1) מריצה M על w ועונה כמוה.

בנייה של $M_{\overline{acc}}$

$M_{\overline{acc}} =$ על כל קלט x:

1) אם $x \neq \langle M, w \rangle$ $\Leftarrow$ מקבלת.

2) אם $x = \langle M, w \rangle$ אז בונה M_1.

3) מריצה $M_{\overline{EQ}}$ על $\langle M_1, M^* \rangle$ כאשר M^* המ"ט שמקבלת כל קלט.

4) • אם $M_{\overline{EQ}}$ מקבלת $\Leftarrow$ מקבלת.

נכונות

אם $x \in L_{\overline{acc}}$

$\Leftarrow$ M לא מקבלת w

$\Leftarrow$ $L(M_1) = \varnothing$

$\Leftarrow$ $\langle M_1, M^* \rangle \in L_{\overline{EQ}}$

$\Leftarrow$ $M_{\overline{EQ}}$ מקבלת $\langle M_1, M^* \rangle$

$\Leftarrow$ $M_{\overline{acc}}$ מקבל.

לסיכום:

אם $L_{\overline{EQ}}$ קבילה אז אפשר לבנות מ"ט $M_{\overline{acc}}$ המקבלת את $L_{\overline{acc}}$ בסתירה למשפט 6.6 האומר ש- $L_{\overline{acc}} \notin RE$.
לכן $L_{\overline{EQ}} \notin RE$.

■

שיעור 7
רדוקציה

7.1 טבלה של רדוקציות

טבלה של רדוקציות

רדוקציה	עמוד
$L_{\text{HALT}} \leqslant L_{\text{acc}}$	דוגמה 7.6 עמוד 71
$\bar{L}_{\text{acc}} \leqslant L_{\text{NOTREG}}$	דוגמה 7.11 עמוד 75
$L_{\text{acc}} \leqslant L_{\text{NOTREG}}$	דוגמה 7.12 עמוד 76
$L_{\text{HALT}} \leqslant L_{\text{NOTREG}}$	דוגמה 7.13 עמוד 77
$L_{\text{acc}} \leqslant L_{\text{REG}}$	דוגמה 7.15 עמוד 79
$\bar{L}_{\text{acc}} \leqslant L_{\text{REG}}$	דוגמה 7.14 עמוד 78
$\bar{L}_{\text{acc}} \leqslant L_{M_1 \neg M_2}$ כאשר $L_{M_1 \neg M_2} = \{\langle M_1, M_2, w\rangle \mid w \in L(M_1) \wedge w \notin L(M_2)\}$.	דוגמה 7.16 עמוד 80
$\bar{L}_{\text{acc}} \leqslant L_{M_1 \subset M_2}$ כאשר $L_{M_1 \subset M_2} = \{\langle M_1, M_2\rangle \mid L(M_1) \subset L(M_2)\}$.	דוגמה 7.17 עמוד 80

7.2 מ"ט המחשבת את פונקציה

הגדרה 7.1 מ"ט המחשבת פונקציה

בהינתן פונקציה $f : \Sigma^* \to \Sigma^*$ 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 7.1

מ"ט שמחשבת פונקציה עוצרת תמיד.

הגדרה 7.2 מ"ט המחשבת פונקציה

בהינתן פונקציה $f : \Sigma^* \to \Sigma^*$ אומרים כי f חישבה אם קיימת מ"ט המחשבת את f.

דוגמה 7.1

$$f_1(x) = xx\ . \tag{7.1}$$

$f_1(x)$ חשיבה.

דוגמה 7.2

$$f_2(x) = \begin{cases} x & |x|\text{ זוגי} \\ xx & |x|\text{ אי-זוגי} \end{cases}\ . \tag{7.2}$$

$f_2(x)$ חשיבה.

