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 $\left|\left\{u \in Q \mid v \xrightarrow{\sigma} u\right\}\right| \le 1$ 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 $i \in [2n] \cap \mathbb{N}_{\text{odd}}$.

הטלה של ריצה על קבוצת המצבים: תהא Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא $\rho \in Q \times \left(\Sigma \times Q\right)^n$ ריצה אזי $p \in Q^{n+1}$ 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/DFA): אוטומט סופי $\mathcal{A}$ המקיים $|S_\mathcal{A}| = 1$ 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: 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.
- 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 $|Q_\mathcal{A}| + |Q_\mathcal{B}|$ 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 $|Q_\mathcal{A}| \cdot |Q_\mathcal{B}|$ 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 $2^{\min\left\{|Q_\mathcal{B}| \mid \text{Lan}(\mathcal{B}) = L\right\}}$ מצבים.

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

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

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

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

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 $\text{Lan}(\mathcal{A}) = \{w \in \Sigma_{\mathcal{A}}^\omega \mid \text{מתקבלת על ידי } \mathcal{A} \; w\}$.

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

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 $\mathfrak{J} \subseteq 2^{Q_{\mathcal{A}}}$ אזי $(Q, \Sigma, \Delta, S, \mathfrak{J})$.

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

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 $\text{Lan}(\mathcal{A}) = \{w \in \Sigma_{\mathcal{A}}^\omega \mid \text{מתקבלת על ידי } \mathcal{A} \; w\}$.

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

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 $i > N$.

משפט: יהי $\mathcal{A}$ אוטומט Büchi באשר $\text{Lan}(\mathcal{A}) \neq \varnothing$ אזי קיימת $s \in \Sigma^\omega$ מחזורית החל ממקום מסויים המקיימת $s \in \text{Lan}(\mathcal{A})$.

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

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

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 $\text{Delay}^b(w) = bw$.

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)$\Longleftrightarrow$(לכל $b \in \Pi$ מתקיים כי $\bigcup_{i=1}^{\omega} \left\{(a_1 \ldots a_i) \mid (f(a))_i = b\right\}$ רגולרית).

טענה: יהי T מתמר אזי (T סיבתית ממש)$\Longleftrightarrow$(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)$\Longleftrightarrow$(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 $\mathfrak{J}_{\text{Rabin}} = \{P \subseteq Q \mid \exists i \in [n] . (P \cap F_i \neq \varnothing) \wedge (P \cap G_i = \varnothing)\}$.

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 $(Q, \Sigma, \Delta, S, \mathfrak{J}_{\text{Rabin}})$.

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 $\mathfrak{J}_{\text{Street}} = \{P \subseteq Q \mid \forall i \in [n] . (P \cap F_i = \varnothing) \vee (P \cap G_i \neq \varnothing)\}$.

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 $(Q, \Sigma, \Delta, S, \mathfrak{J}_{\text{Street}})$.

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 $\text{Cyl}_B(S) = S \times B$.

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 $\pi_1(L), \pi_2(L)$ מתקבלות על ידי NBA.
- יהיו Σ_1, Σ_2 אלפביתים ותהא L שפה מעל Σ_1 המתקבלת על ידי NBA אזי $\text{Cyl}_{\Sigma_2^*}(L)$ מתקבלת על ידי NBA.

משפט: NBA, NRA, NSA, NMA הינם מודלים שקולים.

למה קוניג: יהי T עץ מכוון באשר $|V(T)| = \aleph_0$ אזי אחד מהבאים מתקיים
- קיים $v \in V(T)$ המקיים $\deg^{+}(v) = \infty$.
- קיים $\rho \in V(T)^{\omega}$ המקיים $(\rho_i, \rho_{i+1}) \in E(T)$ לכל $i \in \mathbb{N}_{+}$.

הגדרה: יהי $\mathcal{A}$ NBA ויהי $\alpha \in \Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ אזי $Q_0 = S$ וכן $Q_{n+1} = \{q \in Q \mid \exists p \in Q_n . (p, \alpha_{n+1}, q) \in \Delta\}$ לכל $n \in \mathbb{N}_{+}$.

גרף חישוב של אוטומט Büchi לא־דטרמיניסטי: יהי $\mathcal{A}$ NBA ויהי $\alpha \in \Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$ נגדיר $V = \bigcup_{i=1}^{\omega} (Q_i \times \{i\})$ ונגדיר $E = \left\{((q, \ell), (p, n)) \in V^2 \mid (n = \ell + 1) \wedge \left(q \xrightarrow{\alpha_n} p\right)\right\}$ אזי $\text{Dag}_{\alpha, \mathcal{A}} = (V, E)$.

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

...

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

משפט ספרא:
- תהא L שפה המתקבלת על ידי NBA בעל n מצבים אזי $\text{co}L$ מתקבלת על ידי NBA בעל $n^{\mathcal{O}(n)}$ מצבים.
- קיימת שפה L המתקבלת על ידי NBA בעל n מצבים עבורה כל NBA המקבל את $\text{co}L$ הינו בעל $n^{\mathcal{O}(n)}$ מצבים.