```
.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} פונקציה בולאנית: תהיינה
                                                                                                  \{f_1\dots f_n\} בסיס פונקציות אזי הויינה תהיינה f_1\dots f_n פונקציות אזי
                                                                                                                                                                                                \mathcal{B} = \{\wedge, \vee, \neg\} בסיס דה־מורגן:
לכל f_i:\{0,1\}^{k_i}	o\{0,1\} באשר באיני: יהי f_1\dots f_n\in\mathcal{B} באינות תהיינה תהיינה תהיינה בוליאני: יהי פונקציות בוליאניות בוליאניות בוליאניות בוליאניות בוליאניות היינה בוליאניות בוליאניות מוינה בוליאניות היינה בוליאניות בוליאניות היינה בוליאניות בוליאניות בוליאניות היינה בוליאניות בוליגניות בוליאניות בוליאניות בוליגניות ב
                                       המקיים \{f_1\dots f_n, x_1\dots x_m, y_1\dots y_k\} מעל מכוון G אזי גרף אזי אx_1\dots x_m, y_1\dots y_k\in\{0,1\} ותהיינה i\in[n]
                                                                                                                                                                                                     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^+\left(y_i
ight)=0 וכן \deg^-\left(y_i
ight)=1 מתקיים i\in[k] לכל
                                                                                                                                                                                       f_1 \dots f_n יהי מעגל בוליאני אזי : שער
                                                                                                                                                                                   E\left(C
ight) מעגל בוליאני אזי מעגל מעגל מעגל יהי
                                                                                                                                              \max_{v \in V(C)} \deg^+(v) יהי מעגל בולינארי מעגל :fan-out
                                                                                                                  .\{G \leq C \mid 1 של Gשל fan-out אזי בולינארי מעגל בולינארי יהי מעגל מעגל מעגל מיהי 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 של אזי השערוך אזי 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 מעגל מקבל מילה: יהי C מעגל מקבל מילה:
                                                                                 L\left(C
ight)=\left\{x\in\left\{0,1
ight\}^{n}\mid x שפה של מעגל: יהי מעגל בעל פלט יחיד אזי C מקבל את עגל: יהי
                    .C\left(v
ight)=f\left(v
ight) מעגל מחשב פונקציה: תהא t:\left\{0,1
ight\}^{n}
ightarrow \left\{0,1
ight\}^{n} מעגל מחשב פונקציה: תהא
v \in \{0,1\}^m משפט אוניברסליות דה־מורגן עבורו לכל f:\{0,1\}^m 	o \{0,1\}^k אזי קיים מעגל בוליאני
                                                                                                                                                                                                                  .C(v) = f(v) מתקיים
                                                                                                                       הערה: מכאן והלאה כל המעגלים הם בוליאניים ומעל בסיס דה־מורגן.
                                                                                                                     i באורך מקבל מקבל עבורם \{C_n\}_{n\in\mathbb{N}} משפחה של מעגלים: מעגלים
                                                              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
                                                                           L\left(\mathcal{C}
ight)=\mathcal{L} משפחה מכריעה שפה: תהא \mathcal{L}\subseteq\left\{ 0,1
ight\} ^{st} שפה אזי משפחה של מעגלים
                                                                                                   מודל לא יוניפורמי: משפחה של מעגלים \mathcal C עבורה לכל משפחה שלגוריתם שונה.
                                                                                                            . מודל יוניפורמי: משפחה של מעגלים \mathcal C עבורה לכל n\in\mathbb N יש אלגוריתם זהה מודל
```

 $0<|\Sigma|<\aleph_0$ 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 מילה אזי מילה: אורך של מילה:

 $\langle w_1 \dots w_n
angle^R = \langle w_n \dots w_1
angle$ 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 $L\subseteq \Sigma^*$ תהא שפה: תהא

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

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

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

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

```
|\mathcal{C}_n| < S\left(n
ight) עבורה S: \mathbb{N} 	o \mathbb{N} אזי משפחה של מעגלים: תהא משבחה מעגלים: תהא
                                                                            \mathcal{O}\left(n\cdot 2^n
ight) אזי קיים מעגל f:\left\{0,1
ight\}^n	o\left\{0,1
ight\} אזי קיים מעגל f:\left\{0,1
ight\}^n
                                                                           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 או 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 לחישוב בעזרת מעגל
אזי F\subseteq Q אוו q\in Q יהי \delta:Q	imes \Sigma	o Q אלפבית 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 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 אוי דטרמיניסטי: יהי
                                                                                           .\delta אזי אוי (Q, \Sigma, \delta, q, F) אס"ד אוי דטרמיניסטי: אס"ד אזי אזי אס"ד אזי
                                                                                                  q אס"ד אזי (Q, \Sigma, \delta, q, F) אס"ד אזי דטרמיניסטי: יהי
                                                                                             .F אס"ד אזי (Q,\Sigma,\delta,q,F) אס"ד אזי אונים סופי דטרמיניסטי: יהי
וכן לכל \hat{\delta}\left(q,arepsilon
ight)=q מתקיים מתקיים לכל \hat{\delta}:Q	imes\Sigma^*	o Q אס"ד אזי אס"ד אזי אס"ד אזי לכל עבורה לכל יהי מעברים המורחבת: 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
(q_n \in F)טענה: יהי A אס"ד ויהי x \in \Sigma^n אזי (A מקבל את איז (A איז (A מקבל את איז (A איז (
                                                                     L\left(A
ight)=\{x\in\Sigma^{st}\mid x אס"ד אזי A\} מקבל את אס"ד אזי יהי A אס"ד איזי אס"ד אוטומט סופי דטרמיניסטי: 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: \emptyset 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 L \neq \{ arepsilon \} וכן L \neq \varnothing אינסופית. שפה באשר באשר באשר
                                                                                                                                                  משפט: תהיינה \Sigma^* \subseteq L, \mathcal{L} \subseteq \Sigma 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 •
                                                                                                                                                                                                  . רגולריתL^*
                                                                                                                                                    מסקנה: \{x \mid \#_1(x) = 0 \mod 2\} רגולרית.
ותהיינה \delta:Q	imes\Sigma	o\mathcal{P}(Q) אלפבית הא אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס (אסלד"ם): תהא על קבוצה סופית יהי
                                                                                                                                                                             (Q, \Sigma, \delta, S, F) אזי S, F \subseteq Q
                                                                                     Q אסלד"ם אזי (Q, \Sigma, \delta, S, F) יהי מינוס: יהי לא־דטרמיניסטי סופי אסלד"ם אזי
                                                                                    \Sigma אסלד"ם אזי (Q, \Sigma, \delta, S, F) אסלד"ם מינוס: יהי
                                                                    .\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) אזי מעבים מקבלים באוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס: יהי
\hat{\delta}\left(T,arepsilon
ight)=T מתקיים מתקיים לכל \hat{\delta}:\mathcal{P}\left(Q
ight)	imes\Sigma^*	o\mathcal{P}\left(Q
ight) אסלד"ם אזי מתקיים איז \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}...x_{n-1}\right)}\delta\left(q,x_{n}\right)מתקיים x\in\Sigma^{n} זכן לכל
                     \hat{\mathcal{S}}(S,x)\cap F
eq arnothing המקיים x\in\Sigma^* המלד"ם אזי הי עוס מקבל מילה: יהי מינוס מקבל מילה: אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי מינוס מקבל מילה:
```

