מערכת מעברים מסומנת (LTS): יהי Σ אלפבית ותהא V קבוצה אזי $\Delta \subseteq Q \times \Sigma \times V$.

גרפים מסומנים: יהי Σ אלפבית ותהא V קבוצה אזי $\text{LabelledGraph}\left(V\right) = \left\{ \left(G, f\right) \mid \left(G \in \text{Graph}\left(V\right)\right) \wedge \left(f : E\left(G\right) \to \Sigma\right) \right\}$.

טענה: יהי Σ אלפבית תהא V קבוצה ונגדיר $\Psi : \text{LabelledGraph}\left(V\right) \to \text{LTS}$ כך $\Psi\left(G, f\right) = \left\{ \left(v, f\left(v,u\right), u\right) \mid \left(v,u\right) \in E\left(G\right) \right\}$ אזי Ψ הפיכה.

סימון: יהי Σ אלפבית תהא V קבוצה תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ויהי $\left(v, \sigma, u\right) \in \Delta$ אזי $v \xrightarrow{\sigma} u$.

מצבים של מערכת מעברים מסומנת: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת אזי $Q_\Delta = \left\{ u \in V \mid \exists \delta \in \Delta. \left(\delta_1 = u\right) \vee \left(\delta_3 = u\right) \right\}$.

הערה: מכאן והלאה נניח כי הקבוצה עליה מערכת מעברים מסומנת מוגדרת היא קבוצת המצבים שלה.

מערכת מעברים מסומנת דטרמיניסטית: מערכת מעברים מסומנת Δ המקיימת $\left|\left\{ u \in Q \mid v \xrightarrow{\sigma} u \right\}\right| \le 1$ לכל $v \in Q$ ולכל $\sigma \in \Sigma$.

מערכת מעברים מסומנת שלמה: מערכת מעברים מסומנת Δ המקיימת $\left|\left\{ u \in Q \mid v \xrightarrow{\sigma} u \right\}\right| \ge 1$ לכל $v \in Q$ ולכל $\sigma \in \Sigma$.

ריצה/מסלול: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת אזי $\rho \in Q \times \left(\Sigma \times Q\right)^n$ המקיימת $\left(\rho_i, \rho_{i+1}, \rho_{i+2}\right) \in \Delta$ לכל $i \in [2n-1]$.

הטלה של ריצה על קבוצת המצבים: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא $\rho \in Q \times \left(\Sigma \times Q\right)^n$ ריצה אזי $p \in Q^{n+1}$ המקיימת $p_i = \rho_{2i-1}$ לכל $i \in [n+1]$.

הטלה של ריצה על האלפבית: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא $\rho \in Q \times \left(\Sigma \times Q\right)^n$ ריצה אזי $p \in \Sigma^n$ המקיימת $p_i = \rho_{2i}$ לכל $i \in [n]$.

ריצה על מחרוזת: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא $w \in \Sigma^*$ אזי ריצה ρ עבורה ההטלה של ρ על Σ הינה w.

אוטומט סופי: יהי Σ אלפבית תהא Δ מערכת מעברים מסומנת באשר $|\Delta| < \aleph_0$ ותהיינה $S, F \subseteq Q$ אזי $\left(Q, \Sigma, \Delta, S, F\right)$.

ריצה מתקבלת על ידי אוטומט סופי: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט סופי אזי ריצה ρ של $\Delta_\mathcal{A}$ המקיימת $\rho_1 \in S_\mathcal{A}$ וכן $\rho_{\text{len}(\rho)} \in F_\mathcal{A}$.

מחרוזת מתקבלת על ידי אוטומט סופי: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט סופי אזי $w \in \Sigma_\mathcal{A}$ עבורו קיימת ריצה ρ על w באשר ρ מתקבלת.

שפה של אוטומט סופי: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט סופי אזי $\text{Lan}\left(\mathcal{A}\right) = \left\{ w \in \Sigma_\mathcal{A} \mid \mathcal{A} \text{ מתקבלת על ידי } w \right\}$.

אוטומטים סופיים שקולים: אוטומטיים סופיים $\mathcal{A}, \mathcal{B}$ המקיימים $\text{Lan}\left(\mathcal{A}\right) = \text{Lan}\left(\mathcal{B}\right)$.

אוטומט סופי דטרמיניסטי (אס"ד): אוטומט סופי $\mathcal{A}$ המקיים $|S_\mathcal{A}| = 1$ וכן $\Delta_\mathcal{A}$ דטרמיניסטית.

אוטומט סופי לא־דטרמיניסטי (אסל"ד): אוטומט סופי $\mathcal{A}$ באשר $\mathcal{A}$ אינו דטרמיניסטי.