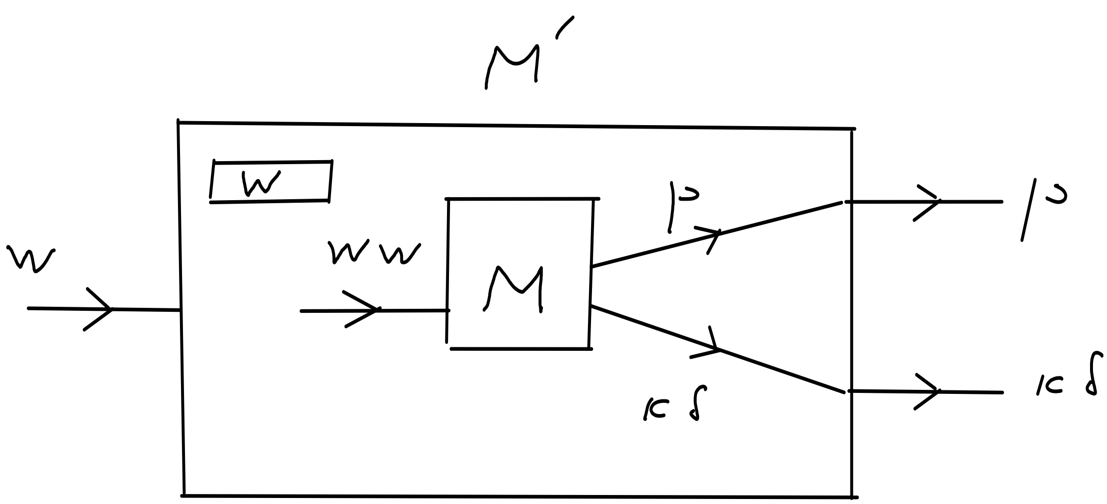
דוגמה 7.3

$$f_3(x) = \begin{cases} \langle M' \rangle & x = \langle M \rangle \\ \langle M^* \rangle & x \neq \langle M \rangle \end{cases}\ . \tag{7.3}$$

כאשר

- M^* מ"ט שמקבלת כל קלט.
- M' מ"ט המקבלת את השפה

$$L(M') = \left\{ w \in \Sigma^* \;\middle|\; ww \in L(M)\ . \right\}$$



$f_3(x)$ חשיבה כי ניתן לבנות מ"ט שבודקת האם $x = \langle M \rangle$. 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 7.4

$$f_4(x) = \begin{cases} 1 & x = \langle M \rangle \wedge \langle M \rangle \in L(M) \\ 0 & \text{אחרת} \end{cases} \qquad (7.4)$$

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

7.3 רדוקציות

הגדרה 7.3 רדוקציות

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

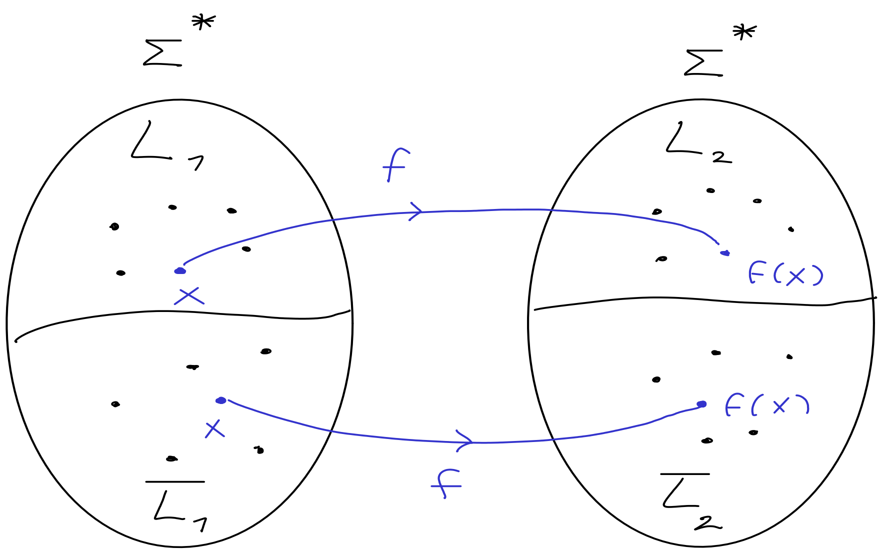
$$L_1 \leqslant L_2 \ ,$$

אם $\exists$ פונקציה $f : \Sigma^* \to \Sigma^*$ המקיימת:

1) f חשיבה

2) לכל $x \in \Sigma^*$:

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



דוגמה 7.5

נתונות השפות

$$L_1 = \left\{ x \in \{0,1\}^* \;\middle|\; \text{זוגי } |x| \right\} \ ,$$
$$L_2 = \left\{ x \in \{0,1\}^* \;\middle|\; \text{אי-זוגי } |x| \right\} \ .$$

הוכיחו כי

$$L_1 \leqslant L_2 \ .$$

פתרון:
נגדיר את הפונקציה

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

הוכחת הנכונות:

$x\in L_1 \Leftarrow$ $|x|$ זוגי $\Leftarrow f(x)=1 \Leftarrow |f(x)|$ אי-זוגי $f(x)\in L_2$.

