```
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\right)= false מתקיים x\notin L לכל
                                                                                      f: X \to \{0,1\} פונקציה בולאנית: תהא X קבוצה אזי
                                                                                                                 \mathcal{B} = \{\wedge, \vee, \neg\} בסיס דה־מורגן:
ותהיינה i\in[n] לכל f_i:\{0,1\}^{k_i}	o\{0,1\} מעגל בוליאניו באשר בוליאניו תהיינה k_1\dots k_n\in\mathbb{N}_+ לכל
                                          המקיים \{f_1\dots f_n, x_1\dots x_m, y_1\dots y_k\} מעל מכוון G אזי גרף אזי אי x_1\dots x_m, y_1\dots y_k\in\{0,1\}
                                                                                                                   .חסר מעגלים מכוונים G ullet
                                                                                                    \deg^-(x_i) = 0 מתקיים i \in [m] לכל
                                                                                                    \deg^-(f_i) = k_i מתקיים i \in [n] לכל
                                                                              \deg^+(y_i)=0 וכן \deg^-(y_i)=1 מתקיים i\in[k] לכל •
                                                                                                           f_1 \dots f_n יהי מעגל בוליאני אזי מעגל
                                                                                                         .E\left( C
ight) יהי מעגל בוליאני אזי מעגל מעגל יהי
                                                                                   \max_{v \in V(C)} \deg^+(v) יהי מעגל בולינארי מעגל :fan-out
                                                                   \{G \leq C \mid 1 הוא הוא G של fan-out אזי בולינארי מעגל בולינארי היי מעגל מעגל מעגל בולינארי אזי
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 של השערוך אזי השערון ויהי v\in\left\{ 0,1
ight\} ^{m} אזי ויהי מעגל בולינאני ויהי
           .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\left( v\right) =f\left( v\right) מתקיים
                                                         .i באורך מקבל מקבלים: עבורם \left\{C_n
ight\}_{n\in\mathbb{N}} משפחה מעגלים: מעגלים מעגלים
מתקיים x\in\left\{ 0,1
ight\} ^{n} ולכל וולכל n\in\mathbb{N} עבורה מכריעה שפה: תהא שפה אזי משפחה של מעגלים בהוא עבורה לכל וולכל וולכל וולכל וולכל מתקיים
                                                                                                                          (C_n(x)) \iff (x \in L)
                                                . אלגוריתם שלגוריתם אלגוריתם מודל אי וניפורמי: משפחה של מעגלים אלגוריתם שלגוריתם מודל אי יוניפורמי: מודל אי מודל איוניפורמיוו מעגלים אלגוריתם שלגוריתם שונה.
                                                     . הה. אלגוריתם של מעגלים עבורה לכל n\in\mathbb{N} עבורה לכל מעגלים משפחה של מעגלים מודל יוניפורמי:
                                                                                Cבם ביט מספר מספר אזי ורל מעגל: יהי מעגל בוליאני אזי ורל מעגל: יהי מעגל בוליאני
                        |C_n| \leq S\left(n
ight) תסם עליון לגודל משפחת מעגלים: תהא \{C_n\}_{n \in \mathbb{N}} משפחה של מעגלים אזי איז משפחת מעגלים: תהא
                                                   \mathcal{O}\left(n\cdot 2^n
ight) אזי קיים מעגל f:\left\{0,1
ight\}^n	o\left\{0,1
ight\} שמחשב את f:\left\{0,1
ight\}^n
                                                       \mathcal{O}\left(2^{n}\right) טענה: תהא f:\{0,1\}^{n} 	o \{0,1\} אזי קיים מעגל f:\{0,1\}^{n} 	o \{0,1\}
```

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

 $L \subset \Sigma^*$  אלפבית אזי אונ  $\Sigma$  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: תהיינה

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

.prefix  $(L)=\{y\in\Sigma^*\mid\exists x\in\Sigma^*.yx\in L\}$  שפת הרישא: תהא  $L\subseteq\Sigma^*$  שפה אזי  $L\subseteq\Sigma^*$  .suffix L

