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

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 $\left|\left\{ u\in Q\mid v\xrightarrow{\sigma}u\right\} \right|\le1$ לכל $v\in Q$ ולכל $\sigma\in\Sigma$.

מערכת מעברים מסומנת שלמה: מערכת מעברים מסומנת Δ המקיימת $\left|\left\{ u\in Q\mid v\xrightarrow{\sigma}u\right\} \right|\ge1$ 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 $i\in\left[2n\right]\cap\mathbb{N}_{\text{odd}}$.

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

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

ריצה על מחרוזת: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא $w\in\Sigma^{*}$ אזי ריצה ρ המקיימת $\pi_{\Sigma}\left(\rho\right)=w$.

אוטומט סופי: יהי Σ אלפבית תהא Δ מערכת מעברים מסומנת באשר $\left|\Delta\right|<\aleph_{0}$ 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 $\rho_{\text{len}\left(\rho\right)}\in F_{\mathcal{A}}$.

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/DFA): אוטומט סופי $\mathcal{A}$ המקיים $\left|S_{\mathcal{A}}\right|=1$ וכן $\Delta_{\mathcal{A}}$ דטרמיניסטית.

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

מודלים שקולים: מודליי 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: יהי Σ אלפבית אזי $L\subseteq\Sigma^{*}$ 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.
- תהיינה L_{1},L_{2} שפות רגולריות אזי $L_{1}\cap L_{2}$ רגולרית.
- 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.
- 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.
- תהא L שפה רגולרית אזי $\text{co}L$ 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 $\left|Q_{\mathcal{A}}\right|+\left|Q_{\mathcal{B}}\right|$ מצבים.
- 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 $\left|Q_{\mathcal{A}}\right|\cdot\left|Q_{\mathcal{B}}\right|$ מצבים.
- 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 $\text{Lan}\left(A\left(\mathcal{A}\right)\right)=\text{Lan}\left(f\left(\mathcal{A}\right)\right)$.
- 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 $2^{\min\left\{ \left|Q_{\mathcal{B}}\right|\mid\text{Lan}\left(\mathcal{B}\right)=L\right\} }$ מצבים.

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

הטלה של ω־ריצה על קבוצת המצבים: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא ρ ω־ריצה אזי $\pi_{Q}\left(\rho\right)\in Q^{\omega}$ המקיימת $\pi_{Q}\left(\rho\right)_{i}=\rho_{2i-1}$ לכל $i\in\mathbb{N}_{+}$.

הטלה של ω־ריצה על האלפבית: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא ρ ω־ריצה אזי $\pi_\Sigma(\rho) \in \Sigma^\omega$ המקיימת $\pi_\Sigma(\rho)_i = \rho_{2i}$ לכל $i \in \mathbb{N}_+$.

ω־ריצה על מחרוזת: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא $s \in \Sigma^\omega$ אזי ω־ריצה ρ המקיימת $\pi_\Sigma(\rho) = s$.

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 $|\{i \in \mathbb{N}_+ \mid \rho_i \in F_{\mathcal{A}}\}| = \aleph_0$.

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

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

הגדרה: $L_{\text{fin},a} = \left\{w \in \{a,b\}^\omega \;\middle|\; \left|w^{-1}[\{a\}]\right| < \aleph_0\right\}$.

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 $|\Delta| < \aleph_0$ תהא $S \subseteq Q$ ותהא $\mathfrak{J} \subseteq 2^Q$ אזי $(Q, \Sigma, \Delta, S, \mathfrak{J})$.

הגדרה: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Muller ותהא ρ ω־ריצה אזי $\text{Inf}(\rho) = \left\{q \in Q_{\mathcal{A}} \;\middle|\; \left|\rho^{-1}[\{q\}]\right| = \aleph_0\right\}$.

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

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

בעיית הריקנות: $\text{Emp} = \{\langle\mathcal{A}\rangle \mid (\text{Büchi אוטומט } \mathcal{A}) \land (\text{Lan}(\mathcal{A}) = \varnothing)\}$.

טענה: קיים אלגוריתם דטרמיניסטי המכריע את Emp בעל סיבוכיות ריצה $\text{poly}(n)$ וסיבוכיות מקום $\text{poly}(n)$.

טענה: קיים אלגוריתם לא־דטרמיניסטי המכריע את Emp בעל סיבוכיות ריצה $\text{poly}(n)$ וסיבוכיות מקום $\mathcal{O}(\log^2(n))$.