C-גודל מעגל: יהי מעגל בוליאני C אזי |C| מספר השערים ב

לכל $q_i\in \delta\left(q_{i-1},x_i
ight)$ וכן $q_0\in S$ עבורם $q_0\ldots q_n\in Q$ שענה: יהי m אזי אזי m אזי אזי m אזי אזי m אזי וכן m אזי וכן m וכן m וכן m וכן m

 $L\left(M
ight)=\{x\in\Sigma^*\mid x$ מקבל את אסלד"ם אזי M אסלד"ם מינוס: יהי אחלד"ם אוי אסיד אוין אסיד אוין ארדטרמיניסטי מינוס מינוס מינוס חופי דטרמיניסטי מינוס החזקה: יהי $M=(Q,\Sigma,\delta,S,F)$ אוטומט סופי דטרמיניסטי מינוס החזקה: יהי

- $.Q' = \mathcal{P}(Q) \bullet$
- $.\delta'\left(T,x\right)=\bigcup_{q\in T}\delta\left(q,x\right)$
 - $.q_0 = S \bullet$
- $.F' = \{ T \subseteq Q \mid T \cap F \neq \emptyset \} \bullet$

 $.\hat{\delta_A}\left(T,x
ight)=\hat{\delta_M}\left(T,x
ight)$ אזי $x\in\Sigma^*$ ויהי $T\subseteq Q_N$ תהא M אס"ד החזקה של A אס"ד החזקה של A אס"ד החזקה של A עבורו A עבורו A אסלד"ם אזי קיים אס"ד A עבורו A עבורו A

 $\Sigma_{arepsilon}=\Sigma\cup\{arepsilon\}$ 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 עם קבוצה סופית יהי אלפבית תהא $\delta:Q imes \Sigma_arepsilon o \mathcal{P}\left(Q
ight)$ אזי (Q,Σ,δ,S,F) .

Q אסל"ד אזי (Q, Σ, δ, S, F) אסל"ד אזי אסל"ד אזי אסל"ד אזי

 $.\Sigma$ אזי אזי אסל"ד אזי (Q,Σ,δ,S,F) אלפבית באוטומט סופי לא־דטרמיניסטי: יהי

. δ אסל"ד אזי (Q,Σ,δ,S,F) אסל"ד אזי אסל"ד אזי אסל"ד אזי אסל"ד אזי

S אזי אוי (Q,Σ,δ,S,F) אזי יהי אזי לא־דטרמיניסטים באוטומט סופי לא־דטרמיניסטי: יהי

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

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

 $x^{
otin} = \sigma_1 \dots \sigma_n$ אזיי $x = \varepsilon^{k_0} \sigma_0 \varepsilon^{k_1} \sigma_1 \varepsilon^{k_2} \dots \sigma_n \varepsilon^{k_n}$ עבורם $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ אזי $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ ויהיי $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ אזי $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ ויהיי $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ ויהיי $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ אזי $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ אזי $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ אזי $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ ויהי $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ אסל"ד ויהי $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ אזי ($k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ אזי ($k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$) אזי ($k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$

 $L\left(A
ight)=\{x\in\Sigma^{st}\mid x$ אסל"ד אזי $A\}$ 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 אסל"ם אזי קיים אזי קיים אסלד אזי יהי אסל"ז אסל"ד אזי אסל

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

 $(L(N)=\mathcal{L}$ מסקנה: יהי Σ אלפבית ותהא $\mathcal{L}\subseteq \Sigma^*$ שפה אזי (\mathcal{L} רגולרית) אסל"ד N המקיים $\mathcal{L}\subseteq \Sigma^*$ ט.

