$i \in [n+1]$ לכל $\pi_Q(\rho)_i = \rho_{2i-1}$ המקיימת $\pi_\Sigma(
ho)\in \Sigma^n$ ריצה אזי $ho\in Q imes (\Sigma imes Q)^n$ המקיימת מעברים מסומנת ותהא מערכת מעברים מסומנת ותהא $i \in [n]$ לכל $\pi_{\Sigma}(\rho)_i = \rho_{2i}$ $\pi_{\Sigma}\left(
ho
ight)=w$ אזי ריצה ho המקיימת מעברים מסומנת ותהא $w\in\Sigma^*$ אאי ריצה Δ מערכת מעברים מסומנת ותהא (Q,Σ,Δ,S,F) אזי אזי אופיני יהי איז אלפבית תהא מעברים מסומנת מעברים מסומנת אזי אוטומט איזי אלפבית תהא Δ מערכת מעברים מסומנת באשר אוטומט איזי $ho_{\mathrm{len}(
ho)}\in F_{\mathcal{A}}$ וכן $ho_1\in S_{\mathcal{A}}$ המקיימת $\Delta_{\mathcal{A}}$ של ho של אזי ריצה אוטומט סופי: יהי אוטומט אוטומט סופי אזי ריצה מתקבלת על ידי אוטומט סופי: יהי מתקבלת. אי אוטומט אוטיי יהי א אוטומט אויי יהי א אוטומט אוטיי יהי א אוטומט חופי יהי אוטומט חופי .Lan $(\mathcal{A})=\{w\in\Sigma_A\mid\mathcal{A}$ ידי \mathcal{A} אוטומט סופי אזי $w\}$ מתקבלת על ידי \mathcal{A} אוטומט סופי יהי \mathcal{A} $\operatorname{Lan}\left(\mathcal{A}
ight)=\operatorname{Lan}\left(\mathcal{B}
ight)$ המקיימים \mathcal{A},\mathcal{B} האוטומטיים שקולים: אוטומטיים אוטומטיים סופיים אוטומט אופי דטרמיניסטי (אס"ד/DFA): אוטומט אופי $|S_A|=1$ וכן בער דטרמיניסטית. אינו דטרמיניסטי (אסל"ד/NFA): אוטומט אופי $\mathcal A$ באשר אינו דטרמיניסטי (אסל"ד/NFA): אוטומט אינו דטרמיניסטי N מסוג M מסוג M עבורם לכל שפה א מחוג M.(Lan (\mathcal{N}) = L עבורו טענה: אסל"ד ואס"ד הינם מודלים שקולים. משפט: יהי $n\in\mathbb{N}$ אזי קיימת שפה L המקיימת .Lan $(\mathcal{N}) = L$ מצבים עבורו מצבים $\mathcal{O}(n)$ בעל \mathcal{N} . מעבים $\Omega\left(2^{n}\right)$ בעל כי מתקיים מת $\mathrm{Lan}\left(\mathcal{N}\right)=L$ המקיים \mathcal{D} דעל אס"ד לכל אס $\mathrm{Lan}\left(\mathcal{A}
ight)=L$ המקיים אוטומט סופי \mathcal{A} אבורה קיים אוטומט $L\subset\Sigma^*$ אלפבית אזי בורה עבורה היים אוטומט חופי ב . רגולרית אזי $L_1 \cup L_2$ אפות רגולריות אזי L_1, L_2 רגולרית שפט: . רגולרית שפות $L_1\cap L_2$ אזי שפות רגולריות שפות L_1,L_2 האיינה רגולרית. $f\left(L\right)$ אזי אזי Σ_1 אזי שפה הגולרית שפה $f:\Sigma_1 o \Sigma_2$ אזי היו Σ_1,Σ_2 אזי יהיו רגולריות. $\pi_1\left(L\right),\pi_2\left(L\right)$ אזי $\Sigma_1 imes\Sigma_2$ איזי שפה רגולרית שפה L אלפביתים ותהא Σ_1,Σ_2 יהיו רגולרית מזי coL שפה רגולרית שפה Lמשפט: ullet קיים אלגוריתם A עבורו לכל אוטומטים סופיים \mathcal{A},\mathcal{B} מתקיים כי עבורו לכל אוטומט סופי וכן . וכן $|Q_{\mathcal{A}}|+|Q_{\mathcal{B}}|$ בעלת בעלת $A\left(\mathcal{A},\mathcal{B}\right)$ וכן Lan $\left(A\left(\mathcal{A},\mathcal{B}\right)\right)=$ Lan $\left(\mathcal{A}\right)\cup$ Lan $\left(\mathcal{B}\right)$

