$Q_{\Delta}=\{u\in V\mid \exists \delta\in\Delta.\, (\delta_1=u)\lor (\delta_3=u)\}$  מצבים של מערכת מעברים מסומנת: תהא  $\Delta$  מערכת מעברים מסומנת אזי הערה: מכאן והלאה נניח כי הקבוצה עליה מערכת מעברים מסומנת מוגדרת היא קבוצת המצבים שלה.  $v \in \Omega$  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  $x \in \Sigma$  ולכל  $u \in Q$  לכל לכל אכרים מסומנת שלמה: מערכת מעברים מסומנת מעברים מסומנת מעברים מסומנת שלמה: מערכת מעברים מסומנת שלמה:  $i\in[2n]\cap\mathbb{N}_{\mathrm{odd}}$  לכל ( $ho_i,
ho_{i+1},
ho_{i+2})\in\Delta$  המקיימת  $ho=Q imes(\Sigma imes Q)^n$  לכל מערכת מעברים מסומנת אזי המקיימת  $\pi_O\left(
ho
ight)\in Q^{n+1}$  ריצה אזי  $ho\in Q imes(\Sigma imes Q)^n$  המקיימת מעברים מסומנת תהא מערכת מעברים המצבים: תהא  $i \in [n+1]$  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  $\Delta$  מערכת מעברים מסומנת ותהא  $(Q,\Sigma,\Delta,S,F)$  אזי אזי אופיני יהי איז אלפבית תהא מעברים מסומנת מעברים מסומנת אזי אוטומט איזי אלפבית תהא  $\Delta$  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 אוטומט חופי יהי 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 אינו דטרמיניסטי (אסל"ד/NFA): אוטומט אופי  $\mathcal A$  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  $\mathcal{O}\left(n\right)$  בעל  $\mathcal{N}$  דיים אסל"ד  $\bullet$ . מעבים  $\Omega\left(2^{n}\right)$  בעל כי מתקיים מתקיים המקיים  $\mathcal{D}$  מעבים  $\mathcal{D}$  מעבים לכל אס"ד  $\operatorname{Lan}\left(\mathcal{A}\right)=L$  שפה רגולרית: שפה L עבורה קיים אוטומט סופי

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

תהיינה  $L_1\cup L_2$  אפות רגולריות אזי ב $L_1,L_2$  חבולרית.  $L_1\cup L_2$  תהיינה תהיינה שפות רגולריות אזי ב $L_1\cap L_2$  רגולריות סיינה  $L_1,L_2$ 

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

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

- רגולרית.  $f\left(L\right)$  אזי אזי מעל  $\Sigma_1$  אפה הגולרית שפה  $f:\Sigma_1 \to \Sigma_2$  אזי תהא האזי  $\Sigma_1,\Sigma_2$  יהיו
  - רגולריות.  $\pi_1\left(L\right),\pi_2\left(L\right)$  אזי  $\Sigma_1 imes\Sigma_2$  אזי שפה רגולרית שפה L אלפביתים ותהא  $\Sigma_1,\Sigma_2$  יהיו
    - רגולרית מזי coL שפה רגולרית שפה L
  - משפט: קיים אלגוריתם A עבורו לכל אוטומטים סופיים A, B מתקיים כי לכל אוטומט חופי וכן A אוטומט חופי וכן העובים.  $\ln \left(A(\mathcal{A},\mathcal{B})\right) = \ln \left(A(\mathcal{A},\mathcal{B})\right) = \ln \left(A(\mathcal{A},\mathcal{B})\right)$
  - אוטומט סופי וכן A (A, B) קיים אלגוריתם A עבורו לכל אוטומטים סופיים סופיים בעלת A (A, B) אוטומט סופי וכן Lan (A(A, B) בעלת (A) A (A) בעלת (A) בעלת (A) אוטומט סופי וכן בעלת (A) אוטומט סופי ובעלת (A) אוטומט (A
- $A\left(\mathcal{A}
  ight)$  איז מתקיים כי  $\Sigma_1$  אלפביתים חופי  $\Sigma_1$  אלפביתים מאלגוריתם איז קיים אלגוריתם A אוטומט סופי בי  $\Sigma_1,\Sigma_2$  אוטומט סופי מעל  $\Sigma_1,\Sigma_2$  וכן  $\Sigma_1$  וכן  $\Sigma_2$  וכן  $\Sigma_1$ 
  - . Lan  $(A\left(\mathcal{A}\right))=$  Lan  $(\operatorname{co}\mathcal{A})$  וכן סופי אוטומט סופי ב<br/> Aמתקיים מחקיים פופי  $\mathcal{A}$ מתקיים לכל אוטומט סופי פיים אלגוריתם אוטומט סופי לכל אוטומט סופי ל

