```
.prefix (L)=\{y\in \Sigma^*\mid \exists x\in \Sigma^*.yx\in L\} שפת הרישא: תהא L\subseteq \Sigma^* תהא שפת הרישא
                                                         .suffix (L)=\{y\in \Sigma^*\mid \exists x\in \Sigma^*.xy\in L\} שפת הסיפא: תהא L\subseteq \Sigma^* שפת הסיפא:
                                               אלגוריתם מכריע שפה: תהא A:\Sigma^*	o \{	ext{true},	ext{false}\} שפה אזי אלגוריתם L\subset \Sigma^* המקיים
                                                                                               A\left(x\right)= true מקבל: לכל x\in L מתקיים
                                                                                              A\left(x
ight)= false מתקיים x
otin L לכל
                                                                          f:\left\{ 0,1
ight\} ^{n}
ightarrow\left\{ 0,1
ight\} ^{m} אזי n,m\in\mathbb{N} ההיינה בולאנית: תהיינה
                                                         \{f_1\dots f_n\} אזי בסיס פונקציות בוליאניות: תהיינה f_1\dots f_n פונקציות אזי
                                                                                                                 \mathcal{B} = \{\wedge, \vee, \neg\} בסיס דה־מורגן:
                                                                                           הערה: תמיד נוסיף לבסיס את הפונקציות הקבועות.
לכל f_i:\{0,1\}^{k_i}	o\{0,1\} באשר באיני: יהי f_1\dots f_n\in\mathcal{B} בסיס פונקציות תהיינה תהיינה תהיינה בוליאני: יהי ביסיס פונקציות בוליאניות היינה בוליאניות תהיינה מעגל בוליאני:
                        המקיים \{f_1\dots f_n, x_1\dots x_m, y_1\dots y_k\} מעל מכוון אזי גרף אזי גר א וותהיינה מכוון וותהיינה וותהיינה וווi\in[n]
                                                                                                                   . חסר מעגלים מכוונים G
                                                                                                   \deg^-(x_i) = 0 מתקיים i \in [m] לכל
                                                                                                   \deg^-(f_i) = k_i מתקיים i \in [n] לכל
                                                                              \operatorname{deg}^+(y_i) = 0 וכן \operatorname{deg}^-(y_i) = 1 מתקיים i \in [k] לכל
                                                                                    f_1 \dots f_n אזי מעגל בוליאני יהי 'f_1 \dots f_n מעגל מעגל בוליאני
                                                                                   x_1 \dots x_m אזי מעגל בוליאני: יהי מעגל בוליאני אזי במעגל
                                                                                    y_1 \dots y_k אזי מעגל בוליאני: יהי מעגל בוליאני אזי במעגל בוליאני:
                                                                                       E\left(C
ight) אזי מעגל בוליאני: יהי יהי מעגל בוליאני
                                                                 \max_{v \in V(C)} \deg^+(v) במעגל בוליאני: יהי C מעגל בולינארי fan-out
                                                 \{G \leq C \mid 1 \text{ הוא } G \text{ של fan-out} \} של מעגל בוליאני: יהי מעגל בולינארי אזי מעגל בולינארי יהי
שערוך מעגל בולינארי על קלט: יהי y_i מעגל בולינארי על v \in \{0,1\}^m אזי יהי מעגל בולינארי על קלט: יהי מעגל מעגל מעגל אזי יהי
                                                                                                הפונקציות הבוליאניות על הקודקודים הנכנסים.
                                      C\left(v
ight)=\left(y_{1}\ldots y_{k}
ight) הוא C על על אזי השערוך של v\in\left\{ 0,1
ight\} ^{m} אזי ויהי מעגל בולינאני ויהי
                                                       C\left(w
ight)=1 עבורו w\in\left\{ 0,1
ight\} ^{n} אזי יחיד אזי מעגל מקבל מילה: יהי
                                               L\left(C
ight)=\left\{x\in\left\{0,1
ight\}^{n}\mid x שפה של מעגל: יהי C מעגל בעל פלט יחיד אזי C מקבל את מעגל מעגל:
           C\left(v
ight)=f\left(v
ight) מתקיים v\in\left\{ 0,1
ight\} ^{n} עבורו לכל בולינאני f:\left\{ 0,1
ight\} ^{n}	o\left\{ 0,1
ight\} מתקיים מעגל מחשב פונקציה: תהא
v \in \left\{0,1
ight\}^m משפט אוניברסליות דה־מורגן: תהא f:\left\{0,1
ight\}^m 	o \left\{0,1
ight\}^k אזי קיים מעגל בוליאני
                                                                                                                           .C(v) = f(v) מתקיים
                                                                      הערה: מכאן והלאה כל המעגלים הם בוליאניים ומעל בסיס דה־מורגן.
                                                                    .i באורך מקבל מקבלים: מעגלים: מעגלים עבורם \{C_n\}_{n\in\mathbb{N}}
                                    L\left(\mathcal{C}
ight)=\left\{ x\in\left\{ 0,1
ight\} ^{st}\mid x\in L\left(\mathcal{C}_{\left|x
ight|}
ight) 
ight\} שפה של משפחת מעגלים: תהא \mathcal{C} משפחה של מעגלים
```

 $0<|\Sigma|<\aleph_0$ אלפבית: קבוצה Σ המקיימת אלפבית: מילים: יהי Σ אלפבית אזי $\Sigma^*=\bigcup_{n=0}^\infty \Sigma^n$

 $L \subset \Sigma^*$ אלפבית אזי אונ Σ יהי שפה: יהי

|w|=n מילה אזי $w\in \Sigma^n$ אלפבית ותהא אלפבית יהי יהי מילה אזי

 $\langle w_1\dots w_n
angle^R=\langle w_n\dots w_1
angle$ אזי $\langle w_1\dots w_n
angle\in\Sigma^*$ תהא מילה: תהא

 $\langle w_1\dots w_n
angle$ $\langle \omega_1\dots \omega_m
angle=\langle w_1\dots w_n,\omega_1\dots\omega_m
angle$ אזי $\langle w_1\dots w_n
angle$, $\langle \omega_1\dots\omega_m
angle\in\Sigma^*$ שרשור מילים: תהיינה

 $(w_1\dots w_n)^m=\prod_{i=1}^m \langle w_1\dots w_n
angle$ אזי איזי $(w_1\dots w_n)\in \Sigma^*$ אזי מילה: תהא

 $.\#_{\sigma}\left(w
ight)=|\{i\in[n]\mid w_{i}=\sigma\}|$ אות אזי $\sigma\in\Sigma$ ותהא של המופעים של אות במילה: תהא מספר המופעים של אות מספר המילה: אות הא

 $L_1\parallel L_2=L_1L_2=\{w\omega\mid (w\in L_1)\wedge (\omega\in L_2)\}$ שרשור שפות: תהיינה $L_1,L_2\subseteq \Sigma^*$ שפות אזי שרשור שפות:

 $L^m=\left\{\prod_{i=1}^k w_i \mid orall i\in [k]\,.w_i\in L
ight\}$ אזי $m\in\mathbb{N}$ שפה ויהי $L\subseteq\Sigma^*$ שפה: תהא

 $.|\varepsilon|=0$ עבורה $\varepsilon\in\Sigma^*$ אזי אלפבית יהי יהי יהי הריקה:

 $L^R=\{w^R\mid w\in L\}$ שפה אזי $L\subseteq \Sigma^*$ היפוך שפה: תהא

 $L^* = igcup_{k=0}^\infty L^k$ שפה אזי $L \subseteq \Sigma^*$ תהא שפה: תהא

```
. הערה מודל לא יוניפורמי: משפחה של מעגלים \mathcal C עבורה לכל משפחה שלגוריתם שונה.
                                                          . הערה מודל יוניפורמי: משפחה של מעגלים \mathcal C עבורה לכל n\in\mathbb N יש אלגוריתם הערה מודל יוניפורמי:
                                                               Cמספר השערים ומספר הקלטים ב־|C| אזי אזי ומספר השערים ומספר הקלטים ב-
                                    |\mathcal{C}_n| \leq S\left(n
ight) אבורה S: \mathbb{N} 	o \mathbb{N} אזי משפחה של מעגלים: תהא משבחה מעגלים: תהא
                                                    \mathcal{O}\left(n\cdot 2^n\right) טענה: תהא f:\{0,1\}^n 	o \{0,1\} אזי קיים מעגל f:\{0,1\}^n 	o \{0,1\}
                                                    L(C)=\mathcal{O}\left(n\cdot 2^n
ight) וכן L(C)=\mathcal{L} אזי קיים מעגל C אזי קיים מעגל בורו L(C)=\mathcal{L} וכן אזי קיים מעגל
                                                         \mathcal{O}\left(2^{n}\right) אזי קיים מעגל f:\left\{0,1\right\}^{n} 
ightarrow \left\{0,1\right\} שמחשב את f:\left\{0,1\right\}^{n}
                                                        |C|=\mathcal{O}\left(2^{n}
ight) וכן L\left(C
ight)=\mathcal{L} אזי קיים מעגל C אזי קיים מעגל בורו L\left(C
ight)=\mathcal{L} וכן
                                            \mathcal{O}\left(rac{2^n}{n}
ight) אזי שמחשב את f שמחשב את f:\{0,1\}^n	o\{0,1\} משפט לופיאנוב: תהא
        rac{2^n}{10n} טענה שאנון: קיים C בגודל קטן מאשר f:\{0,1\}^n	o\{0,1\} שאינה ניתנת לחישוב בעזרת מעגל
אזי F\subseteq Q אזי \delta:Q	imes \Sigma	o Q יהי הופית יהי לפבית תהא אוטומט סופי זטרמיניסטי (אס"ד): תהא אוטומט סופי דטרמיניסטי (אס"ד): אוטומט סופי דטרמיניסטי (אס"ד): אוטומט סופי דטרמיניסטי (אס"ד)
                                                                                                                                          (Q, \Sigma, \delta, q, F)
                                                                           Q, \Sigma, \delta, q, F אס"ד אזי אס אס"ד אזי אס"ד אזי אזי אזי אזי אזי אזי אזי אזי
                                                                         \Sigma אס"ד אזי (Q,\Sigma,\delta,q,F) אס"ד אזי אוי דטרמיניסטי: יהי
                                                               \delta אזי אזי (Q,\Sigma,\delta,q,F) אזי אזי דטרמיניסטי: יהי אזי פונקציית מעברים באוטומט סופי דטרמיניסטי:
                                                                    Q, \Sigma, \delta, q, F) אס"ד אזי אס"ד אזי אס"ד אזי אס"ד אזי אס"ד אזי אזי
                                                                F אס"ד אזי (Q, \Sigma, \delta, q, F) אס"ד אזי דטרמיניסטי: יהי יהי
וכן לכל \hat{\delta}\left(q,arepsilon
ight)=q מתקיים מתקיים לכל לכל אס"ד אזי \hat{\delta}:Q	imes\Sigma^*	o Q אס"ד אזי אס"ד אזי יהי לכל (Q,\Sigma,\delta,q_0,F) יהי יהי
                                                                                        .\hat{\delta}\left(q,x
ight)=\delta\left(\hat{\delta}\left(q,x_{1}\ldots x_{n-1}
ight),x_{n}
ight) מתקיים x\in\Sigma^{n}
                                  \hat{\mathcal{S}}\left(q_0,x
ight)\in F אס"ד אזי x\in\Sigma^* אס"ד אזי אוטומט סופי דטרמיניסטי מקבל מילה: יהי (Q,\Sigma,\delta,q_0,F) אס
\delta(q_n \in F) וכן \delta(q_{i-1}, x_i) = q_i עבורם q_1 \ldots q_n \in Q טענה: יהי אס"ד ויהי a \in \Sigma^n אזי אזי (a \in \Sigma^n אזי וכן אזי אס"ד ויהי
                                                L\left(A
ight)=\{x\in\Sigma^{st}\mid x אס"ד אזי איזי A מקבל את אס"ד אזי די אוי די דיטרמיניסטי: יהי
                                                L\left(A
ight)=\mathcal{L} המקיים A דיים אס"ד \mathcal{L}\subset\Sigma^* עבורה אזי שפה \Sigma אלפבית אזי שפה הגולרית: יהי
                                                                                                                                      טענה: Ø רגולרית.
                                                                                                                                    .טענה: \{\varepsilon\} רגולרית
                                                                                                        טענה: \{x \mid \#_1(x) = 1 \mod 2\} רגולרית.
                                                                                           . רגולרית \{y \ 1 \ 0^{2k} \mid (y \in \{0,1\}^*) \land (k \in \mathbb{N})\}
                                                                            L_1\left(L_2L_3
ight) = \left(L_1L_2
ight)L_3 שפות אזי L_1,L_2,L_3\subseteq \Sigma^* טענה: יהיו
                                                                    . טענה: תהא L^* אזי אזי L \neq \{ \varepsilon \} וכן L \neq \varnothing שפה באשר באשר L \subseteq \Sigma^* אינסופית.
                                                                                                     משפט: תהיינה \Sigma^* \subseteq L שפות רגולריות אזי
                                                                                                                                  . רגולרית L \cup \mathcal{L}
                                                                                                                                  . רגולרית L \cap \mathcal{L}
                                                                                                                                       . רגולרית \overline{L}
                                                                                                                                   . רגולרית L \| \mathcal{L} \|
                                                                                                         . רגולרית מתקיים כי n \in \mathbb{N} רגולרית •
                                                                                                                                      . רגולרית L^*
                                                                                                      מסקנה: \{x \mid \#_1(x) = 0 \mod 2\} רגולרית.
אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס (אסלד"ם): תהא Q 
eq \emptyset קבוצה סופית יהי S: Q 	imes \Sigma 	o \mathcal{P}(Q) ותהיינה \delta: Q 	imes \Sigma 	o \mathcal{P}(Q) ותהיינה
                                                                                                                       (Q, \Sigma, \delta, S, F) אזי S, F \subseteq Q
                                                           Q אסלד"ם אזי (Q, \Sigma, \delta, S, F) יהי מעבים באוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס:
                                                          \Sigma אסלד"ם אזי (Q, \Sigma, \delta, S, F) אסלד"ם מינוס: יהי
                                               .\delta אסלד"ם אזי (Q,\Sigma,\delta,S,F) יהי אסנוס: יהי לא־דטרמיניסטי סופי לא־דטרמיניסטי מינוס:
                                              S אסלד"ם אזי (Q,\Sigma,\delta,S,F) יהי מענים: יהי לא־דטרמיניסטי סופי האידים אזי
                                                F אסלד"ם אזי (Q,\Sigma,\delta,S,F) יהי מענים: ארדטרמיניסטי סופי לא־דטרמיניסטי מינוס:
```

