

אלפבית: קבוצה Σ המקיימת $0 < |\Sigma| < \aleph_0$.

מילים: יהי Σ אלפבית אזי $\Sigma^* = \bigcup_{n=0}^{\infty} \Sigma^n$.

אורך של מילה: יהי Σ אלפבית ותהא $w \in \Sigma^n$ מילה אזי $|w| = n$.

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

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

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

חזקה של מילה: תהא $\langle w_1 \dots w_n \rangle \in \Sigma^*$ ויהי $m \in \mathbb{N}$ אזי $\langle w_1 \dots w_n \rangle^m = \prod_{i=1}^m \langle w_1 \dots w_n \rangle$.

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

שפה: יהי Σ אלפבית אזי $L \subseteq \Sigma^*$.

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

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

חזקה של שפה: תהא $L \subseteq \Sigma^*$ שפה ויהי $m \in \mathbb{N}$ אזי $L^m = \left\{ \prod_{i=1}^m w_i \mid \forall i \in [m]. w_i \in L \right\}$.

סגור קליני של שפה: תהא $L \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי $L^* = \bigcup_{k=0}^{\infty} L^k$.

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

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

אלגוריתם מכריע שפה: תהא $L \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי אלגוריתם $A : \Sigma^* \rightarrow \{\text{true}, \text{false}\}$ המקיים

• מקבל: לכל $x \in L$ מתקיים $A(x) = \text{true}$.

• דוחה: לכל $x \notin L$ מתקיים $A(x) = \text{false}$.

פונקציה בוליאנית: תהיינה $n, m \in \mathbb{N}$ אזי $f : \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}^m$.

בסיס פונקציות בוליאניות: תהיינה $f_1 \dots f_n$ פונקציות בוליאניות אזי $\{f_1 \dots f_n\}$.

בסיס דה-מורגן: $\mathcal{B} = \{\wedge, \vee, \neg\}$.

מעגל בוליאני: יהי \mathcal{B} בסיס פונקציות בוליאניות תהיינה $k_1 \dots k_n \in \mathbb{N}_+$ תהיינה $f_1 \dots f_n \in \mathcal{B}$ באשר $f_i : \{0, 1\}^{k_i} \rightarrow \{0, 1\}$ לכל

$i \in [n]$ ותהיינה $x_1 \dots x_m, y_1 \dots y_k \in \{0, 1\}$ אזי גרף מכון G מעל $\{f_1 \dots f_n, x_1 \dots x_m, y_1 \dots y_k\}$ המקיים

• G חסר מעגלים מכוונים.

• לכל $i \in [m]$ מתקיים $\deg^-(x_i) = 0$.

• לכל $i \in [n]$ מתקיים $\deg^-(f_i) = k_i$.

• לכל $i \in [k]$ מתקיים $\deg^-(y_i) = 1$ וכן $\deg^+(y_i) = 0$.

שער: יהי מעגל בוליאני אזי $f_1 \dots f_n$.

חוטים: יהי C מעגל בוליאני אזי $E(C)$.

fan-out: יהי C מעגל בולינארי אזי $\deg^+(v)$ $\max_{v \in V(C)}$.

נוחסאות: יהי C מעגל בולינארי אזי $\{G \leq C \mid 1 \text{ הוא } G \text{ של } \text{fan-out}\}$.

שערוך מעגל בולינארי על קלט: יהי C מעגל בולינאני ויהי $v \in \{0, 1\}^m$ אזי $(x_1 \dots x_m) = v$ וכן y_i הינו הפלט הנוצר מהפעלת

הפונקציות הבולינאניות על הקודקודים הנכנסים.

סימון: יהי C מעגל בולינאני ויהי $v \in \{0, 1\}^m$ אזי השערוך של C על v הוא $C(v) = (y_1 \dots y_k)$.

מעגל מקבל מילה: יהי C מעגל בעל פלט יחיד אזי $w \in \{0, 1\}^n$ עבורו $C(w) = 1$.

שפה של מעגל: יהי C מעגל בעל פלט יחיד אזי C מקבל את $x \in \{0, 1\}^n$ $L(C) = \{x \in \{0, 1\}^n \mid x \text{ מקבל את } C\}$.

מעגל מחשב פונקציה: תהא $f : \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$ אזי מעגל בולינאני C עבורו לכל $v \in \{0, 1\}^n$ מתקיים $C(v) = f(v)$.

משפט אוניברסליות דה-מורגן: תהא $f : \{0, 1\}^m \rightarrow \{0, 1\}^k$ אזי קיים מעגל בולינאני C מעל בסיס דה-מורגן עבורו לכל $v \in \{0, 1\}^m$ מתקיים

$C(v) = f(v)$.

הערה: מכאן והלאה כל המעגלים הם בולינאניים ומעל בסיס דה-מורגן.

משפחה של מעגלים: מעגלים $\{C_n\}_{n \in \mathbb{N}}$ עבורם C_i מקבל קלט באורך i .

שפה של משפחת מעגלים: תהא \mathcal{C} משפחה של מעגלים אזי $L(\mathcal{C}_{|x|}) = \{x \in \{0, 1\}^* \mid x \in L(\mathcal{C}_{|x|})\}$.

משפחה מכריעה שפה: תהא $\mathcal{L} \subseteq \{0, 1\}^*$ שפה אזי משפחה של מעגלים \mathcal{C} עבורה $L(\mathcal{C}) = \mathcal{L}$.

מודל לא יוניפורמי: משפחה של מעגלים \mathcal{C} עבורה לכל $n \in \mathbb{N}$ יש אלגוריתם שונה.

מודל יוניפורמי: משפחה של מעגלים \mathcal{C} עבורה לכל $n \in \mathbb{N}$ יש אלגוריתם זהה.

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

חסם עליון לגודל משפחת מעגלים: תהא \mathcal{C} משפחה של מעגלים אזי $S : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ עבורה $|\mathcal{C}_n| \leq S(n)$.

טענה: תהא $f : \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$ אזי קיים מעגל C שמחשב את f בגודל $\mathcal{O}(n \cdot 2^n)$.

מסקנה: תהא $\mathcal{L} \subseteq \{0, 1\}^n$ אזי קיים מעגל C עבורו $L(C) = \mathcal{L}$ וכן $|C| = \mathcal{O}(n \cdot 2^n)$.

טענה: תהא $f : \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$ אזי קיים מעגל C שמחשב את f בגודל $\mathcal{O}(2^n)$.