$x\notin L_1 \Leftarrow$ $|x|$ אי-זוגי $\Leftarrow f(x)=10 \Leftarrow |f(x)|$ זוגי $f(x)\notin L_2$.

משפט 7.1 משפט הרדוקציה

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

$$L_1 \leqslant L_2$$

אזי התנאים הבאים מתקיימים:

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

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

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

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

הוכחה: מכיוון ש-

$$L_1\leqslant L_2$$

קיימת פונקציה f חשיבה המקיימת:

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

לכל $x\in\Sigma^*$.

תהי M_f מ"ט המחשבת את f.

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

תהי M_2 מ"ט המכריעה את L_2.
נבנה מ"ט M_1 המכריעה את L_1.

התאור של M_1

$M_1 =$ על קלט x:

1. מחשבת את $f(x)$ בעזרת M_f.
2. מריצה את M_2 על $f(x)$ ועונה כמוה.

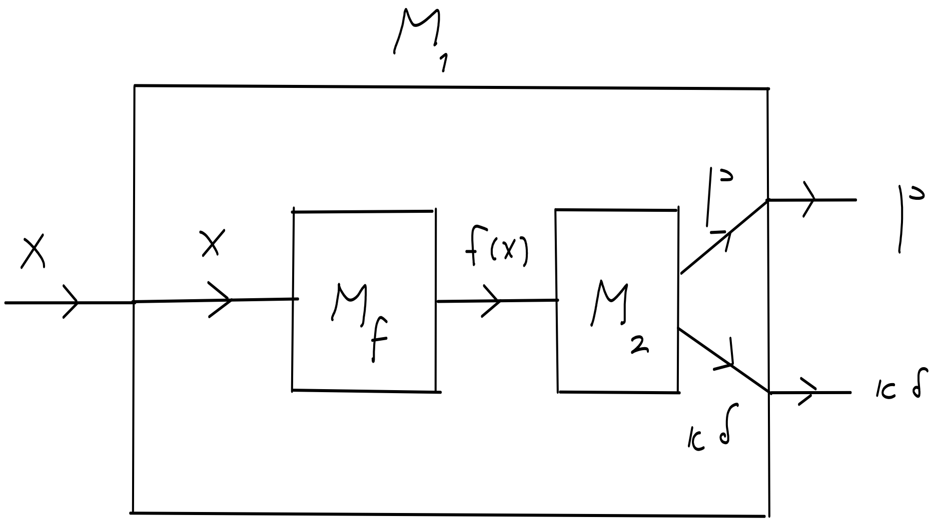
נוכיח כי M_1 מכריעה את L_1.

- אם $x \in L_1$ $\quad\Leftarrow\quad$ $f(x) \in L_2$ $\quad\Leftarrow\quad$ M_2 מקבלת את $f(x)$ $\quad\Leftarrow\quad$ M_1 מקבלת את x.
- אם $x \notin L_1$ $\quad\Leftarrow\quad$ $f(x) \notin L_2$ $\quad\Leftarrow\quad$ M_2 דוחה את $f(x)$ $\quad\Leftarrow\quad$ M_1 דוחה את x.

(2) <u>נוכיח $L_1 \in RE \Leftarrow L_2 \in RE$</u>

תהי M_2 מ"ט המקבלת את L_2.

נבנה מ"ט M_1 המקבלת את L_1.



<u>התאור של M_1</u>

$M_1 =$ על קלט x:

1. מחשבת את $f(x)$ בעזרת M_f.
2. מריצה את M_2 על $f(x)$ ועונה כמוה.

נוכיח כי M_1 מקבלת את L_1:

- אם $x \in L_1$ $\quad\Leftarrow\quad$ $f(x) \in L_2$ $\quad\Leftarrow\quad$ M_2 מקבלת את $f(x)$ $\quad\Leftarrow\quad$ M_1 מקבלת את x.
- אם $x \notin L_1$ $\quad\Leftarrow\quad$ $f(x) \notin L_2$ $\quad\Leftarrow\quad$ M_2 לא מקבלת את $f(x)$ $\quad\Leftarrow\quad$ M_1 לא מקבלת את x.