 $L\left(\mathcal{C}
ight)=\mathcal{L}$ משפחה מכריעה שפה: תהא $\mathcal{L}\subset\left\{ 0,1
ight\} ^{st}$ שפה אזי משפחה של מעגלים

```
\hat{\delta}\left(T,arepsilon
ight)=T מתקיים המורחבת: יהי \hat{\delta}\left(Q,\Sigma,\delta,S,F
ight) אסלד"ם אזי \hat{\delta}:\mathcal{P}\left(Q
ight)	imes\Sigma^*	o\mathcal{P}\left(Q
ight) אסלד"ם אזי \hat{\delta}\left(q,x
ight)=\bigcup_{q\in\hat{\delta}(T,x_1,\dots,x_{n-1})}\delta\left(q,x_n
ight) מתקיים \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap F
eq 0 אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס מקבל מילה: יהי \hat{\delta}\left(Q,\Sigma,\delta,S,F
ight) אסלד"ם אזי \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap F
eq 0 עבורם \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap F וכן \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap F אזי \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G אזי \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G עבורם \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G וכן \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G עכלה: יהי \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G אסלד"ם אזי \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G וכן \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G וווח און אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס החזקה: יהי \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G אסלד"ם יהי \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G אסלד"ם יהי \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G אסלד"ם יהי \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G אויהי \hat{\delta}\left(S,x
ight)\cap G אוי \hat{\delta}\left(S,x
i
```

 $S,F\subseteq Q$ ותהיינה $\delta:Q imes\Sigma_arepsilon o\mathcal{P}(Q)$ אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי (אסל"ד): תהא $Q
eq \emptyset$ קבוצה סופית יהי Ω אלפבית תהא $\delta:Q imes\Sigma_arepsilon o\mathcal{P}(Q)$ ותהיינה אזי $\delta:Q imes\Sigma_arepsilon o\mathcal{P}(Q)$.

Qאזע אחל"ד אוי אסל"ד אזי אחל"ד אזי אחל"ד אזי אחל"ד אזי מצבים באוטומט אופי לא־דטרמיניסטי: יהי

אלפבית אוי אזי אזי לא־דטרמיניסטי: יהי אלפבית אסל"ד אזי לא־דטרמיניסטי: אלפבית אסל"ד אזי לא פונקציית מעברים באוטומט סופי לא־דטרמיניסטי: יהי (Q,Σ,δ,S,F) אסל"ד אזי לא.

אסל"ד איי איי ((Q,Σ,δ,S,F) מצבים התחלתיים באוטומט סופי לא־דטרמיניסטי: יהי ((Q,Σ,δ,S,F) אסל"ד איי

 $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסל"ד אאי אסל"ד אאי אסל"ד אאי מקבלים באוטומט סופי לא־דטרמיניסטי: יהי

 $.E\left(q
ight) = \left\{q' \in Q \mid \exists a \in Q^{k+1}. \left(a_0 = q
ight) \wedge \left(\forall i \in [k]. a_i \in \delta\left(a_{i-1}, arepsilon
ight)
ight) \wedge \left(a_k = q'
ight)
ight\}$ אזי $q \in Q$ אזי $q \in Q$

פונקציית המעברים המורחבת: יהי (Q,Σ,δ,S,F) אסל"ד אזי $\hat{\delta}:\mathcal{P}\left(Q\right) imes\Sigma^* o\mathcal{P}\left(Q\right)$ אסל"ד אזי (Q,Σ,δ,S,F) עבורה לכל $\hat{\delta}:\mathcal{P}\left(Q\right) imes\Sigma^* o\mathcal{P}\left(Q\right)$ מתקיים $\hat{\delta}\left(q,x\right)=E\left(\bigcup_{q\in\hat{\delta}\left(T,x_1...x_{n-1}\right)}\delta\left(q,x_n\right)\right)$ מתקיים $\hat{\delta}\left(T,\varepsilon\right)=E\left(T\right)$

 $\hat{\mathcal{S}}(S,x)\cap F
eq \varnothing$ המקיים $x\in\Sigma^*$ אזי אזי אזי אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מקבל מילה: יהי (Q,Σ,δ,S,F) אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מקבל מילה:

 $x^{\!\!\!/}=\sigma_1\dots\sigma_n$ אזי $x=arepsilon^{k_0}\sigma_0arepsilon^{k_1}\sigma_1arepsilon^{k_2}\dots\sigma_narepsilon^{k_n}$ עבורם $x\in\Sigma^k$ אזי $x\in\Sigma^k$ אזי $x\in\Sigma^k$ אזי $x\in\Sigma^k$ עבורם $x\in\Sigma^k$ עבורם $x\in\Sigma^k$ אזי $x\in\Sigma^k$ אזי $x\in\Sigma^k$ אזי $x\in\Sigma^k$ אזי $x\in\Sigma^k$ אזי $x\in\Sigma^k$ עבורם $x\in\Sigma^k$ עבורם $x\in\Sigma^k$ וכך $x\in\Sigma^k$ וכך $x\in\Sigma^k$ וכך $x\in\Sigma^k$

 $L\left(A
ight)=\left\{x\in\Sigma^{*}\mid x$ אסל"ד אזי $A
ight\}$ מקבל את אסל"ד אזי לא־דטרמיניסטי: יהי איזי אסל"ד אזי אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי: יהי

 $L\left(N
ight)=L\left(M
ight)$ עבורו M עבורו אזי קיים אסלד"ם אסל"ד אזי אסל"ד אזי יהי א

 $L\left(A
ight)=L\left(M
ight)$ עבורו אס"ד אזי קיים אס"ד אסל"ד אזי אסל"ד אזי מסקנה: יהי

 $(L(N)=\mathcal{L}$ מסקנה: יהי Σ אלפבית ותהא $\Sigma\subseteq\Sigma^*$ שפה אזי (\mathcal{L} רגולרית) שפה אזי (\mathcal{L} רגולרית) שפה אזי (\mathcal{L}

ביטוי רגולרי (ב"ר): יהי Σ אלפבית אזי

- .Ø •
- .a יהי $a\in\Sigma_{arepsilon}$ אזי ullet
- $R_1 \cup R_2$ יהיו אזי ביטויים R_1, R_2 יהיו
 - R_1R_2 יהיו R_1,R_2 ביטויים רגולרים אזי R_1
 - $.R^*$ יהי R ביטוי רגולרי אזי •

שפה נוצרת מביטוי רגולרי: יהי Σ אלפבית אזי

- $L(\varnothing) = \varnothing \bullet$
- $L\left(a
 ight)=\left\{ a
 ight\}$ אזי $a\in\Sigma_{arepsilon}$ יהי
- $L\left(R_1\cup R_2
 ight)=L\left(R_1
 ight)\cup L\left(R_2
 ight)$ אזי רגולרים אזי רגולרים אזי רגולרים אזי רגולרים אזי רגולרים אזי
 - $L\left(R_{1}R_{2}
 ight)=L\left(R_{1}
 ight)L\left(R_{2}
 ight)$ איי רגולרים רגולרים רגולרים R_{1},R_{2} יהיו
 - $L\left(R^{*}\right)=L\left(R\right)^{*}$ יהי R ביטוי רגולרי אזי יהי R

```
. טענה: \{a^p \mid a \in \Sigma, ראשוני p\} אינה רגולרית
                                   . טענה: השפה \{a^ib^nc^n\mid n\in\mathbb{N}, i\in\mathbb{N}_+\}\cup\{b^nc^m\mid n,m\in\mathbb{N}\} ניתנת לניפוח 1 וכן אינה רגולרית.
                                      .\sim_L=\left\{(x,y)\in (\Sigma^*)^2\;\middle|\; orall z\in \Sigma^*.\, (yz\in L)\Longleftrightarrow (xz\in L)
ight\} שפה אזי L\subseteq \Sigma^* תהא הגדרה: תהא
                                                                |Q| \geq |\Sigma^*/_{\sim_A}| \geq |\Sigma^*/_{\sim_{L(A)}}| מסקנה: יהי A אס"ד אזי
                                                                                       מסקנה: תהא L \subseteq \Sigma^* סופית.
                                                              .(סופית) בייריד: תהא בה אזי עפה אזי בה בL\subseteq \Sigma^* משפט מייהיל־נרוד: תהא בה עפה עפה אזי בה ערכוד: תהא
y\sim_L x_i שבורן y\in \Sigma^* ויהי \Sigma^*/_{\sim_L} ויהי שפה באשר y\sim_L x_i סופית תהא y\sim_L x_i סופית תהא שפה באשר בארייט שפה באשר
אוי אס"ד \Sigma^*/_{\sim_L} אוי אס"ב באר אר \Sigma^*/_{\sim_L} שפה באשר שפה באשר אויומט סופי דטרמיניסטי המחלקות: תהא באר באשר עבר באשר באשר באשר באר אויים של בוצת נציגים של
                                                                                                                            באשר (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)
                                                                                                                             Q = [|\Sigma^*/_{\sim_L}|] \bullet
                                                                                                                     .\delta(i,\sigma) = \text{Class}(x_i\sigma) \bullet
                                                                                                                              .q_0 = \operatorname{Class}\left(\varepsilon\right) \bullet
                                                                                                                   F = \{i \in Q \mid x_i \in L\} \bullet
L טענה: תהא L \subseteq \Sigma^*/_{\sim_L} שפה באשר שפה באשר אס"ד סופית תהא \{x_1 \dots x_n\} סופית תהא של המחלקות של ויהי
                                                                                                             \hat{\mathcal{S}_A}(q_0,y) = \mathsf{Class}(y) אזי y \in \Sigma^*
              |Q|\geq 2^n אאי L(A)=ig\{x\in [n]^*\mid \exists\sigma\in\Sigma.\#_\sigma(x)=0ig\} טענה: יהי n\in\mathbb{N}_+ איז מעל n\in\mathbb{N}_+ אאי
q_0,q_n,q_r\in Q יהיו \Sigma\subseteq \Gamma וכן \Sigma\subseteq \Gamma וכן אלפבית יהי אלפבית יהי קבוצה סופית יהי \Omega אלפבית יהי הלפבית עבורו
                                         (Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r) אזי \delta:(Q\setminus\{q_a,q_r\})	imes\Gamma	o Q	imes\Gamma	imes\{L,R\} באשר q_a
eq q_r ותהא
                                                                            Q מ"ט אזי Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r מצבים במכונת טיורינג: תהא
                                                                           \Sigma אזי מ"ט מ"ט (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r) אלפבית במכונת טיורינג: תהא
                                                                     .\Gamma אלפבית סרט במכונת טיורינג: תהא (Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r) מ"ט אזי
                                                                .\delta אזי מעברים במכונת טיורינג: תהא (Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r) מ"ט מיט מיט מינקציית מעברים
                                                                    (Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r) מ"ט אזי מצב התחלתי במכונת טיורינג: תהא
                                                                       q_a מ"ט אזי (Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r) מצב מקבל במכונת טיורינג: תהא
                                                                       q_r מ"ט אזי (Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r) מיט אזי מצב דוחה במכונת טיורינג: תהא
                                                                                                    .c \in \Gamma^*Q\Gamma^* קונפיגורציה: תהא M מ"ט אזי
                           c=q_0v המקיימת v\in\Sigma^* עבורה קיים c\in\Gamma^*Q\Gamma^* עבורה מ"ט אזי קונפיגורציה M מ"ט אזי קונפיגורציה התחלתית:
                     .c=uq_av המקיימים u,v\in \Sigma^* עבורה קיימים עבורה קונפיגורציה מונפיגורציה מקבלת: תהא u,v\in \Sigma^* המקיימים עבור איז קונפיגורציה
```