מסקנה: תהא $\mathcal{L} \subseteq \{0, 1\}^n$ אזי קיים מעגל C עבורו $L(C) = \mathcal{L}$ וכן $|C| = \mathcal{O}(2^n)$.

משפט לופיאנוב: תהא $f : \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$ אזי קיים מעגל C שמחשב את f בגודל $\mathcal{O}\left(\frac{2^n}{n}\right)$.

טענה שאנון: קיים $n \in \mathbb{N}$ עבורו קיימת $f : \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$ שאינה ניתנת לחישוב בעזרת מעגל C בגודל קטן מאשר $\frac{2^n}{10n}$.

אוטומט סופי דטרמיניסטי (אס"ד): תהא $Q \neq \emptyset$ קבוצה סופית יהי Σ אלפבית תהא $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$ יהי $q \in Q$ ותהא $F \subseteq Q$ אזי $(Q, \Sigma, \delta, q, F)$.

מצבים באוטומט סופי דטרמיניסטי: יהי $(Q, \Sigma, \delta, q, F)$ אס"ד אזי Q .

אלפבית באוטומט סופי דטרמיניסטי: יהי $(Q, \Sigma, \delta, q, F)$ אס"ד אזי Σ .

פונקציית מעברים באוטומט סופי דטרמיניסטי: יהי $(Q, \Sigma, \delta, q, F)$ אס"ד אזי δ .

מצב התחלתי באוטומט סופי דטרמיניסטי: יהי $(Q, \Sigma, \delta, q, F)$ אס"ד אזי q .

מצבים מקבלים באוטומט סופי דטרמיניסטי: יהי $(Q, \Sigma, \delta, q, F)$ אס"ד אזי F .

פונקציית המעברים המורחבת: יהי $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ אס"ד אזי $\hat{\delta} : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ עבורה לכל $q \in Q$ מתקיים $\hat{\delta}(q, \varepsilon) = q$ וכן לכל $x \in \Sigma^n$ מתקיים $\hat{\delta}(q, x) = \delta(\hat{\delta}(q, x_1 \dots x_{n-1}), x_n)$.

אוטומט סופי דטרמיניסטי מקבל מילה: יהי $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ אס"ד אזי $x \in \Sigma^*$ המקיים $\hat{\delta}(q_0, x) \in F$.

טענה: יהי A אס"ד ויהי $x \in \Sigma^n$ אזי A מקבל את $x \iff (x$ מקיימים $q_1 \dots q_n \in Q$ עבורם $\delta(q_{i-1}, x_i) = q_i$ לכל $i \in [n]$ וכן $q_n \in F$).

שפה של אוטומט סופי דטרמיניסטי: יהי A אס"ד אזי $L(A) = \{x \in \Sigma^* \mid x \text{ מקבל את } A\}$.

שפה רגולרית: יהי Σ אלפבית אזי שפה $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ עבורה קיים אס"ד A המקיים $L(A) = \mathcal{L}$.

טענה: \emptyset רגולרית.

טענה: $\{\varepsilon\}$ רגולרית.

טענה: $\{x \mid \#_1(x) = 1 \pmod{2}\}$ רגולרית.

טענה: $\{y 1 0^{2k} \mid (y \in \{0, 1\}^*) \wedge (k \in \mathbb{N})\}$ רגולרית.

טענה: יהיו $L_1, L_2, L_3 \subseteq \Sigma^*$ שפות אזי $L_1(L_2L_3) = (L_1L_2)L_3$.

טענה: תהא $L \subseteq \Sigma^*$ שפה באשר $L \neq \emptyset$ וכן $L \neq \{\varepsilon\}$ אזי L^* אינסופית.

משפט: תהיינה $L, \mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ שפות רגולריות אזי

• $L \cup \mathcal{L}$ רגולרית.

• $L \cap \mathcal{L}$ רגולרית.

• \bar{L} רגולרית.

• $L \parallel \mathcal{L}$ רגולרית.

• לכל $n \in \mathbb{N}$ מתקיים כי L^n רגולרית.

• L^* רגולרית.

מסקנה: $\{x \mid \#_1(x) = 0 \pmod{2}\}$ רגולרית.

אוטומט סופי לא-דטרמיניסטי מינוס (אסלד"ם): תהא $Q \neq \emptyset$ קבוצה סופית יהי Σ אלפבית תהא $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow \mathcal{P}(Q)$ ותהיינה

$S, F \subseteq Q$ אזי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$.

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

אלפבית באוטומט סופי לא-דטרמיניסטי מינוס: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ם אזי Σ .

פונקציית מעברים באוטומט סופי לא-דטרמיניסטי מינוס: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ם אזי δ .

מצבים התחלתיים באוטומט סופי לא-דטרמיניסטי מינוס: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ם אזי S .

מצבים מקבלים באוטומט סופי לא-דטרמיניסטי מינוס: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ם אזי F .

פונקציית המעברים המורחבת: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ם אזי $\hat{\delta} : \mathcal{P}(Q) \times \Sigma^* \rightarrow \mathcal{P}(Q)$ עבורה לכל $T \subseteq Q$ מתקיים $\hat{\delta}(T, \varepsilon) = T$ וכן לכל $x \in \Sigma^n$ מתקיים $\hat{\delta}(q, x) = \bigcup_{q \in \hat{\delta}(T, x_1 \dots x_{n-1})} \delta(q, x_n)$.

אוטומט סופי לא-דטרמיניסטי מינוס מקבל מילה: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ם אזי $x \in \Sigma^*$ המקיים $\hat{\delta}(S, x) \cap F \neq \emptyset$.

טענה: יהי M אסלד"ם ויהי $x \in \Sigma^n$ אזי $(M \text{ מקבל את } x) \iff (q_0 \dots q_n \in Q \text{ קיימים } q_0 \in S \text{ עבורם } q_0 \dots q_n \in Q \text{ וכן } q_i \in \delta(q_{i-1}, x_i) \text{ לכל } i \in [n] \text{ וכן } q_n \in F)$.