(3)

(4)

■

כלל 7.1

- אם רוצים להוכיח כי שפה כלשהי $L \in RE$, בוחרים שפה אחרת $L' \in RE$ ומראים שקיימת רדוקציה
$$L \leqslant L' \ .$$
לדודמה:
$$L \leqslant L_{\text{acc}}$$
(כנ"ל לגבי R)
- אם רוצים להוכיח כי שפה כלשהי $L \notin RE$ בוחרים שפה אחרת $L' \notin RE$ ומראים שקיימת רדוקציה
$$L' \leqslant L \ .$$
לדוגמה
$$L_{\text{d}} \leqslant L$$
(כנ"ל לגבי R).

דוגמה 7.6

נתונות השפות $L_{\text{acc}} = \left\{ \langle M,w \rangle \ \middle| \ w \in L(M) \right\}$ ו- $L_{\text{halt}} = \left\{ \langle M,w \rangle \ \middle| \ w \text{ עוצרת על } M \right\}$.
הוכיחו כי $L_{\text{acc}} \notin R$ ע"י רדוקציה $L_{\text{acc}} \leqslant L_{\text{halt}}$.

פתרון:

נבנה פונקציה f חשיבה ומקיימת
$$x \in L_{\text{acc}} \quad \Leftrightarrow \quad f(x) \in L_{\text{halt}} \ .$$

M מקבלת את w $\Leftarrow$ M' תעצור על w'.

M דוחה את w $\Leftarrow$ M' לא תעצור על w'.

M לא עוצרת את w $\Leftarrow$ M' לא תעצור על w'.

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

כאשר

- M_{loop} מ"ט שלא עוצרת על אף קלט.
- M' מ"ט המתנהגת כמו M פרט למקומות בהם M עצרה ודחתה, M' תיכנס ללולאה אינסופית.

<u>נכונות הרדוקציה</u>

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

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

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

נוכיח כי $f(x) \in L_{\text{halt}} \quad \Leftrightarrow \quad x \in L_{\text{acc}}$.

אם $x \in L_{\text{acc}}$:

$\Leftarrow$ $x = \langle M, w \rangle$ ו- $w \in L(M)$

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

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

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

<u>מקרה 1:</u>

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

<u>מקרה 2:</u>

$x = \langle M, w \rangle$ ו- $w \notin L(M) \quad \Leftarrow \quad f(x) = \langle M', w \rangle \quad \Leftarrow$ שני מקרים:

<u>מקרה א:</u> M לא עוצרת על $w \quad \Leftarrow \quad M'$ לא עוצרת על $w \quad \Leftarrow \quad f(x) \notin L_{\text{halt}}$.

<u>מקרה ב:</u> M דוחה את $w \quad \Leftarrow \quad M'$ לא עוצרת על $w \quad \Leftarrow \quad f(x) \notin L_{\text{halt}}$.

לסיכום, הוכחנו רדוקציה $L_{\text{halt}} \leqslant L_{\text{acc}}$. ומכיוון ש- $L_{\text{acc}} \notin R$ (משפט 6.4) אז ממשט הרדוקציה 7.1, מתקיים $L_{\text{halt}} \notin R$.

דוגמה 7.7

נתונה השפה

$$L_{\Sigma*} = \left\{ \langle M \rangle \;\middle|\; L(M) = \Sigma^* \right\}$$

ונתונה השפה

$$\bar{L}_{\Sigma*} = \left\{ \langle M \rangle \;\middle|\; L(M) \neq \Sigma^* \right\} \cup \{ x \neq \langle M \rangle \} \ .$$

הוכיחו כי:

א) $L_{\Sigma*} \notin RE$

ב) $L_{\Sigma*} \notin R$

ג) $\bar{L}_{\Sigma*} \notin RE$

פתרון:

נוכיח כי $L_{\Sigma*} \notin R$ ע"י רדוקציה

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

נבנה פונקציה חשיבה f המקיימת

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

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

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

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

כאשר

- $M_{\varnothing}$ מ"ט שדוחה כל קלט.
- M' היא מ"ט שעל כל קלט x, מתעלמת מ- x ומריצה את M על w ועונה כמוה.

<u>אבחנה:</u>

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

<u>נכונות הרדוקציה:</u>

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

אם לא תחזיר קידוד קבוע $\langle M_{\varnothing}\rangle$.

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

נוכיח כי

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

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

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

<u>מקרה 1:</u> $x\neq\langle M,w\rangle$ $\Leftarrow$ $f(x)=\langle M_{\varnothing}\rangle$ ו- $L(M_{\varnothing})=\varnothing$ $\Leftarrow$ $f(x)\notin L_{\Sigma*}$.