אוטומט סופי כל אוטומט פוכן אוטומט פוכן אוטומט פוכן אוטומט פוכן פון אוטומט אוטומט אוטומט פוכן

 $i\in\mathbb{N}_{\mathrm{odd}}$ לכל ($ho_i,
ho_{i+1},
ho_{i+2})\in\Delta$ המקיימת $ho\in\left(Q imes\Sigma
ight)^\omega$ לכל מערכת מעברים מסומנת אזי ho=0

 $A\left(\mathcal{A}
ight)$ אזי מעל ביתים תהא Σ_1 אלפביתים תהא לגוריתם A אזי קיים אלגוריתם $f:\Sigma_1 o\Sigma_2$ מתקיים כי Σ_1,Σ_2 אלפביתים הייו

. Lan $(A\left(\mathcal{A}\right))=$ Lan $(\operatorname{co}\mathcal{A})$ אוטומט סופי וכן $A\left(\mathcal{A}\right)$ מתקיים כי פיים אלגוריתם א עבורו לכל אוטומט סופי \mathcal{A}

 $\pi_Q\left(
ho
ight)_i=$ המקיימת $\pi_Q\left(
ho
ight)\in Q^\omega$ אזי הטלה של היצבים: תהא מערכת מעברים מסומנת ותהא הטלה של היצבה על קבוצת המצבים: תהא

. מצבים. $2^{\min\{|Q_{\mathcal{B}}||\mathrm{Lan}(\mathcal{B})=L\}}$ עבורה לכל אוטומט סופי \mathcal{A} באשר באשר $2^{\min\{|Q_{\mathcal{B}}||\mathrm{Lan}(\mathcal{B})=L\}}$ מצבים.

. וכן $|Q_{\mathcal{A}}|\cdot |Q_{\mathcal{B}}|$ בעלת בעלת בעלת וכך $A\left(\mathcal{A},\mathcal{B}\right)$ וכך Lan $\left(A\left(\mathcal{A},\mathcal{B}\right)\right)=$ Lan $\left(\mathcal{A}\right)\cap$ Lan $\left(\mathcal{B}\right)$

 $\operatorname{Lan}\left(A\left(\mathcal{A}\right)\right)=\operatorname{Lan}\left(f\left(\mathcal{A}\right)\right)$ וכן Σ_{2} וכן סופי מעל

 $i \in \mathbb{N}_+$ לכל ρ_{2i-1}

.LabelledGraph $(V)=\{(G,f)\mid (G\in {\sf Graph}\,(V))\land (f:E\,(G) o\Sigma)\}$ גרפים מסומנים: יהי Σ אלפבית ותהא Y קבוצה אזי $\Psi(G,f)=\{(v,f\,(v,u)\,,u)\mid (v,u)\in E\,(G)\}$ כענה: יהי Σ אלפבית תהא Y קבוצה ונגדיר LabelledGraph Y

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

 $\sigma\in\Sigma$ ולכל $v\in Q$ לכל לכל לכל לענברים מסומנת מעברים מסומנת מעברים מסומנת מעברים מסומנת מעברים מסומנת מעברים מסומנת מעברים מסומנת אזי $v\in Q$ המקיימת לענברים מסומנת אזי ליצה מערכת מעברים מסומנת אזי $\rho\in Q\times(\Sigma\times Q)^n$ המקיימת לענברים מסומנת המצבים: תהא $\sigma\in Q$ מערכת מעברים מסומנת ותהא $\sigma\in Q$ מערכת מעברים מסומנת ותחים מסומנת

 $v \in \Omega$ ולכל לכל $\left|\left\{u \in Q \mid v \stackrel{\sigma}{ o} u
ight\}
ight| \leq 1$ המקיימת המעברים מסומנת מעברים מסומנת מעברים מסומנת מעברים מסומנת המעברים מסומנת מעברים מעברים

 $\Delta \subset V imes \Sigma imes V$ מערכת מעברים מסומנת (LTS): יהי לאלפבית ותהא מערכת מעברים מסומנת

 $.v \xrightarrow{\sigma} u$ אזי אזי (v,σ,u) היהי מסומנת מעברים מעברים תהא Δ קבוצה עה קבוצה Σ יהי יהי לפבית תהא