 $.|\varepsilon|=0$  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

```
\mathcal{O}\left(rac{2^n}{n}
ight) בגודל f שמחשב את שמחשב היים מעגל f:\left\{0,1
ight\}^n 	o \left\{0,1
ight\} משפט לופיאנוב: תהא
        rac{2^n}{10n} טענה שאנון: קיים C בגודל קטן מאשר f:\{0,1\}^n	o\{0,1\} שאינה ניתנת מעגל מענה עבורו קיימת
אזי q\in Q אוי \delta:Q	imes \Sigma	o Q אוי היי \delta:Q	imes \Sigma	o Q אותהא אוטומט סופי דטרמיניסטי (אס"ד): תהא אוטומט סופי דטרמיניסטי (אס"ד): אוטומט סופי דטרמיניסטי (אס"ד)
                                                                                                                                        (Q, \Sigma, \delta, q, F)
                                                                         Q אס"ד אזי (Q, \Sigma, \delta, q, F) אס"ד אזי דטרמיניסטי: יהי
                                                                         .\Sigma אס"ד אזי (Q,\Sigma,\delta,q,F) אס"ד אזי אזי דטרמיניסטי: יהי
                                                              .\delta אזי אזי (Q,\Sigma,\delta,q,F) יהי אזי דטרמיניסטי: אס"ד אזי אס"ד אזי
                                                                   Q, \Sigma, \delta, q, F אס"ד אזי אס ופי דטרמיניסטי: יהי ער אס"ד אזי אזי אס"ד אזי מצב התחלתי באוטומט סופי
                                                                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 \hat{\delta}:Q	imes\Sigma^*	o Q אס"ד אזי אס"ד אזי אס"ד אזי אס"ד אזי מעברים המורחבת: יהי
                                                                                       \hat{eta}\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 המקיים x\in\Sigma^* אט"ד אזי איז איז איז איז מקבל מילה: יהי מילה: יהי
(q_n \in F \ וכן i \in [n] לכל (q_{i-1}, x_i) = q_i עבורם q_1 \dots q_n \in Q וכן אמקבל את i \in [n] וכן לכל x \in \Sigma^n טענה: יהי i \in [n] איז ויהי
                                               L\left(A
ight)=\{x\in\Sigma^{st}\mid x אס"ד אזי A\} מקבל את אס"ב אס"ד אזי זיהי דטרמיניסטי: יהי A אס
                                               L\left(A
ight)=\mathcal{L} המקיים אס"ד A המקיים אס"ד בורה אזי שפה בבית אזי שפה אלפבית אזי שפה רגולרית: יהי
                                                                                                                                     טענה: ∅ רגולרית.
                                                                                                                                   .טענה: \{\varepsilon\} רגולרית
                                                                                                       . רגולרית \{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 \{ arepsilon \} וכן וכך L \neq \varnothing שפה באשר באשר ב
                                                                                                   משפט: תהיינה L, \mathcal{L} \subseteq \Sigma^* שפות רגולריות אזי
                                                                                                                                . רגולרית L \cup \mathcal{L}
                                                                                                                                . רגולרית L \cap \mathcal{L}
```

- . רגולרית  $\overline{L}$
- . רגולרית  $L \parallel \mathcal{L} \bullet$
- . 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  $\delta: Q imes \Sigma o \mathcal{P}(Q)$  ותהיינה  $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$  אזי  $S, F \subseteq Q$ 

Q אטלד"ם אזי ( $Q, \Sigma, \delta, S, F$ ) אוי מינוס: יהי לא־דטרמיניסטי סופי איזי

 $\Sigma$  אזי אווים אזי ( $Q,\Sigma,\delta,S,F$ ) אלד"ם אזי מינוס: אלפבית באוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס:

. $\delta$  אסלד"ם אזי ( $Q, \Sigma, \delta, S, F$ ) יהי אסיניסטי מינוס: לא־דטרמיניסטי סופי אסלד"ם אזי אסלד

 $(Q,\Sigma,\delta,S,F)$  מצבים התחלתיים באוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס: יהי

F אסלד"ם אזי  $(Q,\Sigma,\delta,S,F)$  אהי מינוס: איזי איזי אסלד"ם אזי אסלד"ם אזי

 $\hat{\delta}\left(T,arepsilon
ight)=T$  מתקיים מ $T\subseteq Q$  מנקציית המעברים המורחבת: יהי  $(Q,\Sigma,\delta,S,F)$  אסלד"ם אזי $\hat{\delta}:\mathcal{P}\left(Q
ight) imes\Sigma^* o\mathcal{P}\left(Q
ight)$  אסלד"ם אזי  $.\hat{\delta}\left(q,x\right)=\bigcup_{q\in\hat{\delta}\left(T,x_{1}\dots x_{n-1}\right)}\delta\left(q,x_{n}\right)$ מתקיים  $x\in\Sigma^{n}$  וכן לכל

 $\hat{\mathcal{S}}(S,x)\cap F
eq arnothing$  המקיים  $x\in\Sigma^*$  אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס מקבל מילה: יהי  $(Q,\Sigma,\delta,S,F)$  אסלד"ם אזי  $q_i \in \delta\left(q_{i-1}, x_i
ight)$  וכן  $q_0 \in S$  טענה: יהי  $q_0 \in S$  אזי אזי ( $m_i \in S$  אזי אזי ( $m_i \in S$  אזי אזי ( $m_i \in S$  אזי (קיימים אזי מקבל את אסלד"ם ויהי אזי ( $m_i \in S$  )  $i \in [n]$  וכן  $i \in [n]$ 

> $L\left(M
> ight)=\{x\in\Sigma^{st}\mid x$  מקבל את אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס: יהי M אסלד"ם אזיM מקבל את אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס: יהי אטומט סופי דטרמיניסטי מינוס החזקה: יהי  $M=(Q,\Sigma,\delta,S,F)$  אסלד"ם אזי אס"ד אטומט מינוס החזקה: יהי

- $Q' = \mathcal{P}(Q) \bullet$
- $.\delta'\left(T,x\right) = \bigcup_{q \in T} \delta\left(q,x\right) \bullet$

```
.q_0 = S \bullet
```

 $.F' = \{T \subseteq Q \mid T \cap F \neq \varnothing\} \bullet$ 

 $L\left(M
ight)=L\left(A
ight)$  עבורו אס"ד איז קיים אזי קיים אס אזי אסלד"ם אזי אסלד"ם אזי אסלד"ם אזי איז אסלד

 $\Sigma_{arepsilon}=\Sigma\cup\{arepsilon\}$  אלפבית אזי אלפבית יהי

 $S,F\subseteq Q$  ותהיינה  $\delta:Q imes \Sigma_arepsilon o \mathcal{P}\left(Q
ight)$  אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי (אסל"ד): תהא עובר סופית יהי לא אלפבית אלפבית לאסל"ד): תהא אזי  $(Q,\Sigma,\delta,S,F)$ .

