$i \in [n+1]$ 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 סופי $\mathcal A$ באשר אינו דטרמיניסטי (אסל"ד/NFA): אוטומט סופי אינו אינו אינו דטרמיניסטי N מסוג M מסוג M עבורם לכל שפה א מחוג 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 Σ תהיינה $L_1 \cup L_2$ שפות רגולריות אזי L_1, L_2 רגולרית. • משפט: . 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 $(V)\to {\sf LTS}$ טענה: יהי Σ אלפבית תהא Y קבוצה ונגדיר

 $Q_{\Delta}=\{u\in V\mid \exists \delta\in\Delta.\, (\delta_1=u)\lor (\delta_3=u)\}$ 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 ערכת מעברים מעברים מעברים אזי אזי אזי אזי אזי אזי סימון: יהי

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 היי 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 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 אויי 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) מחרוזת מחזורית מחזורית מחזורים: מחרוזת א בורה קיימים עבורה p,N\in\mathbb{N} המקיימים מסויים: מחרוזת לכל
                                                                                                                                              \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)
eq\varnothing אזי אוטומט Büchi משפט: יהי \mathcal{A} 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
                                                   g:\Sigma^*	o\Pi עבורה קיימת f:\Sigma^\omega	o\Pi^\omega אלפבתים אזי אלפבתים יהיו יהיו יהיו במנקציה היבתית אלפבתים אזי
                                                                                                                                                                                                                       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 היו אוי היו
                                                                                                                                                                                                               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. \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 דטרמיניסטי (DSA) אוטומט אוטומט אוטומט אוטומט דטרמיניסטי 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:
                                                                                          	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 ביתים ותהא ביתים ותהא שפה מעל ידי אויים אוייים ווהא
                                                                                                                                                                                        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)
                                                                                                                                                                                                                                                       .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} מעל \mathcal{N} מתקיים \mathcal{N} מתקיים \mathcal{N} מתקיים \mathcal{N} מתקיים של \mathcal{N} מתקיים לא מתקבל את הקוד של \mathcal{N}

 $\mathrm{co}L$ את מצבים המתקבלת על פיים 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 ותהא $|\Delta|<\aleph_0$ מערכת מעברים מסומנת אלפבית תהא ההא אלפבית תהא אלפבית מעברים מסומנת אווי אלפבית הא $S\subseteq Q$ אווי יהי אלפבית הא $S\subseteq Q$ אווי יהי אלפבית הא אלפבית הא אלפבית מעברים מסומנת אווי אווי אלפבית הא אלפבית האלפבית הא אלפבית האלפבית האלבית האלבית האלפבית האלפבית האלפבית האלפבית האלבית האלבית האלבית האלבית האלבית האלבית האלבית

וכן $ho_1\in S_{\mathcal A}$ המקיימת $\Delta_{\mathcal A}$ של ho של ho של מוכלל אזי היי שוטומט Büchi מוכלל: יהי שוטומט המקבלת על ידי אוטומט המקבלת על ידי אוטומט היהי שוטומט היהי שוטומט היהי שוטומט המקבלת על ידי אוטומט המקבלת על ידי אוטומט היהי שוטומט היהי שו

ho באשר w על אזי $w\in \Sigma^\omega_{\mathcal{A}}$ עבורו שוטומט Büchi מוכלל: יהי שוטומט Büchi מוכלל: יהי שוטומט מחרוזת מתקבלת על ידי אוטומט מוכלל: יהי 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 רגולריים אזי פיטויים רגולריים 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
 - $\operatorname{Lan}\left(R_{1}\|R_{2}\right)=\operatorname{Lan}\left(R_{1}\right)\|\operatorname{Lan}\left(R_{2}\right)$ אזי רגולריים אזי רגולריים אזי רגולריים R_{1},R_{2}
 - .Lan (R^*) = Lan $(R)^*$ יהי R ביטוי רגולרי אזי •