שפה של אוטומט סופי לא-דטרמיניסטי מינוס: יהי M אסלד"ם אזי $L(M) = \{x \in \Sigma^* \mid x \text{ מקבל את } M\}$
אוטומט סופי דטרמיניסטי מינוס החזקה: יהי $M = (Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ם אזי אסלד"ד $(Q', \Sigma, \delta', q_0, F')$ באשר

$$Q' = \mathcal{P}(Q) \bullet$$

$$\delta'(T, x) = \bigcup_{q \in T} \delta(q, x) \bullet$$

$$q_0 = S \bullet$$

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

למה: יהי M אסלד"ם יהי A אסלד"ד החזקה של M תהא $T \subseteq Q_N$ ויהי $x \in \Sigma^*$ אזי $\hat{\delta}_A(T, x) = \hat{\delta}_M(T, x)$

משפט: יהי M אסלד"ם אזי קיים אסלד"ד A עבורו $L(M) = L(A)$

סימון: יהי Σ אלפבית אזי $\Sigma_\varepsilon = \Sigma \cup \{\varepsilon\}$

אוטומט סופי לא-דטרמיניסטי (אסלד"ד): תהא $Q \neq \emptyset$ קבוצה סופית יהי Σ אלפבית תהא $\delta : Q \times \Sigma_\varepsilon \rightarrow \mathcal{P}(Q)$ ותהיינה $S, F \subseteq Q$ אזי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$

מצבים באוטומט סופי לא-דטרמיניסטי: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ד אזי Q

אלפבית באוטומט סופי לא-דטרמיניסטי: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ד אזי Σ

פונקציית מעברים באוטומט סופי לא-דטרמיניסטי: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ד אזי δ

מצבים התחלתיים באוטומט סופי לא-דטרמיניסטי: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ד אזי S

מצבים מקבלים באוטומט סופי לא-דטרמיניסטי: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ד אזי F

סביבת ε : יהי N אסלד"ד ויהי $q \in Q$ אזי $E(q) = \{q' \in Q \mid \exists a \in Q^{k+1}. (a_0 = q) \wedge (\forall i \in [k]. a_i \in \delta(a_{i-1}, \varepsilon)) \wedge (a_k = q')\}$

סביבת ε : יהי N אסלד"ד ויהי $T \subseteq Q$ אזי $E(T) = \bigcup_{q \in T} E(q)$

פונקציית המעברים המורחבת: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ד אזי $\hat{\delta} : \mathcal{P}(Q) \times \Sigma^* \rightarrow \mathcal{P}(Q)$ עבורה לכל $T \subseteq Q$ מתקיים

$$\hat{\delta}(T, \varepsilon) = E(T) \text{ וכן לכל } x \in \Sigma^n \text{ מתקיים } \hat{\delta}(q, x) = R\left(\bigcup_{q \in \hat{\delta}(T, x_1 \dots x_{n-1})} \delta(q, x_n)\right)$$

אוטומט סופי לא-דטרמיניסטי מקבל מילה: יהי $(Q, \Sigma, \delta, S, F)$ אסלד"ד אזי $x \in \Sigma^*$ המקיים $\hat{\delta}(S, x) \cap F \neq \emptyset$

סימון: יהי $x \in \Sigma^* \setminus \{\varepsilon\}$ יהיו $\sigma_1 \dots \sigma_n \in \mathbb{N}$ ויהיו $k_0 \dots k_n \in \mathbb{N}$ עבורם $x = \varepsilon^{k_0} \sigma_0 \varepsilon^{k_1} \sigma_1 \varepsilon^{k_2} \dots \sigma_n \varepsilon^{k_n}$ אזי $x^\sharp = \sigma_1 \dots \sigma_n$

טענה: יהי A אסלד"ד ויהי $x \in \Sigma^n$ אזי $(A \text{ מקבל את } x) \iff (q_0 \dots q_n \in Q \text{ קיימים } q_0 \in S \text{ עבורם } q_0 \dots q_n \in Q \text{ וכן } q_i \in \delta(q_{i-1}, x_i^\sharp) \text{ לכל } i \in [n] \text{ וכן } q_n \in F)$

שפה של אוטומט סופי לא-דטרמיניסטי: יהי A אסלד"ד אזי $L(A) = \{x \in \Sigma^* \mid x \text{ מקבל את } A\}$

משפט: יהי N אסלד"ד אזי קיים אסלד"ם M עבורו $L(N) = L(M)$

מסקנה: יהי N אסלד"ד אזי קיים אסלד"ד A עבורו $L(A) = L(M)$

מסקנה: יהי Σ אלפבית ותהא Σ^* שפה $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ אזי $(\mathcal{L} \text{ רגולרית}) \iff (\text{קיים אסלד"ד } N \text{ המקיים } L(N) = \mathcal{L})$

ביטוי רגולרי (ב"ד): יהי Σ אלפבית אזי

$$\emptyset \bullet$$

$$a \in \Sigma_\varepsilon \text{ אזי } a \bullet$$

$$R_1, R_2 \text{ ביטויים רגולריים אזי } R_1 \cup R_2 \bullet$$

$$R_1, R_2 \text{ ביטויים רגולריים אזי } R_1 R_2 \bullet$$

$$R \text{ ביטוי רגולרי אזי } R^* \bullet$$

שפה נוצרת מביטוי רגולרי: יהי Σ אלפבית אזי

$$L(\emptyset) = \emptyset \bullet$$

$$a \in \Sigma_\varepsilon \text{ אזי } L(a) = \{a\} \bullet$$

$$R_1, R_2 \text{ ביטויים רגולריים אזי } L(R_1 \cup R_2) = L(R_1) \cup L(R_2) \bullet$$

$$R_1, R_2 \text{ ביטויים רגולריים אזי } L(R_1 R_2) = L(R_1) L(R_2) \bullet$$

$$R \text{ ביטוי רגולרי אזי } L(R^*) = L(R)^* \bullet$$

סימון: יהי Σ אלפבית אזי $r \in \Sigma^*$ ביטוי רגולרי $\{r\}$

הערה: קיים סדר פעולות לביטויים רגולריים

• סגור קליני.

- שרשור.
- איחוד.

משפט: יהי Σ אלפבית ותהא $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי $(\mathcal{L} \text{ רגולרית}) \iff (L(r) = \mathcal{L} \text{ עבור } r \in R(\Sigma) \text{ קיים})$.

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

טענה למת הניפוח: תהא \mathcal{L} שפה רגולרית אזי קיים $\ell > 0$ עבורו \mathcal{L} ניתנת לניפוח ℓ .

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

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

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

טענה: $\{a^p \mid a \in \Sigma, p \text{ ראשוני}\}$ אינה רגולרית.

טענה: השפה $\{a^i b^n c^n \mid n \in \mathbb{N}, i \in \mathbb{N}_+\} \cup \{b^n c^n \mid n, m \in \mathbb{N}\}$ ניתנת לניפוח 1 וכן אינה רגולרית.