Q אסל"ד אזי ( $Q, \Sigma, \delta, S, F$ ) אסל"ד אזי לא־דטרמיניסטי: יהי

 $\Sigma$  אסל"ד אזי ( $Q,\Sigma,\delta,S,F$ ) אסל"ד אזי אזי אדטרמיניסטי: אלפבית באוטומט סופי א

 $\delta$  אסל"ד אזי  $(Q,\Sigma,\delta,S,F)$  אסל"ד אזי איזי אסל"ד אזי אסל"ד אזי

S אסל"ד אזי ( $Q, \Sigma, \delta, S, F$ ) אסל"ד אזי אסל"ד אזי אסל"ד אזי

F אסל"ד אזי ( $Q,\Sigma,\delta,S,F$ ) מצבים 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  $q \in Q$ 

 $\hat{\delta}\left(T,arepsilon
ight)=\hat{\delta}\left(T,arepsilon
ight)$  מתקיים  $\hat{\delta}:\mathcal{P}\left(Q
ight) imes\Sigma^* o\mathcal{P}\left(Q
ight)$  אסל"ד אזי  $(Q,\Sigma,\delta,S,F)$  מתקיים  $\hat{\delta}\left(q,x
ight)=R\left(igcup_{q\in\hat{\delta}\left(T,x_{1}...x_{n-1}
ight)}\delta\left(q,x_{n}
ight)
ight)$  וכן לכל  $x\in\Sigma^{n}$  מתקיים  $x\in\Sigma^{n}$  מתקיים  $x\in\Sigma^{n}$ 

 $\hat{\mathcal{S}}\left(S,x
ight)\cap F
eq arnothing$  המקיים  $x\in\Sigma^*$  אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מקבל מילה: יהי  $(Q,\Sigma,\delta,S,F)$  אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מקבל מילה:

 $x^{
otin}=\sigma_1\dots\sigma_n$  אזי $x=arepsilon^{k_0}\sigma_0arepsilon^{k_1}\sigma_1arepsilon^{k_2}\dots\sigma_narepsilon^{k_n}$  עבורם  $x\in\Sigma^*$  אזי  $x\in\Sigma^*$  אזי  $x\in\Sigma^*$  יהיי  $x\in\Sigma^*$  יהיי  $x\in\Sigma^*$  יהיי  $x\in\Sigma^*$  אזי  $x\in\Sigma^*$  וכן  $x\in\Sigma^*$ 

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

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

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

 $(L(N)=\mathcal{L}$  מסקנה: יהי  $\Omega$  אלפבית ותהא $\mathcal{L}\subset\Sigma^*$  שפה אזי ( $\mathcal{L}$  רגולרית) $\Longleftrightarrow$ (קיים אסל"ד N המקיים  $\mathcal{L}$ 

ביטוי רגולרי (ב"ר): יהי  $\Sigma$  אלפבית אזי

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

שפה נוצרת מביטוי רגולרי: יהי  $\Sigma$  אלפבית אזי

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

 $R\left(\Sigma
ight)=\left\{r\in\Sigma^{*}\mid$  יהי אזי אלפבית אזי  $r\}$  אלפבית אזי יהי יהי יהי אלפבית אזי

הערה: קיים סדר פעולות לביטויים רגולריים

- סגור קליני.
  - שרשור.
  - איחוד.

 $(L(r)=\mathcal{L}$  עבורו  $r\in R(\Sigma)$  עבור (קיים אזי בולרית) שפה אזי שפה אזי עבורו  $\mathcal{L}\subset \Sigma^*$ 

שפה ניתנת לניפוח: שפה |y|>0 וכן |y|>0 באשר  $x,y,z\in \Sigma^*$  קיימים  $\ell\leq |w|$  באשר שבורם לכל עבורם לכל  $w\in \mathcal{L}$  עבורם לכל  $w\in \mathcal{L}$  באשר א וכן לכל w=xyz מתקיים  $xy^kz\in L$ 