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

```
לכל \pi_{\Sigma}\left(
ho
ight)_i=
ho_{2i} המקיימת אזי \pi_{\Sigma}\left(
ho
ight)\in\Sigma^{\omega} לכל מערכת מעברים מסומנת ותהא אזי \sigmaריצה אזי של האלפבית: תהא \sigma
                                                                             \pi_{\Sigma}\left(
ho
ight)=s אזי \omega־ריצה על מחרוזת: תהא \Delta מערכת מעברים מסומנת ותהא א s\in\Sigma^\omega אזי איים מערכת מעברים מסומנת ותהא
                    (Q,\Sigma,\Delta,S,F) אאי אוסומט אווהיינה א אפבית תהא S,F\subseteq Q אווהיינה אוטומט באשר אוווהיינה מערכת מעברים מסומנת אווויינה אווויינה
                                                                 וכן 
ho_1\in S_{\mathcal{A}} המקיימת של \Delta_{\mathcal{A}} של המקיימה Büchi יהי: Büchi יהי: אוטומט: Büchi יהי הא אוטומט:
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                          |\{i \in \mathbb{N}_+ \mid \rho_i \in F_{\mathcal{A}}\}| = \aleph_0
            . מתקבלת על איז אוטומט שבאשר 
ho עבורו קיימת שברו אזי היי אוטומט ויהי מתקבלת אוטומט באשר אוטומט שברוא מתקבלת אוטומט ויהי שבאשר אוטומט ויימומט ויהי שבאשר אוטומט ויהי שבאשר אוטומט ויימומט ויימ
                                                                                                     \mathrm{Lan}\left(\mathcal{A}\right)=\{w\in\Sigma^\omega_A\mid\mathcal{A} ידי אוטומט איז Büchi שפה של אוטומט וויהי Büchi שפה של אוטומט וויהי א
                                                                                                                                                                      .Lan (\mathcal{A})= Lan (\mathcal{B}) המקיימים \mathcal{A},\mathcal{B} Büchi שקולים: אוטומטיי Büchi אוטומטיי
                                                                                                         אוטומט בור|S_A|=1 וכן |S_A|=1 דטרמיניסטית. אוטומט Büchi אוטומט Büchi אוטומט
                                                                                                                                              . באשר \mathcal A אינו דטרמיניסטי (NBA) אוטומט אינו דטרמיניסטי Büchi אוטומט
                                                                                                                                                                                                                                                        L_{\text{fin},a} = \left\{ w \in \{a,b\}^{\omega} \mid \left| w^{-1} \left[ \{a\} \right] \right| < \aleph_0 \right\} הגדרה:
                                                                                                                                                                                                                                                                         .Lan (\mathcal{N}) = L_{\mathrm{fin},a} טענה: קיים אבל"ד \mathcal{N} המקיים
                                                                                                                                                                                                                                                                    .Lan (\mathcal{D})=L_{\mathrm{fin},a} טענה: לא קיים אב"ד \mathcal{D} המקיים
(Q,\Sigma,\Delta,S,\mathfrak{J}) אזי \mathfrak{J}\subseteq 2^Q ותהא אלפבית הא מערכת מעברים מסומנת באשר אוטומט יהי אלפבית תהא \Delta מערכת מעברים מסומנת באשר אוטומט יהי
                                                                                                                     \operatorname{Inf}(
ho)=\left\{q\in Q_{\mathcal{A}}\mid \left|
ho^{-1}\left[\{q\}
ight]
ight|=leph_{0}
ight\} הגדרה: יהי \mathcal{A} אוטומט Muller ותהא הגדרה: יהי
            \operatorname{Inf}(
ho)\in\mathfrak{J}_{\mathcal{A}} וכן 
ho_1\in S_{\mathcal{A}} המקיימת של \Delta_{\mathcal{A}} של אזי \omega־ריצה מתקבלת על ידי אוטומט: אוטומט: יהי אוטומט: יהי \Delta אוטומט: אוטומט: יהי של אוטומט: יה
      על א באשר \rho על איז p עבורו קיימת \omegaריצה על אזי אוטומט Muller אזי אוטומט: Muller מחרוזת מתקבלת אוטומט: אוטומט שווים מחרוזת מתקבלת אוטומט
                                                                                              .Lan (\mathcal{A})=\{w\in \Sigma^\omega_\mathcal{A}\mid \mathcal{A} ידי w\} מתקבלת על אוטומט אוטומט ויהי א אוטומט אוטומט יהי אוטומט אוזי w\}
                                                                                                                                                               \operatorname{Lan}\left(\mathcal{A}\right)=\operatorname{Lan}\left(\mathcal{B}\right) המקיימים \mathcal{A},\mathcal{B} Muller שקולים: אוטומטיי Muller אוטומטיי
                                                                                                 . דטרמיניסטית אוטומט אוטומט דטרמיניסטי (DMA) אוטומט אוטומט דטרמיניסטי (DMA) אוטומט א