הגדרה: תהא $L \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי $\sim_L = \left\{ (x, y) \in (\Sigma^*)^2 \mid \forall z \in \Sigma^*. (yz \in L) \iff (xz \in L) \right\}$.

טענה: תהא $L \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי \sim_L הינו יחס שקילות.

הגדרה: יהי A אס"ד אזי $\sim_A = \left\{ (x, y) \in (\Sigma^*)^2 \mid \hat{\delta}(q_0, x) = \hat{\delta}(q_0, y) \right\}$.

טענה: יהי A אס"ד ויהיו $x, y \in \Sigma^*$ עבורם $x \sim_A y$ אזי $x \sim_{L(A)} y$.

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

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

משפט מייהל-נרוד: תהא $L \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי $(L \text{ רגולרית}) \iff (\Sigma^*/\sim_L \text{ סופית})$.

סימון: תהא $L \subseteq \Sigma^*$ שפה באשר Σ^*/\sim_L סופית תהא $\{x_1 \dots x_n\}$ קבוצת נציגים של Σ^*/\sim_L ויהי $y \in \Sigma^*$ עבורו $y \sim_L x_i$ אזי $\text{Class}(y) = i$.

אוטומט סופי דטרמיניסטי המחלקות: תהא $L \subseteq \Sigma^*$ שפה באשר Σ^*/\sim_L סופית ותהא $\{x_1 \dots x_n\}$ קבוצת נציגים של Σ^*/\sim_L אזי אס"ד

$(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ באשר

• $Q = |\Sigma^*/\sim_L|$

• $\delta(i, \sigma) = \text{Class}(x_i \sigma)$

• $q_0 = \text{Class}(\varepsilon)$

• $F = \{i \in Q \mid x_i \in L\}$

טענה: תהא $L \subseteq \Sigma^*$ שפה באשר Σ^*/\sim_L סופית תהא $\{x_1 \dots x_n\}$ קבוצת נציגים של Σ^*/\sim_L יהי A אס"ד המחלקות של L ויהי $y \in \Sigma^*$ אזי $\hat{\delta}_A(q_0, y) = \text{Class}(y)$.

טענה: יהי $n \in \mathbb{N}_+$ אזי קיים אסל"ד N מעל $[n]$ באשר $|Q| = n$ עבורו $L(N) = \{x \in [n]^* \mid \exists \sigma \in \Sigma. \#_\sigma(x) = 0\}$.

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

מכונת טיורינג (מ"ט): תהא $Q \neq \emptyset$ קבוצה סופית יהי Σ אלפבית יהי Γ אלפבית עבורו $\Sigma \subseteq \Gamma$ וכן $\sqcup \in \Gamma \setminus \Sigma$ יהיו $q_0, q_a, q_r \in Q$ באשר $q_a \neq q_r$ ותהא $\delta : (Q \setminus \{q_a, q_r\}) \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, R\}$ אזי $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r)$.

מצבים במכונת טיורינג: תהא $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r)$ מ"ט אזי Q .

אלפבית במכונת טיורינג: תהא $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r)$ מ"ט אזי Σ .

אלפבית סרט במכונת טיורינג: תהא $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r)$ מ"ט אזי Γ .

פונקציית מעברים במכונת טיורינג: תהא $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r)$ מ"ט אזי δ .

מצב התחלתי במכונת טיורינג: תהא $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r)$ מ"ט אזי q_0 .

מצב מקבל במכונת טיורינג: תהא $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r)$ מ"ט אזי q_a .

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

קונפיגורציה: תהא M מ"ט אזי $c \in \Gamma^* Q \Gamma^*$.

קונפיגורציה התחלתית: תהא M מ"ט אזי קונפיגורציה $c \in \Gamma^* Q \Gamma^*$ עבורה קיים $v \in \Sigma^*$ המקיימת $c = q_0 v$.

קונפיגורציה מקבלת: תהא M מ"ט אזי קונפיגורציה $c \in \Gamma^* Q \Gamma^*$ עבורה קיימים $u, v \in \Sigma^*$ המקיימים $c = u q_a v$.

קונפיגורציה דוחה: תהא M מ"ט אזי קונפיגורציה $c \in \Gamma^* Q \Gamma^*$ עבורה קיימים $u, v \in \Sigma^*$ המקיימים $c = u q_r v$.

הערה: תהא M מ"ט ותהא c קונפיגורציה אזי נזהה את \sqcup עם c .

קונפיגורציה עוברת/צעד: תהא M מ"ט תהא c קונפיגורציה אזי קונפיגורציה c' המקיימת אחד הבאים

- קיימים $a, b, b' \in \Gamma$ וקיימים $u, v \in \Gamma^*$ וקיימים $q, q' \in Q$ עבורם $c = uaqbv$ וכן $\delta(q, b) = (q', b', L)$ וכן $c' = uq'ab'v$.
- קיימים $b, b' \in \Gamma$ וקיימים $u, v \in \Gamma^*$ וקיימים $q, q' \in Q$ עבורם $c = qbv$ וכן $\delta(q, b) = (q', b', L)$ וכן $c' = q'b'v$.
- קיימים $b, b' \in \Gamma$ וקיימים $u, v \in \Gamma^*$ וקיימים $q, q' \in Q$ עבורם $c = uqbv$ וכן $\delta(q, b) = (q', b', R)$ וכן $c' = ub'q'v$.

מכונת טיורינג מקבלת מילה: תהא M מ"ט אזי $x \in \Sigma^*$ עבורו קיימים $c_0 \dots c_n$ קונפיגורציות באשר $c_0 = q_0x$ וכן c_{i-1} עוברת ל- c_i לכל $i \in [n]$ וכן c_n קונפיגורציה מקבלת.

מכונת טיורינג דוחה מילה: תהא M מ"ט אזי $x \in \Sigma^*$ עבורו קיימים $c_0 \dots c_n$ קונפיגורציות באשר $c_0 = q_0x$ וכן c_{i-1} עוברת ל- c_i לכל $i \in [n]$ וכן c_n קונפיגורציה דוחה.

שפה של מכונת טיורינג: תהא M מ"ט אזי $\{x \in \Sigma^* \mid x \text{ מקבל את } M\}$.

מכונת טיורינג לא עוצרת על קלט: תהא M מ"ט אזי $x \in \Sigma^*$ עבורו M לא מקבלת ולא דוחה את x .