 $\ell$  טענה למת הניפוח: תהא  $\ell$  שפה רגולרית אזי קיים  $\ell>0$  עבורו ליתנת לניפוח

```
. 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^n\mid n,m\in\mathbb{N}\} ניתנת לניפוח 1 וכן אינה רגולרית.
                                        .\sim_L=\left\{(x,y)\in \left(\Sigma^*
ight)^2\;\middle|\; orall z\in \Sigma^*.\, (yz\in L)\Longleftrightarrow (xz\in L)
ight\} שפה אזי L\subseteq \Sigma^* הגדרה: תהא
                                                                                             . טענה: תהא \stackrel{\checkmark}{\sim}_L שפה אזי ענה: תהא L\subseteq \Sigma^* הינו יחס שקילות
                                                                   .\sim_A=\left\{(x,y)\in \left(\Sigma^*
ight)^2\ \Big|\ \hat{\delta}\left(q_0,x
ight)=\hat{\delta}\left(q_0,y
ight)
ight\} הגדרה: יהי A אס"ד אזי
                                                                           x \sim_{L(A)} y אזי x \sim_A y עבורם x,y \in \Sigma^* אזי ויהיו A אס"ד ויהיו
                                                                                           |Q| \geq |\Sigma^*/_{\sim_A}| \geq |\Sigma^*/_{\sim_{L(A)}}| מסקנה: יהי A אס"ד אזי
                                                                                           . מסקנה: תהא \Sigma^*/_{\sim_L} אפה רגולרית אזי ופית עבה L\subseteq \Sigma^* סופית
                                                                 . משפט מייהיל־נרוד: תהא L\subseteq \Sigma^* שפה אזי לבולרית) משפט מייהיל־נרוד: תהא ווער שפה L\subseteq \Sigma^*
עבורו y\sim_L x_i אזי y\in \Sigma^* ויהי \Sigma^*/_{\sim_L} שפה באשר y\sim_L x_i סופית תהא y\in \Sigma^*/_{\sim_L} שפה באשר באשר באשר אזי
                                                                                                                                             .Class (y) = i
אזי אס"ד \{x_1\dots x_n\} אוטומט סופי דטרמיניסטי המחלקות: תהא L\subseteq \Sigma^* שפה באשר שפה באשר דטרמיניסטי המחלקות: תהא
                                                                                                                                  באשר (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)
                                                                                                                                   Q = [|\Sigma^*/\sim_L|] \bullet
                                                                                                                          .\delta(i,\sigma) = \operatorname{Class}(x_i\sigma) \bullet
                                                                                                                                    .q_0 = \text{Class}(\varepsilon) \bullet
                                                                                                                        .F = \{i \in Q \mid x_i \in L\} \bullet
טענה: תהא A אס"ד המחלקות של X^*/_{\sim_L} טענה: תהא X^*/_{\sim_L} שפה באשר באשר X^*/_{\sim_L} סופית תהא ויהי
                                                                                                                  \hat{\mathcal{S}_A}\left(q_0,y
ight) = \mathsf{Class}\left(y
ight) אזי y \in \Sigma^*
               L(N)=\{x\in [n]^*\mid \exists\sigma\in\Sigma.\#_{\sigma}(x)=0\} עבורו |Q|=n מעל מעל N מעל אזי קיים אסל"ד אזי קיים אסל"ד מעלה: יהי n\in\mathbb{N}_+ אזי קיים אסל"ד און מעל
                         |Q|\geq 2^n אזי L\left(A
ight)=\left\{x\in\left[n
ight]^*\mid\exists\sigma\in\Sigma.\#_{\sigma}\left(x
ight)=0
ight\} עבורו n\in\mathbb{N}_{+} אזי n\in\mathbb{N}_{+} אזי n\in\mathbb{N}_{+}
(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 ט אזי (Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r) מ"ט אזי מורינג: תהא
                                                                        \Gamma אזי מ"ט מ"ט מיט אזי (Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r) אלפבית סרט במכונת טיורינג: תהא
                                                                   .\delta מ"ט אזי (Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r) מיט אזי מעברים במכונת טיורינג: תהא
                                                                       q_0 מ"ט אזי (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) מיט אזי מצב מקבל במכונת טיורינג: תהא
                                                                           Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r מ"ט אזי מצב דוחה במכונת טיורינג: תהא
                                                                                                        c \in \Gamma^*Q\Gamma^* מ"ט אזי M מהא M
                            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 קונפיגורציה מקבלת: תהא מ"ט אזי קונפיגורציה כרc\in \Gamma^*Q\Gamma^*
                         c=uq_rv אווימים u,v\in \Sigma^* בורה קיימים עבורה קיימים אזי קונפיגורציה M מ"ט אזי קונפיגורציה c\in \Gamma^*Q\Gamma^*
                                                                              cעם uעם אזי נזהה את uעם uעם מ"ט ותהא u
                                   הבאים אחד המקיימת c^\prime המקיימת אזי קונפיגורציה אזי המפ"מת מ"ט ההא מ"ט ההא M מ"ט ההא d^\prime
    c'=uq'ab'v וכן \delta\left(q,b
ight)=\left(q',b',L
ight) וכן c=uaqbv וכן וקיימים u,v\in\Gamma^* וכן וקיימים a,b,b'\in\Gamma
              c'=q'b'v וכן \delta\left(q,b
ight)=\left(q',b',L
ight) וכן c=qbv פורם d,v\in \Gamma^* וכן d,v\in \Gamma^* וכן d,v\in \Gamma^* וכן d,v\in \Gamma^*
         c'=ub'q'v וכן \delta\left(q,b\right)=\left(q',b',R
ight) וכן c=uqbv וכן q,q'\in Q וכן u,v\in \Gamma^* וכן u,v\in \Gamma
c_iעוברת ל־c_0=q_0x אוכן באשר באשר c_0\ldots c_n עבורו קיימים עבורו קיימים אזי אזי איזי מקבלת מילה: תהא א מ"ט אזי מכונת עבורו היימים אונפיגורציות באשר אוכן וכן באר מילה: מכונת מילה מילה:
```

 $\min \{\ell \in \mathbb{N}_+ \mid \ell$  ניתנת לניפוח: תהא  $\mathcal{L}$  שפה רגולרית אזי  $\mathcal{L}$  ניתנת לניפוח:

טענה:  $\{x \in \{0,1\}^* \mid \#_0(x) = \#_1(x)\}$  אינה רגולרית.