(Lan (R)=L עבורו R אלפבית ותהא Σ אלפבית ותהא אזי (L רגולרית) שפה אזי (L רגולרית) שפה ביטוי רגולריL אלפבית אזי בורו L עבורה קיים L עבורה L אלפבית אזי L אלפבית אזי L עבורה קיים L עבורה קיים אלפבית אזי שפה ש־רגולרית: יהי

ביטוי ω ־רגולרי: יהי Σ אלפבית אזי

- $.R^\omega$ 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) \Longleftrightarrow רגולרית) שפה אזי עבורו שפה ביטוי עבורו $L\subseteq \Sigma^\omega$ אלפבית ותהא ביטוי עבורו

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

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

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

```
.\mathrm{Ind}\,(B,F)=\min_{\subset}\left\{X\subseteq\Sigma^*\mid(B\subseteq X)\wedge(\forall f\in F:f\left(X\cap\mathrm{Dom}\,(f)\right)\subseteq X\right)\right\}
                          C(C,R,F) אזי אF\subseteq igcup_{n=0}^\infty(\Sigma^n	o\Sigma) ותהא ותהא R\subseteq igcup_{n=0}^\infty\mathcal{P}(\Sigma^n) תהא תהא מילון: יהי \Sigma אלפבית תהא
                                                                                                C מילון אזי (C,R,F) מילון: יהי
                                                                                                 R מילון אזי (C,R,F) מילון: יהי
                                                                                             F מילון אזי (C,R,F) מילון: יהי
\mathcal{R}\left(r
ight)\subseteq D^n המקיימת \mathcal{R}:R	o\mathcal{P}\left(D^*
ight) תהא \mathcal{C}:C	o D האת קבוצה תהא \mathcal{D}
eq\mathcal{D} מילון הא מילון תהא
לכל f\in \Sigma^n	o \Sigma ולכל n\in \mathbb{N} לכל לכל \mathcal{F}(f)\in D^n	o D המקיימת \mathcal{F}:F	o igcup_{n=1}^\infty(D^n	o D) תהא r\subseteq \Sigma^n ולכל מכל אזי
                                                                                                                                       (D, \mathcal{C}, \mathcal{R}, \mathcal{F})
                                                Dom(D,\mathcal{C},\mathcal{R},\mathcal{F})=D אזי \sigma מבנה: יהי \sigma מילון ויהי \sigma מבנה על \sigma מבנה על מבנה:
                                                                                                      אזי \sigma אזי מבנה על מילון ויהי \sigma מילון יהי \sigma
                                                                                                     .c^{M}=M_{\mathcal{C}}\left(c
ight) מתקיים c\in\sigma_{C} לכל
                                                                                                    .r^M=M_{\mathcal{R}_*}(r) מתקיים r\in\sigma_R לכל
                                                                                                    f^{M}=M_{\mathcal{F}}(f) מתקיים f\in\sigma_{F} לכל
                                             (\mathcal{C},\mathcal{R},\mathcal{F}) מבנה אזי (D,\mathcal{C},\mathcal{R},\mathcal{F}) מילון ויהי מבנה: יהי \sigma מילון על ידי מבנה:
                       \{x_i \mid i \in \mathbb{N}\}, \{"(",")"\}, \{\neg, \lor, \land, \Longrightarrow\}, \{\forall, \exists\}, \sigma\} לוגיקה מסדר ראשון: יהי \Sigma אלפבית ויהי לוגיקה מסדר ראשון: יהי
                                                         V אזי אזי מסדר מסדר האשון (V,P,C,A,\sigma) אוגיקה מסדר האשון אזי
                                                       P אזי אזי מסדר ראשון אזי (V,P,C,A,\sigma) הימני עזר בלוגיקה מסדר ראשון: תהא
                                              C אזי מסדר ראשון אזי (V,P,C,A,\sigma) תהא מסדר ראשון: תהא
                                                           A אזי אזי מסדר ראשון: תהא (V,P,C,A,\sigma) לוגיקה מסדר ראשון
