_\emptyset) \iff$$

לסיכום, הוכחנו רדוקציה מתקיים $L_{\text{acc}} \leq L_{M_1 \subset M_2}$, ומכיון רדוקציה מתקיים $L_{M_1 \subset M_2} \leq R$, ומכיוון ש- $R \neq L_{\text{acc}}$ ממשפט הרדוקציה מתקיים $L_{\text{acc}} \leq R$.