 $R\left(\Sigma
ight)=\{r\in\Sigma^{st}\mid$ סימון: יהי Σ אלפבית אזיr ביטוי רגולרי

 $L(r)=\mathcal{L}$ עבורו $r\in R(\Sigma)$ עבורו, $r\in R(\Sigma)$ שפה אזי ($L(r)=\mathcal{L}$ עבורו $r\in R(\Sigma)$ עבורו, יהי

 ℓ טענה למת הניפוח: תהא ℓ שפה רגולרית אזי קיים $\ell>0$ עבורו לניפוח שפה לניפוח שפה רגולרית אזי $\ell \in \mathbb{N}_+ \mid \ell$ ניתנת לניפוח: תהא $\ell \in \mathbb{N}_+$ שפה רגולרית אזי ℓ

שפה ניתנת לניפוח: שפה \mathcal{L} וכן |y|>0 עבורם לכל $w\in\mathcal{L}$ באשר $w\in\mathcal{L}$ שבה ניתנת לניפוח: שפה \mathcal{L} וכן וכן

הערה: קיים סדר פעולות לביטויים רגולריים

 $xy^kz\in L$ וכן לכל $k\in\mathbb{N}$ מתקיים w=xyz

טענה: $\{0^i 1^j \mid i>j\}$ אינה רגולרית.

טענה: $\left\{ x\in\left\{ 0,1\right\} ^{st}\mid\#_{0}\left(x
ight) =\#_{1}\left(x
ight)
ight\}$ אינה רגולרית.

סגור קליני.שרשור.איחוד.

cעם עם cעם אזי נזהה אזי נזהה dעם מ"ט ותהא dקונפיגורציה c' המקיימת אחד הבאים קונפיגורציה אזי קונפיגורציה M מ"ט תהא מ"ט תהא קונפיגורציה אזי קונפיגורציה אוד המקיימת אחד הבאים c'=uq'ab'v וכן $\delta\left(q,b\right)=\left(q',b',L\right)$ וכן c=uaqbv בורם $q,q'\in Q$ וכן $u,v\in \Gamma^*$ וכן $a,b,b'\in \Gamma$ c'=q'b'v וכן $\delta\left(q,b
ight)=\left(q',b',L
ight)$ וכן c=qbv עבורם $q,q'\in Q$ וקיימים $u,v\in\Gamma^*$ וכן $b,b'\in\Gamma$ c'=ub'q'v וכן $\delta\left(q,b\right)=\left(q',b',R\right)$ וכן c=uqbv וכן $q,q'\in Q$ וכן $u,v\in \Gamma^*$ וכן $u,v\in \Gamma^*$ v c_i עוברת ל־ $c_0=q_0x$ וכן מייניאנ מקבלת מילה: תהא a_i מ"ט אזי a_i עוברת קיימות איני אונפיגורציות באשר מ"ט אזי אזי אזי אזי a_i לכל $i \in [n]$ וכן c_n קונפיגורציה מקבלת. c_i עוברת ל־ c_{i-1} וכן $c_0=q_0x$ וכן $c_0=q_0x$ עוברת ל־ $c_0=q_0x$ עוברת שיימות מינה: תהא a מ"ט אזי aלכל $i \in [n]$ וכן c_n קונפיגורציה דוחה. $L\left(M
ight)=\{x\in\Sigma^{st}\mid x$ שפה של מכונת טיוריגנ: תהא M מ"ט אזי M מקבל את Mx אמקבלת ולא דוחה את מכונת טיורינג לא עוצרת על קלט: תהא M מ"ט אזי $x\in \Sigma^*$ עבורו M איט דוחה את את אווחה את מתקיים M' מסוג M וכן לכל M מסוג M מחלים לכל מחוג M מחלים מודלים שקולים: $L\left(A
ight)=L\left(A'
ight)$ המקיימת M' מסוג A' המקיימת \bullet L(B) = L(B') המקיימת M מסוג B'מסקנה: אס"ד, אסל"ד ואסלד"ם הינם מודלים שקולים. $q_0,q_a,q_r\in Q$ יהיו יהי בורו $\Sigma\subseteq\Gamma$ וכן וכן המינת טיוריגג נחה: תהא $Q
eq\emptyset$ קבוצה סופית יהי אלפבית יהי אלפבית עבורו $(Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r)$ איזי $\delta:(Q\setminus\{q_a,q_r\}) imes\Gamma o Q imes\Gamma imes\{L,R,S\}$ ותהא $q_a
eq q_r$ ותהא הערה: את כל הפעולות ממכונת טיורינג נכליל בצורה הטבעית עבור מכונת טיורינג נחה. מסקנה: מכונת טיורינג ומכונת טיורינג נחה הינן מודלים שקולים. יהיו $\Sigma\subseteq\Gamma$ וכן $\Sigma\subseteq\Gamma$ אלפבית יהי Γ אלפבית יהי $\Sigma\subseteq\Gamma$ וכן ביסרטית: יהי היא אלפבית יהי $\Sigma\subseteq\Gamma$ אלפבית יהי וכן אלפבית עבורו $(k,Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r)$ אזי $\delta:(Q\setminus\{q_a,q_r\}) imes\Gamma^k o Q imes\Gamma^k imes\{L,R\}^k$ ותהא $q_a
eq q_r$ באשר $q_0,q_a,q_r\in Q$ הערה: את כל הפעולות ממכונת טיורינג נכליל בצורה הטבעית עבור מכונת טיורינג רב־סרטית. $.c_1\$c_2\$\dots\$c_k$ אזי $...s_c \in \Gamma^*Q\Gamma^*$ מ"ט רב־סרטית ותהיינה $...s_c \in \Gamma^*Q\Gamma^*$ אזי אזי מינרינג רב־סרטית: תהא המקיימת $v\in \Sigma^*$ קיים און אוי קונפיגורציה c קונפיגורציה אוי חולינג הב־סרטית: תהא אוי חולינג הב־סרטית: תהא $.c = q_0 v \sqcup \$q_0 \sqcup \$ \ldots \$q_0 \sqcup$ מסקנה: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ אזי מכונת טיורינג ומכונת טיורינג ומכונת הינן מודלים שקולים. $(k,(\pi_1\dots\pi))$ אזי $\pi_1\dots\pi_p$ ותהיינה $k\in\mathbb{N}$ יהי k אזי RAM מספר הרגיסטרים במודל RAM: יהי וודל (k,Π) מודל Π אזי RAM מודל אזי (k,Π) יהי יהי $T:\mathbb{N} o\mathbb{N}$ וכן $R_0\dots R_k\in\mathbb{N}$ וכן איזי PC וכן איזי RAM מודל (k,Π) יהי וכן יהי .PC מונה התוכנית בקונפיגורציה: יהי (k,Π) מודל RAM מונה התוכנית בקונפיגורציה: יהי RAM ותהא (T,R,PC) קונפיגורציה: יהי (RAM) מודל מודל אזי קונפיגורציה: יהי T אזי אונפיגורציה (T,R,PC) ותהא ותהא מודל (RAM) אור אזי אינרון בקונפיגורציה: יהי .MIPS זהה לריצת מעבד RAM זהה לריצת מעבד טענה: מכונת טיורינג ומודל RAM הם מודלים שקולים. $oxdot \subseteq \Gamma \setminus \Sigma$ בורן $\Sigma \subseteq \Gamma$ אלפבית עבורו $\Sigma \in \Gamma$ אלפבית עבורו בורן תהא $\Sigma \neq Q \neq \emptyset$ הבוצה סופית יהי אלפבית עבורו בורן ווידער מכונת מטליידן: תהא $(Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r)$ איזי $\delta:(Q\setminus\{q_a,q_r\}) imes\Gamma o\mathcal{P}$ $(Q imes\Gamma imes\{L,R\})$ ותהא $q_a
eq q_r$ באשר $q_0,q_a,q_r\in Q$ יהיי c' קונפיגורציה אזי קונפיגורציה אוי uqbv באשר uvbv ותהא ווהא אוי $b\in\Gamma$ ותהא ווהא אי קונפיגורציה אזי קונפיגורציה אוי מטל"ד תהא $(q,b)\in \delta'(q,b)$ בינה $\delta':(Q\setminus\{q_a,q_r\}) imes \Gamma o Q imes \Gamma imes \{L,R\}$ עבורה קיימת $\delta':(Q\setminus\{q_a,q_r\}) imes \Gamma o Q imes \Gamma imes \{L,R\}$ עץ מעל"ד ויהי $x \in \Sigma^*$ אזי עץ קונפיגורציות עם שורש q_0x עם שורש ער אזי עץ קונפיגורציות מתקיים צאצא $x \in \Sigma^*$ מטל"ד ויהי אזי עץ קונפיגורציות $T_{N,x}$ (c^{-}) עוברת ל־ (c^{\prime}) של $T_{N,x}$ מטל"ד אזי $x\in \Sigma^*$ עבורו קיים עלה מקבל מילה: תהא א מטל"ד אזי $x\in \Sigma^*$ עבורו מקבל מקבל מילה: x טופי וכן x אינו מתקבל על ידי $x \in \Sigma^*$ עבורו מטל"ד אזי אינו מתקבל על ידי מטל"ד אינו $x \in \Sigma^*$ מכונת טיוריגנ לא־דטרמיניסטית דוחה מילה:

 $L\left(N
ight)=\{x\in\Sigma^{st}\mid x$ שפה של מכונת טיוריגנ לא־דטרמיניסטית: תהא N מטל"ד אזי N מקבל את א

```
שפות כריעות למחצה/שפות ניתנות למניה רקורסיבית/שפות ניתנות לקבלה: יהי \Sigma אלפבית אזי
                                                                                          \mathcal{RE} = \{ \mathcal{L} \subseteq \Sigma^* \mid \mathcal{L} = L(M) \text{ עבורה } M \text{ עבור } \}
      M עוצרת על M אוצרת ממריע שפה: תהא M עבורה שפה איי מ"ט מיורינג מכריע שפה: תהא שפה איי מ"ט שפה איי מ"ט עבורה \mathcal{L} \subseteq \Sigma^*
                                \mathcal{R}=\{\mathcal{L}\subseteq\Sigma^*\mid\mathcal{L} את המכריעה את מ"ט M המכריעה אזי \{ אלפבית אזי אלפבית הזי \mathcal{L} אלפבית אזי אלפבית המכריעה את המכריעה את המכריעה את בייעות מ
                                                                                                                                       \mathcal{R} \subseteq \mathcal{RE} :מסקנה
                                                              עבורו \Sigma \cup \{\$\} מעל האלפבית מ"ט E שפה אזי מ"ט בור שפה: תהא
                                                                                  \delta(q,\sigma)=(q',\sigma',R) מתקיים \sigma\in\Gamma ולכל g\in Q לכל
                                                                                                         מקיימת \varepsilon מקיימת על הקונפיגורציה \varepsilon
                                                             . על הסרט לאחר מספר סופי של x על מתקיים כי x \in L לכל -
                                                                                    לעולם. x \notin L לא על הסרט לעולם. x \notin L לכל
                                                                                 . טענה: תהא \mathcal{L}\subseteq \Sigma^* שפה אזי (\mathcal{L}\in\mathcal{RE}) שפה אזי שפה ל\mathcal{L}\subseteq \Sigma^*
עבור אסרט x \le \infty מתקיים כי x \le \infty משרה איז מונה שבה איז מונה בור לכל x \le \infty מאטר x \le \infty מונה לקסיקוגרפי: תהא בור שפה איז מונה בור עבור לכל בור לכל בור עבורו לכל בור x \le \infty
                                                                                                                                                  .$y$ לפני
                                                                    . טענה: תהא \mathcal{L} \subseteq \Sigma^* מונה לקסיקוגרפי) שפה אזי \mathcal{L} \subseteq \Sigma^* מונה לקסיקוגרפי).
                                                                               \operatorname{co}\mathcal{RE}=\{\mathcal{L}\subseteq\Sigma^*\mid\overline{\mathcal{L}}\in\mathcal{RE}\} יהי \Sigma אלפבית אזי יהי \Sigma אלפבית אזי
                                                                                                                              \mathcal{R} = \mathcal{RE} \cap \mathrm{co}\mathcal{RE} : טענה
                                      . תח"ע עד כדי שינוי שמות. f:\{M\mid מ"ט M\} 	o \{0,1\}^* חח"ע עד כדי שינוי שמות.
                                                                                     M מ"ט אזי \langle M \rangle הינו הקידוד הבינארי של M מ"ט אזי מיט אזי
                                                                         . גינארי, נשתמש בסימון \langle \cdot \rangle על מנת לקודד כל אובייקט לקידוד בינארי.
                                                                \mathcal R היא היא נניח כי קידוד ופענוח הן פעולות פשוטות ובדיקת נכונות קידוד היא
                                              M מאותחל עם M מיט ותהא M מיט ותהא \alpha מילה אזי \alpha הינו הקידוד הבינארי של
                                                                            משפט מכונת טיורינג אוניברסלית: קיימת מ"ט U מעל \{0,1\} עבורה
                                        (X \cap M) \Leftrightarrow (X \cap M) \Leftrightarrow (X \cap M) \Leftrightarrow M מקבלת את של M \cap M מקבלת את M \cap M ולכל קלט M \cap M ולכל קלט M \cap M
                                             (x) את דוחה M ולכל קלט x של M מתקיים M מתקיים M את את M ולכל קלט M ולכל קלט M
                              עבור M לכל מ"ט M ולכל קלט x של M מתקיים (U לא עוצרת עבור M לא עוצרת עבור M
                                                                         x את את דוחה ע מתקיים כי x\notin \mathrm{Im}\,(f) באשר x\in \left\{0,1\right\}^* לכל
                                                                                       L 
otin \mathcal{RE} \cup \mathrm{co} \mathcal{RE} שפה עבורה שפה L \subseteq \left\{0,1\right\}^* טענה: קיימת
                                                                      ACC = \{ \langle M, x \rangle \mid (מקבלת את x \rangle \land (x) \land (x) \land (x) \} הגדרה:
                                                                                                                                       .ACC \in \mathcal{RE} :טענה
                                                              L\left(M
ight)=\left\{ \left\langle N
ight
angle \mid\left\langle N
ight
angle \notin L\left(N
ight)
ight\} עבורה \left\{ 0,1
ight\} מעל M מעל מעל
                                         \{\langle N \rangle \mid \langle N \rangle \notin L\left(N
ight)\} מ"ט א המכריעה את ACC מהנכריעה את M מ"ט ממכריעה את
                                                                                                                                         .ACC \notin \mathcal{R} :טענה
                                                                      .HALT = \{\langle M, x \rangle \mid (מ"ט) \wedge (מ"ט) \wedge (x) \wedge (x) עוצרת על M)\}
                                                                                                                                  .HALT \in \mathcal{RE} \backslash \mathcal{R} :טענה
                                                                                          .EMPTY = \{\langle M \rangle \mid (מ"ט) \wedge (L\left(M\right) = \varnothing)\} הגדרה:
                                                                                                                                      .EMPTY \notin \mathcal{R} :טענה
עוצרת M מתקיים כי M מתקיים כי M מתקיים כי M מחשבת פונקציה: תהא M מ"ט ותהא M מ"ט ותהא M מ"ט ותהא
                                                                                                        f(x)יעל x וכן הסרט בסוף הריצה הינו
                                         f:D	o (\Gamma\backslash \{\sqcup\})^* אזי D\subset \Sigma אחיט M עבורה קיימת מ"ט f:D	o (\Gamma\backslash \{\sqcup\})^* אזי
(x \in A) \Longleftrightarrow (f(x) \in B) מתקיים x \in \Sigma^* לכל
```

שפה ותהא $A\subseteq \Sigma^*$ תהא דוקציית מיפוי אזי $f:\Sigma^* o\Delta^*$ אלפבייתים באשר $A\subseteq \Sigma^*$ תהא בשר $\Sigma\subseteq\Delta$ תהא אזי $\Sigma\subseteq\Delta$

 $A \leq_m B$

x עבורו N אמקבלת ולא דוחה את $x\in\Sigma^*$ עבורו N מטל"ד אזי אווי לא עוצרת על קלט: תהא

טענה: מכונת טיורינג ומכונת טיורינג לא־דטרמיניסטית הינן מודלים שקולים.

```
.EMPTY \in co\mathcal{RE} :
                                                                                       A \in \mathcal{R} אזי A \leq_m B וכן B \in \mathcal{R} שפות באשר A, B טענה: תהיינה
                                                                                     A,B 
otin \mathcal{R} אזי A \leq_m B וכן A 
otin \mathcal{R} אאי אפות באשר A,B מסקנה: תהיינה
                                    א ברנו על זה פורמלית, מסומן >. הערה: יש דבר כזה רדוקציה כללית שמכלילה את רדוקציית המיפוי, לא עברנו על זה פורמלית, מסומן
                                                                                                                             \{\langle M \rangle \mid \langle M \rangle \notin L(M)\} \leq ACC מסקנה:
                                                                                                                                                      ACC \leq_m HALT מסקנה:
                                                                                                                                                      ACC \leq EMPTY מסקנה:
                                                                                                                             .REG = \{\langle M \rangle \mid L(M)\} - הגדרה:
                                                                                                                                                                .REG \notin \mathcal{R} :טענה
                                                                                                                 \mathsf{EQ} = \{ \langle M_1, M_2 \rangle \mid L\left(M_1
ight) = L\left(M_2
ight) \} :הגדרה:
                                                                                                                                                                 .EQ \notin \mathcal{R} :טענה
                                                                                                                            .HALT \leq_m HALT_{\varepsilon} טענה:
                                                                                          A \leq_m B אזי B \in \mathcal{P}\left(\Sigma^*\right) \setminus \left\{\Sigma^*,\varnothing\right\} ותהא A \in \mathcal{R} אזי
                                                  \overline{B}ל למה: תהיינה A,B שפות ותהא f רדוקציית מיפוי מ־A ל־B ל־למה: תהיינה שפות ותהא ל
                                                                                                                     טענה: תהיינה A <_m B שפות באשר A \in A אזי
                                                                                                                                        A \in \mathcal{RE} אזי B \in \mathcal{RE} אם •
                                                                                                                                  A\in \mathrm{co}\mathcal{RE} אזי B\in \mathrm{co}\mathcal{RE} אם
                                                                                                                                    \overline{\mathrm{ACC}} \leq_m \mathrm{EQ} וכן ACC \leq_m \mathrm{EQ}
                                                                                                                                                .EQ 
otin \mathcal{RE} \cup \mathrm{co} \mathcal{RE} :מסקנה
                                                                                                                   \mathcal{C}\subseteq\mathcal{P}\left(\Sigma^{*}
ight) אלפבית אזי יהי אלפבית: יהי ממנטית:
                                                                                              L_{\mathcal{C}}=\{\langle M \rangle \mid L\left(M
ight)\in \mathcal{C}\} אזי סמנטית תכונה תהא תכונה תהא הגדרה:
                                                                                 L_{\mathcal{C}} 
otin \mathcal{R} משפט רייס: תהא \mathcal{C} \in \mathcal{P}(\mathcal{RE}) \setminus \{\mathcal{RE}, \varnothing\} משפט רייס: תהא
                                                                                                                              L_{\mathcal{C}} \in \mathcal{R} אזי \mathcal{C} \in \{\mathcal{RE}, \varnothing\} טענה: תהא
                                                                                                                                        .PRIME = \{(p)_2 \mid p \in \mathbb{P}\} :הגדרה:
                                                                                                                          .2 הערה: קידוד מספרים תמיד יעשה בבסיס
                                                                                                                    .EQPRIME = \{\langle M \rangle \mid L(M) = PRIME\} :הגדרה:
                                                                                                                                                         .EQPRIME \notin \mathcal{R} :טענה
                                                                L_{\mathcal{C}}\notin\operatorname{co}\mathcal{RE} אזי \mathcal{C}\in\mathcal{P}\left(\mathcal{RE}\setminus\{\varnothing\}
ight)\setminus\{\varnothing\} אוי תהא הרחבה ראשונה: תהא
                                                         L_{\mathcal{C}}
otin\mathcal{RE} אזי arnothing\in\mathcal{C} באשר באשר \mathcal{C}\in\mathcal{P}\left(\mathcal{RE}
ight)\setminus\{\mathcal{RE}\} אזי מענה משפט רייס הרחבה שנייה: תהא
                                                                                                                                                           .REG \notin \mathcal{RE} מסקנה:
                                                                                                                                .ALL = \{\langle M \rangle \mid L(M) = \Sigma^* \} הגדרה:
                                                                                                                                                          \overline{HALT} \leq_m ALL למה:
                                                                                                                                                  .ALL \notin \mathcal{RE} \cup \text{co}\mathcal{RE} טענה:
על הקלט M מתקיים כי x\in \Sigma^n ולכל לימן ריצה של מכונת טיורינג: תהא מ"ט אזי T:\mathbb{N} \to \mathbb{N} עבורה לכל מתקיים כי
                                                                                                                                      צעדים. T\left(n\right) צעדים x
                                                    .DTime (T(n))=\{L(M)\mid \mathcal{O}(T(n)) מ"ט שרצה בזמן M\} אזי T:\mathbb{N}\to\mathbb{N} הגדרה: תהא
                                                                                                                                \left\{0^k1^k\mid k\geq 0
ight\}\in 	ext{DTime}\left(n^2
ight) טענה:
                                                                                                                     .\left\{0^{k}1^{k}\mid k\geq0\right\}\in\mathrm{DTime}\left(n\log\left(n\right)
ight)מסקנה:
                                                                            . אזי L אזי L \in \mathsf{DTime}\,(t\,(n)) ותהא ווהא t\,(n) = o\,(n\log\,(n)) אזי אזי L רגולרית.
                                                                              \{0^k 1^k \mid k \geq 0\} \notin \mathsf{DTime}\,(t\,(n)) אזי t\,(n) = o\,(n\log\,(n)) מסקנה: תהא
(T(n))_2 את משבת את M כי M כי M כי n\in\mathbb{N} טי מחשבת מ"ט T:\mathbb{N}\to\mathbb{N} מחשבת את פונקציה חשיבה בזמן: פונקציה את T:\mathbb{N}\to\mathbb{N}
```