                                                                                                                                     אינו דטרמיניסטי (NMA) אוטומט \mathcal{A} Muller אוטומט \mathcal{A} אינו דטרמיניסטי
                                                                                                                                                                                               .Emp = \{ \langle \mathcal{A} \rangle \mid (\mathsf{B\"uchi} \; \mathsf{b\'uchi} \; \mathsf{h}) \wedge (\mathsf{Lan}\,(\mathcal{A}) = \varnothing) \} בעיית הריקנות:
                                                                          .poly (n) וסיבוכיות מקום poly (n) בעל סיבוכיות בעל בעל בmp בער המכריע את דטרמיניסטי המכריע אלגוריתם בעל היים אלגוריתם בער את
                                            \mathcal{O}\left(\log^2\left(n
ight)
ight) וסיבוכיות מקום poly (n) בעל סיבוכיות בעל בעל המכריע את בעל המכריע את אלגוריתם לא־דטרמיניסטי המכריע את
                            s(i) = s(i+p) המקיימים p, N \in \mathbb{N} מחרוזת מחזורית מחרוזת מחזורית מודית מודית
                                                                                                                                                                         \mathrm{UP} = \{s \in \Sigma^\omega \mid מחזורית ממקום מסויים אזי אלפבית אזי אלפבית אזי מחזורית מחזורית יהי
                                                                                                                                                                                  \mathrm{UP}\cap\mathrm{Lan}\left(\mathcal{A}\right)
eqarnothing אזי אוטומט Büchi משפט: יהי א אוטומט
                                                                                                                                                                         משפט: Uni, Inc הינן PSPACE משפט:
ותהא s\in Q_\Delta יהי היו דטרמיניסטית שלמה שלמה מעברים מעברים תהא למערכת אלפביתים הא אלפביתים מערכת אלפביתים מעברים מסומנת אלפביתים הא
                                                                                                                                                                                                                                                                                                           .(Q_{\Delta},\Sigma,\Pi,\Delta,s,O) אזי O:\Delta	o\Pi
 q \xrightarrow{a/b} p אזי O(q,a,p) = b באשר b \in \Pi ויהי q \xrightarrow{a} p ויהי q,p \in Q_{\Delta} אזי q,p \in Q_{\Delta} מתמר יהיו Q_{\Delta}, \Sigma, \Pi, \Delta, s, O) אזי יהי
                                                                                                                                                                                                                                                                                               |\Delta_T| < leph_0 מתמר סופי: מתמר מתמר מתמר מתמר
כך f:\Sigma^\omega_T	o\Pi^\omega_T אזי נגדיר 
ho_1=s_T אזי על w\in\Sigma^\omega_T ותהא ותהא w\in\Sigma^\omega_T כדיצה ממתמר: יהי ממתמר: יהי
                                                                                                                                                                                                                                                                n \in \mathbb{N}_{+} לכל (f(w))_{n} = O_{T}(\rho_{2n-1}, \rho_{2n}, \rho_{2n+1})
                                                                                                                          Tבתור אזי נסמן את מ־T המושרית הפונקציה הפונקציה f:\Sigma^\omega_T\to\Pi^\omega_T את מתמר מתמר הייהי הערה: הערה f:\Sigma^\omega_T\to\Pi^\omega_T
                                                             המקיימת g:\Sigma^*	o\Pi עבורה קיימת f:\Sigma^\omega	o\Pi^\omega אלפבתים אזי אלפבתים יהיו יהיו במנקציה סיבתית. יהיו
                                                                                                                                                                                                                                                                t \in \mathbb{N}_+ ולכל a \in \Sigma^{\omega} לכל (f(a))_t = g(a_1 \dots a_t)
                                                                                                   מת g:\Sigma^*	o\Pi אלפבתים אזי עבורה f:\Sigma^\omega	o\Pi^\omega אלפבתים אלפבתים איז היו f:\Sigma^\omega	o\Pi^\omega אלפבתים איז
                                                                                                                                                                                                                                                      t \in \mathbb{N}_+ ולכל a \in \Sigma^{\omega} לכל (f(a)), g(a_1 \dots a_{t-1})
```