מחרוזת מחזורית החל ממקום מסויים: מחרוזת $s \in \Sigma^\omega$ עבורה קיימים $p, N \in \mathbb{N}$ המקיימים $s(i) = s(i+p)$ לכל $i > N$.

הגדרה: יהי Σ אלפבית אזי $\text{UP} = \{s \in \Sigma^\omega \mid \text{מחזורית החל ממקום מסויים } s\}$.

משפט: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi באשר $\text{Lan}(\mathcal{A}) \neq \varnothing$ אזי $\text{UP} \cap \text{Lan}(\mathcal{A}) \neq \varnothing$.

בעיית האוניברסיליות: $\text{Uni} = \{\langle\mathcal{A}\rangle \mid (\text{Büchi אוטומט } \mathcal{A}) \land (\text{Lan}(\mathcal{A}) = \Sigma^\omega)\}$.

בעיית ההכלה: $\text{Inc} = \{\langle\mathcal{A}, \mathcal{B}\rangle \mid (\text{Büchi אוטומטי } \mathcal{A}, \mathcal{B}) \land (\text{Lan}(\mathcal{A}) \subseteq \text{Lan}(\mathcal{B}))\}$.

משפט: Uni, Inc הינן PSPACE־שלמות.

מתמר/Transducer: יהיו Σ, Π אלפביתים תהא Δ מערכת מעברים מסומנת שלמה ודטרמיניסטית מעל Σ יהי $s \in Q_\Delta$ ותהא $O : \Delta \to \Pi$ אזי $(Q_\Delta, \Sigma, \Pi, \Delta, s, O)$.

סימון: יהי $(Q_\Delta, \Sigma, \Pi, \Delta, s, O)$ מתמר יהיו $q, p \in Q_\Delta$ יהי $a \in \Sigma$ באשר $q \xrightarrow{a} p$ ויהי $b \in \Pi$ באשר $O(q,a,p) = b$ אזי $q \xrightarrow{a/b} p$.

מתמר סופי: מתמר T המקיים $|\Delta_T| < \aleph_0$.

פונקציה מושרית ממתמר: יהי T מתמר יהי $w \in \Sigma_T^\omega$ ותהא ρ ω־ריצה על w באשר $\rho_1 = s_T$ אזי נגדיר $f : \Sigma_T^\omega \to \Pi_T^\omega$ כך $(f(w))_n = O_T(\rho_{2n-1}, \rho_{2n}, \rho_{2n+1})$ לכל $n \in \mathbb{N}_+$.

הערה: יהי T מתמר ותהא $f : \Sigma_T^\omega \to \Pi_T^\omega$ הפונקציה המושרית מ־T אזי נסמן את f בתור T.

פונקציה סיבתית/Causal function: יהיו Σ, Π אלפבתים אזי $f : \Sigma^\omega \to \Pi^\omega$ עבורה קיימת $g : \Sigma^* \to \Pi$ המקיימת $(f(a))_t = g(a_1 \ldots a_t)$ לכל $a \in \Sigma^\omega$ ולכל $t \in \mathbb{N}_+$.

פונקציה סיבתית ממש: יהיו Σ, Π אלפבתים אזי $f : \Sigma^\omega \to \Pi^\omega$ עבורה קיימת $g : \Sigma^* \to \Pi$ המקיימת $(f(a))_t = g(a_1 \ldots a_{t-1})$ לכל $a \in \Sigma^\omega$ ולכל $t \in \mathbb{N}_+$.

טענה: יהי T מתמר אזי T סיבתית.

מתמר נקודתי: מתמר T המקיים $|Q_T| = 1$.

מתמר מחשב פונקציה: יהיו Σ, Π אלפבתים ותהא $f : \Sigma_T^\omega \to \Pi_T^\omega$ אזי מתמר T המקיים $T = f$.

הגדרה: יהי Σ אלפבית ויהי $b\in\Sigma$ אזי נגדיר $\text{Delay}^{b}:\Sigma^{\omega}\to\Sigma^{\omega}$ כך $\text{Delay}^{b}\left(w\right)=bw$.

טענה: יהי Σ אלפבית ויהי $b\in\Sigma$ אזי Delay^{b} פונקציה סיבתית ממש.

טענה: יהי Σ אלפבית ויהי $b\in\Sigma$ אזי Delay^{b} חשיבה על ידי מתמר סופי.