 $T\left(n
ight)=\Omega\left(n
ight)$ אזי קבועה אזי חשיבה בזמן חשיבה $T:\mathbb{N} o\mathbb{N}$ אזי טענה: תהא

```
M אולכל קלט x ולכל מ"ט M ולכל מ"ט עבורם לכל מ"ט אוניברסלית עם טיימר: קיימת מ"ט אוניברסלית עו וקיים וקיים אוניברסלית עם טיימר: קיימת מ"ט אוניברסלית עו וקיים אווים אוניברסלית עם טיימר: אוויברסלית עם טיימר: אוויברס
                                                                               עוצרת על הקלט X אוד מתקיים כי U צעדים מתקיים לאחר t אחר א לאחר על הקלט עוצרת על איז מתקיים מתקיים מתקיים לי
                                                          משפט: קיימת מ"ט אוניברסלית U וקיים וקיים C\in\mathbb{R} עבורם לכל מ"ט מ"ט אוניברסלית וקיים ו
                                                                                  (M,x,t) אם M עוצרת על הקלט x לאחר לכל היותר t צעדים אזי U מקבלת את \star
                                                                                                \langle M, x, t \rangle אם M דוחה את או לא עוצרת לאחר t צעדים אזי או או t או t
                                                                                                                                                                                  ענדים. C \cdot t \log (t) צעדים U ullet
                   .DTime (t\left(n
ight))\subsetneq DTime (T\left(n
ight)) אזי t\left(n
ight)=o\left(rac{T(n)}{\log(T(n))}
ight) חשיבה בזמן ותהא T:\mathbb{N}	o\mathbb{N} אזי T:\mathbb{N}	o\mathbb{N}
                                                                                                                                                       .DTime (n^c) \subseteq DTime (n^d) אזי 1 \le c < d
\mathcal{O}\left(T^{2}\left(n
ight)
ight) שרצה בזמן M' שרצה בזמן T\left(n
ight) \geq n אזי קיימת מ"ט T:\mathbb{N} 
ightarrow \mathbb{N} שרצה בזמן T:\mathbb{N} 
ightarrow \mathbb{N} שרצה בזמן
                                                                                                                                                                                                                    L\left(M\right)=L\left(M'\right) עבורה
\mathcal{O}\left(T^{3}\left(n
ight)
ight) שרצה בזמן M' שרצה מ"ט T\left(n
ight) אזי קיימת מ"ט T\left(n
ight)\geq n ותהא ותהא T\left(n
ight)\geq n שרצה בזמן שרצה בזמן
                                                                                                                                                                                                                    L\left(M\right)=L\left(M'\right) עבורה
x\in \Sigma^n אחרינג לא־דטרמיניסטית: תהא N מטל"ד אזי T:\mathbb{N}	o\mathbb{N} עבורה לכל ולכל x\in \Sigma^n מתקיים תליון לזמן ריצה של מכונת טיורינג לא־דטרמיניסטית: תהא
                                                                                                                                                                                                    T\left(n
ight) בעומק לכל היותר בעומק
                                                                        .NTime (T(n))=\{L(N)\mid \mathcal{O}\left(T(n)\right) אוי שרצה בומן מטל"ד שרצה בומן N\} אוי T:\mathbb{N}\to\mathbb{N} הגדרה: תהא
עבורה T(n) \geq n אוי קיימת מ"ט M שרצה בזמן T(n) \geq n אותהא T(n) \geq n עבורה T: \mathbb{N} \to \mathbb{N} אוי קיימת מ"ט T: \mathbb{N} \to \mathbb{N}
                                                                                                                                                                                                                                     L(N) = L(M)
                                                                                                                                                                                                      \mathcal{P} = \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \mathsf{DTime}\left(n^c\right) : \mathcal{P} שפה
                                                                                                                                        .PATH = \{\langle G, s, t \rangle \mid tל מ־ל מסלול עם מכוון עם מכוון עם מסלול G\}
                                                                                                                                                                                                                                    .PATH \in \mathcal{P} :טענה
                                                                                                                                                                                                                                 .PRIME \in \mathcal{P} משפט:
                                                                                                                                                                                           \mathcal{NP} = igcup_{c \in \mathbb{N}} NTime (n^c): \mathcal{NP} שפה
                                                                                                                                                                                                                                  \mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP} :מסקנה
                                                                                                          .HAMPATH = \{\langle G,s,t\rangle\mid tל מכוון עם מסלול המילטוני מ־G\} גרף מכוון עם מסלול המילטוני מ־
                                                                                                                                                                                                                     .HAMPATH \in \mathcal{NP} טענה:
                                                                                                                                                                                     השערה: אוחה השערה: HAMPATH \notin \mathcal{P}
                                                                                                                                                                                \mathcal{EXP} = igcup_{k \in \mathbb{N}} DTime \left(2^{n^k}\right): \mathcal{EXP} שפה
                                                                                                                                                                      \mathcal{NEXP} = igcup_{k \in \mathbb{N}} NTime \left(2^{n^k}
ight) :\mathcal{NEXP} שפה
                                                                                                                                                                                                                     \mathcal{E} \mathcal{X} \mathcal{P} \subset \mathcal{N} \mathcal{E} \mathcal{X} \mathcal{P} טענה:
                                                                                                                                                                                      \mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EXP} \subseteq \mathcal{NEXP} מסקנה:
                                                                                                                                                                                                                                   \mathcal{P} \subsetneq \mathcal{EXP} :טענה
                                                                                                                                                                                                                         \mathcal{NP} \subseteq \mathcal{NEXP} :טענה
                                                                                                                                                                             .(\mathcal{P} = \mathcal{NP}) \Longrightarrow (\mathcal{EXP} = \mathcal{NEXP}) טענה:
                                                                                                                                   x על M על הינו ריצת M מ"ט ויהי x \in \Sigma^* אזי ויהי M על אזי תהא
                                                                                                        מוודא לשפה: תהא \Sigma \cup \{","\} שפה אזי מ"ט V מעל אלפבית שפה בהא המקיים מוודא לשפה:
                                                                                                                             . מקבלת V\left(x,w\right) עבורו w\in\Sigma^{*} אזי קיים x\in\mathcal{L} מקבלת.
                                                                                                                       . דוחה V\left(x,w\right) אזי לכל w\in\Sigma^{*} מתקיים כי x
otin\mathcal{L} דוחה.
                                                                                                                                     \mathcal{L}\subseteq \Sigma^* טענה: תהא \mathcal{L}\subseteq \Sigma^* שפה אזי שפה אזי ל-\mathcal{L}\subseteq \Sigma^*
V\left(x,w
ight) מתקיים כי לכל x,w\in\Sigma^* מתקיים כי לכל שפה אזי מוודא V ל־\mathcal{L} עבורו קיים p\in\mathbb{N}\left[x
ight] המקיים כי לכל
                                                                                                                                                                                          עוצרת לכל היותר אחרי p\left(|x|\right) צעדים.
                                                                                                                              .CLIQUE = \{\langle G, k \rangle \mid k גרף גרף בעל מכוון בעל קליקה מגודל G\} גרף גרף גרף גרף א
                                                                                                                                                                                            טענה: קיים מוודא פולינומי ל־CLIQUE.
```

 $(u,v) \notin E$ מתקיים בלתי תלויה (ב"ת): יהי G גרף אזי $I \subseteq V$ עבורה לכל $u,v \in I$ מתקיים מתקיים לבוצת צמתים בלתי תלויה (ב"ת):

.IS = $\{\langle G,k\rangle\mid k$ גרף גרף בעל קבוצה ב"ת מגודל מכוון בעל מכוון גרף גרף א

טענה: קיים מוודא פולינומי ל־IS.

```
\mathcal{NPC} = \mathcal{NP} \cap \mathcal{NPH} שפה \mathcal{NP}
                                                                                           \mathcal{L} = \mathcal{NP} \iff (\mathcal{L} \in \mathcal{P}) אזי \mathcal{L} \in \mathcal{NPC} טענה: תהא
                             ACC_{\mathcal{NP}} = \{ \langle M, x, 1^t \rangle \mid צעדים t צעדים לכל היותר מקבלת לכל מקבלת M(x, w) עבורו
                                                                                                                                              .ACC_{\mathcal{NP}} \in \mathcal{NPC} :טענה
                                                A\in\mathcal{NPC} אזי A\leq_p B וכן A\in\mathcal{NPC} שפות באשר A,B\in\mathcal{NP} אזי אזי
                                                                           C\left(x
ight)=1 מעגל ספיק: מעגל x\in\left\{ 0,1
ight\} ^{n} מעגל ספיק: מעגל עבורו קיים
ממת A\in M_{m	imes k} (\{p_i\}\cup \{\lnot p_i\}) וקיימת m\in \mathbb{N} עבורו קיים \varphi\in \mathsf{CNF} אזי פסוק: אזי פסוק k\in \mathbb{N}_+ יהי אזי פסוק:
                                                                                                                                             \varphi = \bigwedge_{i=1}^{m} \bigvee_{j=1}^{k} (A)_{i,k}
                                                                     .kSAT = \{\langle \varphi \rangle \mid (\varphi \in kCNF) \land (ספיקה) \} אזי k \in \mathbb{N}_+ יהי הגדרה: יהי
                                                                                                                         .kSAT \in \mathcal{NP} אזי k \in \mathbb{N}_+ טענה: יהי
                                                                                                                                                         .2SAT \in \mathcal{P} :טענה
                                                                                                                                   .3SAT \in \mathcal{NPC} :משפט קוק־לוין
                                                                                           .kSAT \leq_p \ellSAT אזי איזי k \leq \ell באשר k, \ell \in \mathbb{N}_+ טענה: יהיו
                                                                                                      .kSAT \in \mathcal{NPC} אזי k \in \mathbb{N} \setminus \{0,1,2\} מסקנה: יהי
                                                                                                                                            .3SAT \leq_p CLIQUE משפט:
                                                                                                                                       .CLIQUE, IS \in \mathcal{NPC} מסקנה:
                    מספר הפסוקיות המסופקות: יהיו A\in M_{m	imes k}\left(\{p_i\}\cup\{\lnot p_i\}
ight) תהא תהע היהיו ותהא אזי השמה מספר הפסוקיות יהיו
                                                                .Cl \left(\bigwedge_{i=1}^{m}\bigvee_{j=1}^{k}(A)_{i,k},v\right)=\left|\left\{i\in[m]\;\middle|\;\overline{v}\left(\bigvee_{j=1}^{k}(A)_{i,k}\right)=\operatorname{True}\right\}\right|
.C-\operatorname{CNF}=\left\{\left\langle \varphi,k\right\rangle \mid (\varphi\in\operatorname{CNF})\wedge\left(\exists v\left(\operatorname{Cl}\left(\varphi,v\right)=k\right)\right)\right\} הגדרה:
                                                                                                                                            .C - \mathtt{CNF} \in \mathcal{NPC} :טענה
                                                                                              .DNFSAT = \{\langle \varphi \rangle \mid (\varphi \in DNF) \land (\varphi \in \varphi)\} הגדרה:
                                                                                                                                                    .DNFSAT \in \mathcal{P} :טענה
                                                                        C - 	extsf{DNF} = \{ \langle \varphi, k \rangle \mid (\varphi \in 	extsf{DNF}) \wedge (\exists v \, (\operatorname{Cl} \, (\varphi, v) = k)) \} הגדרה:
                                                                                                                                   .C - CNF <_n C - DNF :
                                                                                                                                        .C-\mathtt{DNF}\in\mathcal{NPC} מסקנה:
                              .PARTITION = \left\{S\subseteq\mathbb{N}\mid (מולטי קבוצה S)\wedge\left(\exists T\subseteq S\left(\sum_{i\in T}i=\sum_{i\in S\setminus T}i\right)\right)
ight\} הגדרה:
                                                                                                                                        .PARTITION \in \mathcal{NPC} טענה:
              (u \in C) \lor (v \in C) מתקיים \{u,v\} \in E עבורה לכל עבורה לכל איז מכוון אזי מכוון אזי C \subseteq V מתקיים
                                                                .VC = \{\langle G,k\rangle\mid k גרף גרף אמכוון בעל כיסוי קודקודים מגודל G\} גרף גרף אמכוון בעל הגדרה:
```

 $p\in\mathbb{N}[x]$ פונקציה חשיבה M המחשבת את $f:D o (\Gamma\backslash\{\sqcup\})^*$ אזי $D\subseteq\Sigma$ אזי אזי חשיבה פולינומית: תהא

.FACTOR = $\{\langle N, k \rangle \mid \exists d \in [k] . (d|N)\}$ הגדרה:

.CLIQUE, IS, FACTOR, SUBSETSUM $\in \mathcal{NP}$:מסקנה

.SUBSETSUM = $\{\langle S,t \rangle \mid (S \subseteq \mathbb{N}) \land (\exists T \subseteq S. \sum_{i \in T} i = t)\}$ הגדרה:

 $\mathcal{L} \subset \Sigma^*$ משפט: תהא $\mathcal{L} \subset \Sigma^*$ שפה אזי ($\mathcal{L} \in \mathcal{NP}$) שפה אזי (ביים מוודא פולינומי

 $A\in\mathcal{P}$ אזי $A\leq_p B$ וכן $B\in\mathcal{P}$ שפות באשר A,B טענה: תהיינה

 $\mathcal{NPH}=\{\mathcal{L}\mid orall L\in \mathcal{NP}\,(L\leq_p\mathcal{L})\}$ שפה \mathcal{NP} -קשה:

. אעדים $p\left(|x|\right)$ אחרי אחרי לכל עוצרת עוצרת אחרי מתקיים כי מתקיים כי מתקיים כי $M\left(x\right)$ אתקיים כי לכל

.FACTOR טענה: קיים מוודא פולינומי

השערה: $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ השערה פתוחה

מ־A ל־B חשיבה פולינומית.