ביטוי רגולרי (ב"ר): יהי Σ אלפבית אזי

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

שפה נוצרת מביטוי רגולרי: יהי Σ אלפבית אזי

- $L(\varnothing) = \varnothing \bullet$
- $L\left(a\right)=\left\{ a
 ight\}$ 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 R_1,R_2 יהיו יהיו רגולרים אזי
 - $L(R_1R_2) = L(R_1)L(R_2)$ יהיו רגולרים רגולרים רגולרים R_1, R_2 יהיו
 - $L(R^*) = L(R)^*$ יהי R ביטוי רגולרי אזי

 $R\left(\Sigma\right)=\left\{r\in\Sigma^{*}\mid$ יהי Σ אלפבית אזי r ביטוי רגולרי אלפבית אזי סימון: יהי

הערה: קיים סדר פעולות לביטויים רגולריים

• סגור קליני.

```
שרשור.
```

. איחוד

 $L(r)=\mathcal{L}$ עבורו $r\in R\left(\Sigma
ight)$ (קיים קיים בורו $\mathcal{L}\subseteq\Sigma^*$ שפה אזי שפה $\mathcal{L}\subseteq\Sigma^*$ אלפבית ותהא שפה ניתנת לניפוח: שפה \mathcal{L} וכן |y|>0 עבורם לכל $w\in\mathcal{L}$ באשר $w\in\mathcal{L}$ שבורם לכל $\ell>0$ עבורם לכל פה ניתנת לניפוח: שפה $x,y,z\in\Sigma^*$ $xy^kz\in L$ מתקיים $k\in\mathbb{N}$ וכן לכל w=xyz

 ℓ ניתנת לניפוח עבורו $\ell>0$ שפה רגולרית אזי שפה למת הניפוח: תהא שפה לניפוח שפה למת הניפוח:

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

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

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

. 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.

 $.\sim_L = \left\{ (x,y) \in (\Sigma^*)^2 \;\middle|\; orall z \in \Sigma^*. \, (yz \in L) \Longleftrightarrow (xz \in L)
ight\}$ שפה אזי $L \subseteq \Sigma^*$ תהא הגדרה: תהא

. טענה: תהא $L\subseteq \Sigma^*$ שפה אזי \sim_L שפה אזי \sim_L שפה ענה: תהא $L\subseteq \Sigma^*$ שפה אזי $\sim_A=\left\{(x,y)\in (\Sigma^*)^2\;\middle|\; \hat{\delta}\left(q_0,x\right)=\hat{\delta}\left(q_0,y\right)\right\}$ אזי אזי A אס"ד איזי A אס"ד ויהיו A אס"ד ויהיו A אס"ד ויהיו A אוי א עבורם A אזי A אס"ד ויהיו

 $|Q| \geq |\Sigma^*/_{\sim_A}| \geq |\Sigma^*/_{\sim_{L(A)}}|$ מסקנה: יהי A אס"ד אזי

מסקנה: תהא $\Sigma^*/_{\sim_L}$ שפה רגולרית אזי $L \subseteq \Sigma^*$ סופית.

.(סופית) בייהיל־נרוד: תהא בה אזי עם האזי $L\subseteq \Sigma^*$ משפט מייהיל־נרוד: תהא בה עם בה עם האזי עם בייהיל־נרוד: תהא

 $y\sim_L x_i$ אזי $y\in \Sigma^*$ וויהי $\Sigma^*/_{\sim_L}$ שפה באשר $y\in \Sigma^*/_{\sim_L}$ סופית תהא $\{x_1\dots x_n\}$ קבוצת נציגים של $L\subseteq \Sigma^*$ וויהי .Class (y) = i

אזי אס"ד $\{x_1\dots x_n\}$ אוטומט סופי דטרמיניסטי המחלקות: תהא $L\subseteq \Sigma^*$ שפה באשר שפה באשר אוטומט סופי דטרמיניסטי המחלקות: באשר $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$

- $Q = [|\Sigma^*/_{\sim_L}|] \bullet$
- $.\delta(i,\sigma) = \text{Class}(x_i\sigma) \bullet$
 - $.q_0 = \operatorname{Class}\left(\varepsilon\right) \, ullet$
- $.F = \{i \in Q \mid x_i \in L\} \bullet$

טענה: תהא A אס"ד המחלקות של $X^*/_{\sim_L}$ טענה: תהא $\{x_1\dots x_n\}$ סופית תהא סופית תהא $L\subseteq \Sigma^*$ יהי של $L\subseteq \Sigma^*$ יהי $\hat{\mathcal{S}_A}(q_0,y) = \mathsf{Class}(y)$ אזי $y \in \Sigma^*$

 $|Q|\geq 2^n$ אאי $L(A)=\{x\in [n]^*\ |\ \exists\sigma\in\Sigma.\#_\sigma(x)=0\}$ טענה: יהי A אס"ד מעל $n\in\mathbb{N}_+$ איי $n\in\mathbb{N}_+$

 $q_0,q_a,q_r\in Q$ יהיו $\Sigma\subseteq \Gamma$ וכן $\Sigma\subseteq \Gamma$ וכן אלפבית יהי אלפבית יהי קבוצה סופית יהי Ω אלפבית יהי הלבית טיורינג (מ"ט): תהא $(Q,\Sigma,\Gamma,\delta,q_0,q_a,q_r)$ 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

 Σ 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_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_r מ"ט אזי ($Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r$) מיט אזי מצב דוחה במכונת טיורינג: תהא

 $c \in \Gamma^*Q\Gamma^*$ מ"ט אזי M מהא M

 $c=q_0v$ המקיימת $v\in\Sigma^*$ עבורה קיים $c\in\Gamma^*Q\Gamma^*$ איי קונפיגורציה M מ"ט איי קונפיגורציה התחלתית:

 $.c=uq_av$ המקיימים $u,v\in \Sigma^*$ עבורה קיימים עבורה מונפיגורציה מיט אזי קונפיגורציה מקבלת: תהא $u,v\in \Sigma^*$ המקיימים עבור