מודלים שקולים: מודלים M, M' עבורם לכל A מסוג M וכן לכל B מסוג M' מתקיים

• קיימת A' מסוג M' המקיימת $L(A) = L(A')$

• קיימת B' מסוג M המקיימת $L(B) = L(B')$

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

מכונת טיורינג נחה: תהא $Q \neq \emptyset$ קבוצה סופית יהי Σ אלפבית יהי Γ אלפבית עבורו $\Sigma \subseteq \Gamma$ וכן $\sqcup \in \Gamma \setminus \Sigma$ יהיו $q_0, q_a, q_r \in Q$ באשר $q_a \neq q_r$ ותהא $\delta : (Q \setminus \{q_a, q_r\}) \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, R, S\}$ אזי $\delta : (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r)$.
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 $k \in \mathbb{N}_+$ תהא $Q \neq \emptyset$ קבוצה סופית יהי Σ אלפבית יהי Γ אלפבית עבורו $\Sigma \subseteq \Gamma$ וכן $\sqcup \in \Gamma \setminus \Sigma$ יהיו $q_0, q_a, q_r \in Q$ באשר $q_a \neq q_r$ ותהא $\delta : (Q \setminus \{q_a, q_r\}) \times \Gamma^k \rightarrow Q \times \Gamma^k \times \{L, R\}^k$ אזי $\delta : (k, Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r)$.
הערה: את כל הפעולות ממכונת טיורינג נכליל בצורה הטבעית עבור מכונת טיורינג רב-סרטית.

קונפיגורציה במכונת טיורינג רב-סרטית: תהא M מ"ט רב-סרטית ותהינה $c_1 \dots c_k \in \Gamma^* Q \Gamma^*$ אזי $c_1 \$ c_2 \$ \dots \$ c_k$.

קונפיגורציה התחלתית במכונת טיורינג רב-סרטית: תהא M מ"ט רב-סרטית אזי קונפיגורציה c עבורה קיים $v \in \Sigma^*$ המקיימת $c = q_0 v \sqcup \$ q_0 \sqcup \$ \dots \$ q_0 \sqcup$.

מסקנה: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ אזי מכונת טיורינג ומכונת טיורינג רב-סרטית הינן מודלים שקולים.

מודל RAM: יהי $k \in \mathbb{N}$ ותהינה $\pi_1 \dots \pi_p$ אזי $(k, (\pi_1 \dots \pi))$.

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

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

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

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

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

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

הערה: ריצת מודל RAM זהה לריצת מעבד MIPS.

טענה: מכונת טיורינג ומודל RAM הם מודלים שקולים.

מכונת טיורינג לא-דטרמיניסטית (מטל"ד): תהא $Q \neq \emptyset$ קבוצה סופית יהי Σ אלפבית יהי Γ אלפבית עבורו $\Sigma \subseteq \Gamma$ וכן $\sqcup \in \Gamma \setminus \Sigma$ יהיו $q_0, q_a, q_r \in Q$ באשר $q_a \neq q_r$ ותהא $\delta : (Q \setminus \{q_a, q_r\}) \times \Gamma \rightarrow \mathcal{P}(Q \times \Gamma \times \{L, R\})$ אזי $\delta : (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_a, q_r)$.

קונפיגורציה עוברת: תהא N מטל"ד תהא $q \in Q$ ותהא $b \in \Gamma$ ותהינה $u, v \in \Gamma^*$ באשר $uqbv$ קונפיגורציה אזי קונפיגורציה c' עבורה קיימת $\delta' : (Q \setminus \{q_a, q_r\}) \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, R\}$ המקיימת $\delta'(q, b) \in \delta(q, b)$ וכן $uqbv$ הינה δ' -עוברת ל- c' .

עץ חישוב: תהא N מטל"ד ויהי $x \in \Sigma^*$ אזי עץ קונפיגורציות $T_{N,x}$ עם שורש $q_0 \sqcup$ עבורו לכל c, c' קונפיגורציות מתקיים c צאצא של c' $\iff (c' \text{ עוברת ל-} c)$.

מכונת טיורינג לא-דטרמיניסטית מקבלת מילה: תהא N מטל"ד אזי $x \in \Sigma^*$ עבורו קיים עלה מקבל ב- $T_{N,x}$.

מכונת טיורינג לא-דטרמיניסטית דוחה מילה: תהא N מטל"ד אזי $x \in \Sigma^*$ עבורו $T_{N,x}$ סופי וכן x אינו מתקבל על ידי N .

שפה של מכונת טיורינג לא-דטרמיניסטית: תהא N מטל"ד אזי $\{x \in \Sigma^* \mid x \text{ מקבל את } N\}$.

מכונת טיורינג לא-דטרמיניסטית לא עוצרת על קלט: תהא N מטל"ד אזי $x \in \Sigma^*$ עבורו N לא מקבלת ולא דוחה את x .

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

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

קיימת מ"ט M עבורה $\mathcal{RE} = \{\mathcal{L} \subseteq \Sigma^* \mid \mathcal{L} = L(M)\}$.

מכונת טיורינג מכריע שפה: תהא $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי מ"ט M עבורה $\mathcal{L} = L(M)$ וכן לכל $x \in \Sigma^*$ מתקיים כי M עוצרת על x .

שפות כריעות/שפות רקורסיביות: יהי Σ אלפבית אזי קיימת מ"ט M המכריעה את \mathcal{L}

$\mathcal{R} = \{\mathcal{L} \subseteq \Sigma^* \mid \mathcal{L} \text{ המכריעה את } \mathcal{L}\}$.

מונה עבור שפה: תהא $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי מ"ט E מעל האלפבית $\Sigma \cup \{\$\}$ עבורו

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

• הרצת E על הקונפיגורציה ε מקיימת

- לכל $x \in L$ מתקיים כי $\$x\$$ על הסרט לאחר מספר סופי של צעדים.

- לכל $x \notin L$ מתקיים כי $\$x\$$ לא על הסרט לעולם.

טענה: תהא $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי $(\mathcal{L} \in \mathcal{RE}) \iff (\text{קיים } \mathcal{L}\text{-ל-מונה})$.

מונה לקסיקוגרפי: תהא $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי מונה E עבור \mathcal{L} עבורו לכל $x, y \in \mathcal{L}$ באשר $x \leq_{\text{lex}} y$ מתקיים כי $\$x\$$ רשום על הסרט לפני $\$y\$$.

טענה: תהא $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי $(\mathcal{L} \in \mathcal{R}) \iff (\text{קיים } \mathcal{L}\text{-ל-מונה לקסיקוגרפי})$.