מודלים שקולים: מודלי חישוב M, N עבורם לכל שפה L מתקיים (קיים $\mathcal{M}$ מסוג M עבורו $\text{Lan}\left(\mathcal{M}\right) = L$)$\Longleftrightarrow$(קיים $\mathcal{N}$ מסוג N עבורו $\text{Lan}\left(\mathcal{N}\right) = L$).

טענה: אסל"ד ואס"ד הינם מודלים שקולים.

משפט: יהי $n \in \mathbb{N}$ אזי קיימת שפה L המקיימת

- קיים אסל"ד $\mathcal{N}$ בעל $\mathcal{O}\left(n\right)$ מצבים עבורו $\text{Lan}\left(\mathcal{N}\right) = L$.
- לכל אס"ד $\mathcal{D}$ המקיים $\text{Lan}\left(\mathcal{N}\right) = L$ מתקיים כי $\mathcal{D}$ בעל $\Omega\left(2^n\right)$ מצבים.

שפה רגולרית: שפה L עבורה קיים אוטומט סופי $\mathcal{A}$ המקיים $\text{Lan}\left(\mathcal{A}\right) = L$.

משפט: תהיינה L_1, L_2 שפות רגולריות אזי $L_1 \cup L_2$ רגולרית.

משפט: קיים אלגוריתם A עבורו לכל אוטומטים סופיים $\mathcal{A}, \mathcal{B}$ מתקיים כי $A\left(\mathcal{A}, \mathcal{B}\right)$ אוטומט סופי וכן $\text{Lan}\left(A\left(\mathcal{A}, \mathcal{B}\right)\right) = \text{Lan}\left(\mathcal{A}\right) \cup \text{Lan}\left(\mathcal{B}\right)$ וכן $A\left(\mathcal{A}, \mathcal{B}\right)$ בעלת $|Q_\mathcal{A}| + |Q_\mathcal{B}|$ מצבים.

משפט: תהיינה L_1, L_2 שפות רגולריות אזי $L_1 \cap L_2$ רגולרית.

משפט: קיים אלגוריתם A עבורו לכל אוטומטים סופיים $\mathcal{A}, \mathcal{B}$ מתקיים כי $A\left(\mathcal{A}, \mathcal{B}\right)$ אוטומט סופי וכן $\text{Lan}\left(A\left(\mathcal{A}, \mathcal{B}\right)\right) = \text{Lan}\left(\mathcal{A}\right) \cap \text{Lan}\left(\mathcal{B}\right)$ וכן $A\left(\mathcal{A}, \mathcal{B}\right)$ בעלת $|Q_\mathcal{A}| \cdot |Q_\mathcal{B}|$ מצבים.

משפט: יהיו Σ_1, Σ_2 אלפביתים תהא $f : \Sigma_1 \to \Sigma_2$ ותהא L שפה רגולרית מעל Σ_1 אזי $f\left(L\right)$ רגולרית.

משפט: יהיו Σ_1, Σ_2 אלפביתים תהא $f : \Sigma_1 \to \Sigma_2$ אזי קיים אלגוריתם A עבורו לכל אוטומט סופי $\mathcal{A}$ מעל Σ_1 מתקיים כי $A\left(\mathcal{A}\right)$ אוטומט סופי מעל Σ_2 וכן $\text{Lan}\left(A\left(\mathcal{A}\right)\right) = \text{Lan}\left(f\left(\mathcal{A}\right)\right)$.

משפט: יהיו Σ_1, Σ_2 אלפביתים ותהא L שפה רגולרית מעל $\Sigma_1 \times \Sigma_2$ אזי $\pi_1\left(L\right), \pi_2\left(L\right)$ רגולריות.

משפט: תהא L שפה רגולרית אזי $\text{co}L$ רגולרית.

משפט: קיים אלגוריתם A עבורו לכל אוטומט סופי $\mathcal{A}$ מתקיים כי $A\left(\mathcal{A}\right)$ אוטומט סופי וכן $\text{Lan}\left(A\left(\mathcal{A}\right)\right) = \text{Lan}\left(\text{co}\mathcal{A}\right)$.

טענה: קיימת שפה L עבורה לכל אוטומט סופי $\mathcal{A}$ באשר $\text{Lan}\left(\mathcal{A}\right) = \text{co}L$ מתקיים כי $\mathcal{A}$ בעלת $2^{\min\left\{|Q_\mathcal{B}| \mid \text{Lan}(\mathcal{B}) = L\right\}}$ מצבים.

ω־ריצה: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת אזי $\rho \in Q \times \left(\Sigma \times Q\right)^\omega$ המקיימת $\left(\rho_i, \rho_{i+1}, \rho_{i+2}\right) \in \Delta$ לכל $i < \omega$.

הטלה של ω־ריצה על קבוצת המצבים: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא ρ ω־ריצה אזי $p \in Q^\omega$ המקיימת $p_i = \rho_{2i-1}$ לכל $i < \omega$.