 $c=uq_rv$ אונפיגורציה $u,v\in \Sigma^*$ עבורה קיימים עבורה קיימים מ"ט אזי קונפיגורציה קונפיגורציה עבורה אזי קונפיגורציה מ"ט אזי קונפיגורציה אזי

cעם cעם אזי נזהה את cעם מ"ט ותהא d

קונפיגורציה c' המקיימת אחד הבאים מ"ט תהא d מ"ט תהא d מ"ט תהא קונפיגורציה אזי קונפיגורציה d

```
.c'=uq'ab'v וכן \delta\left(q,b
ight)=\left(q',b',L
ight) וכן c=uaqbv עבורם q,q'\in Q וקיימים u,v\in\Gamma^* וכן a,b,b'\in\Gamma פיימים b,b'\in\Gamma פיימים b,b'\in\Gamma וכן a,b,b'\in\Gamma עבורם a,b,b'\in\Gamma פיימים b,b'\in\Gamma וכן a,b'\in\Gamma וכן a,b'\in\Gamma
```

c'=ub'q'v וכן $\delta\left(q,b
ight)=\left(q',b',R
ight)$ וכן c=uqbv עבורם $q,q'\in Q$ וקיימים $u,v\in\Gamma^*$ וקיימים $b,b'\in\Gamma$

 c_i עוברת ל־ $c_0=q_0x$ אונפיגורציות מכונת $c_0=c_0$ עוברת מ"ט אזי איזי איזי אזי איזי $x\in \Sigma^*$ עבורו קיימים מכונת מילה: תהא a מ"ט אזי אזי a עוברת ל־a עוברת ל־a וכן a קונפיגורציה מקבלת.

 c_i עוברת ל־ c_{i-1} עוברת $c_0=q_0x$ אונף אור פיימים מכונת $a_0\ldots c_n$ עבורו אזי אזי a_0 עוברת מ"ט אזי אזי a_0 עבורו קיימים אונף אונף אזי באשר a_0 עבורו מיימים אזי a_0 עבורו פיימים אזי a_0 עוברת ל־כֹּל אונף אונף אזי פונפיגורציה דוחה.

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

x את אחה את אלא לא מקבלת אורו איט אזי $x\in \Sigma^*$ עבורו M אמיט אוצרת אל אוצרת על קלט: תהא

מתקיים M' מסוג M וכן לכל M מסוג M מחלים לכל מחול מודלים שקולים: מודלים שקולים: מודלים שקולים

- $L\left(A
 ight)=L\left(A'
 ight)$ המקיימת M' מסוג A'
- $L\left(B
 ight) =L\left(B^{\prime }
 ight)$ קיימת $B^{\prime }$ מסוג M המקיימת ullet

מסקנה: אס"ד, אסל"ד ואסלד"ם הינם מודלים שקולים.

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 $\Sigma\subseteq \Gamma$ וכן אלפבית יהי Σ אלפבית יהי Σ אלפבית עבורו $\Sigma\subseteq \Gamma$ וכן אורינג רב־סרטית: יהי $\Sigma\subseteq \Gamma$ תהא Σ קבוצה סופית יהי Σ אוי Σ אזי Σ וכן Σ וכן Σ הייו Σ וכן Σ הייו Σ הייו אזי Σ באשר Σ ותהא Σ ותהא Σ ותהא Σ ותהא Σ ותהא Σ אזי Σ וכן Σ אזי Σ אזי Σ וער אייו Σ וער אייו יהייו Σ וער אייו Σ וער אייו ותהא Σ וכן Σ וכן Σ אייו יהייו Σ אייו ותהא Σ וכן Σ וכן Σ יהיו

הערה: את כל הפעולות ממכונת טיורינג נכליל בצורה הטבעית עבור מכונת טיורינג רב־סרטית.

 $c_1\$c_2\$\dots\$c_k$ אזי $c_1\dots c_k\in \Gamma^*Q\Gamma^*$ קונפיגורציה מכונת טיורינג רב־סרטית: תהא m מ"ט רב־סרטית אזי קונפיגורציה אזי קבורה קיים $v\in \Sigma^*$ המקיימת $v\in \Sigma^*$ מ"ט רב־סרטית אזי קונפיגורציה $v\in \Sigma^*$ המקיימת $v\in \Sigma^*$ המקיימת אזי קונפיגורציה $v\in \Sigma^*$ המקיימת $v\in \Sigma^*$ המקיימת אזי קונפיגורציה התחלתית במכונת טיורינג רב־סרטית $v\in \Sigma^*$ מ"ט רב־סרטית אזי קונפיגורציה $v\in \Sigma^*$ המקיימת $v\in \Sigma^*$ המקיימת $v\in \Sigma^*$ המקיימת $v\in \Sigma^*$ המקיימת מיורינג רב־סרטית המערכה מיורינג רב־סרטית מ"ט רב־סרטית המערכה מ"ט רב־סרטית המערכה מ"ט רב־סרטית מ"ט רב־סר

. מסקנה: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ אזי מכונת טיורינג ומכונת טיורינג הב־סרטית אזי מכונת מסקנה:

 $(k,(\pi_1\dots\pi))$ אזי $\pi_1\dots\pi_p$ ותהיינה $k\in\mathbb{N}$ יהי

k אזי RAM מספר הרגיסטרים במודל RAM: יהי (k,Π) מודל

 Π אזי RAM יהי (k,Π) מודל אזי RAM פקודות במודל

 $T:\mathbb{N} o\mathbb{N}$ וכן $R_0\dots R_k\in\mathbb{N}$ וכן אזי PC וכן אזי RAM מודל יהי (k,Π) יהי וכן יהי

.PC מונה התוכנית בקונפיגורציה: יהי (k,Π) מודל RAM מודה (k,Π) קונפיגורציה אזי

RAM מודל אזי (T,R, PC) אותהא מודל מודל (k,Π) יהי יהי קונפיגורציה אזי רגיסטרים בקונפיגורציה:

.T אזי קונפיגורציה (T,R,PC) ותהא מודל מודל (k,Π) יהי יהי קונפיגורציה: אינרון בקונפיגורציה יהי

.MIPS זהה לריצת מעבד RAM הערה: ריצת מודל

טענה: מכונת טיורינג ומודל RAM הם מודלים שקולים.