 $A \leq_p B$ אזי

.CLIQUE \leq_p IS טענה:

.SUBSETSUM טענה: קיים מוודא פולינומי

 $\mathcal{B}\subseteq igcup_{n=1}^\infty \left(\Sigma^n o\Sigma
ight)$ בסיס פונקציות: יהי אלפבית אזי פונקציות: יהי

לכל $f_i:\Sigma^{k_i}\to \Sigma$ באשר $f_1\dots f_n\in \mathcal{B}$ תהיינה $k_1\dots k_n\in \mathbb{N}_+$ מעגל: יהי $f_1\dots f_n\in \mathcal{B}$ בסיס פונקציות מעל $f_1\dots f_n$ תהיינה $f_1\dots f_n$ אזי גרף מכוון $f_1\dots f_n$ מעל $f_1\dots f_n$ מעל $f_1\dots f_n$ המקיים $f_1\dots f_n$ מעל $f_1\dots f_n$ מעל $f_1\dots f_n$ מעל $f_1\dots f_n$ המקיים $f_1\dots f_n$ מעל $f_1\dots f_n$ מעל $f_1\dots f_n$ מעל $f_1\dots f_n$ המקיים $f_1\dots f_n$ המקיים $f_1\dots f_n$ מעל $f_1\dots f_n$ מעל $f_1\dots f_n$ המקיים

- חסר מעגלים מכוונים. G ullet
- $\deg^-(x_i) = 0$ מתקיים $i \in [m]$ לכל
- $\deg^-(f_i) = k_i$ מתקיים $i \in [n]$ לכל •
- $\operatorname{deg}^+(y_i) = 0$ וכן $\operatorname{deg}^-(y_i) = 1$ מתקיים $i \in [k]$ לכל

הערה: נשמור על הטרמינולוגיה ממעגל בוליאני כהכללה טבעית.

 $z\in\{0,1\}^n$ יהי $T\left(n
ight)$ איי שרצה בזמן מ"ט שרצה מ"ט שרצה הקונפיגורציות/טאבלו: תהא $T:\mathbb{N} o\mathbb{N}$ חשיבה בזמן מטריצת הקונפיגורציות הריצה של $T:\mathbb{N} o\mathbb{N}$ אזי T(n) חשיבה בזמן באשר $T:\mathbb{N} o\mathbb{N}$ המקיימת T(n) המקיימת הריצה של T(n) אזי T(n) אזי T(n) אזי T(n) המקיימת בזמן מ"ט שרצה בזמן מ"ט שרצה בזמן מ"ט שרצה בזמן מ"ט בזמן

. $\delta\left(q_r,\sigma
ight)=\left(q_r,\sigma,R
ight)$ וכן $\delta\left(q_a,\sigma
ight)=\left(q_a,\sigma,R
ight)$ כי נניח נניח נניח הקונפיגורציות במטריצת הקונפיגורציות היא

.CIRSAT $=\left\{ \left\langle C,x\right\rangle \mid ($ מעגל בוליאני $) \wedge \left(\exists w\in\left\{ 0,1\right\} ^{st}\left(C\left(x,w\right)=1\right)\right)
ight\}$ הגדרה:

כך $\Sigma \uplus \Gamma$ כלים מעל מעלים נגדיר מיט רצה בזמן מ"ט רצה מ"ט רצה בזמן באשר מעלים מעל $T\left(n
ight)$ מיט רצה מיט רצה בזמן באשר מעלים מעל האדרה: תהא

- $.C_{ ext{inp}}\left(z
 ight)=R_{0}\left(au_{M,z}
 ight)$ אזי $z\in\Sigma\uplus\Gamma$ יהיullet
- $.C_{ ext{next}}\left(R_{i}\left(au_{M,z}
 ight)
 ight)=R_{i+1}\left(au_{M,z}
 ight)$ אזי $i\in\left\{ 0,\ldots,T\left(n
 ight)-1
 ight\}$ ויהי $z\in\Sigma\uplus\Gamma$ יהי $z\in\Sigma$
 - $.C_{\mathrm{out}}\left(R_{T(n)}\left(au_{M,z}
 ight)
 ight)=M\left(z
 ight)$ אזי $z\in\Sigma\uplus\Gamma$ יהי •
 - $.C_{M,n}^{\Sigma \uplus \Gamma}\left(z
 ight) = \left(C_{ ext{out}} \circ C_{ ext{next}} \circ \ldots \circ C_{ ext{next}} \circ C_{ ext{inp}}
 ight)\left(z
 ight)$ איזי $z \in \Sigma \uplus \Gamma$ יהי

טענה: תהא T(n) אזי איי וכן קיימת T(n) אזי איי וכן קיימת M מ"ט אייט באשר T(n) אזי וכן קיימת T(n) אזי איי וכן קיימת T(n) איי וכן קיימת אייט פונקציה אויי ועבה בזמן T(n) עבורה T(n) עבורה אוייט וכן וכן קיימת וכן אייט פונקציה אוייט ועבורה בזמן וכן אייט ועבורה וועבורה אוייט ועבורה וועבורה ו

 $C_{M,n}^{\Sigma \oplus \Gamma}(z)=M\left(z
ight)$ אזי $z\in \Sigma \oplus \Gamma$ ויהי $T\left(n
ight)$ ויהי $T\left(n
ight)$ אאי חשיבה בזמן באשר $T:\mathbb{N} o \mathbb{N}$ אזי $T\left(n
ight)$ מעגל בוליאני $T\left(n
ight)$ מעגל בוליאני מעל $T\left(n
ight)$ מעגל בוליאני מעל $T\left(n
ight)$ אלפבית אזי קיימת פונקציה חשיבה פולינומית $T\left(n
ight)$ עבורה לכל מעגל בוליאני $T\left(n
ight)$ מעגל בוליאני מעל $T\left(n
ight)$ מעגל בוליאני מעל $T\left(n
ight)$ אלפבית אזי קיימת פונקציה חשיבה פולינומית $T\left(n
ight)$ עבורה לכל $T\left(n
ight)$ מעגל בוליאני מעל בוליאני $T\left(n
ight)$ מעגל בוליאני מעל בוליאני מעל $T\left(n
ight)$ מעגל בוליאני מעל בוליגיי מעל בוליאני מעל בוליאני מעל בוליאני מעל בוליאני מעל בוליגיי מעל בוליגיי מעל בוליגיי מעל בוליאני מעל בוליגיי מ

למה: תהא $T\left(n\right)$ אזי קיימת פונקציה חשיבה t בזמן מ"ט רצה בזמן מ"ט רצה בזמן משיבה t חשיבה בזמן באשר t חשיבה t חשיבה בזמן מעקיים (t מתקיים (t מתקיים (t מתקיים (t באשר בורה t באשר באשר t באשר באשר t באשר באשר אזי t באשר באשר בורה אונן וכן לכל t באשר באשר t באשר באשר t באשר באשר t (t באשר באר).

.CIRSAT $\in \mathcal{NPC}$:טענה

מסקנה: תהא $f:\{0,1\}^* o \{0,1\}$ ותהא ותהא $n\leq T(n)$ חשיבה בזמן באשר ביומן תהא $f:\{0,1\}^* o \{0,1\}$ אוי השפחת מעגלים אזי $f:T:\mathbb{N} \to \mathbb{N}$ אזי f לא ניתנת לחישוב על ידי מ"ט בזמן $T:\mathbb{N} \to \mathbb{N}$ אזי f לא ניתנת לחישוב על ידי מ"ט בזמן בעל ידי מ"ט בזמן בעל ידי מ

.CIRSAT $\leq_p 3$ SAT טענה:

.3SAT \leq_p SUBSETSUM :טענה

 $\mathsf{SUBSETSUM} \in \mathcal{NPC}$ מסקנה:

.3SAT \leq_p HAMPATH :טענה

.HAMPATH $\in \mathcal{NPC}$ מסקנה:

 $\mathrm{co}\mathcal{NP}=\left\{L\mid\overline{L}\in\mathcal{NP}
ight\}$:co \mathcal{NP} שפה

השערה פתוחה השערה: $\mathrm{co}\mathcal{NP} \neq \mathcal{NP}$

טענה: תהיינה $A <_n B$ שפות באשר $A >_n B$ אזי

- $A\in\mathcal{NP}$ אזי $B\in\mathcal{NP}$ אם •
- $A \in co \mathcal{NP}$ אזי $B \in co \mathcal{NP}$ אם

 $(co\mathcal{NP} = \mathcal{NP}) \Longleftrightarrow (\mathcal{L} \in co\mathcal{NP})$ אזי $\mathcal{L} \in \mathcal{NPC}$ מסקנה: תהא

 $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP} \cap \mathrm{co}\mathcal{NP}$:טענה

.FACTOR $\in \mathcal{NP} \cap \mathrm{co}\mathcal{NP}$:

השערה פתוחה $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP} \cap \mathrm{co}\mathcal{NP}$.

.MATMULT = $\{\langle A, B, C \rangle \mid (A, B, C \in M_n(\mathbb{Z})) \land (A \cdot B = C)\}$ הגדרה:

 $\mathbb{P}_{r\leftarrow\{0,1\}^n}\left(D\cdot r=0
ight)\leq 0.5$ אזי D
eq 0 באשר באשר $D\in M_n\left(\mathbb{Z}
ight)$ טענה: תהא

עבורה $\mathcal{O}\left(n^2\right)$ עבורה אשר רצה בזמן M עבורה מסקנה: קיימת מ"ט

דוחה. $M\left(x\right)$ אשר אינו קידוד של שלשת מטריצות $x\in\left\{ 0,1\right\} ^{*}$

. מקבילת $M\left(x\right)$ מתקיים $x=\langle A,B,C\rangle$ וכן $A\cdot B=C$ המקיימות $A,B,C\in M_{n}\left(\mathbb{Z}\right)$ מתקיים $x\in\left\{ 0,1\right\} ^{*}$ לכל

מתקיים $x=\langle A,B,C \rangle$ וכן $A\cdot B \neq C$ המקיימות $A,B,C \in M_n\left(\mathbb{Z}\right)$ מתקיים $x\in\{0,1\}^*$ לכל $\mathbb{P}(x) = M(x) < 2^{-100}$

Cנוסחה אריתמטית: יהי $\mathbb F$ שדה ויהי C מעגל מעל $\mathbb F$ עם הבסיס אזי נוסחה ב־ $\mathbb F$

 $arphi\equiv 0$ אזי $arphi\left(x_1\ldots x_n
ight)=0$ מתקיים $x_1\ldots x_n\in\mathbb{F}$ אזי עבורה לכל עבורה לכל עבורה לכל

 $\mathrm{ZE}_{\mathbb{F}} = \{\langle \varphi \rangle \mid \varphi \equiv 0 \text{ עבורה } \mathbb{F}$ עבורה אריתמטית אריתמטית מעל $\varphi \}$

 $\overline{ZE_{\mathbb{Z}_2}} \in \mathcal{NPC}$:טענה

 2^h טענה: תהא φ נוסחה אריתמטית בעומק של מעל אזי מחשבת פולינום מדרגה לכל היותר יותר φ

 $(arphi\equiv 0)\Longleftrightarrow (f=0)$ אזי $\deg(f)<|\mathbb{F}|$ באשר $f\in\mathbb{F}[x_1,\ldots,x_n]$ המחשבת מעל \mathbb{F} המחשבת ענה: תהא φ $\mathsf{ZE}_{\mathbb{F}} \in \mathcal{R}$ מסקנה: יהי \mathbb{F} שדה אינסופי אזי