 $2^{\min\{|Q_{\mathcal{B}}||\operatorname{Lan}(\mathcal{B})=L\}}$  מצבים.  $2^{\min\{|Q_{\mathcal{B}}||\operatorname{Lan}(\mathcal{B})=L\}}$  באשר  $2^{\min\{|Q_{\mathcal{B}}||\operatorname{Lan}(\mathcal{B})=L\}}$  מתקיים כי  $2^{\min\{|Q_{\mathcal{B}}||\operatorname{Lan}(\mathcal{B})=L\}}$  מצבים.  $i\in\mathbb{N}_{\mathrm{odd}}$  מערכת מעברים מסומנת אזי  $\rho\in(Q\times\Sigma)^\omega$  המקיימת  $\rho\in(Q\times\Sigma)^\omega$  המקיימת  $\pi_Q(\rho)_i=\pi_Q(\rho)\in Q^\omega$  המקיימת  $\pi_Q(\rho)_i=\pi_Q(\rho)$  המקיימת  $\pi_Q(\rho)_i=\pi_Q(\rho)$  המקיימת  $\pi_Q(\rho)_i=\pi_Q(\rho)$  המקיימת  $\pi_Q(\rho)_i=\pi_Q(\rho)$  המקיימת  $\pi_Q(\rho)_i=\pi_Q(\rho)$  מערכת מעברים מסומנת ותהא  $\pi_Q(\rho)\in Q^\omega$ 

```
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_{A}^{\omega}\mid\mathcal{A} ידי Büchi 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 ח
            \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 אינו דטרמיניסטי (NMA) אינו 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 מודי
                                                                                                                                                                         \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 היו בתים יהיו יהיו יהיו במנקציה סיבתית.
                                                                                                                                                                                                                                                                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  $\Sigma,\Pi$  אלפבתים ותהא אור  $f:\Sigma_T^\omega o \Pi_T^\omega$  אלפבתים אלפבתים יהיו מתמר  $\Sigma,\Pi$ 

```
טענה: יהי \Sigma אלפבית ויהי b\in\Sigma אזי חשיבה על ידי מתמר סופי. \Sigma
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 אוטומט אוטומט דטרמיניסטי אוטומט או
                                                                                                           . 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 בטרמיניסטית אוטומט אוטומט בטרמיניסטי (DSA) אוטומט אוטומט אוטומט אוטומט אוטומט אוטומט אוטומט אוטומט
                                                                                                             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 	ext{X} מתקבלות על ידי \Sigma_2 המתקבלות על ידי \Sigma_1, \Sigma_2 המתקבלות על ידי
                           .
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 יהי \Sigma אלפבית יהי יהי \Sigma
                                                                 .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  $\Sigma$  אלפבית ויהי  $b\in\Sigma$  אזי  $b\in\Sigma$  יהי אלפבית ממש.

 $Q_{\mathcal{A}}$  אזי קיים מתמר  $Q_{\mathcal{A}}$  מצבים עבורו לכל  $\alpha\in \Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$  מתקיים כי  $\alpha\in \Sigma_{\mathcal{A}}^{\omega}$  אזי קיים מתמר  $\alpha\in \mathbb{Z}$  מצבים עבורו לכל  $\alpha\in \mathbb{Z}$  מתקיים כי  $\alpha\in \mathbb{Z}$  אזי קיים מתמר  $\alpha\in \mathbb{Z}$  מצבים עבורו  $\alpha\in \mathbb{Z}$  עבורו  $\alpha\in \mathbb{Z}$  וכן  $\alpha\in \mathbb{Z}$  וכן  $\alpha\in \mathbb{Z}$ 

 $T \leq \mathrm{CF}_{lpha,\mathcal{A}}$  מעל  $\mathcal{D}$  DBA אזי קיים NBA  $\mathcal{A}$  אזי קיים  $\mathcal{D}$  מעל  $\mathcal{D}$  מעל  $\mathcal{D}$  מעל  $\mathcal{D}$  מעל אזי קיים עבורו לכל יער אזי פאר  $\mathcal{D}$  מעל  $\mathcal{D}$  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  $\mathcal{N}$  מקבל את הקוד של  $\mathcal{N}$  של  $\mathcal{N}$  של  $\mathcal{N}$  מתקיים כי  $\mathcal{N}$  מקבל את הקוד של  $\mathcal{N}$  מקבל את הקוד של  $\mathcal{N}$  מתקיים כי  $\mathcal{N}$  מתקיים כי  $\mathcal{N}$  מתקיים כי  $\mathcal{N}$  מתקיים מתקיים מעל  $\mathcal{N}$  מקבל את הקוד של  $\mathcal{N}$  מענף  $\mathcal{N}$  מע

 $\mathrm{co}L$  את מצבים המתקבלת על פעל או אוי הא $\mathrm{NBA}$  בעל אזי אזי קיים אוא בעל אדי אוי אפה המתקבלת על אדי אפני: תהא שפה משפט: תהא

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