טענה: יהיו Σ,Π אלפבתים ותהא $f:\Sigma^{\omega}\to\Pi^{\omega}$ סיבתית אזי (f חשיבה על ידי מתמר סופי)$\iff$(לכל $b\in\Pi$ מתקיים כי $\bigcup_{i=1}^{\omega}\left\{ \left(a_{1}\ldots a_{i}\right)\mid\left(f\left(a\right)\right)_{i}=b\right\}$ רגולרית).

טענה: יהי T מתמר אזי (T סיבתית ממש)$\iff$(לכל $q\in Q_{T}$ מתקיים $\left|\left\{ \pi\in\Pi_{T}\mid\exists p\in Q_{T}.\exists\sigma\in\Sigma_{T}.\left(q\xrightarrow{\sigma/\pi}p\right)\right\} \right|=1$).

רשת מתמרים/Net of transducers: יהיו $\Sigma_{1}\ldots\Sigma_{n+1}$ אלפבתים ויהיו $T_{1}\ldots T_{n}$ מתמרים באשר $T_{i}:\Sigma_{i}^{\omega}\to\Sigma_{i+1}^{\omega}$ לכל $i\in[n]$ אזי $T_{n}\circ\ldots\circ T_{1}$.

טענה: יהיו Σ,Π אלפבתים ותהא $f:\Sigma^{\omega}\to\Pi^{\omega}$ אזי (f חשיבה על ידי מתמר סופי)$\iff$(קיימת רשת של מתמרים המורכבת ממתמרים נקודתיים ו־Delay המחשבת את f).

תנאי Rabin: תהיינה $F_{1}\ldots F_{n},G_{1}\ldots G_{n}\subseteq Q$ אזי נגדיר $\mathfrak{J}_{\text{Rabin}}=\left\{ P\subseteq Q\mid\exists i\in[n].\left(P\cap F_{i}\neq\varnothing\right)\wedge\left(P\cap G_{i}=\varnothing\right)\right\}$.

אוטומט Rabin: יהי Σ אלפבית תהא Δ מערכת מעברים מסומנת באשר $|\Delta|<\aleph_{0}$ ותהיינה $S,F_{1}\ldots F_{n},G_{1}\ldots G_{n}\subseteq Q$ אזי אוטומט Muller $\left(Q,\Sigma,\Delta,S,\mathfrak{J}_{\text{Rabin}}\right)$.

אוטומט Rabin דטרמיניסטי (DRA): אוטומט Rabin $\mathcal{A}$ המקיים $|S_{\mathcal{A}}|=1$ וכן $\Delta_{\mathcal{A}}$ דטרמיניסטית.

אוטומט Rabin לא־דטרמיניסטי (NRA): אוטומט Rabin $\mathcal{A}$ באשר $\mathcal{A}$ אינו דטרמיניסטי.

תנאי Street: תהיינה $F_{1}\ldots F_{n},G_{1}\ldots G_{n}\subseteq Q$ אזי נגדיר $\mathfrak{J}_{\text{Street}}=\left\{ P\subseteq Q\mid\forall i\in[n].\left(P\cap F_{i}=\varnothing\right)\vee\left(P\cap G_{i}\neq\varnothing\right)\right\}$.

אוטומט Street: יהי Σ אלפבית תהא Δ מערכת מעברים מסומנת באשר $|\Delta|<\aleph_{0}$ ותהיינה $S,F_{1}\ldots F_{n},G_{1}\ldots G_{n}\subseteq Q$ אזי אוטומט Muller $\left(Q,\Sigma,\Delta,S,\mathfrak{J}_{\text{Street}}\right)$.

אוטומט Street דטרמיניסטי (DSA): אוטומט Street $\mathcal{A}$ המקיים $|S_{\mathcal{A}}|=1$ וכן $\Delta_{\mathcal{A}}$ דטרמיניסטית.

אוטומט Street לא־דטרמיניסטי (NSA): אוטומט Street $\mathcal{A}$ באשר $\mathcal{A}$ אינו דטרמיניסטי.

גליליזציה/Cylindrification: תהיינה A,B קבוצות ותהא $S\subseteq A$ אזי $\text{Cyl}_{B}\left(S\right)=S\times B$.