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

לכל  $i \in [n]$  וכן  $c_n$  קונפיגורציה מקבלת.

```
x את אחה את אלא לא מקבלת אורו איט אזי x\in \Sigma^* עבורו מ"ט אזי אזי אוצרת אל קלט: תהא את אוצרת אל אוצרת אורינג אי
                                                                       מתקיים M' מסוג M מסוג M מסוג M מחולים: מודלים M,M' מחולים: מודלים שקולים:
                                                                                                                          L\left(A
ight)=L\left(A'
ight) המקיימת M' מסוג A' הסוג \bullet
                                                                                                                          L\left( B
ight) =L\left( B^{\prime}
ight) המקיימת M מסוג B^{\prime} היימת \bullet
                                                                                                                          מסקנה: אס"ד, אסל"ד ואסלד"ם הינם מודלים שקולים.
q_0,q_n,q_r\in Q יהיו L\in \Gammaackslash \Sigma וכן \Sigma\subseteq \Gamma אלפבית יהי \Gamma אלפבית יהי אלפבית יהי \Omega אלפבית יהיו \Gamma אלפבית יהי
                                                     (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,S\} ותהא q_a
eq q_r באשר ותהא
                                                                     הערה: את כל הפעולות ממכונת טיורינג נכליל בצורה הטבעית עבור מכונת טיורינג נחה.
                                                                                                          מסקנה: מכונת טיורינג ומכונת טיורינג נחה הינן מודלים שקולים.
מכונת טיורינג רב־סרטית: יהי \Sigma\subseteq \Gamma תכן א תהא \Sigma\subseteq \Gamma מפנית יהי אלפבית יהי אלפבית עבורו \Sigma\subseteq \Gamma וכן בי יהי והיו \Sigma\subseteq \Gamma אלפבית יהי
                      (k,Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r) איי \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 קq_a,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 מיורינג רב־סרטית: תהא
המקיימת v\in \Sigma^* עבורה קיים אין חונפיגורציה מיורינג רב־סרטית: תהא א מ"ט רב־סרטית אין חונפיגורציה מכונת מיורינג רב־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_n ותהיינה k\in\mathbb{N} יהי
                                                                                                                k אזי RAM מספר הרגיסטרים במודל: יהי יהי יהי מספר הרגיסטרים במודל
                                                                                                                               \Pi אזי RAM פקודות במודל ויהי(k,\Pi) יהי
                                                     T:\mathbb{N}	o\mathbb{N} וכן R_0\dots R_k\in\mathbb{N} וכן אזי PC וכן אזי RAM מודל (k,\Pi) יהי (k,\Pi) קונפיגורציה במודל
                                                                  .PC מונה התוכנית בקונפיגורציה: יהי (k,\Pi) מודל RAM מודל אזי קונפיגורציה אזי מונה התוכנית בקונפיגורציה:
                                                                          (T,R,PC) קונפיגורציה: יהי (k,\Pi) מודל מודל ותהא (T,R,PC) קונפיגורציה אזי
                                                                                T אזי אונפיגורציה: יהי (k,\Pi) מודל RAM ותהא אונפיגורציה: יהי יהי
                                                                                                                                   .MIPS זהה לריצת מעבד RAM זהה לריצת מעבד
                                                                                                                           טענה: מכונת טיורינג ומודל RAM הם מודלים שקולים.
oxdot \subseteq \Gamma \setminus \Sigma מכונת טיוריגנ לא־דטרמיניסטית (מטל"ד): תהא O 
eq 0 קבוצה סופית יהי O 
eq 0 אלפבית עבורו O 
eq 0 וכן
                  (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' אזי קונפיגורציה אזי קונפיגורציה אזי קונפיגורציה עוברת: תהא uqbv באשר שותהיינה uqbv באשר ותהא uqbv ותהא ותהיינה אזי קונפיגורציה אוי קונפיגורציה אזי קונפיגורציה אזי קונפיגורציה אזי קונפיגורציה אוי אוייני אייני אייני אוייני אייני איינ
                  (q,b)\in \delta'(q,b) בינה \delta'(q,b)\in \delta'(q,b) המקיימת \delta':(Q\setminus\{q_a,q_r\})	imes\Gamma	o Q	imes\Gamma	imes\{L,R\} הינה קיימת
עץ מעל"ד ויהי \Sigma איז עץ קונפיגורציות עם שורש q_0xעם שורש ער איז עץ קונפיגורציות מתקיים צאצא x\in\Sigma^* איז עץ קונפיגורציות מתקיים צאצא
                                                                                                                                                                      (c') עוברת ל־(c')
                                     T_{N,x}מכונת טיוריגנ לא־דטרמיניסטית מקבלת מילה: תהא א מטל"ד אזי x\in \Sigma^* עבורו קיים עלה מקבלת מילה: מכונת טיוריגנ מילה
               x אינו מתקבל על ידי x סופי וכן x אינו מתקבל על ידי אזי x\in \Sigma^* עבורו תהא א מטל"ד אזי x\in \Sigma^* אינו מתקבל על ידי
                                                L\left(N
ight)=\{x\in\Sigma^{st}\mid x שפה של מכונת טיוריגג לא־דטרמיניסטית: תהא N מטל"ד אזי N
                  טענה: מכונת טיורינג ומכונת טיורינג לא־דטרמיניסטית הינן מודלים שקולים.
\mathcal{RE}=\{\mathcal{L}\subseteq\Sigma^*\mid \mathcal{L}=L\left(M
ight) עבורה M עבורה למניה רקורסיבית/שפות ניתנות לקבלה: יהי \Sigma אלפבית אזי \Sigma אלפבית עורה למחצה למניה רקורסיבית/שפות ניתנות לקבלה:
         M עוצרת על M עבורה \mathcal{L}=L\left(M
ight) וכן לכל \mathcal{L}=L\left(M
ight) שפה אזי מ"ט שפה שפה מכריע שפה: תהא \mathcal{L}\subset\Sigma^*
                                           \mathcal{R}=\{\mathcal{L}\subseteq\Sigma^*\mid\mathcal{L} את המכריעה אM המיט אזי \{קיימת מ"ט אלפבית אזי אלפבית הקורסיביות: יהי אלפבית אזי ל
                                                                                                                                                                                   \mathcal{R}\subseteq\mathcal{RE} :מסקנה
                                                                                  עבורו \Sigma \cup \{\$\} מעל האלפבית מ"ט E שפה אזי מ"ט בור שפה: תהא \mathcal{L} \subseteq \Sigma^*
```