T טענה: יהי מתמר אזי T סיבתית.

 $|Q_T|=1$ מתמר מתמר מתמר נקודתי: מתמר מתמר

T=f מתמר מחשב פונקציה: יהיו Σ,Π אלפבתים ותהא אור $f:\Sigma_T^\omega o \Pi_T^\omega$ אלפבתים אלפבתים יהיו מתמר Σ,Π

```
טענה: יהי \Sigma אלפבית ויהי b\in\Sigma אזי חשיבה על ידי מתמר סופי.
b\in\Pi מתקיים כי אל ידי מתמר סופי)\Longrightarrow(f) אלפבתים ותהא איז אלים סיבתית איז מיבה על איזי f:\Sigma^\omega\to\Pi^\omega מתקיים כי
                                                                                                                                                                                                                   .(בגולרית) רגולרית) \bigcup_{i=1}^{\omega} \{(a_1 \dots a_i) \mid (f(a))_i = b\}
\|\cdot\|_{L^{\infty}} גענה: יהי T מתמר אזי (T סיבתית ממש)(T)לכל T מתקיים T מתמרים T מתמר אזי (T סיבתית ממש)(T) אזי T מתמרים באשר T_i:\Sigma_i^{\omega}\to\Sigma_{i+1}^{\omega} לכל T_i:\Sigma_i^{\omega}\to\Sigma_{i+1}^{\omega} מתמרים באשר T_i:\Sigma_i^{\omega}\to\Sigma_{i+1}^{\omega} אזיי
                                                                                                                                                                                                                                                                                                T_n \circ \ldots \circ T_1
טענה: יהיו (f,\Pi) אלפבתים ותהא אזי (f,\Pi) אזי אזי (f,\Pi) אזי מתמר סופי(f,\Pi) אלפבתים ותהא אזי (f,\Pi) אזי מתמרים המורכבת
                                                                                                                                                                                                                  (f את המחשבת Delay ו־סמתמרים נקודתיים
            \mathfrak{J}_{\mathsf{Rabin}} = \{P \subseteq Q \mid \exists i \in [n] \,.\, (P \cap F_i \neq \varnothing) \land (P \cap G_i = \varnothing)\} אזי נגדיר F_1 \ldots F_n, G_1 \ldots G_n \subseteq Q תנאי Rabin תנאי וואי נגדיר (P \cap G_i = \varnothing).
אזי S,F_1\dots F_n,G_1\dots G_n\subseteq Q ותהיינה אוי אויומט מסומנת מעברים מסומנת מעברים אלפבית תהא אלפבית אלפבית מעברים מסומנת באשר ציהי צאויטומט ווהיינה אוייבית מעברים מסומנת מעברים מסומנת באשר אוייבית אוייבית אוייבית אוייבית מעברים מסומנת באשר אוייבית אוייבית אוייבית מעברים מסומנת באשר אוייבית אוייבית אוייבית אוייבית מעברים מסומנת באשר אוייבית אויב
                                                                                                                                                                                                                                      (Q, \Sigma, \Delta, S, \mathfrak{J}_{Rabin}) Muller אוטומט
                                                                               . דטרמיניסטית אוטומט בוכן אוטומט דטרמיניסטי (DRA) אוטומט דטרמיניסטי אוטומט אוטומט דטרמיניסטי אוטומט אוטומ
                                                                                                          . באשר \mathcal A אינו דטרמיניסטי (NRA): אוטומט Rabin אוטומט אינו דטרמיניסטי
             \mathfrak{J}_{\mathsf{Street}} = \{P \subseteq Q \mid \forall i \in [n] \,.\, (P \cap F_i = \varnothing) \lor (P \cap G_i \neq \varnothing)\} אזי נגדיר אזי נגדיר F_1 \ldots F_n, G_1 \ldots G_n \subseteq Q תנאי :Street:
אזי S,F_1\dots F_n,G_1\dots G_n\subseteq Q ותהיינה אוי אוי מעברים מסומנת מעברים מסומנת אלפבית ההא אלפבית אלפבית מעברים מסומנת באשר אוי
                                                                                                                                                                                                                                      (Q, \Sigma, \Delta, S, \mathfrak{J}_{Street}) Muller אוטומט
                                                                                 . דטרמיניסטית אוטומט בוכן |S_A|=1 וכן |S_A| דטרמיניסטית אוטומט אוטומט אוטומט דטרמיניסטי (DSA).
                                                                                                            אינו דטרמיניסטי (\mathrm{NSA}): אוטומט אינו דטרמיניסטי אינו דטרמיניסטי אוטומט
                                                                                                         \operatorname{Cyl}_B(S) = S \times B אזי אזי S \subseteq A אהיינה A, B קבוצות תהיינה: Cylindrification: גליליזציה
                                                                                         	ext{NBA} אזי L_1 \cup L_2 מתקבלת על ידי שפות המתקבלות על ידי שפות המתקבלת על ידי L_1, L_2 משפט:

m NBA אזי L_1\cap L_2 מתקבלת על איזי אפות המתקבלות על איזי שפות שפות המתקבלות על איזי L_1,L_2
 	ext{NBA} יהיו \pi_1\left(L
ight),\pi_2\left(L
ight) אזי אוא 	ext{NBA} המתקבלות על ידי \Sigma_1	imes\Sigma_2 שפה מעל \Sigma_1	imes\Sigma_2 המתקבלת על ידי \Sigma_1	imes\Sigma_2
                           .