 $\square\in\Gamma\setminus\Sigma$ וכן $\Sigma\subseteq\Gamma$ אלפבית עבורו Γ אלפבית עבורו $\Sigma\subseteq\Gamma$ וכן $\Sigma\subseteq\Gamma$ וכן $\Sigma\subseteq\Gamma$ וכן $\Sigma\subseteq\Gamma$ אלפבית יהי Σ אלפבית עבורו $\Sigma\subseteq\Gamma$ וכן $\Sigma\subseteq\Gamma$ ותהא $\Sigma\subseteq\Gamma$ ותהא $\Sigma\subseteq\Gamma$ ותהא $\Sigma\subseteq\Gamma$ ותהא $\Sigma\subseteq\Gamma$ ותהיינה Σ באשר Σ באשר Σ ותהא Σ מטל"ד תהא Σ מטל"ד תהא Σ ותהא Σ ותהיינה Σ ותהיינה Σ וכן Σ אזי עץ קונפיגורציות מתקיים (Σ שורש Σ עבורו לכל Σ קונפיגורציות מתקיים (Σ באצא של Σ) עוברת ל- Σ).

מכונת טיוריגנ לא־דטרמיניסטית מקבלת מילה: תהא N מטל"ד אזי $x\in \Sigma^*$ עבורו קיים עלה מקבל ב־ $T_{N,x}$. מכונת טיוריגנ לא־דטרמיניסטית דוחה מילה: תהא N מטל"ד אזי $x\in \Sigma^*$ עבורו $T_{N,x}$ סופי וכן x אינו מתקבל על ידי $x\in \Sigma^*$ שפה של מכונת טיוריגנ לא־דטרמיניסטית: תהא $x\in \Sigma^*$ מטל"ד אזי $x\in \Sigma^*$ עבורו $x\in \Sigma^*$ עבורו $x\in \Sigma^*$ עבורו $x\in \Sigma^*$ עבורו את מטל"ד את מטל"ד אזי $x\in \Sigma^*$ עבורו $x\in \Sigma^*$ עבורו את דוחה את $x\in \Sigma^*$ טענה: מכונת טיורינג ומכונת טיורינג לא־דטרמיניסטית הינן מודלים שקולים.

```
xעוצרת על M עוצרת שפה: תהא x\in \Sigma^* מתקיים כי \mathcal{L}=L\left(M
ight) עבורה מכונת טיורינג מכריע שפה: תהא שפה אזי מ"ט M
                                 \mathcal{R}=\{\mathcal{L}\subseteq\Sigma^*\mid\mathcal{L} אמכריעה מ"ט M המכריעה איז \Sigma אלפבית איז \Sigma אלפבית איז היי \Sigma
                                                                                                                                            \mathcal{R} \subseteq \mathcal{RE} :מסקנה
                                                                עבורו \Sigma \cup \{\$\} מעל האלפבית שפה אזי מ"ט שפה אזי מונה עבור שפה: תהא ב\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*
                                                                                     \delta(q,\sigma)=(q',\sigma',R) מתקיים \sigma\in\Gamma ולכל g\in Q לכל
                                                                                                             מקיימת \varepsilon מקיימת על הקונפיגורציה E
                                                               . לכל x \in L מתקיים כיx \in \mathbb{R} על הסרט לאחר מספר סופי של צעדים x \in L
                                                                                      לא על הסרט לעולם. x$ מתקיים כי x$ לא על הסרט לעולם.
                                                                                   . טענה: תהא \mathcal{L}\subseteq \Sigma^* שפה אזי (\mathcal{L}\in\mathcal{RE}) שפה ל־\mathcal{L}\subseteq \Sigma^* מונה).
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 שפה אזי ענה: תהא \mathcal{L}\subseteq \Sigma^*
                                                                                        \mathrm{co}\mathcal{RE}=\left\{\mathcal{L}\subseteq\Sigma^*\mid\overline{\mathcal{L}}\in\mathcal{RE}
ight\} אלפבית אזי אלפבית אזי
                                                                                                                                  \mathcal{R} = \mathcal{RE} \cap \mathrm{co}\mathcal{RE} : טענה
                                       . חח"ע עד כדי שינוי שמות. f:\{M\mid מ"ט M\} 	o \{0,1\}^* חח"ע עד כדי שינוי שמות.
                                                                                        M סימון: תהא M מ"ט אזי \langle M \rangle הינו הקידוד הבינארי של
                                                x סימון: תהא M מ"ט ותהא x מילה אזי \langle M,x 
angle הינו הקידוד הבינארי של
                                                                              משפט מכונת טיורינג אוניברסלית: קיימת מ"ט U מעל \{0,1\} עבורה
                                          (x) את מקבלת את אר(x) את מתקיים (x) מתקיים (x) אם של (x) אם אל של (x) אולכל קלט (x)
                                               (x) את את 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 \notin \operatorname{Im}(f) באשר x \notin \operatorname{Im}(f) מתקיים כי x \in \{0,1\}^*
                                                                                          L 
otin \mathcal{RE} \cup \mathrm{co}\mathcal{RE} שפה עבורה L \subseteq \{0,1\}^* טענה: קיימת
                                                                        .ACC = \{\langle M,x\rangle \mid (מ"ט) \wedge (מ מילה) \wedge (x את מקבלת את הגדרה:
                                                                                                                                            \mathsf{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 M מעל M מעל M מעל למה: לא קיימת מ"ט M
                                          \{\langle N \rangle \mid \langle N \rangle \notin L\left(N
ight)\} מ"ט א ממכריעה את ACC מהנריעה את M מ"ט ממכריעה את
                                                                                                                                              .\mathsf{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) \wedge (
                                                                                                                                     .HALT \in \mathcal{RE} \backslash \mathcal{R} :טענה
                                                                                            .EMPTY = \{\langle M \rangle \mid (\alpha " \omega) \land (L(M) = \varnothing)\} הגדרה:
                                                                                                                                          .EMPTY \notin \mathcal{R} :
עוצרת M מתקיים כי M מתקיים כי f:D	o (\Gamma\backslash\{\sqcup\})^* אזי D\subseteq\Sigma אזי M מתקיים כי M מתקיים כי
                                                                                                           f(x)ינו הסרט בסוף הריצה הינו x וכן הסרט בסוף
```