<u>מקרה 2:</u> $x=\langle M,w\rangle$ ו- $w\notin L(M)$ $\Leftarrow$ $f(x)=\langle M'\rangle$ ולפי האבחנה $L(M')=\varnothing$ $\Leftarrow$ $f(x)\notin L_{\Sigma*}$.

לסיכום, הוכחנו רדוקציה $L_{\text{acc}}\leqslant L_{\Sigma*}$. ומכיוון ש- $L_{\text{acc}}\notin R$ (משפט 6.4) אז ממשט הרדוקציה 7.1, מתקיים $L_{\Sigma*}\notin R$.

דוגמה 7.8

נתונה השפה

$$L_{\text{d}}=\left\{\langle M\rangle \;\middle|\; \langle M\rangle\notin L(M)\right\}$$

ונתונה השפה

$$\bar{L}_{\text{acc}}=\left\{\langle M,w\rangle \;\middle|\, w\notin L(M)\right\}\cup\{x\neq\langle M,w\rangle\} \ .$$

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

$$L_{\text{d}}\leqslant\bar{L}_{\text{acc}} \ .$$

פתרון:

נבנה פונקציה חשיבה f המקיימת
$$x \in L_{\text{d}} \quad \Leftrightarrow \quad f(x) \in L_{\text{acc}} \ .$$

$$w' \notin L(M') \quad \Leftarrow \quad \langle M\rangle \notin L(M)$$
$$w' \in L(M') \quad \Leftarrow \quad \langle M\rangle \in L(M)$$

$$f(x) = \begin{cases} \langle M, \langle M\rangle\rangle & : x = \langle M\rangle \\ \langle M^*, \varepsilon\rangle & : x \neq \langle M\rangle \end{cases}$$
כאשר M^* המ"ט שמקבלת כל קלט.

<u>נכונות הרדוקציה:</u>

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
$$x \in L_{\text{d}} \quad \Leftrightarrow \quad f(x) \in \bar{L}_{\text{acc}}$$
אם $x \in L_{\text{d}}$ $\Leftarrow$ $x = \langle M\rangle$ ו- $\langle M\rangle \notin L(M)$ $\Leftarrow$ $f(x) = \langle M, \langle M\rangle\rangle$ ו- $\langle M\rangle \notin L(M)$ $\Leftarrow$ $f(x) \in \bar{L}_{\text{acc}}$.

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

<u>מקרה 1):</u> $x \neq \langle M, w\rangle$ $\Leftarrow$ $f(x) = \langle M^*, \varepsilon\rangle$ ו- $\varepsilon \in L(M^*)$ $\Leftarrow$ $f(x) \notin \bar{L}_{\text{acc}}$.

<u>מקרה 2):</u> $x = \langle M, w\rangle$ ו- $\langle M\rangle \in L(M)$ $\Leftarrow$ $f(x) = \langle M, \langle M\rangle\rangle$ ו- $\langle M\rangle \in L(M)$ $\Leftarrow$ $f(x) \notin \bar{L}_{\text{acc}}$.

לסיכום, הוכחנו רדוקציה $L_{\text{d}} \leqslant \bar{L}_{\text{acc}}$, ומכיוון ש- $L_{\text{d}} \notin RE$ (משפט 6.3) אז ממשט הרדוקציה 7.1, מתקיים $\bar{L}_{\text{acc}} \notin RE$.

משפט 7.2 משפט הרדוקציה בין שפות משלימות

אם קיימת רדוקציה $L_1 \leqslant L_2$, אדי קיימת רדוקציה $\bar{L}_1 \leqslant \bar{L}_2$.

הוכחה:

אם $\exists$ רדוקציה
$$L_1 \leqslant L_2$$
אזי $\exists$ פונקציה חשיבה f המקיימת
$$x \in L_1 \quad \Leftrightarrow \quad f(x) \in L_2$$
ולכן עבור אותה פונקציה f היא גם חשיבה וגם מקיימת
$$x \in \bar{L}_1 \quad \Leftrightarrow \quad f(x) \in \bar{L}_2$$

ולכן
$$\bar{L}_1 \leqslant \bar{L}_2 \ .$$

■

7.4 דוגמאות בשימוש של משפט הרדוקציה בין שפות משלימות (משפט 7.2)

דוגמה 7.9

הוכחנו בדוגמה 7.7 רדוקציה
$$L_{\text{acc}} \leqslant L_{\Sigma^*} \ .$$
לכן לפי משפט 7.2 קיימת רדוקציה
$$\bar{L}_{\text{acc}} \leqslant \bar{L}_{\Sigma^*} \ .$$
מכיוון ש- $\bar{L}_{\text{acc}} \notin RE$, אזי ממשט הרדוקציה 7.1 מתקיים $\bar{L}_{\Sigma^*} \notin RE$.