הטלה של ω־ריצה על האלפבית: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא ρ ω־ריצה אזי $p \in \Sigma^\omega$ המקיימת $p_i = \rho_{2i}$ לכל $i < \omega$.

ω־ריצה על מחרוזת: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא $w \in \Sigma^*$ אזי ω־ריצה ρ עבורה ההטלה של ρ על Σ הינה w.

אוטומט Büchi: יהי Σ אלפבית תהא Δ מערכת מעברים מסומנת באשר $|\Delta| < \aleph_0$ ותהיינה $S, F \subseteq Q$ אזי $(Q, \Sigma, \Delta, S, F)$.

ω־ריצה מתקבלת על ידי אוטומט Büchi: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi אזי ω־ריצה ρ של $\Delta_{\mathcal{A}}$ המקיימת $\rho_1 \in S_{\mathcal{A}}$ וכן $|\{i < \omega \mid \rho_i \in F_{\mathcal{A}}\}| = \aleph_0$.

מחרוזת מתקבלת על ידי אוטומט Büchi: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi אזי $w \in \Sigma_{\mathcal{A}}^\omega$ עבורו קיימת ω־ריצה ρ על w באשר ρ מתקבלת.

שפה של אוטומט Büchi: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi אזי $\text{Lan}(\mathcal{A}) = \{w \in \Sigma_{\mathcal{A}}^\omega \mid \mathcal{A} \text{ מתקבלת על ידי } w\}$.

אוטומטי Büchi שקולים: אוטומטי Büchi $\mathcal{A}, \mathcal{B}$ המקיימים $\text{Lan}(\mathcal{A}) = \text{Lan}(\mathcal{B})$.

אוטומט Büchi דטרמיניסטי (אב"ד): אוטומט Büchi $\mathcal{A}$ המקיים $|S_{\mathcal{A}}| = 1$ וכן $\Delta_{\mathcal{A}}$ דטרמיניסטית.

אוטומט Büchi לא־דטרמיניסטי (אבל"ד): אוטומט Büchi $\mathcal{A}$ באשר $\mathcal{A}$ אינו דטרמיניסטי.

הגדרה: $L_{\text{fin},a} = \left\{w \in \{a,b\}^\omega \;\middle|\; \left|w^{-1}[\{a\}]\right| < \omega\right\}$.

טענה: קיים אבל"ד $\mathcal{N}$ המקיים $\text{Lan}(\mathcal{N}) = L_{\text{fin},a}$.

טענה: לא קיים אב"ד $\mathcal{D}$ המקיים $\text{Lan}(\mathcal{D}) = L_{\text{fin},a}$.

אוטומט Muller: יהי Σ אלפבית תהא Δ מערכת מעברים מסומנת באשר $|\Delta| < \aleph_0$ תהיינה $S, F \subseteq Q$ ותהא $\mathfrak{J} \subseteq 2^{Q_{\mathcal{A}}}$ אזי $(Q, \Sigma, \Delta, S, F, \mathfrak{J})$.

הגדרה: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Muller ותהא ρ ω־ריצה אזי $\text{Inf}(\rho) = \left\{q \in Q_{\mathcal{A}} \mid \left|\rho^{-1}[\{q\}]\right| = \omega\right\}$.

ω־ריצה מתקבלת על ידי אוטומט Muller: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Muller אזי ω־ריצה ρ של $\Delta_{\mathcal{A}}$ המקיימת $\rho_1 \in S_{\mathcal{A}}$ וכן $\text{Inf}(\rho) \in \mathfrak{J}_{\mathcal{A}}$.

מחרוזת מתקבלת על ידי אוטומט Muller: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Muller אזי $w \in \Sigma_{\mathcal{A}}^\omega$ עבורו קיימת ω־ריצה ρ על w באשר ρ מתקבלת.

שפה של אוטומט Muller: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Muller אזי $\text{Lan}(\mathcal{A}) = \{w \in \Sigma_{\mathcal{A}}^\omega \mid \mathcal{A} \text{ מתקבלת על ידי } w\}$.

אוטומטי Muller שקולים: אוטומטי Muller $\mathcal{A}, \mathcal{B}$ המקיימים $\text{Lan}(\mathcal{A}) = \text{Lan}(\mathcal{B})$.

אוטומט Muller דטרמיניסטי (אמ"ד): אוטומט Muller $\mathcal{A}$ המקיים $|S_{\mathcal{A}}| = 1$ וכן $\Delta_{\mathcal{A}}$ דטרמיניסטית.

אוטומט Muller לא־דטרמיניסטי (אמל"ד): אוטומט Muller $\mathcal{A}$ באשר $\mathcal{A}$ אינו דטרמיניסטי.

טענה: אמל"ד ואמ"ד הינם מודלים שקולים.

טענה: אמל"ד ואבל"ד הינם מודלים שקולים.