                                                     \sigma אזי מסדר ראשון אזי (V,P,C,A,\sigma) אוגיקה מסדר ראשון אזי סיגנטורה של לוגיקה מסדר ראשון:
                                           .\operatorname{Ind}\left(V_L \cup C_{\sigma_L}, F_{\sigma_L}
ight) אזי אחון מסדר תהא לוגיקה לוגיקה מסדר ראשון תהא לוגיקה מסדר ראשון
\{P(t_1\dots t_n)\mid (P\in R_{\sigma_L})\land (נסחאות אטומיות של לוגיקה מסדר ראשון: תהא D לוגיקה מסדר ראשון אזי \{t_1\dots t_n\} שמות עצם
                                                                 AFormula (L) = \{ \varphi \mid Lסימון: תהא לוגיקה אזי \varphi \} נוסחה אטומית ב־ל
                                            אזי \varphi \in \operatorname{Ind}\left(\operatorname{AFormula}\left(L\right), C_L\right) ותהא x \in V_L יהי מסדר ראשון יהי לוגיקה מסדר מסדר תהא
                                                                                                                         \forall (\varphi, x) = \forall x \alpha •
                                                                                                                         \exists (\varphi, x) = "\exists x \alpha" \bullet
                                 .Ind (AFormula (L) , C_L \cup A_L) איי ראשון אוי L לוגיקה מסדר ראשון: תהא לוגיקה מסדר ראשון אוי
                                                                            .Formula (L) = \{ \varphi \mid Lסימון: תהא לוגיקה אזי \varphi \} נוסחה בי
                         .v:V_L	o \mathsf{Dom}\,(M) אזי מבנה על מסדר ראשון ויהי M מבנה לוגיקה לוגיקה לוגיקה לוגיקה לוגיקה מסדר ראשון ויהי
\{x_i\mid i\in\mathbb{N}\},\{X_i\mid i\in\mathbb{N}\},\{f_i\mid i\in\mathbb{N}\},\{"(",")"\},\{\neg,\lor,\land,\Longrightarrow\},\{\forall,\exists\},\sigma\} מילון אזי \sigma מילון אזי בני: יהי \Sigma אלפבית ויהי מסדר שני: יהי
                                                    V אוייקה מסדר שני: תהא (V,S,F,P,C,A,\sigma) לוגיקה מסדר שני אוי
                                                     S אזי שני: מסדר שני: תהא (V,S,F,P,C,A,\sigma) לוגיקה מסדר שני אזי
                                                F משתנה פונקציה בלוגיקה מסדר שני: תהא (V,S,F,P,C,A,\sigma) לוגיקה מסדר שני
                                                       P אזי שני מסדר שני: תהא (V,S,F,P,C,A,\sigma) אוגיקה מסדר שני אזי
                                              C אזי שני מסדר שני אוי (V,S,F,P,C,A,\sigma) לוגיקה מסדר שני אזי
                                                           A במתים בלוגיקה מסדר שני: תהא (V,S,F,P,C,A,\sigma) לוגיקה מסדר שני
                                                     \sigma אזי מסדר שני אזי (V,S,F,P,C,A,\sigma) אוגיקה מסדר שני אזי סיגנטורה של לוגיקה
                                           \operatorname{Ind}\left(V_L\cup C_{\sigma_L},F_L\cup F_{\sigma_L}
ight) שמות עצם של לוגיקה מסדר שני: תהא לוגיקה מסדר שני אזי
\{P(t_1\dots t_n)\mid (P\in R_{\sigma_L}\cup S_L)\land (נוסחאות אטומיות של לוגיקה מסדר שני: תהא L לוגיקה מסדר שני אזיt_1\dots t_n\} שמות עצם
                                  אזי arphi\in \mathrm{Ind}\left(\mathrm{AFormula}\left(L
ight),C_{L}
ight) ותהא v\in V_{L}\cup S_{L}\cup F_{L} שני יהי שני יהי t
                                                                                                                          \forall (\varphi, v) = \forall v \alpha •
                                                                                                                          \exists (\varphi, v) = "\exists v \alpha" \bullet
```

.Ind (AFormula (L) , $C_L \cup A_L$) אזי שני: תהא L לוגיקה מסדר שני: תהא לוגיקה מסדר שני