דוגמה 7.10

הוכחנו בדוגמה 7.8 רדוקציה
$$L_{\text{d}} \leqslant \bar{L}_{\text{acc}} \ .$$
לכן לפי משפט 7.2 קיימת רדוקציה
$$\bar{L}_{\text{d}} \leqslant L_{\text{acc}} \ .$$
מכיוון ש- $L_{\text{acc}} \in RE$, אזי ממשט הרדוקציה 7.1 מתקיים $\bar{L}_{\text{d}} \in RE$.

7.5 דוגמאות בשימוש של משפט הרדוקציה (משפט 7.1)

דוגמה 7.11 $\bar{L}_{\text{acc}} \leqslant L_{\text{NOTREG}}$

תהי L_{NOTREG} השפה
$$L_{\text{NOTREG}} = \left\{\langle M\rangle \ \middle|\ L(M)\ \text{לא רגולרית}\right\} \ .$$
הוכיחו כי השפה L_{NOTREG} לא כריעה על ידי רדוקציה מ- $\bar{L}_{\text{acc}}$.

פתרון:

השפה $\bar{L}_{\text{acc}}$ מוגדרת
$$\bar{L}_{\text{acc}} = \left\{\langle M,w\rangle \ \middle|\ M\ \text{לא מקבלת}\ w\right\} \cup \{x \neq \langle M,w\rangle\} \ .$$
והשפה L_{NOTREG} מוגדרת
$$L_{\text{NOTREG}} = \left\{\langle M\rangle \ \middle|\ L(M)\ \text{לא רגולרית}\right\} \ .$$
נגדיר 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:

$M' =$ על כל קלט y:

(1 אם $y \in PAL$, מקבלת.

2) אחרת מריצה M על w ועונה כמוה.

<u>הוכחת נכונות הרדוקציה</u>

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

<u>מקרה 1:</u> $x = \langle M, w\rangle$

$\Leftarrow$ M לא מקבלת w

$\Leftarrow$ $L(M') \in PAL$

$\Leftarrow$ $\langle M'\rangle \in PAL$

$\Leftarrow$ $f(x) \in PAL$

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

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

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

לכן הוכחנו כי $f(x) \in NOTERG \Leftrightarrow x \in \bar{L}_{\text{acc}}$, ז"א $f(x)$ היא רדוקציה מ- L_{acc} ל- L_{NOTREG}.

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

דוגמה 7.12 $L_{\text{acc}} \leqslant L_{\text{NOTREG}}$

תהי L_{NOTREG} השפה

$$L_{\text{NOTREG}} = \left\{\langle M\rangle \;\middle|\; \text{לא רגולרית } L(M)\right\} .$$

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

פתרון:

השפה L_{acc} מוגדרת

$$L_{\text{acc}} = \left\{\langle M, w\rangle \;\middle|\; M \text{ מקבלת } w\right\} .$$

והשפה L_{NOTREG} מוגדרת

$$L_{\text{NOTREG}} = \left\{\langle M\rangle \;\middle|\; \text{לא רגולרית } L(M)\right\} .$$

נגדיר הפונקציה הבאה:

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

כאשר M' מ"ט הבאה:

$M' =$ על כל קלט y:

1) M' מריצה M על w.

2) • אם M דוחה $\Leftarrow$ דוחה.

- אם M מקבלת $\Leftarrow$ M' בודקת אם y פלינדרום.
  * אם כן $\Leftarrow$ מקבלת.
  * אם לא $\Leftarrow$ דוחה.

<u>הוכחת נכונות הרדוקציה</u>

אם $x \in L_{\text{acc}}$ $\Leftarrow$ M מקבלת w $\Leftarrow$ $L(M') = PAL$ $\Leftarrow$ $f(x) \in PAL$ $\Leftarrow$ $f(x) \in L_{\text{NOTREG}}$.

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

<u>מקרה 1:</u> $x \neq \langle M, w\rangle$ $\Leftarrow$ $f(x) = \langle M_{\varnothing}\rangle$ ו- $L(M_{\varnothing}) = \varnothing$ $\Leftarrow$ $\langle M_{\varnothing}\rangle \notin L_{\text{NOTREG}}$
$\Leftarrow$ $f(x) \notin L_{\text{NOTREG}}$.