 $c_i$ עוברת ל־ $c_{i-1}$  וכן  $c_0=q_0x$  וכן  $c_0=q_0x$  עוברת ל־ $c_0\ldots c_n$  עוברת קיימים עוברת  $c_0\ldots c_n$  עוברת ל־ $c_{i-1}$  עוברת ל־

לכל  $i \in [n]$  וכן  $i \in [n]$  לכל

 $L\left(M
ight)=\left\{x\in\Sigma^{*}\mid x$  שפה של מכונת טיוריגנ: תהא M מ"ט אזי M מקבל את שפה של מכונת טיוריגנ

 $\delta(q,\sigma)=(q',\sigma',R)$  מתקיים  $\sigma\in\Gamma$  ולכל ילכל •

```
. על הסרט לאחר מספר סופי של x על מתקיים כי x \in L לכל
                                                                                   . לעולם אט x$ מתקיים כי x$ אמתקיים x \notin L לכל
                                                                                . טענה: תהא \mathcal{L}\subseteq \Sigma^* שפה אזי (\mathcal{L}\in\mathcal{RE}) שפה ל־\mathcal{L}\subseteq \Sigma^* מונה).
מתקיים כי x \le 1 מתקיים כי x \le 1 מתקיים עבור לכל עבור לכל עבור עבור עבור אזי מונה אזי מונה בה עבור עבור עבור לכל עבור לכל עבור ביי מתקיים כי באשר ביי עבור עבור לכל עבור לקסיקוגרפי:
                                                                                                                                                 .\$y\$ לפני
                                                                   . טענה: תהא \mathcal{L}\subseteq \Sigma^* מונה לקסיקוגרפי) שפה אזי \mathcal{L}\subseteq \Sigma^* מונה לקסיקוגרפי).
                                                                                    \mathrm{co}\mathcal{RE}=\{\mathcal{L}\subseteq\Sigma^*\mid\overline{\mathcal{L}}\in\mathcal{RE}\} אלפבית אזי 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\}^* פונקציה פונקציה שינוי שמות.
                                                                                    M סימון: תהא M מ"ט אזי \langle M 
angle הינו הקידוד הבינארי של
                                              x עם אותחל של מ"ט ותהא M מילה אזי \langle M, x \rangle הינו הקידוד הבינארי של מ"ט ותהא מילה מילה אזי
                                                                           משפט מכונת טיורינג אוניברסלית: קיימת מ"ט U מעל \{0,1\} עבורה
                                        (x) את מקבלת את את את אר(x) את מתקיים M של M מתקנים M ולכל מ"ט M ולכל קלט M
                                             M ולכל קלט x של M מתקיים (U דוחה את M) ולכל קלט M ולכל קלט M מתקיים (U
                              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 כיx\notin \mathrm{Im}\,(f) באשר באשר x\in\{0,1\}^*
                                                                                      L 
otin \mathcal{RE} \cup \mathrm{co}\mathcal{RE} טענה: קיימת L \subseteq \{0,1\}^* שפה עבורה
                                                                     .ACC = \{\langle M,x\rangle \mid (מ"ט) \wedge (מ"ט) \wedge (x מקבלת את מקבלת M)\}
                                                                                                                                      .ACC \in \mathcal{RE} :טענה
                                                              L\left(M
ight)=\left\{ \langle N
angle \mid \langle N
angle \notin L\left(N
ight)
ight\} עבורה \left\{0,1
ight\} מעל M מעל מ"ט M 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 \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 (\mathfrak{o"o} \ M) \land (L(M) = \varnothing)\} הגדרה:
                                                                                                                                     .EMPTY \notin \mathcal{R} :
עוצרת M מתקיים כי M עוצרת מכונת טיורינג מחשבת פונקציה: תהא
                                                                                                        f(x)יעל x וכן הסרט בסוף הריצה הינו
                                         f:D	o (\Gamma\backslash\{\sqcup\})^* אזי D\subseteq \Sigma אחי מייט f:D	o (\Gamma\backslash\{\sqcup\})^* אזי אזי מייט אזי פונקציה חשיבה:
חשיבה עבורה f:\Sigma^*	o\Delta^* שפה אזי B\subseteq\Delta^* שפה ותהא שפה A\subseteq\Sigma^* תהא האטר באשר באשר באשר \Sigma,\Delta אלפבייתים באשר
                                                                                                (x \in A) \Longleftrightarrow (f(x) \in B) מתקיים x \in \Sigma^* לכל
סימון: יהיו f:\Sigma^*	o\Delta^* אלפבייתים באשר E\subseteq\Delta^* שפה תהא שפה תהא E\subseteq\Delta^* שפה באשר באשר באשר באשר באשר באשר אוני
                                                                                                                                                A \leq_m B
                                                                                                                                .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 \notin \mathcal{R} אזי A \leq_m B וכן A \notin \mathcal{R} שפות באשר A, B אזי מסקנה: תהיינה
```