שפות כריעות למחצה/שפות ניתנות למניה רקורסיבית/שפות ניתנות לקבלה: יהי Σ אלפבית אזי

 $\mathcal{RE} = \{ \mathcal{L} \subseteq \Sigma^* \mid \mathcal{L} = L(M) \text{ עבורה } M \text{ עבורה} \}$

 $(x\in A)\Longleftrightarrow (f(x)\in B)$ מתקיים $x\in \Sigma^*$ מלכל מיפוי אזי $f:\Sigma^* o \Delta^*$ אמנפניית מיפוי אזי $A\subseteq \Sigma^*$ תהא $\Sigma\subseteq \Delta$ אלפבייתים באשר Σ באשר Σ באשר Σ אלפבייתים באשר מיפוי אזי

חשיבה עבורה $f:\Sigma^* o\Delta^*$ שפה אזי $B\subseteq\Delta^*$ שפה ותהא שפה Σ^* עבורה באשר באשר באשר באשר באשר אוני. יהיו

 $.A \leq_m B$ יטענה: EMPTY \in co \mathcal{RE}

 $A \in \mathcal{R}$ אזי אזי $A \leq_m B$ וכן $B \in \mathcal{R}$ שפות באשר אפות ההיינה תהיינה תהיינה

 $A \notin \mathcal{R}$ אזי $A \leq_m B$ וכן $A \notin \mathcal{R}$ שפות באשר A, B אזי $A \leq_m B$ וכן

 \le הערה: יש דבר כזה רדוקציה כללית שמכלילה את רדוקציית המיפוי, לא עברנו על זה פורמלית, מסומן

 $f:D o (\Gamma\backslash\{\sqcup\})^*$ אזי $D\subseteq \Sigma$ אזי $f:D o (\Gamma\backslash\{\sqcup\})^*$ עבורה קיימת מ"ט

```
.REG \notin \mathcal{R} :טענה
                                                                                                                       EQ = \{ \langle M_1, M_2 \rangle \mid L(M_1) = L(M_2) \} :הגדרה
                                                                                                                                                                          .EQ \notin \mathcal{R} :טענה
                                                                                                                                   .HALT_{arepsilon}=\{\langle M
angle\midarepsilon עוצר על M\} :הגדרה:
                                                                                                                                                             .HALT \leq_m HALT_{\varepsilon} טענה:
                                                                                               A \leq_m B אזי B \in \mathcal{P}\left(\Sigma^*
ight) \setminus \{\Sigma^*, \varnothing\} ותהא A \in \mathcal{R} אזי
                                                     .\overline{B}ל למה: תהיינה A,B שפות ותהא f רדוקציית מיפוי מ־A לישה: תהיינה שפות ותהא לדוקציית מיפוי מ
                                                                                                                           טענה: תהיינה A \leq_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{ACC} \leq_m EQ וכן ACC \leq_m EQ טענה:
                                                                                                                                                        .EQ \notin \mathcal{RE} \cup 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\right) \in \mathcal{C}\} הגדרה: תהא \mathcal{C} תכונה סמנטית אזי
                                                                                     L_{\mathcal{C}}
otin\mathcal{C}\in\mathcal{P}\left(\mathcal{RE}
ight)\setminus\left\{\mathcal{RE},arnothing
ight\} משפט רייס: תהא \mathcal{C}\in\mathcal{P}\left(\mathcal{RE}
ight)\setminus\left\{\mathcal{RE},arnothing
ight\} משפט רייס
                                                                                                                                     L_{\mathcal{C}} \in \mathcal{R} אזי \mathcal{C} \in \{\mathcal{RE}, \varnothing\} טענה: תהא
                                                                                                                                               .PRIME = \{(p)_2 \mid p \in \mathbb{P}\} הגדרה:
                                                                                                                          .EQPRIME = \{\langle M \rangle \mid L(M) = PRIME\} הגדרה:
                                                                                                                                                                 .EQPRIME \notin \mathcal{R} :
                                                                    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{E} אזי arnothing\in\mathcal{C} באשר באשר \mathcal{C}\in\mathcal{P}\left(\mathcal{R}\mathcal{E}
ight)\setminus\left\{\mathcal{R}\mathcal{E}\right\} 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} :
על הקלט M על מתקיים כי n\in\mathbb{N} ולכל איז לימן ריצה של מכונת טיורינג: תהא א מ"ט אזי T:\mathbb{N}	o\mathbb{N} על מ"ט אזי איז מתקיים כי x\in\Sigma^n אליון לימן ריצה של מכונת טיורינג:
                                                                                                                                             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 \mathrm{DTime}\left(n^2
ight) טענה:
                                                                                                                           \left\{ 0^{k}1^{k}\mid k\geq0
ight\} \in DTime \left( n\log\left( n
ight) 
ight) מסקנה:
                                                                                . רגולרית. איי L\in \mathrm{DTime}\,(t\,(n)) ותהא ותהא ותהא t\,(n)=o\,(n\log\,(n)) איי איי בעולרית.
                                                                                  \{0^k 1^k \mid k \geq 0\} \notin \mathsf{DTime}\left(t\left(n\right)\right) אזי t\left(n\right) = o\left(n\log\left(n\right)\right) מסקנה: תהא
(T(n))_2 את משבת אחn\in\mathbb{N} על הקלט M מחשבת את מ"ט M המקיימת לכל n\in\mathbb{N} כי M על הקלט T:\mathbb{N}	o\mathbb{N} מחשבת את פונקציה
                                                                                                                                                                         \mathcal{O}\left(T\left(n\right)\right) בזמן
                                                                                      T\left(n
ight) = \Omega\left(n
ight) עענה: תהא T:\mathbb{N} 	o \mathbb{N} חשיבה בזמן שאינה קבועה אזי
M באשר x ולכל קלט M ולכל מ"ט M וברסלית U וקיים וקיים אוניברסלית עם טיימר: קיימת מ"ט אוניברסלית וקיים
                                                         עוצרת על הקלט X אנדים מתקיים כי U עוצרת על הקלט X אנדים עדים מתקיים מתקיים כי U צעדים מתקיים לאחר א
                                           משפט: קיימת מ"ט אוניברסלית U וקיים ווכל תבורם לכל מ"ט מ"ט אוניברסלית U וקיים ווכל תבורם לכל מ"ט אוניברסלית C\in\mathbb{R}
                                                            .\langle M,x,t\rangle את מקבלת אזי צעדים אזי tהיותר לכל אחר הקלט על עוצרת אזי M אם \bullet
```