<u>מקרה 2:</u> $x = \langle M, w\rangle$ ו- M לא מקבלת w $\Leftarrow$ $L(M') = \varnothing$ $\Leftarrow$ $\langle M'\rangle \notin L_{\text{NOTREG}}$
$\Leftarrow$ $f(x) \notin L_{\text{NOTREG}}$.

דוגמה 7.13 $L_{\text{HALT}} \leqslant L_{\text{NOTREG}}$

תהי L_{NOTREG} השפה

$$L_{\text{NOTREG}} = \left\{ \langle M\rangle \;\middle|\; L(M)\ \text{לא רגולרית} \right\} .$$

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

פתרון:

השפה L_{HALT} מוגדרת

$$L_{\text{HALT}} = \left\{ \langle M, w\rangle \;\middle|\; M\ \text{עוצרת על}\ w \right\} .$$

והשפה L_{NOTREG} מוגדרת

$$L_{\text{NOTREG}} = \left\{ \langle M\rangle \;\middle|\; L(M)\ \text{לא רגולרית} \right\} .$$

נגדיר הפונקציה הבאה:

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

כאשר M' מ"ט הבאה:

$M' =$ על כל קלט y:

1) M' מריצה M על w.

2)
- אם M דוחה $\Leftarrow$ דוחה.
- אם M מקבלת $\Leftarrow$ ממשיכה לשלב 3).

3) M' בודקת אם $y \in PAL$.
- אם כן $\Leftarrow$ מקבלת.
- אם לא $\Leftarrow$ דוחה.

הוכחת הנכונות

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

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

מקרה 1: $x \neq \langle M, w\rangle \Leftarrow f(x) = \langle M_\varnothing\rangle$ ו- $L(M_\varnothing) = \varnothing \Leftarrow \langle M_\varnothing\rangle \notin L_{\text{NOTREG}}$
$\Leftarrow f(x) \notin L_{\text{NOTREG}}$.

מקרה 2: $x = \langle M, w\rangle$ ו- M לא עוצרת על $w \Leftarrow L(M_\varnothing) = \varnothing \Leftarrow \langle M_\varnothing\rangle \notin L_{\text{NOTREG}}$
$\Leftarrow f(x) \notin L_{\text{NOTREG}}$.

דוגמה 7.14 $\bar{L}_{\text{acc}} \leqslant L_{\text{REG}}$

תהי L_{REG} השפה

$$L_{\text{REG}} = \left\{\langle M\rangle \;\middle|\; L(M) \text{ רגולרית}\right\} .$$

הוכיחו כי השפה L_{REG} לא כריעה על ידי רדוקציה מ- $\bar{L}_{\text{acc}}$.

פתרון:

השפה $\bar{L}_{\text{acc}}$ מוגדרת

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

והשפה L_{REG} מוגדרת

$$L_{\text{REG}} = \left\{\langle M\rangle \;\middle|\; L(M) \text{ רגולרית}\right\} .$$

נגדיר הפונקציה הבאה:

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

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

$M' =$ על כל קלט y:

1) מריצה M על w.

2)
- אם M דוחה $\Leftarrow$ דוחה.
- אם M מקבלת $\Leftarrow$ בודקת אם y פלינדרום:
  - אם כן $\Leftarrow$ מקבלת.
  - אם לא $\Leftarrow$ דוחה.

אבחנה

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

הוכחת נכונות הרדוקציה

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

<u>מקרה 1:</u> $x \neq \langle M, w\rangle$ $\Leftarrow$ $f(x) = \langle M_\varnothing\rangle$ ו- $L\left(M_\varnothing\right) = \varnothing$ $\Leftarrow$ $\langle M_\varnothing\rangle \in L_{\text{REG}}$ $\Leftarrow$ $f(x) \in L_{\text{REG}}$.

<u>מקרה 2:</u> $x = \langle M, w\rangle$ ו- $x \notin L(M)$ $\Leftarrow$ $f(x) = \langle M'\rangle$ ולפי האבחנה $L\left(M'\right) = \varnothing$ $\Leftarrow$ $\langle M_\varnothing\rangle \in L_{\text{REG}}$ $\Leftarrow$ $f(x) \in L_{\text{REG}}$.