NBA אוי על ידי מתקבלת על מתקבלת על אוי אוי אוי שפה מעל ביתים ותהא שפה מעל על שפה מעל ביתים אוי<br/> \Sigma_1, \Sigma_2 איזי שפה מעל ידי שפה מעל ידי אלפביתים ותהא
                                                                                                                                                                                       משפט: NBA, NRA, NSA, NMA הינם מודלים שקולים.
                                                   i<lpha לכל (v_i,v_{i+1})\in E\left(T
ight) המקיימת \langle v_i\in V\left(T
ight)\mid i<lpha לכל סדרה אז סדר ויהי T ענף: יהי lpha סדר ויהי T עץ מכוון אזי סדרה
                                                                                                                                      למה קונינג: יהי T עץ מכוון באשר אזי אחד אוי אחד אזי אחד מתקיים מתקיים למה קונינג: יהי
                                                                                                                                                                                                           \deg^+(v) \geq \aleph_0 המקיים v \in V(T) פיים
                                                                                                                                                                                                                                                      .Tב \omega ביים ענף באורך \bullet
                                                                                                  \operatorname{Prefix}(v)=\{v\left([n]\right)\mid n\in\mathbb{N}\} אזי v\in\Sigma^{\omega} אלפבית ותהא היי \Sigma אלפבית יהי יהי \Sigma אלפבית יהי
                                                                 .V_{\mathrm{CF}} = \bigcup \left\{ \mathrm{Prefix} \left( \pi_Q \left( 
ho 
ight) 
ight) \mid lpha על הינה \omegaריצה על הינה Büchi ותהא הגדרה: יהי \mathcal{A} אוטומט
E_{\mathrm{CF}} = \left\{ (
ho, r) \in V_{\mathrm{CF}}^2 \mid (\operatorname{len}(r) = \operatorname{len}(
ho) + 1) \land \left( 
ho_{\operatorname{len}(
ho) - 1} \xrightarrow{lpha_{\operatorname{len}(
ho) - 1}} r_{\operatorname{len}(
ho)} 
ight) 
ight\} אוטומט Büchi ותהא lpha \in \Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega} אוטומט הגדרה: יהי
                                                                                 \mathrm{CF}_{lpha,\mathcal{A}}=(V_{\mathrm{CF}},E_{\mathrm{CF}}) אזי lpha\in\Sigma^\omega_A אוטומט Büchi יער חישוב של אוטומט: Büchi יער חישוב של אוטומט
                        .(Inf (b)\cap F_{\mathcal{A}}
eq \varnothing המקיים ענף b של היים ענף b של אזי (\alpha\in \mathrm{Lan}\,(\mathcal{A})) אזי מענה: ותהא מענה: יהי \alpha\in \Sigma_{\mathcal{A}}^\omega אוזי Büchi טענה: יהי
  n\in\mathbb{N}_+ לכל Q_{n+1}^{	ext{Dag}}=\{q\in Q\mid\exists p\in Q_n.\,(p,lpha_{n+1},q)\in\Delta\} וכך וכך אזי Q_0^{	ext{Dag}}=S לכל מכל Büchi הגדרה: יהי A
                                                                                                                                .V_{	exttt{Dag}} = igcup_{i=1}^{\omega} \left(Q_i^{	exttt{Dag}} 	imes \{i\}
ight) אזי lpha \in \Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega} ותהא Büchi הגדרה: יהי
                                        E_{	ext{Dag}} = \left\{ \left( \left(q,\ell \right), \left(p,n 
ight) 
ight) \in V_{	ext{Dag}}^2 \mid \left(n = \ell + 1 
ight) \wedge \left(q \stackrel{lpha_n}{\longrightarrow} p 
ight) 
ight\} אזי lpha \in \Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega} אזי Büchi הגדרה: יהי \mathcal{A} אוטומט
                                             \mathrm{Dag}_{lpha,\mathcal{A}}=(V_{\mathrm{Dag}},E_{\mathrm{Dag}}) אזי lpha\in\Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega} ותהא Büchi יהי: Büchi: יהי Büchi: ארף מכוון אציקלי חישובי של אוטומט
                                                                                                                                            טענה: יהי בסוון אויהי מכוון אזי Büchi ויהי היהי אוטומט אזי אויהי אוטומט מענה: יהי אוטומט אויהי אויהי
                                                                                                                               \operatorname{Level}_{T}\left(n
ight)=\left\{v\in V\left(T
ight)\mid n ברמה v\} אזי n\in\mathbb{N} ויהי T עץ ויהי רמה בעץ: יהי
                                            (T,f) אזי אונ לכל חח"ע חח"ע אזי f_{\lceil_{\mathrm{Level}_{T}(n)}} חח"ע המקיימת כי היי ז יער ותהא אזי T יער יער אזי T
           c_{n}\left(q
ight)=f\left(\mathrm{child}\left(f_{
estriction_{\mathrm{Level}_{T}(n)}}^{-1}\left(q
ight)
ight)
ight) כך כך c\in\left(X	o X
ight)^{\omega} יער X־צר אזי נגדיר Tיער איי נגדיר איי נגדיר איי נגדיר Tיער איי נגדיר איי נגדיר איי נגדיר איי נגדיר איי נגדיר איי פוצה ויהי
```