הגדרה: יהי Σ אלפבית אזי $\text{coRE} = \{\mathcal{L} \subseteq \Sigma^* \mid \overline{\mathcal{L}} \in \mathcal{RE}\}$.

טענה: $\mathcal{R} = \mathcal{RE} \cap \text{coRE}$.

קידוד בינארי של מכונת טיורינג: פונקציה $f : \{M \mid M \text{ מ"ט}\} \rightarrow \{0, 1\}^*$ חח"ע עד כדי שינוי שמות.

סימון: תהא M מ"ט אזי $\langle M \rangle$ הינו הקידוד הבינארי של M .

סימון: תהא M מ"ט ותהא x מילה אזי $\langle M, x \rangle$ הינו הקידוד הבינארי של M מאותחל עם x .

משפט מכונת טיורינג אוניברסלית: קיימת מ"ט U מעל $\{0, 1\}$ עבורה

• לכל מ"ט M ולכל קלט x של M מתקיים $(U \text{ מקבלת את } \langle M, x \rangle) \iff (M \text{ מקבלת את } x)$.

• לכל מ"ט M ולכל קלט x של M מתקיים $(U \text{ דוחה את } \langle M, x \rangle) \iff (M \text{ דוחה את } x)$.

• לכל מ"ט M ולכל קלט x של M מתקיים $(U \text{ לא עוצרת עבור } \langle M, x \rangle) \iff (M \text{ לא עוצרת עבור } x)$.

• לכל $x \in \{0, 1\}^*$ באשר $x \notin \text{Im}(f)$ מתקיים כי U דוחה את x .

טענה: קיימת $L \subseteq \{0, 1\}^*$ שפה עבורה $L \notin \mathcal{RE} \cup \text{coRE}$.

הגדרה: $\text{ACC} = \{\langle M, x \rangle \mid (M \text{ מ"ט}) \wedge (x \text{ מילה}) \wedge (M \text{ מקבלת את } x)\}$.

טענה: $\text{ACC} \in \mathcal{RE}$.

למה: לא קיימת מ"ט M מעל $\{0, 1\}$ עבורה $L(M) = \{\langle N \rangle \mid \langle N \rangle \notin L(N)\}$.

למה: תהא M מ"ט המכריעה את ACC אזי קיימת מ"ט N המכריעה את $\{\langle N \rangle \mid \langle N \rangle \notin L(N)\}$.

טענה: $\text{ACC} \notin \mathcal{R}$.

הגדרה: $\text{HALT} = \{\langle M, x \rangle \mid \langle M, x \rangle \mid (M \text{ מ"ט}) \wedge (x \text{ מילה}) \wedge (M \text{ עוצרת על } x)\}$.

טענה: $\text{HALT} \in \mathcal{RE} \setminus \mathcal{R}$.

הגדרה: $\text{EMPTY} = \{\langle M \rangle \mid (M \text{ מ"ט}) \wedge (L(M) = \emptyset)\}$.

טענה: $\text{EMPTY} \notin \mathcal{R}$.

מכונת טיורינג מחשבת פונקציה: תהא M מ"ט ותהא $D \subseteq \Sigma$ אזי $f : D \rightarrow (\Gamma \setminus \{\sqcup\})^*$ עבורה לכל $x \in D$ מתקיים כי M עוצרת על x וכן הסרט בסוף הריצה הינו $f(x) \sqcup^*$.

פונקציה חשיבה: תהא $D \subseteq \Sigma$ אזי $f : D \rightarrow (\Gamma \setminus \{\sqcup\})^*$ עבורה קיימת מ"ט M המחשבת את f .

רדוקציית מיפוי: יהיו Σ, Δ אלפביתים באשר $\Sigma \subseteq \Delta$ תהא $A \subseteq \Sigma^*$ שפה ותהא $B \subseteq \Delta^*$ שפה אזי $f : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$ חשיבה עבורה

לכל $x \in \Sigma^*$ מתקיים $(f(x) \in B) \iff (x \in A)$.

סימון: יהיו Σ, Δ אלפביתים באשר $\Sigma \subseteq \Delta$ תהא $A \subseteq \Sigma^*$ שפה ותהא $B \subseteq \Delta^*$ שפה ותהא $f : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$ רדוקציית מיפוי אזי

$A \leq_m B$.

טענה: $\text{EMPTY} \in \text{coRE}$.

טענה: תהיינה A, B שפות באשר $B \in \mathcal{R}$ וכן $A \leq_m B$ אזי $A \in \mathcal{R}$.

מסקנה: תהיינה A, B שפות באשר $A \notin \mathcal{R}$ וכן $A \leq_m B$ אזי $B \notin \mathcal{R}$.

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

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

מסקנה: $\text{ACC} \leq_m \text{HALT}$.

מסקנה: $\text{ACC} \leq \text{EMPTY}$.

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

טענה: $\text{REG} \notin \mathcal{R}$.

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

טענה: $\text{EQ} \notin \mathcal{R}$.

הגדרה: $\text{HALT}_\varepsilon = \{\langle M \rangle \mid \varepsilon \text{ עוצר על } M\}$.

טענה: $\text{HALT} \leq_m \text{HALT}_\varepsilon$.

טענה: תהא $A \in \mathcal{R}$ ותהא $B \in \mathcal{P}(\Sigma^*) \setminus \{\Sigma^*, \emptyset\}$ אזי $A \leq_m B$.

למה: תהיינה A, B שפות ותהא f רדוקציית מיפוי מ- A ל- B אזי f רדוקציית מיפוי מ- \bar{A} ל- \bar{B} .

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

• אם $B \in \mathcal{RE}$ אזי $A \in \mathcal{RE}$.

• אם $B \in \text{co}\mathcal{RE}$ אזי $A \in \text{co}\mathcal{RE}$.

טענה: $\text{ACC} \leq_m \text{EQ}$ וכן $\overline{\text{ACC}} \leq_m \text{EQ}$.

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

תכונה סמנטית: יהי Σ אלפבית אזי $\mathcal{C} \subseteq \mathcal{P}(\Sigma^*)$.

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

משפט רייס: תהא $\mathcal{C} \in \mathcal{P}(\mathcal{RE}) \setminus \{\mathcal{RE}, \emptyset\}$ תהא $L_{\mathcal{C}} \notin \mathcal{R}$.

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

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

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

טענה: $\text{EQPRIME} \notin \mathcal{R}$.