 $\langle M, x, t \rangle$ אם M דוחה את x או לא עוצרת לאחר t צעדים אזי t או לא עוצרת t

. צעדים $C \cdot t \log (t)$ צעדים $U \bullet$

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

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

 $\mathrm{ACC} \leq_m \mathrm{HALT}$ מסקנה: $\mathrm{ACC} \leq \mathrm{EMPTY}$

```
.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 מ"ט T\left(n
ight) אזי קיימת מ"ט T\left(n
ight)\geq n ותהא ותהא T\left(n
ight)\geq n אזי קיימת מ"ט T\left(n
ight) באשר
                                                                                                                                                  L\left(M
ight)=L\left(M'
ight) עבורה
\mathcal{O}\left(T^{3}\left(n
ight)
ight) שרצה בזמן M' שרצה מ"ט T\left(n
ight) אזי קיימת מ"ט אודל RAM מודל 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 T:\mathbb{N}	o\mathbb{N} מאל"ד אזי אולכל תלכל איז מולינג לא־דטרמיניסטית: תהא
                                                                                                                                      T\left( n
ight) בעומק לכל היותר בעומק
                                                  .NTime (T\left(n\right))=\{L\left(N\right)\mid\mathcal{O}\left(T\left(n\right)\right) בזמן שרצה בזמן מטל"ד שרצה T:\mathbb{N}\to\mathbb{N} אזי T:\mathbb{N}\to\mathbb{N}
עבורה T(n) \geq n שרצה בזמן M שרצה מ"ט M שרצה בזמן מטל"ד שרצה בזמן מטל"ד שרצה מטל"ד באשר אזי קיימת T(n) \geq n ותהא אזי T(n) \geq n
                                                                                                                                                             L(N) = L(M)
                                                                                                                                        \mathcal{P} = \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \operatorname{DTime}\left(n^c\right) : \mathcal{P} שפה
                                                                                             .PATH = \{\langle G, s, t \rangle \mid t^{-1} sברף מכוון עם מסלול מ־G\} גרף מכוון עם מסלול מ־
                                                                                                                                                            .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
                                                                                                                            .co\mathcal{NP}=\left\{L\mid\overline{L}\in\mathcal{NP}
ight\} :co\mathcal{NP} שפה
                                                                                                                                                \mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP} \cap \mathrm{co}\mathcal{NP} טענה:
                                                                         .HAMPATH = \{\langle G,s,t\rangle\mid tל מכוון עם מסלול המילטוני מ־G\} גרף מכוון עם מסלול המילטוני מ־
                                                                                                                                                  .HAMPATH \in \mathcal{NP} :
                                                                                                                         \mathcal{EXP} = igcup_{k \in \mathbb{N}} DTime \left(2^{n^k}
ight): \mathcal{EXP} שפה
                                                                                                                  \mathcal{NEXP} = igcup_{k \in \mathbb{N}} NTime \left(2^{n^k}\right) :\mathcal{NEXP} טענה: \mathcal{EXP} \subseteq \mathcal{NEXP} 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:
                                                                                          x על M על הינו ריצת M מ"ט ויהי x \in \Sigma^* אזי ויהי M מ"ט ויהי
                                                                       מוודא לשפה: תהא \Sigma \cup \{","\} שפה אזי מ"ט V מעל אלפבית שפה \Sigma \subseteq \Sigma^* המקיים
                                                                                      . מקבלת V\left(x,w\right) עבורו w\in\Sigma^{*} אזי קיים x\in\mathcal{L} יהי שלמות: יהי
                                                                                  . דוחה V\left(x,w\right) ביוחה w\in\Sigma^{*} אזי לכל x\notin\mathcal{L} יהי היי
                                                                                            \mathcal{L}\subseteq \Sigma^* טענה: תהא \mathcal{L}\subseteq \Sigma^* שפה אזי שפה אזי ל־\mathcal{L}\subseteq \Sigma^*
V\left(x,w
ight) כי מתקיים כי לכל x,w\in\Sigma^* מתקיים כי לכל לשפה: עבורו קיים p\in\mathbb{N}\left[x
ight] עבורו לינומי לשפה: תהא שפה אזי מוודא ל
                                                                                                                                עוצרת לכל היותר אחרי p\left(|x|\right) צעדים.
                                                                                      .CLIQUE = \{\langle G, k \rangle \mid k גרף גרף בעל מכוון בעל קליקה מגודל G\}
                                                                                                                                 .CLIQUE: טענה: קיים מוודא פולינומי
                                                                                      .IS = \{\langle G, k \rangle \mid k מגודל מגודל בעל קבוצה בעל מכוון גרף לא מכוון בעל הגדרה:
                                                                                                                                         טענה: קיים מוודא פולינומי ל־IS.
                                                                                                                 .FACTOR = \{\langle N, k \rangle \mid \exists d \in [k] . (d|N)\} :הגדרה:
```