.Delay $^b(w)=bw$ כך Delay $^b:\Sigma^\omega o\Sigma^\omega$ אזי נגדיר $b\in\Sigma$ אזי אלפבית ויהי

. טענה: יהי Σ אלפבית ויהי $b\in\Sigma$ אזי $b\in\Sigma$ יהי אלפבית ממש.

 $Q_{\mathcal{A}}$ אזי קיים מתמר $Q_{\mathcal{A}}$ מצבים עבורו לכל $\alpha\in\Sigma^{\omega}_{\mathcal{A}}$ מתקיים כי $\alpha\in\Sigma^{\omega}_{\mathcal{A}}$ אזי קיים מתמר $\alpha\in\Sigma^{\omega}_{\mathcal{A}}$ מצבים עבורו לכל $\alpha\in\Sigma^{\omega}_{\mathcal{A}}$ מתקיים כי $\alpha\in\Sigma^{\omega}_{\mathcal{A}}$ אזי קיים מתמר $\alpha\in\Sigma^{\omega}_{\mathcal{A}}$ מצבים עבורו $\alpha\in\Sigma^{\omega}_{\mathcal{A}}$ מתקבל על ידי $\alpha\in\Sigma^{\omega}_{\mathcal{A}}$.

 $T \leq \mathrm{CF}_{lpha,\mathcal{A}}$ מעל \mathcal{D} DBA אזי קיים NBA \mathcal{A} אוי יהי \mathcal{D} DBA מעל \mathcal{D} מתקיים \mathcal{D} מתקיים \mathcal{D} מתקיים \mathcal{D} של \mathcal{D} מתקיים \mathcal{D} מתקיים \mathcal{D}

 $T \leq \mathrm{CF}_{lpha,\mathcal{A}}$ מעל \mathcal{N} אזי קיים NBA אזי קיים \mathcal{N} מעל \mathcal{N} מעל \mathcal{N} מעל \mathcal{N} אזי קיים \mathcal{N} אזי קיים \mathcal{N} אזי קיים \mathcal{N} אזי קיים \mathcal{N} מעל \mathcal{N} מעל \mathcal{N} (לכל ענף \mathcal{N} של \mathcal{N} מתקיים כי \mathcal{N} מתקיים \mathcal{N}).

 $\mathrm{co}L$ את מצבים המתקבלת על פעל NBA בעל NBA בעל אזי קיים אוא איז איז משפט: תהא שפה המתקבלת על אדי

 ${
m NBA}$ מתקבלת על ידי אויר משפט: תהא ${
m NBA}$ מסקנה משפט בה תהא שפה המתקבלת על ידי שפה המתקבלת אזי

 $\operatorname{co}L$ מסקנה משפט ספרא: תהא NBA מסקנה משפט ספרא: תהא NBA בעל איז איז קיים NBA מסקנה משפט ספרא: תהא $n \in \mathbb{N}_+$ איז קיימת שפה או המתקבלת על ידי NBA בעל $n \in \mathbb{N}_+$ מצבים עבורה כל $n \in \mathbb{N}_+$ המקבל את $n \in \mathbb{N}_+$ מצבים.

אזי $\mathfrak{J}\subseteq 2^Q$ אותהא $S\subseteq Q$ אהא אוי מוכלל (GBA): יהי אלפבית תהא Δ מערכת מעברים מסומנת באשר מוכלל ((GBA)): יהי אלפבית תהא לפבית תהא Δ מערכת מעברים מסומנת באשר אוי מוכלל ($(Q,\Sigma,\Delta,S,\mathfrak{J})$).