הערה: יש דבר כזה רדוקציה כללית שמכלילה את רדוקציית המיפוי, לא עברנו על זה פורמלית אבל כמובן שהמרצה הראה טענות

על הקונפיגורציה  $\varepsilon$  מקיימת •

 $\leq$  בנושא, מסומן

.REG  $\notin \mathcal{R}$  :טענה

 $\mathsf{ACC} \leq_m \mathsf{HALT}$  מסקנה: ACC  $\leq_m \mathsf{EMPTY}$ 

 $\{\langle M \rangle \mid \langle M \rangle \notin L(M)\} \leq \mathsf{ACC}$  מסקנה:

.REG =  $\{\langle M \rangle \mid$  רגולרית  $L\left(M\right)\}$  :הגדרה:

 $EQ = \{ \langle M_1, M_2 \rangle \mid L(M_1) = L(M_2) \}$  :הגדרה

```
.EQPRIME 
otin \mathcal{R} : טענה
                                                             L_{\mathcal{C}}
otin \mathrm{co}\mathcal{RE} אזי \mathcal{C}\in\mathcal{P}\left(\mathcal{RE}ackslash\{\varnothing\}
ight)ackslash\left\{\varnothing
ight\} אוי הרחבה ראשונה: תהא
                                                     L_{\mathcal{C}}
otin\mathcal{RE} אזי arnothing\in\mathcal{C} טענה משפט רייס הרחבה שנייה: תהא \mathcal{C}\in\mathcal{P}\left(\mathcal{RE}
ight)\setminus\{\mathcal{RE}\} אזי
                                                                                                                                                  .REG \notin \mathcal{RE} מסקנה:
                                                                                                                         .ALL = \left\{ \left\langle M\right\rangle \mid L\left(M\right)=\Sigma^{*}\right\} :הגדרה
                                                                                                                                                 \overline{HALT} \leq_m ALL :
                                                                                                                                         .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(n) 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
                                                                                                                         \{0^k 1^k \mid k \geq 0\} \in \mathsf{DTime}\left(n^2\right) טענה:
                                                                                                              \{0^k1^k\mid k\geq 0\}\in \mathrm{DTime}\left(n\log\left(n
ight)
ight)מסקנה:
                                                                       . אזי L אזי L \in \mathsf{DTime}\,(t\,(n)) ותהא ווהא t\,(n) = o\,(n\log\,(n)) אזי אזי L רגולרית.
                                                                         \{0^k1^k\mid k\geq 0\}
otin \mathsf{DTime}\left(t\left(n
ight)
ight) אזי t\left(n
ight)=o\left(n\log\left(n
ight)
ight) מסקנה: תהא
(T(n))_2 את מחשבת את על הקלט M כי M כי n\in\mathbb{N} כי M עבורה קיימת מ"ט T:\mathbb{N}	o\mathbb{N} עבורה את פונקציה חשיבה בזמן:
                                                                                                                                                       \mathcal{O}\left(T\left(n\right)\right) בזמן
                                                                            T\left(n
ight)=\Omega\left(n
ight) אינה קבועה אזי חשיבה חשיבה T:\mathbb{N}	o\mathbb{N}
עוצרת על הקלט x לאחר t צעדים M ולכל קלט x באשר t וקיים ווקיים עבורם לאחר עבורם לכל מ"ט t עוצרת על הקלט עבורם לאחר t צעדים משפט:
                                                                                                  . צעדים C \cdot t תוך \langle M, x \rangle אנדים עוצרת על עוצרת על מתקיים כי
                                      משפט: קיימת מ"ט אוניברסלית U וקיים \mathbb{R} עבורם לכל מ"ט M לכל קלט x ולכל t\in\mathbb{N} מתקיים משפט:
                                                      \langle M, x, t \rangle אם U מקבלת אזי לאחר לכל היותר לכל היותר א עוצרת על הקלט x לאחר לכל היותר M
                                                              \langle M, x, t \rangle אם M דוחה את א או לא עוצרת לאחר לאחר t צעדים אזי t או לא או t
                                                                                                                    צעדים. צעדים 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) \subsetneq DTime (n^d) אזי 1 \le c < d מסקנה: יהיו
\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
ight)=L\left(M'
ight) עבורה
\mathcal{O}\left(T^{3}\left(n
ight)
ight) שרצה בזמן M' שרצה בזמן T\left(n
ight) אזי קיימת מ"ט שרצה בזמן T:\mathbb{N}	o\mathbb{N} שרצה בזמן T:\mathbb{N}	o\mathbb{N}
                                                                                                                                          L\left(M\right)=L\left(M'\right) עבורה
```