.FACTOR טענה: קיים מוודא פולינומי

.SUBSETSUM טענה: קיים מוודא פולינומי

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

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

 $\mathcal{L}\subseteq \Sigma^*$ משפט: תהא $\mathcal{L}\subseteq \Sigma^*$ שפה אזי ($\mathcal{L}\in\mathcal{NP}$) שפה אזי פולינומי ל־ \mathcal{L}

```
p\in\mathbb{N}\left[x
ight] פונקציה חשיבה M המחשבת את f:D	o (\Gamma\backslash\{\sqcup\})^* אזי D\subseteq\Sigma אזי את חשיבה פולינומית: תהא
                                                                 . אעדים p\left(|x|\right) אחרי אחרי לכל עוצרת עוצרת אחרי מתקיים כי מתקיים כי מתקיים כי M\left(x\right) אתקיים כי לכל
f שפה אזי רדוקציית מיפוי שפה אB\subseteq \Delta^* שפה ותהא היים באשר באשר באשר באשר אלפבייתים שפה אזי רדוקציית מיפוי פולינומית: יהיו
                                                                                                                                           מ־A ל־B חשיבה פולינומית.
A \leq_p B אזי
                                                                                                                                                    .CLIQUE \leq_p IS :טענה
                                                                                      A\in\mathcal{P} אזי A\leq_p B וכן B\in\mathcal{P} שפות באשר A,B אזי סענה: תהיינה
                                                                                                      \mathcal{NPH}=\{\mathcal{L}\mid orall L\in \mathcal{NP}\,(L\leq_p\mathcal{L})\} :שפה
                                                                                                                        \mathcal{NPC} = \mathcal{NP} \cap \mathcal{NPH} שפה \mathcal{NP}ישלמה:
                                                                                                        (\mathcal{P} = \mathcal{NP}) \Longleftrightarrow (\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) מקבלת t
                                                                                                                                                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 טענה: תהיינה
                                                                                       x\in\left\{ 0,1
ight\} ^{n} מעגל ספיק: מעגל C עבורו קיים x\in\left\{ 0,1
ight\} ^{n} מעגל
          .arphi = igwedge_{i=1}^migee_{i=1}^k(A)_{i,k} המקיימת A \in M_{m	imes k}\left(\{p_i\} \cup \{\lnot p_i\}
ight) וקיימת וקיים m \in \mathbb{N} בסוק arphi \in \mathbb{N} בסוק: פסוק
                                                                                   .kSAT =\{\langle arphi 
angle \mid (arphi \in kCNF) \land (ספיקה) 
angle \land k \in \mathbb{N}_+ הגדרה: יהי k \in \mathbb{N}_+ אזי
                                                                                                                              .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 איי k \leq \ell באשר באשר k, \ell \in \mathbb{N}_+ 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
                                                                                              סימון: תהא v השמה אזי A \in M_{m 	imes k}\left(\{p_i\} \cup \{\lnot p_i\}
ight) השמה אזי
                                                                             N\left(\bigwedge_{i=1}^{m}\bigvee_{j=1}^{k}\left(A\right)_{i,k},v\right)=\left|\left\{i\in\left[m\right]\left|\overline{v}\left(\bigvee_{j=1}^{k}\left(A\right)_{i,k}\right)=\mathrm{True}
ight\}\right| . CCNF =\left\{\left\langle arphi,k\right
angle \mid (arphi\in\mathrm{CNF})\wedge(\exists v\left(N\left(arphi,v\right)=k\right))
ight\} הגדרה:
                                                                                                                                                   .CCNF \in \mathcal{NPC} :טענה
                                                                                                       .DNFCNF = \{\langle \varphi \rangle \mid (\varphi \in DNF) \land (\varphi \in \varphi)\} הגדרה:
                                                                                                                                                     .DNFCNF \in \mathcal{P} :טענה
                                   (u \in C) \lor (v \in C) מתקיים \{u,v\} \in E עבורה לכל עבורה אזי C \subseteq V גרף לא מכוון אזי C \subseteq V
                                                                              .VC = \{\langle G,k\rangle\mid k גרף גרף לא מכוון בעל כיסוי קודקודים מגודל G\}
                                                                                                                                                       .VC \in \mathcal{NPC} :טענה
```