טענה משפט רייס הרחבה ראשונה: תהא $\mathcal{C} \in \mathcal{P}(\mathcal{RE} \setminus \{\emptyset\}) \setminus \{\emptyset\}$ אזי $L_{\mathcal{C}} \notin \text{co}\mathcal{RE}$.

טענה משפט רייס הרחבה שנייה: תהא $\mathcal{C} \in \mathcal{P}(\mathcal{RE}) \setminus \{\mathcal{RE}\}$ באשר $\emptyset \in \mathcal{C}$ אזי $L_{\mathcal{C}} \notin \mathcal{RE}$.

מסקנה: $\text{REG} \notin \mathcal{RE}$.

הגדרה: $\text{ALL} = \{\langle M \rangle \mid L(M) = \Sigma^*\}$.

למה: $\overline{\text{HALT}} \leq_m \text{ALL}$.

טענה: $\text{ALL} \notin \mathcal{RE} \cup \text{co}\mathcal{RE}$.

חסם עליון לזמן ריצה של מכונת טיורינג: תהא M מ"ט אזי $T: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ עבורה לכל $n \in \mathbb{N}$ ולכל $x \in \Sigma^n$ מתקיים כי M על הקלט

x מבצעת לכל היותר $T(n)$ צעדים.

הגדרה: תהא $T: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ אזי M מ"ט שרצה בזמן $\mathcal{O}(T(n))$ $L(M) \in \text{DTime}(T(n))$.

טענה: $\{0^k 1^k \mid k \geq 0\} \in \text{DTime}(n^2)$.

מסקנה: $\{0^k 1^k \mid k \geq 0\} \in \text{DTime}(n \log(n))$.

משפט: תהא $t(n) = o(n \log(n))$ ותהא $L \in \text{DTime}(t(n))$ אזי L רגולרית.

מסקנה: תהא $t(n) = o(n \log(n))$ אזי $\{0^k 1^k \mid k \geq 0\} \notin \text{DTime}(t(n))$.

פונקציה חשיבה בזמן: פונקציה $T: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ עבורה קיימת מ"ט M המקיימת לכל $n \in \mathbb{N}$ כי M על הקלט 1^n מחשבת את $(T(n))_2$

בזמן $\mathcal{O}(T(n))$.

טענה: תהא $T: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ חשיבה בזמן שאינה קבועה אזי $T(n) = \Omega(n)$.

משפט מכונת טיורינג אוניברסלית עם טיימר: קיימת מ"ט אוניברסלית U וקיים $C \in \mathbb{R}$ עבורם לכל מ"ט M ולכל קלט x באשר M

עוצרת על הקלט x לאחר t צעדים מתקיים כי U עוצרת על הקלט $\langle M, x \rangle$ תוך $C \cdot t$ צעדים.

משפט: קיימת מ"ט אוניברסלית U וקיים $C \in \mathbb{R}$ עבורם לכל מ"ט M לכל קלט x ולכל $t \in \mathbb{N}$ מתקיים

• אם M עוצרת על הקלט x לאחר לכל היותר t צעדים אזי U מקבלת את $\langle M, x, t \rangle$.

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

• U עוצרת לאחר $C \cdot t \log(t)$ צעדים.

משפט היררכיית הזמן: תהא $T : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ חשיבה בזמן ותהא $t(n) = o\left(\frac{T(n)}{\log(T(n))}\right)$ אזי $\text{DTime}(t(n)) \subsetneq \text{DTime}(T(n))$.

מסקנה: יהיו $1 \leq c < d$ אזי $\text{DTime}(n^c) \subsetneq \text{DTime}(n^d)$.

טענה: תהא $T : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ באשר $T(n) \geq n$ ותהא M מ"ט רב-סרטית שרצה בזמן $T(n)$ אזי קיימת מ"ט M' שרצה בזמן $\mathcal{O}(T^2(n))$ עבורה $L(M) = L(M')$.

טענה: תהא $T : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ באשר $T(n) \geq n$ ותהא M מודל RAM שרצה בזמן $T(n)$ אזי קיימת מ"ט M' שרצה בזמן $\mathcal{O}(T^3(n))$ עבורה $L(M) = L(M')$.

חסם עליון לזמן ריצה של מכונת טיורינג לא-דטרמיניסטית: תהא N מטל"ד אזי $T : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ עבורה לכל $n \in \mathbb{N}$ ולכל $x \in \Sigma^n$ מתקיים $T_{N,x}(n)$ בעומק לכל היותר $T(n)$.

הגדרה: תהא $T : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ אזי $\{L(N) \mid \mathcal{O}(T(n)) \text{ שרצה בזמן } N \text{ מטל"ד}\} = \text{NTime}(T(n))$.

טענה: תהא $T : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ באשר $T(n) \geq n$ ותהא N מטל"ד שרצה בזמן $T(n)$ אזי קיימת מ"ט M שרצה בזמן $2^{\mathcal{O}(T(n))}$ עבורה $L(N) = L(M)$.

שפה \mathcal{P} : $\mathcal{P} = \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \text{DTime}(n^c)$.

הגדרה: $\text{PATH} = \{\langle G, s, t \rangle \mid t \text{ מסלול מ-} s \text{ ל-} t\}$.

טענה: $\text{PATH} \in \mathcal{P}$.

משפט: $\text{PRIME} \in \mathcal{P}$.

שפה \mathcal{NP} : $\mathcal{NP} = \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \text{NTime}(n^c)$.

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

שפה coNP : $\text{coNP} = \{L \mid \bar{L} \in \mathcal{NP}\}$.

טענה: $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP} \cap \text{coNP}$.

הגדרה: $\text{HAMPATH} = \{\langle G, s, t \rangle \mid t \text{ מסלול המילטוני מ-} s \text{ ל-} t\}$.

טענה: $\text{HAMPATH} \in \mathcal{NP}$.

שפה \mathcal{EXP} : $\mathcal{EXP} = \bigcup_{k \in \mathbb{N}} \text{DTime}(2^{n^k})$.

שפה \mathcal{NEXP} : $\mathcal{NEXP} = \bigcup_{k \in \mathbb{N}} \text{NTime}(2^{n^k})$.

טענה: $\mathcal{EXP} \subseteq \mathcal{NEXP}$.

מסקנה: $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EXP} \subseteq \mathcal{NEXP}$.

טענה: $\mathcal{P} \subsetneq \mathcal{EXP}$.

טענה: $\mathcal{NP} \subsetneq \mathcal{NEXP}$.