 $\deg\left(\prod_{i=1}^n x_i^{d_i}
ight) = \sum_{i=1}^n d_i$ אזי $d_1\dots d_n \in \mathbb{N}$ זרגה טוטאלית של מונום: יהיו $\det\left(\sum_{i=1}^{k}\prod_{j=1}^{n}x_{j}^{d_{i,j}}
ight)=\max\left\{ \det\left(\prod_{j=1}^{n}x_{j}^{d_{i,j}}
ight) \left[i\in[k]
ight\}$ איז $d\in M_{k imes n}\left(\mathbb{N}
ight)$ ברגה טוטאלית של פולינום: תהא $\mathbb{P}_{a_1,\ldots,a_n\leftarrow S}\left(f\left(a_1\ldots a_n
ight)=0
ight)\leq rac{\deg(f)}{|S|}$ סופית אזי f
eq 0 באשר באשר $f\in\mathbb{F}\left[x_1,\ldots,x_n
ight]$ באשר למה שוורץ־זיפל: יהי מסקנה: קיימת מ"ט M עבורה לכל $x\in\{0,1\}^*$ מתקיים

- . דוחה $M\left(x\right)$ מתקיים מעל אינו קידוד של נוסחה אריתמטית אריתמטית של אינו קידוד אינו קידוד של אריתמטית אריתמטית
- .poly (|arphi|) מקבלת בזמן $M\left(x
 ight)$ מתקיים $x=\langlearphi
 angle$ וכן arphi=0 מתקיים מעל π מקבלת בזמן ϕ
- .poly $(|\varphi|)$ בזמן בזמן M(x) מקבלת M(x) בזמן $\varphi \neq 0$ וכן $\varphi \neq 0$ מתקיים $\varphi \neq 0$ מקבלת מעל $\varphi \neq 0$ המקיימת $\varphi \neq 0$ מחשר אריתמטית מעל $\varphi \neq 0$ המקיימת $\varphi \neq 0$ בזמן $\varphi \neq 0$ באשר x\$r באשר תכונפיגורציה חשיבה בזמן אזי מ"ט דו־סרטית שני מיט דו־סרטית תהא באר חשיבה חשיבה מכונת מכונת מיורינג אקראית: תהא $r \in \{0,1\}^{T(|x|)}$

T חשים עליון לזמן ריצה של מכונת טיורינג אקראית: תהא אוירינג חשיבה בזמן ותהא אוירינג אקראית איז T(n) $M\left(x;r
ight)=M\left(x\$r
ight)$ אזי $r\in\left\{ 0,1
ight\} ^{T(|x|)}$ ויהי $x\in\left\{ 0,1
ight\} ^{*}$ אזי $T\left(n
ight)$ אזי זמן ריצה M מ"ט אקראית עם זמן ריצה $T\left(n
ight)$ יהי יהי x אזי $x \in \{0,1\}^{T(|x|)}$ ויהי $x \in \{0,1\}^*$ אזי $x \in \{0,1\}^*$ יהי $x \in \{0,1\}^*$ אזי אזראית עם און אזי אקראית: תהא x אזי $x \in \{0,1\}^{T(|x|)}$ יהי $x \in \{0,1\}^*$ יהי יהי אקראיות עם אקראית עם מ"ט אקראית עם אמן מ"ט אקראיות של מכונת טיורינג אקראית: תהא א $r\in\left\{ 0,1
ight\} ^{T(|x|)}$ עבור $M\left(x;r
ight)$ משתנה מקרי לקבלת $M\left(x;r
ight)$ יהי $M\left(x;r
ight)$ יהי אקראית עם זמן ריצה עם זמן יהי $T\left(n
ight)$ יהי זמן ריצה עם זמן מיט אקראית עם זמן אוזי לאזי

המקיימת כי החל ממקום האדרה: תהא עם מון עם משנה שפה עבורה היימת מ"ט אקראית מ"ט אקראית $\alpha:\mathbb{N} o [0,1]$ המקיימת כי החל ממקום הגדרה: תהא מסויים $n \in \mathbb{N}$ מתקיים

- $\mathbb{.P}_{r\leftarrow\{0,1\}^{T(n)}}$ מקבלת $M\left(x;r\right)\geq\alpha\left(n\right)$ מתקיים $x\in\mathcal{L}\cap\Sigma^{n}$ לכל
 - $\mathbb{P}_{r\leftarrow\{0,1\}^{T(n)}}$ (מקבלת $M\left(x;r
 ight) = 0$ מתקיים $x\notin\mathcal{L}\cap\Sigma^{n}$ לכל •

 $\mathcal{L} \in \mathcal{RP}(\alpha)$ אזי

 $\mathcal{RP}(\beta)\subseteq\mathcal{RP}(\alpha)$ אזי מסויים מסויים $\alpha\leq\beta$ באשר $\alpha,\beta:\mathbb{N} o[0,1]$ טענה: תהיינה

 $\mathcal{RP}(1) = \mathcal{P}$ טענה:

 $\mathcal{RP}\left(lpha
ight)\subseteq\mathcal{NP}$ אזי מסויים מסויים 0<lpha באשר $lpha:\mathbb{N}
ightarrow \left[0,1
ight]$ עענה: תהא

 $\mathrm{co}\mathcal{RP}\left(lpha
ight)=\left\{\overline{L}\mid L\in\mathcal{RP}\left(lpha
ight)
ight\}$ אזי $lpha:\mathbb{N}
ightarrow\left[0,1
ight]$ הגדרה: תהא

טענה: תהא $\alpha:\mathbb{N} o [0,1]$ אמיי איז $\mathcal{L}\in\mathsf{co}\mathcal{RP}\left(lpha
ight)$ אמיי אקראית שפה \mathcal{L} ותהא שפה \mathcal{L} אזי אזי $\mathcal{L}\in\mathsf{co}\mathcal{RP}\left(lpha
ight)$ אמיי מתנה: תהא כי החל ממקום מסויים $n\in\mathbb{N}$ מתקיים

- $.\mathbb{P}_{r\leftarrow\{0,1\}^{T(n)}}$ (מקבלת $M\left(x;r\right))=1$ מתקיים $x\in\mathcal{L}\cap\Sigma^{n}$ לכל •
- $\mathbb{P}_{r\leftarrow I_{0,1}\mathcal{I}^{T(n)}}$ (מקבלת $M\left(x;r
 ight)$) $\leq 1-lpha\left(n
 ight)$ מתקיים $x\notin\mathcal{L}\cap\Sigma^{n}$ לכל •

. $\mathrm{ZE}_{\mathbb{R}}\in\mathrm{co}\mathcal{RP}\left(0.99
ight)$ טענה: $\mathcal{RP}\left(n^{-c}
ight)=\mathcal{RP}\left(1-2^{-n^d}
ight)$ אזי $c,d\in\mathbb{N}$ טענה: יהיו $\mathcal{RP} = \mathcal{RP}(0.5) : \mathcal{RP}$ שפה

 $\cos \mathcal{RP} = \cos \mathcal{RP} (0.5) : \cos \mathcal{RP}$ שפה

```
\mathbb{P}_{r\leftarrow\{0,1\}^{T(n)}} מקבלת M\left(x;r
ight)\geqeta\left(n
ight) מתקיים x\in\mathcal{L}\cap\Sigma^{n} לכל
                                                                       .\mathbb{P}_{r\leftarrow\{0,1\}^{T(n)}} מקבלת M\left(x;r\right))\leq\alpha\left(n\right) מתקיים x\notin\mathcal{L}\cap\Sigma^{n} לכל •
                                                                                                                                              \mathcal{L} \in \mathcal{BPP}(\alpha, \beta) אזי
                                                                                                                            \mathcal{BPP} = \mathcal{BPP}\left(rac{1}{3},rac{2}{3}
ight): \mathcal{BPP} שפה
                                                                                                \mathcal{RP}(\alpha) = \mathcal{BPP}(0, \alpha) אזי \alpha : \mathbb{N} \to [0, 1] טענה: תהא
                                                                                       \mathrm{.co}\mathcal{RP}\left(lpha
ight)=\mathcal{BPP}\left(1-lpha,1
ight) אזי lpha:\mathbb{N}
ightarrow\left[0,1
ight] טענה: תהא
                   \mathcal{BPP}(\alpha,\delta)\subseteq\mathcal{BPP}(\beta,\gamma) אזי ממקום מסויים אזי \alpha\leq\beta\leq\gamma\leq\delta עבורן \alpha,\beta,\gamma,\delta:\mathbb{N}\to[0,1] טענה: תהיינה
              \mathbb{P}\left(\left|p-rac{1}{n}\sum_{i=1}^nA_i
ight|\geq\delta
ight)\leq 2^{-\Theta\left(\delta^2n
ight)} אזי A_1,\ldots,A_n\sim \mathrm{Ber}\left(p
ight) ויהיו n\in\mathbb{N} יהי \delta>0 יהי \delta>0
טענה: יהיו n^{-c} \leq lpha(n) \leq 1-n^{-c} חשיבה בזמן פולינומי באשר lpha: \mathbb{N} 	o [0,1] החל ממקום מסויים אזי c,d \in \mathbb{N}
                                                                                    \mathcal{BPP}\left(\alpha\left(n\right)-n^{-c},\alpha\left(n\right)+n^{-c}\right)\subseteq\mathcal{BPP}\left(2^{-n^{d}},1-2^{-n^{d}}\right)
                                                (c_1\$c_2\$\dots\$c_k)^i=c_i קונפיגורציה אזי קונפיגורציה ותהא מ"ט k־סרטית ותהא מרטית קונפיגורציה אזי פימון: תהא א
                                                                     A אזי x \in \Sigma^* הינה המחרוזת x \in \Sigma^* ותהא x \in \Sigma^* אזי אוי x \in \Sigma^* הינה המחרוזת ללא אברי
c_0=q_0x באשר באשר בעלת סיבוכיות מקום: תהא אS:\mathbb{N}	o\mathbb{N} אאי מ"ט תלת־סרטית עבורה לכל קונפיגורציות מקום: תהא
                                                                                                                    וכן i \in [n] מתקיים i \in [n] לכל ליברת עוברת ל
                                                                                            c_i^1 = x \backslash Q מתקיים i \in [n] לכל לקריאה בלבד:
                                                                                 |c_{i-1}^2| \leq S\left(n\right) + 1 מתקיים i \in [n] לכל לכל • סרט חסום במקום:
                                          (c_{i-1}^3 \backslash Q)_i = (c_i^3 \backslash Q)_i מתקיים j \in \left[\left|c_{i-1}^3\right|\right] ולכל ולכל i \in [n] מרט לכתיבה חד־פעמית: לכל
                              הערה: נקרא למכונת טיורינג בעלת סיבוכיות מקום מכונת טיורינג.
                                              .DSpace (S\left(n
ight))=\{L\left(M
ight)\mid\mathcal{O}\left(S\left(n
ight)
ight) מ"ט שרצה במקום M\} אזי S:\mathbb{N}
ightarrow\mathbb{N} הגדרה: תהא
                                                                                                                .PSPACE = \bigcup_{c \in \mathbb{N}} DSpace (n^c) :PSPACE שפה
                                                                                                          .LOGSPACE = DSpace (\log(n)) :LOGSPACE
                                                                                                                              .LOGSPACE = LSPACE = \mathcal{L} :סימון
                                                                                     .DSpace (1) = DSpace (\log (\log (n))) = \{L \mid L \mid L\} טענה:
                                                                                    .DTime (T(n)) \subseteq DSpace(T(n)) טענה: תהא T חשיבה בזמן אזי
                                                                                                                                             \mathcal{NP} \subseteq \mathsf{PSPACE} טענה:
                                                              .DSpace (S\left(n
ight))\subseteq DTime \left(2^{\mathcal{O}(S(n))}
ight) אזי S\geq\log באשר S:\mathbb{N}	o\mathbb{N} באשר
                                                                                                                                              .LSPACE \subseteq \mathcal{P} מסקנה:
                                                                                                                                         .PSPACE \subseteq \mathcal{EXP} מסקנה:
(S\left(n
ight))_2 את מ"ט M כי M כי n\in\mathbb{N} כי n\in\mathbb{N} מחשבת מ"ט M עבורה קיימת מ"ט S:\mathbb{N}	o\mathbb{N} מחשבת פונקציה חשיבה במקום:
                                                                                                                                                   .\mathcal{O}\left(S\left(n\right)\right) במקום
            .DSpace (t\left(n\right))\subsetneq DSpace (T\left(n\right)) איז t\left(n\right)=o\left(S\left(n\right)\right) חשיבה במקום ותהא S:\mathbb{N}\to\mathbb{N} חשיבה במקום: תהא
                                                                                                                                       .LSPACE 🤆 PSPACE מסקנה:
                                                                                                                              מסקנה: לפחות אחד מהבאים נכון
                                                                                                                                                 .LSPACE \subseteq \mathcal{P} •
                                                                                                                                                \mathcal{P} \subseteq PSPACE \bullet
                                                                                                                         השערה פתוחה .LSPACE \subsetneq \mathcal{P}
                                                                                                                         השערה פתוחה \mathcal{P} \subseteq \mathsf{PSPACE}
מחשבת S\left(n\right) המחשבת במקום M בעלת סיבוכיות עבורה f:D	o (\Gamma\backslash \{\sqcup\})^* אזי D\subseteq \Sigma המחשבת במקום פונקציה חשיבה במקום
```