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

דוגמה 7.15 $L_{\text{acc}} \leqslant L_{\text{REG}}$

תהי L_{REG} השפה

$$L_{\text{REG}} = \left\{\langle M\rangle \;\middle|\; \text{רגולרית } L(M)\right\} \ .$$

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

פתרון:

השפה L_{acc} מוגדרת

$$L_{\text{acc}} = \left\{\langle M, w\rangle \;\middle|\; w \text{ מקבלת } M\right\} \ .$$

והשפה L_{REG} מוגדרת

$$L_{\text{REG}} = \left\{\langle M\rangle \;\middle|\; \text{רגולרית } L(M)\right\} \ .$$

נגדיר 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 שמכריעה את השפה של פלינדרומים, ו- M' מ"ט הבאה:

$M' =$ על כל קלט y:

1) M' בודקת אם y פלינדרום:

- אם כן $\Leftarrow$ מקבלת.
- אם לא מריצה M על w ועונה כמוה.

<u>הוכחת נכונות הרדוקציה</u>

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

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

<u>מקרה 1:</u> $x \neq \langle M, w\rangle$ $\Leftarrow$ $f(x) = \langle M_{PAL}\rangle$ ו- $L\left(M_{PAL}\right) = PAL$ $\Leftarrow$ $\langle M_{PAL}\rangle \notin L_{\text{REG}}$ $\Leftarrow$ $f(x) \notin L_{\text{REG}}$.

<u>מקרה 2:</u> $x = \langle M, w\rangle$ ו- M לא מקבלת w $\Leftarrow$ $L\left(M'\right) = PAL$ $\Leftarrow$ $\langle M'\rangle \notin L_{\text{REG}}$ $\Leftarrow$ $f(x) \notin L_{\text{REG}}$.

דוגמה 7.16 $\bar{L}_{\text{acc}} \leqslant L_{M_1 \neg M_2}$

נתונה השפה הבאה:

$$L = \left\{ \langle M_1, M_2, w \rangle \;\middle|\; w \in L(M_1) \wedge w \notin L(M_2) \right\} .$$

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

פתרון:

<u>פונקצית הרדוקציה:</u>

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

כאשר

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

<u>נכונת הרדוקציה:</u>

ראשית, f חשיבה כי ניתן לבנות מ"ט שתבדוק האם $x = \langle M, w \rangle$. אם לא, תחזיר קידוד קבוע $\langle M^*, M_\varnothing, \varepsilon \rangle$ ואם כן, תחזיר קידוד $\langle M^*, M, w \rangle$.

נוכיח כי

$$x \in \bar{L}_{\text{acc}} \quad \Leftrightarrow \quad f(x) \in L_{M_1 \neg M_2} .$$

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

<u>מקרה 1</u>: $x \neq \langle M, w \rangle$ $\Leftarrow$ $f(x) = \langle M^*, M_\varnothing, \varepsilon \rangle$ ו- $\varepsilon \in L(M^*)$ ו- $\varepsilon \notin L(M_\varnothing)$ $\Leftarrow$ $f(x) \in \bar{L}_{M_1 \neg M_2}$.

<u>מקרה 2</u>: $x = \langle M, w \rangle$ ו- $w \notin L(M)$ $\Leftarrow$ $f(x) = \langle M^*, M, w \rangle$ ו- $w \in L(M^*)$ ו- $w \notin L(M)$ $\Leftarrow$ $f(x) \in L_{M_1 \neg M_2}$.

אם $x \notin \bar{L}_{\text{acc}}$ $\Leftarrow$ $x = \langle M, w \rangle$ ו- $w \in L(M)$ $\Leftarrow$ $f(x) = \langle M^*, M, w \rangle$ ו- $w \in L(M^*)$ ו- $w \notin L(M)$ $\Leftarrow$ $f(x) \notin L_{M_1 \neg M_2}$.

לסיכום, הוכחנו רדוקציה $\bar{L}_{\text{acc}} \leqslant L_{M_1 \neg M_2}$, ומכיוון ש- $\bar{L}_{\text{acc}} \notin RE$ ממשפט הרדוקציה מתקיים $L_{M_1 \neg M_2} \notin RE$.

דוגמה 7.17 $L_{\text{acc}} \leqslant L_{M_1 \subset M_2}$

נתונה השפה הבאה:

$$L = \left\{ \langle M_1, M_2, w \rangle \;\middle|\; w \in L(M_1) \wedge w \notin L(M_2) \right\} .$$

הוכיחו כי $L \notin RE$ ע"י רדוקציה מ- L_{acc}.

פתרון:

<u>פונקצית הרדוקציה:</u>

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