וכן $ho_1\in S_{\mathcal A}$ המקיימת $\Delta_{\mathcal A}$ של ho של ho של אזי ω ־ריצה מתקבלת על ידי אוטומט Büchi מוכלל: יהי אוטומט היהי $\mathcal A$ אוטומט הוכלל אזי $\mathcal A$ המקיימת החלב: $F\in\mathfrak J_{\mathcal A}$ לכל $\mathfrak Inf(
ho)\cap F
eq \varnothing$

ho על w על אזי μ עבורו קיימת ω ריצה Büchi מוכלל אזי שוטומט Büchi מוכלל אזי אוטומט שוכלל: יהי שוטומט היהי Büchi מתקבלת אוי שוטומט מתקבלת.

.Lan $(\mathcal{A})=\{w\in \Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}\mid \mathcal{A}$ ידי $w\}$ מתקבלת אזי מתקבלה Büchi מוכלל: יהי Büchi מוכלל: יהי Büchi מוכלל אזי מענה: תהא CBA טענה: תהא CBA אזי CBA טענה: תהא CBA טענה

ביטוי רגולרי: יהי Σ אלפבית אזי

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

שפה נוצרת מביטוי רגולרי: יהי Σ אלפבית אזי

- .Lan $(\emptyset) = \emptyset$ •
- .Lan $(a) = \{a\}$ אזי $a \in \Sigma \setminus \{\varepsilon\}$ יהי
- .Lan $(R_1 \cup R_2) = \text{Lan}(R_1) \cup \text{Lan}(R_2)$ אזי רגולריים אזי רגולריים R_1, R_2 יהיי
 - $\operatorname{Lan}(R_1 || R_2) = \operatorname{Lan}(R_1) || \operatorname{Lan}(R_2)$ יהיו R_1, R_2 ביטויים רגולריים אזי
 - .Lan (R^*) = Lan $(R)^*$ יהי R ביטוי רגולרי אזי •

.(Lan (R)=L עבורו רגולרית) \Longleftrightarrow (קיים ביטוי רגולרית) שפה אזי ברו שפה $L\subseteq \Sigma^*$ אלפבית ותהא אלפבית יהי Σ

.Lan $(\mathcal{A})=L$ המקיים \mathcal{A} NBA שפה ω ־רגולרית: יהי Σ אלפבית אזי בורה קיים רגולרית: יהי Σ

אלפבית אזי Σ יהי יהי אלפבית אזי ביטוי

- $.R^\omega$ יהי R ביטוי רגולרי אזי •
- $\|R\|$ יהי R ביטוי רגולרי ויהי ביטוי רגולרי אזי פיטוי רגולרי אזי פיטוי רגולרי ויהי
 - $E_1 \cup E_2$ יהיו אזי E_1, E_2 ביטויים E_1, E_2 יהיו •

שפה נוצרת מביטוי ω ־רגולרי: יהי אלפבית אזי

- $\operatorname{Lan}(R^{\omega}) = \operatorname{Lan}(R)^{\omega}$ יהי R ביטוי רגולרי אזי
- . Lan $(R\|E)=$ Lan (R) $\|\text{Lan}\,(E)$ אזי איי ביטוי
 E ייהי רגולרי ויהי ביטוי יהי יהי יהי
 - .Lan $(E_1 \cup E_2) = \text{Lan}(E_1) \cup \text{Lan}(E_2)$ איי שירגולריים ω ־רגולריים E_1, E_2 יהיי •

 $(\mathrm{Lan}\,(E)=L$ עבורו עבורו ביטוי ω ־רגולרית) שפה אזי אלפבית שפה ביטוי שפה ביטוי שפה עבורו $L\subseteq \Sigma^\omega$

 $\operatorname{Suffix}(v)=\{v\:(\mathbb{N}_{\geq n})\mid n\in\mathbb{N}\}$ אזי $v\in\Sigma^\omega$ אחלפבית ותהא אלפבית יהי אלפבית יהי Σ

 $\mathrm{Factor}\,(v) = igcup_{w \in \mathrm{Prefix}(v)} \mathrm{Suffix}\,(w)$ אזי $v \in \Sigma^\omega$ אלפבית ותהא אלפבית יהי אלפבית יהי אלפבית ותהא

 $L=\mathcal{L}$ אזי $L\cap \mathrm{UP}=\mathcal{L}\cap \mathrm{UP}$ בשות באשר באשר שפות $L,\mathcal{L}\subseteq \Sigma^\omega$ אזי $L\cap \mathrm{UP}$