משפט:
- תהיינה L_{1},L_{2} שפות המתקבלות על ידי NBA אזי $L_{1}\cup L_{2}$ מתקבלת על ידי NBA.
- תהיינה L_{1},L_{2} שפות המתקבלות על ידי NBA אזי $L_{1}\cap L_{2}$ מתקבלת על ידי NBA.
- יהיו Σ_{1},Σ_{2} אלפביתים ותהא L שפה מעל $\Sigma_{1}\times\Sigma_{2}$ המתקבלת על ידי NBA אזי $\pi_{1}\left(L\right),\pi_{2}\left(L\right)$ מתקבלות על ידי NBA.
- יהיו Σ_{1},Σ_{2} אלפביתים ותהא L שפה מעל Σ_{1} המתקבלת על ידי NBA אזי $\text{Cyl}_{\Sigma_{2}^{*}}\left(L\right)$ מתקבלת על ידי NBA.

משפט: $\text{NBA},\text{NRA},\text{NSA},\text{NMA}$ הינם מודלים שקולים.

ענף: יהי α סודר ויהי T עץ מכוון אזי סדרה $\left\langle v_{i}\in V\left(T\right)\mid i<\alpha\right\rangle$ המקיימת $\left(v_{i},v_{i+1}\right)\in E\left(T\right)$ לכל $i<\alpha$.

למה קוניג: יהי T עץ מכוון באשר $|V\left(T\right)|\geq\aleph_{0}$ אזי אחד מהבאים מתקיים
- קיים $v\in V\left(T\right)$ המקיים $\deg^{+}\left(v\right)\geq\aleph_{0}$.
- קיים ענף באורך ω ב־T.

תחילית של ω־מחרוזת: יהי Σ אלפבית ותהא $v\in\Sigma^{\omega}$ אזי $\text{Prefix}\left(v\right)=\left\{ v\left([n]\right)\mid n\in\mathbb{N}\right\}$.

הגדרה: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi ותהא $\alpha\in\Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ אזי $V_{\text{CF}}=\bigcup\left\{ \text{Prefix}\left(\pi_{Q}\left(\rho\right)\right)\mid\alpha\text{ הינה }\omega\text{־ריצה על }\rho\right\}$.

הגדרה: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi ותהא $\alpha\in\Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ אזי $E_{\text{CF}}=\left\{ \left(\rho,r\right)\in V_{\text{CF}}^{2}\mid\left(\text{len}\left(r\right)=\text{len}\left(\rho\right)+1\right)\wedge\left(\rho_{\text{len}\left(\rho\right)-1}\xrightarrow{\alpha_{\text{len}\left(\rho\right)-1}}r_{\text{len}\left(\rho\right)}\right)\right\}$.

יער חישוב של אוטומט Büchi: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi ותהא $\alpha\in\Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ אזי $\text{CF}_{\alpha,\mathcal{A}}=\left(V_{\text{CF}},E_{\text{CF}}\right)$.

טענה: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi ותהא $\alpha\in\Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ אזי ($\alpha\in\text{Lan}\left(\mathcal{A}\right)$)$\iff$(קיים ענף b של $\text{CF}_{\alpha,\mathcal{A}}$ המקיים $\text{Inf}\left(b\right)\cap F_{\mathcal{A}}\neq\varnothing$).

הגדרה: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi ותהא $\alpha\in\Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ אזי $Q_{0}^{\text{Dag}}=S$ וכן $Q_{n+1}^{\text{Dag}}=\left\{ q\in Q\mid\exists p\in Q_{n}.\left(p,\alpha_{n+1},q\right)\in\Delta\right\}$ לכל $n\in\mathbb{N}_{+}$.

הגדרה: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi ותהא $\alpha\in\Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ אזי $V_{\text{Dag}}=\bigcup_{i=1}^{\omega}\left(Q_{i}^{\text{Dag}}\times\left\{ i\right\} \right)$.

הגדרה: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi ותהא $\alpha\in\Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ אזי $E_{\text{Dag}}=\left\{ \left(\left(q,\ell\right),\left(p,n\right)\right)\in V_{\text{Dag}}^{2}\mid\left(n=\ell+1\right)\wedge\left(q\xrightarrow{\alpha_{n}}p\right)\right\}$.

גרף מכוון אציקלי חישובי של אוטומט Büchi: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi ותהא $\alpha\in\Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ אזי $\text{Dag}_{\alpha,\mathcal{A}}=\left(V_{\text{Dag}},E_{\text{Dag}}\right)$.