.EQ  $\notin \mathcal{R}$  :טענה

 $\mathsf{HALT} \leq_m \mathsf{HALT}_{\varepsilon}$  טענה:

.EQ  $\notin \mathcal{RE} \cup co\mathcal{RE}$  :מסקנה

טענה: תהיינה  $A \leq_m B$  שפות באשר  $A \in A$  אזי

 $\mathcal{C}\subseteq\mathcal{P}\left(\Sigma^{*}
ight)$  אלפבית אזי יהי ממנטית: יהי מלפבית אזי

.EQPRIME =  $\{\langle M \rangle \mid L(M) = PRIME\}$  הגדרה:

 $L_{\mathcal{C}} \in \mathcal{R}$  אזי  $\mathcal{C} \in \{\mathcal{RE}, \varnothing\}$  טענה: תהא

.PRIME =  $\{(p)_2 \mid p \in \mathbb{P}\}$  :הגדרה:

 $A\in\mathcal{RE}$  אזי  $B\in\mathcal{RE}$  • . $A\in\mathrm{co}\mathcal{RE}$  אזי  $B\in\mathrm{co}\mathcal{RE}$  • . $A\in\mathrm{co}\mathcal{RE}$  אזי  $B\in\mathrm{co}\mathcal{RE}$  • . $\overline{\mathrm{ACC}}\leq_m\mathrm{EQ}$  וכן ACC  $\leq_m\mathrm{EQ}$ 

 $A \leq_m B$  אזי  $B \in \mathcal{P}\left(\Sigma^*\right) \setminus \{\Sigma^*,\varnothing\}$  ותהא  $A \in \mathcal{R}$  אזי

 $L_{\mathcal{C}} = \{\langle M \rangle \mid L\left(M\right) \in \mathcal{C}\}$  הגדרה: תהא  $\mathcal{C}$  תכונה סמנטית אזי

 $L_{\mathcal{C}} 
otin \mathcal{R}$  משפט רייס: תהא  $\mathcal{C} \in \mathcal{P}(\mathcal{RE}) \setminus \{\mathcal{RE}, \varnothing\}$  משפט רייס: תהא

 $\overline{B}$ ל  $\overline{A}$ ה מיפוי מיA,B רדוקציית מיפוי מ־A ל־למה: תהיינה A,B שפות ותהא

```
מתקיים x\in \Sigma^n ולכל n\in \mathbb{N} ולכל T:\mathbb{N}\to \mathbb{N} מתקיים T:\mathbb{N}\to \mathbb{N} אזי T:\mathbb{N}\to \mathbb{N} עבורה לכל T ולכל T מתקיים כי T_{N,x} בעומק לכל היותר T אזי T מטל"ד שרצה בזמן T מטל"ד שרצה בזמן T אזי T מטל"ד שרצה בזמן T אזי T מטל"ד שרצה בזמן T אזי T באשר T באשר T באשר T ותהא T מטל"ד שרצה בזמן T אזי קיימת מ"ט T שרצה בזמן T באשר T באשר T באשר T ותהא T מטל"ד שרצה בזמן T אזי קיימת מ"ט T שרצה בזמן T
```

 $.\mathcal{P} = igcup_{c \in \mathbb{N}}$  DTime  $(n^c)$  :הגדרה

.PATH =  $\{\langle G,s,t\rangle\mid t^{-}$ ל מ־s לים מסלון עם מכוון גרף מכוון  $G\}$ 

.PATH  $\in \mathcal{P}$  :טענה

.PRIME  $\in \mathcal{P}$  משפט:

 $\mathcal{NP} = igcup_{c \in \mathbb{N}}$  NTime  $(n^c)$  :הגדרה

 $\mathcal{P}\subseteq\mathcal{NP}$  :מסקנה

. HAMPATH =  $\{\langle G,s,t\rangle\mid t$ ל המילטוני מסלול מסלול מסלול מכוון עם מסלול מרף הגדרה:  $G\}$ 

> . HAMPATH  $\in \mathcal{NP}$  :