סימון: תהא M מ"ט ויהי $x \in \Sigma^*$ אזי $M(x)$ הינו ריצת M על x .

מוודא לשפה: תהא $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי מ"ט V מעל אלפבית $\{", "\}$ מעל אלפבית $\Sigma \cup \{", "\}$ המקיים

• שלמות: יהי $x \in \mathcal{L}$ אזי קיים $w \in \Sigma^*$ עבורו $V(x, w)$ מקבלת.

• נאותות: יהי $x \notin \mathcal{L}$ אזי לכל $w \in \Sigma^*$ מתקיים כי $V(x, w)$ דוחה.

טענה: תהא $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי $(\mathcal{L} \in \mathcal{RE}) \iff (\text{קיים מוודא ל-}\mathcal{L})$.

מדווא פולינומי לשפה: תהא $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי מוודא V ל- \mathcal{L} עבורו קיים $p \in \mathbb{N}[x]$ המקיים כי לכל $x, w \in \Sigma^*$ מתקיים כי $V(x, w)$ עוצרת לכל היותר אחרי $p(|x|)$ צעדים.

הגדרה: $\text{CLIQUE} = \{\langle G, k \rangle \mid k \text{ קליקה מגודל } k \text{ בעל } G\}$.

טענה: קיים מוודא פולינומי ל- CLIQUE .

הגדרה: $\text{IS} = \{\langle G, k \rangle \mid k \text{ קבוצה בת"ל מגודל } k \text{ בעל } G\}$.

טענה: קיים מוודא פולינומי ל- IS .

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

טענה: קיים מוודא פולינומי ל- FACTOR .

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

טענה: קיים מוודא פולינומי ל- SUBSETSUM .

משפט: תהא $\mathcal{L} \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי $(\mathcal{L} \in \mathcal{NP}) \iff (\text{קיים מוודא פולינומי ל-}\mathcal{L})$.

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

פונקציה חשיבה פולינומית: תהא $D \subseteq \Sigma$ אזי $f : D \rightarrow (\Gamma \setminus \{\perp\})^*$ עבורה קיימת מ"ט M המחשבת את f וכן קיים $p \in \mathbb{N}[x]$ המקיים כי לכל $x \in \Sigma^*$ מתקיים כי $M(x)$ עוצרת לכל היותר אחרי $p(|x|)$ צעדים.
רדוקציית מיפוי פולינומית: יהיו Δ, Σ אלפביתים באשר $\Sigma \subseteq \Delta$ תהא $A \subseteq \Sigma^*$ שפה ותהא $B \subseteq \Delta^*$ שפה אזי רדוקציית מיפוי f מ- A ל- B חשיבה פולינומית.

סימון: יהיו Δ, Σ אלפביתים באשר $\Sigma \subseteq \Delta$ תהא $A \subseteq \Sigma^*$ שפה ותהא $B \subseteq \Delta^*$ שפה ותהא $f : \Sigma^* \rightarrow \Delta^*$ רדוקציית מיפוי פולינומית אזי $A \leq_p B$.

טענה: $\text{CLIQUE} \leq_p \text{IS}$.

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

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

שפה \mathcal{NP} -שלמה: $\mathcal{NPC} = \mathcal{NP} \cap \mathcal{NPH}$

טענה: תהא $\mathcal{L} \in \mathcal{NPC}$ אזי $(\mathcal{P} = \mathcal{NP}) \iff (\mathcal{L} \in \mathcal{P})$.

הגדרה: קיים w עבורו $M(x, w)$ מקבלת לכל היותר אחרי t צעדים $\langle M, x, 1^t \rangle \in \text{ACC}_{\mathcal{NP}}$.

טענה: $\text{ACC}_{\mathcal{NP}} \in \mathcal{NPC}$.

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

מעגל ספיק: מעגל C עבורו קיים $x \in \{0, 1\}^n$ המקיים $C(x) = 1$.

פסוק k -CNF: פסוק $\varphi \in \text{CNF}$ עבורה קיים $m \in \mathbb{N}$ וקיימת $A \in M_{m \times k}(\{p_i\} \cup \{\neg p_i\})$ המקיימת $\varphi = \bigwedge_{i=1}^m \bigvee_{j=1}^k (A)_{i,j}$.

הגדרה: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ אזי $k\text{SAT} = \{\langle \varphi \rangle \mid (\varphi \in k\text{CNF}) \wedge (\varphi \text{ ספיקה})\}$.

טענה: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ אזי $k\text{SAT} \in \mathcal{NP}$.

טענה: $2\text{SAT} \in \mathcal{P}$.

משפט קוק-ליון: $3\text{SAT} \in \mathcal{NPC}$.

טענה: יהיו $k, \ell \in \mathbb{N}_+$ באשר $k \leq \ell$ אזי $k\text{SAT} \leq_p \ell\text{SAT}$.

מסקנה: יהי $k \in \mathbb{N} \setminus \{0, 1, 2\}$ אזי $k\text{SAT} \in \mathcal{NPC}$.

משפט: $3\text{SAT} \leq_p \text{CLIQUE}$.

מסקנה: $\text{CLIQUE}, \text{IS} \in \mathcal{NPC}$.

סימון: תהא $A \in M_{m \times k}(\{p_i\} \cup \{\neg p_i\})$ ותהא v השמה אזי

$N\left(\bigwedge_{i=1}^m \bigvee_{j=1}^k (A)_{i,j}, v\right) = \left|\left\{i \in [m] \mid \overline{v}\left(\bigvee_{j=1}^k (A)_{i,j}\right) = \text{True}\right\}\right|$

הגדרה: $CCNF = \{\langle \varphi, k \rangle \mid (\varphi \in \text{CNF}) \wedge (\exists v (N(\varphi, v) = k))\}$.

טענה: $CCNF \in \mathcal{NPC}$.

הגדרה: $\text{DNFCNF} = \{\langle \varphi \rangle \mid (\varphi \in \text{DNF}) \wedge (\varphi \text{ ספיקה})\}$.

טענה: $\text{DNFCNF} \in \mathcal{P}$.

כיסוי קודקודים: יהי G גרף לא מכוון אזי $C \subseteq V$ עבורה לכל $\{u, v\} \in E$ מתקיים $(u \in C) \vee (v \in C)$.

הגדרה: $VC = \{\langle G, k \rangle \mid k \text{ כיסוי קודקודים מגודל } k \text{ של } G\}$.

טענה: $VC \in \mathcal{NPC}$.