טענה: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi ויהי $\alpha\in\Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ אזי $\text{Dag}_{\alpha,\mathcal{A}}$ גרף מכוון אציקלי.

רמה בעץ: יהי T עץ ויהי $n\in\mathbb{N}$ אזי $\text{Level}_{T}\left(n\right)=\left\{ v\in V\left(T\right)\mid n\text{ ברמה }v\right\}$.

יער צר: תהא X קבוצה יהי T יער ותהא $f:V\left(T\right)\to X$ המקיימת כי $f\restriction_{\text{Level}_{T}\left(n\right)}$ חח"ע לכל $n\in\mathbb{N}$ אזי $\left(T,f\right)$.

קוד של יער צר: תהא X קבוצה ויהי $\left(T,f\right)$ יער X־צר אזי נגדיר $c\in\left(X\to X\right)^{\omega}$ כך $c_{n}\left(q\right)=f\left(\text{child}\left(f_{\restriction_{\text{Level}_{T}\left(n\right)}}^{-1}\left(q\right)\right)\right)$.

טענה: יהי $\mathcal{A}$ NBA אזי קיים מתמר T בעל $|Q_{\mathcal{A}}|!$ מצבים עבורו לכל $\alpha \in \Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ מתקיים כי $T(\alpha)$ הינו קוד של יער $|Q_{\mathcal{A}}|$־צר המקיים $T(\alpha) \le \mathrm{CF}_{\alpha,\mathcal{A}}$ וכן ($\alpha \in \mathrm{Lan}(\mathcal{A})$)$\Longleftrightarrow$(קיים ענף b של $T(\alpha)$ עבורו b מתקבל על ידי $\mathcal{A}$).

למה: יהי $\mathcal{A}$ NBA אזי קיים DBA $\mathcal{D}$ מעל $(Q_{\mathcal{A}} \to Q_{\mathcal{A}})^{\omega}$ בעל $4^{|Q_{\mathcal{A}}|}$ מצבים עבורו לכל יער $|Q_{\mathcal{A}}|$־צר T המקיים $T \le \mathrm{CF}_{\alpha,\mathcal{A}}$ מתקיים ($\mathcal{D}$ מקבל את הקוד של T)$\Longleftrightarrow$(לכל ענף b של T מתקיים $b \cap F_{\mathcal{A}} = \varnothing$).

למה: יהי $\mathcal{A}$ NBA אזי קיים NBA $\mathcal{N}$ מעל $(Q_{\mathcal{A}} \to Q_{\mathcal{A}})^{\omega}$ בעל $\mathcal{O}\left(4^{|Q_{\mathcal{A}}|}\right)$ מצבים עבורו לכל יער $|Q_{\mathcal{A}}|$־צר T המקיים $T \le \mathrm{CF}_{\alpha,\mathcal{A}}$ מתקיים ($\mathcal{N}$ מקבל את הקוד של T)$\Longleftrightarrow$(לכל ענף b של T מתקיים כי b לא מתקבל על ידי $\mathcal{A}$).

משפט: תהא L שפה המתקבלת על ידי NBA בעל n מצבים אזי קיים NBA בעל $\mathcal{O}(n! \cdot 4^n)$ מצבים המקבל את $\mathrm{co}L$.

מסקנה משפט Büchi: תהא L שפה המתקבלת על ידי NBA אזי $\mathrm{co}L$ מתקבלת על ידי NBA.

מסקנה משפט ספרא: תהא L שפה המתקבלת על ידי NBA בעל n מצבים אזי קיים NBA בעל $n^{\mathcal{O}(n)}$ מצבים המקבל את $\mathrm{co}L$.

משפט ספרא: יהי $n \in \mathbb{N}_+$ אזי קיימת שפה L המתקבלת על ידי NBA בעל n מצבים עבורה כל NBA המקבל את $\mathrm{co}L$ הינו בעל $n^{\mathcal{O}(n)}$ מצבים.

אוטומט Büchi מוכלל (GBA): יהי Σ אלפבית תהא Δ מערכת מעברים מסומנת באשר $|\Delta| < \aleph_0$ תהא $S \subseteq Q$ ותהא $\mathfrak{J} \subseteq 2^Q$ אזי $(Q, \Sigma, \Delta, S, \mathfrak{J})$.