יית מיפוי שפה אזי רדוקציית מיפוי שפה אזי רדוקציית מיפוי במקום לוגריתמי: יהיו Σ,Δ אלפבייתים באשר באשר בשר Σ,Δ שפה אזי רדוקציית מיפוי

המקיימת כי החל T(n) המקיימת מ"ט אקראית M עם זמן ריצה פולינומי $lpha, eta: \mathbb{N} o [0,1]$ המקיימת כי החל

ממקום מסויים $n\in\mathbb{N}$ מתקיים

f את

מ־A ל־B חשיבה במקום לוגריתמי.

```
.CVAL = \{\langle C, x \rangle \mid (מעגל בוליאני) \wedge (C(x) = 1)\} הגדרה:
באשר f\left(1^n
ight)=\langle C_{M,n}
angle מ"ט רצה בזמן פולינומי אזי קיימת פונקציה חשיבה f במקום לוגריתמי עבורה M מ"ט רצה בזמן פולינומי אזי קיימת
                                                        .(C_{M,n}\left(z
ight)=1) מעגל עבורו לכל z\in\left\{ 0,1
ight\} ^{n} מעגל עבורו לכל C_{M,n}\left(z
ight)
                                                                                                                                  .CVAL \in \mathcal{PC} :טענה
                                        (c_1\$c_2\$\dots\$c_k)^i=c_i קונפיגורציה אזי קונפיגורציה ותהא היסרטית ותהא מטל"ד מטל"ד מטל"ד מטל"ד פימון: תהא מטל
מכונת טיורינג לא דטרמיניסטית בעלת סיבוכיות מקום: תהא אS:\mathbb{N} 	o \mathbb{N} אזי מטל"ד תלת־סרטית עבורה לכל קונפיגורציות
                                                                        מתקיים i \in [n] לכל לכל c_{i-1} עוברת לc_{i-1} מתקיים באשר כc_{0} = q_{0} x
                                                                                   .c_i^1=xackslash Q מתקיים i\in[n] לכל לקריאה בלבד: לכל
                                                                        \left.\left|c_{i-1}^{2}\right|\leq S\left(n\right)+1 מתקיים i\in\left[n\right]לכל לכל במקום: סרט סרט סרט לכל 
                                      .ig(c_{i-1}^3ackslash Qig)_i=ig(c_i^3ackslash Qig)_i מתקיים j\inig[ig|c_{i-1}ig|ig] ולכל ולכל i\in[n] אם סרט לכתיבה חד־פעמית:
   הערה: נקרא למכונת טיורינג לא דטרמיניסטית בעלת סיבוכיות מקום מכונת טיורינג לא דטרמיניסטית.
                                      .NSpace (S\left(n
ight))=\{L\left(M
ight)\mid\mathcal{O}\left(S\left(n
ight)
ight) מטל"ד הרצה במקום S:\mathbb{N}	o\mathbb{N} אזי S:\mathbb{N}	o\mathbb{N}
                                                                                                 .NPSPACE = \bigcup_{c \in \mathbb{N}} NSpace (n^c) :NPSPACE שפה
                                                                                                              \mathcal{NL} = \text{NSpace}\left(\log\left(n\right)\right) : \mathcal{NL} שפה
                                                                                                         השערה פתוחה .LSPACE =\mathcal{NL} :
                                                               \operatorname{find}_Q\left(xqy
ight)=|x|+1 אזי q\in Q ויהי x,y\in\Gamma^* מ"ט יהיו M מ"ט יהיו
c_{i-1} כן וכן c_0=q_0x באשר במקום לוגריתמי: תהא שפה אזי מ"ט תלת־סרטית V עבורה לכל קונפיגורציות תהא A\subseteq \Sigma^* באשר אוי
                                                                                                                   עוברת ל־c_i לכל לכל מתקיים
                                                                                  .c_i^1=x\backslash Q מתקיים i\in[n]לכל בלבד: סרט לקריאה סרט •
                                                                             \operatorname{find}_Q\left(c_{i-1}^2\right) \leq \operatorname{find}_Q\left(c_i^2\right) מתקיים i \in [n] מרט עד: לכל
                                                                                 |c_{i-1}^3| \leq S\left(n
ight) + 1 סרט עבודה: לכל i \in [n] מתקיים ullet
                                                            וכן לכל x \in \Sigma^* מתקיים x \in \Sigma^* עבורו x \in \Sigma^* מתקיים x \in \Sigma^* וכן לכל
                                    V\left(x,w
ight)=V\left(x\$ w
ight) אזי אזי x,w\in\Sigma^{*} אינון: תהא A\subseteq\Sigma^{*} שפה יהי A מוודא בזמן לוגריתמי
                                                                 . טענה: תהא A\subseteq \Sigma^* מוודא לוגריתמי) שפה אזי (A\in \mathcal{NL}) שפה אזי לביים ל־
                                                                    .STCON = \{\langle G, s, t \rangle \mid (גרף מכוון) \wedge (t^{-1}s^{-1}s^{-1}) \} הגדרה:
                                                                                                                                \mathsf{STCON} \in \mathcal{NL} :טענה
                                                                                        \mathcal{NLH} = \{\mathcal{L} \mid orall L \in \mathcal{NL} \, (L \leq_L \mathcal{L}) \} שפה \mathcal{NL} קשה:
                                                                                                        \mathcal{NLC} = \mathcal{NL} \cap \mathcal{NLH} שפה \mathcal{NL}
                                                                                                                              \mathsf{STCON} \in \mathcal{NLC} :טענה
                                                                                                                                   \mathcal{NL} \subseteq \mathcal{P} :מסקנה
                                  אזי t \in \mathbb{N}_+ אזי ויהי t \in V ויהי גרף מכוון יהיו אלגוריתם לקיום מסלול עם אסם לאורכו בגרף מכוון: יהי
```

 $x\in \Sigma^n$ טענה: תהא $m:\mathbb{N} o\mathbb{N}$ עבורה לכל $m:\mathbb{N} o\mathbb{N}$ עבורה $m:\mathbb{N} o\mathbb{N}$ ותהא $m:\mathbb{N} o\mathbb{N}$ ותהא $m:\mathbb{N} o\mathbb{N}$ עבורה לכל

 $\mathcal{O}\left(S\left(n\right) + \log\left(m\left(n\right)\right) + R\left(m\left(n\right)\right)\right)$ מתקיים $\left(f\left(x\right) + \log\left(m\left(n\right)\right) + R\left(m\left(n\right)\right)\right)$ חשיבה במקום

 $A\in \mathsf{LSPACE}$ אזי $A\leq_L B$ וכן $B\in \mathsf{LSPACE}$ אזי A,B טענה: תהיינה $A\leq_L C$ אזי $B\leq_L C$ מסקנה: תהיינה $A\leq_L C$ אפות באשר A,B,C שפות באשר

 $A <_L B$ לוגריתמי אזי

 $\mathcal{PC} = \mathcal{P} \cap \mathcal{PH}$:שפה \mathcal{P} שלמה

 $A \leq_p B$ אזי $A \leq_L B$ טענה: תהיינה A, B שפות עבורן

 $\mathcal{PH} = \{\mathcal{L} \mid \forall L \in \mathcal{P} \ (L \leq_L \mathcal{L})\}$ שפה \mathcal{P} ־קשה:

 $\mathcal{P} = \mathsf{LSPACE}$ אזי $A \in \mathcal{PC} \cap L$ טענה: תהא

```
b_1 \leftarrow \mathtt{Reach}(G, s, v, \lceil \frac{\ell}{2} \rceil)
                       b_2 \leftarrow \text{Reach}(G, v, t, \left| \frac{\ell}{2} \right|)
                       if b_1 \wedge b_2 then return True
           return False
 t^{-1} באורך לכל היותר t^{-1} באורך לכל היותר אוי (Reach (G,s,t,\ell)= True) איזי איז איז t\in \mathbb{N}_+ ויהי וויהי אוי t\in \mathbb{N}_+ ויהי וויהי אוי ויהי אוי ויהי
                                                                                                                                                                                                                                                            STCON \in DSpace \left(\log\left(n\right)^2\right) משפט סאביץ':
                                                                                                                                                                                                                                                                                       \mathcal{NL}\subseteq 	exttt{DSpace}\left(\log\left(n
ight)^2
ight) :מסקנה
                                                                                              .NSpace (S(n))\subseteq DSpace (S^2(n)) אזיS>\log באשר מסקנה: S:\mathbb{N}	o\mathbb{N} חשיבה במקום באשר
                                                                                                                                                                                                                                                                                                            מסקנה: PSPACE = NPSPACE.
                                                                                                                                                                                                                                                                                           .co\mathcal{NL} = \{L \mid \overline{L} \in \mathcal{NL}\} הגדרה:
                                                                                                                                                                                                                                                                              \overline{	ext{STCON}} \in \mathcal{NL} משפט אימרמן־סלפצ'ני:
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                              \mathcal{NL} = \text{co}\mathcal{NL} :מסקנה
                                               המקיימת A\in M_{m	imes k}\left(\{p_i\}\cup\{\lnot p_i\}
ight) וקיימת וקיים m\in\mathbb{N} עבורו קיים arphi\in\mathsf{CNF} אזי פסוק אזי פסוק: ואיי פסוק ימת בורו פיים אזי פסוק
                                                                                                                                                                           .EkSAT \in \mathcal{NPH} אזי k \in \mathbb{N}_+ טענה: יהי
                                                                                                                                              \mathbb{P}_{v:\{p_i\}	o \{	ext{True},	ext{False}\}}\left(\overline{v}\left(arphi
ight)=	ext{True}
ight)=rac{k}{8} אזי arphi\in 	ext{E}kSAT מענה: יהי k\in\mathbb{N}_+ יהי
                                                                                              יחס הפסוקיות המסופקות: יהיו A\in M_{m	imes k}\left(\{p_i\}\cup\{\lnot p_i\}
ight) תהא תהא k,m\in\mathbb{N}_+ ותהא יחס הפסוקיות המסופקות:
                                                                                                                                                                                    .\mathrm{RCl}\left(\bigwedge_{i=1}^{m}\bigvee_{j=1}^{k}\left(A\right)_{i,k},v\right)=\frac{1}{m}\cdot\mathrm{Cl}\left(\bigwedge_{i=1}^{m}\bigvee_{j=1}^{k}\left(A\right)_{i,k},v\right) משפט PCP: קיימת רדוקציה פולינומית f מ־3CNF קיימת רדוקציה פולינומית
                                                                                                                                                                                                                                                   . ספיקה f\left(\varphi\right) ספיקה אזי \varphi\in3CNF תהא
                                                                                                                                                              .RCl (f\left(\varphi\right),v)\leq\frac{7.01}{8} אזי השמה v הפיקה תהא \varphi\in3CNF תהא
מסקנה: תהא \varphi\in 3CNF מסקנה: בורה (\varphi\in 3CNF מפיקה לכל בורה שניום במתר מ־מת מ־מתר לבורה שניום לבורה לבורה מסקנה: תהא לבורה מסקנה: מחשבים שניום מסקנה: מסקנה מ־מתר מ־מתר מסקנה: מסקנה: מסקנה מ־מתר מסקנה: מסקנה מ־מתר מסקנה: מסקנה מיינו מ
```

 $\mathcal{P}=\mathcal{NP}$ אזי $\mathrm{RCl}\left(f\left(\varphi\right),v\right)>rac{7.01}{8}$ וקיימת השמה א עבורן

function Reach (G, s, t, ℓ) :
| if $\ell = 1$ then

for $v \in V$ do

if $(s,t) \in E$ then return True