ω־ריצה מתקבלת על ידי אוטומט Büchi מוכלל: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi מוכלל אזי ω־ריצה ρ של $\Delta_{\mathcal{A}}$ המקיימת $\rho_1 \in S_{\mathcal{A}}$ וכן $\mathrm{Inf}(\rho) \cap F \neq \varnothing$ לכל $F \in \mathfrak{J}_{\mathcal{A}}$.

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

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

טענה: תהא L שפה המתקבלת על ידי GBA אזי $\mathrm{co}L$ מתקבלת על ידי GBA.

ביטוי רגולרי: יהי Σ אלפבית אזי

- $\varnothing$.
- יהי $a \in \Sigma \backslash \{\varepsilon\}$ אזי a.
- יהיו R_1, R_2 ביטויים רגולריים אזי $R_1 \cup R_2$.
- יהיו R_1, R_2 ביטויים רגולריים אזי $R_1 \| R_2$.
- יהי R ביטוי רגולרי אזי R^*.

שפה נוצרת מביטוי רגולרי: יהי Σ אלפבית אזי

- $\mathrm{Lan}(\varnothing) = \varnothing$.
- יהי $a \in \Sigma \backslash \{\varepsilon\}$ אזי $\mathrm{Lan}(a) = \{a\}$.
- יהיו R_1, R_2 ביטויים רגולריים אזי $\mathrm{Lan}(R_1 \cup R_2) = \mathrm{Lan}(R_1) \cup \mathrm{Lan}(R_2)$.
- יהיו R_1, R_2 ביטויים רגולריים אזי $\mathrm{Lan}(R_1 \| R_2) = \mathrm{Lan}(R_1) \| \mathrm{Lan}(R_2)$.
- יהי R ביטוי רגולרי אזי $\mathrm{Lan}(R^*) = \mathrm{Lan}(R)^*$.

משפט: יהי Σ אלפבית ותהא $L \subseteq \Sigma^*$ שפה אזי (L רגולרית)$\Longleftrightarrow$(קיים ביטוי רגולרי R עבורו $\mathrm{Lan}(R) = L$).

שפה ω־רגולרית: יהי Σ אלפבית אזי $L \subseteq \Sigma^{\omega}$ עבורה קיים NBA $\mathcal{A}$ המקיים $\mathrm{Lan}(\mathcal{A}) = L$.

ביטוי ω־רגולרי: יהי Σ אלפבית אזי

- יהי R ביטוי רגולרי אזי R^{ω}.
- יהי R ביטוי רגולרי ויהי E ביטוי ω־רגולרי אזי $R \| E$.
- יהיו E_1, E_2 ביטויים ω־רגולריים אזי $E_1 \cup E_2$.

שפה נוצרת מביטוי ω־רגולרי: יהי Σ אלפבית אזי

- יהי R ביטוי רגולרי אזי $\mathrm{Lan}(R^{\omega}) = \mathrm{Lan}(R)^{\omega}$.
- יהי R ביטוי רגולרי ויהי E ביטוי ω־רגולרי אזי $\mathrm{Lan}(R \| E) = \mathrm{Lan}(R) \| \mathrm{Lan}(E)$.
- יהיו E_1, E_2 ביטויים ω־רגולריים אזי $\mathrm{Lan}(E_1 \cup E_2) = \mathrm{Lan}(E_1) \cup \mathrm{Lan}(E_2)$.

משפט: יהי Σ אלפבית ותהא $L \subseteq \Sigma^{\omega}$ שפה אזי (L הינה ω־רגולרית)$\Longleftrightarrow$(קיים ביטוי ω־רגולרי E עבורו $\mathrm{Lan}(E) = L$).

סופית של ω־מחרוזת: יהי Σ אלפבית ותהא $v \in \Sigma^{\omega}$ אזי $\mathrm{Suffix}(v) = \{v(\mathbb{N}_{\ge n}) \mid n \in \mathbb{N}\}$.

פקטור של ω־מחרוזת: יהי Σ אלפבית ותהא $v \in \Sigma^{\omega}$ אזי $\mathrm{Factor}(v) = \bigcup_{w \in \mathrm{Prefix}(v)} \mathrm{Suffix}(w)$.

טענה: יהי Σ אלפבית ותהיינה $L, \mathcal{L} \subseteq \Sigma^{\omega}$ שפות ω־רגולריות באשר $L \cap \mathrm{UP} = \mathcal{L} \cap \mathrm{UP}$ אזי $L = \mathcal{L}$.