אזי $F\subseteq igcup_{n=0}^\infty\left(\left(\Sigma^*
ight)^n o\Sigma^*
ight)$ ותהא ותהא $B\subseteq \Sigma^*$ אחל קבוצה תהא אינדוקציה מבנית: תהא

תהא $v_V:V_L o \mathsf{Dom}\,(M)$ תהא מבנה על מביר שני יהי D לוגיקה מסדר שני: תהא לוגיקה מסדר שני יהי $V_L o \mathsf{Dom}\,(M)$ אזי $v_V:V_L o \mathsf{Dom}\,(M)$ אזי $v_S:S_L o \bigcup_{i=1}^\infty \mathcal{P}\,(\mathsf{Dom}\,(M)^n)$

הערה: לכל משתנה יחס ולכל משתנה פונקציה נשייך מספר טבעי המתאר את מספר הקלטים המתאימים.

 $P \subseteq P \cap \{<,=\}$, אזי $P \subseteq P \cap P \cap \Sigma$ אלפבית יהי Σ אלפבית: יהי אזי יהי מונאדית: יהי אלפבית ותהא

מבנה של מילון של לוגיקה מונאדית מסדר ראשון: יהי σ מילון של לוגיקה מונאדית תהא קבוצה יהי יחס סדר חזק מבנה של מילון של לוגיקה מונאדית מסדר ראשון: יהי σ מילון של לוגיקה מונאדית מסדר σ המקיימת σ לינארי מעל σ ותהא σ ותהא σ המקיימת

- $\mathcal{J}\left(p
 ight)\in\mathcal{P}\left(\mathcal{T}
 ight)$ מתקיים $p\in P_{\sigma}$ לכל
 - $\mathcal{I}\left(<
 ight)=<_{\mathcal{T}}$ וכן $\mathcal{I}\left(=
 ight)=\mathrm{Id}_{\mathcal{T}}$ •

 $(\mathcal{T},<_{\mathcal{T}},\mathcal{I})$ אזי

לוגיקה מונאדית מסדר ראשון (FOMLO): לוגיקה מסדר ראשון מצויידת עם מילון של לוגיקה מונאדית.

 $v:V_L o \mathcal{T}_{\mathcal{M}}$ אזי אזי σ_L מבנה של לוגיקה מונאדית מסדר ראשון ויהי \mathcal{M} מבנה של האשון: תהא L לוגיקה מונאדית מסדר ראשון ויהי

 $s=\mathcal{M}$ אזי שנה מחרוזת של s אויהי $S\in \Sigma^*$ תהא $P_{\sigma_L}=\{P_\ell\mid \ell\in \Sigma\}$ באשר FOMLO L באשר בלוגיקה מונאדית מסדר ראשון: יהי S אלפבית תהא FOMLO S באשר S ויהי S ויהי S פסוק מעל S ויהי S באשר בלוגיקה מונאדית מסדר ראשון: יהי S אלפבית תהא S באשר S ויהי S ויהי S בסוק מעל S ויהי S בסוק מעל S ויהי S באזי S בסוק מעל S ויהי S בסוק מעל S ויהי S באזי S בסוק מעל S ויהי S בסוק מעל S ויהי S בסוק מעל S ויהי S בסוק מעל S בסוק מעל S באזי S בייהי S באזי S בייהי S בייה

שפה בדירה בלוגיקה מונאדית מסדר ראשון: יהי Σ אלפבית אזי שפה בלוגיקה מונאדית מסדר ראשון: יהי Σ אלפבית אזי שפה בלוגיקה מונאדית מסדר ראשון: יהי והמקיים בעורה L וכן קיים פסוק $P_{\sigma_L}=\{P_\ell\mid \ell\in\Sigma\}$

 $(\{\min,\max\},P\cup\{<,=,\sec\},\varnothing)$ אזי $P\subseteq\mathcal{P}(\Sigma)$ אלפבית ותהא מילון של לוגיקה מונאדית מסדר ראשון עם סוכר תחבירי: יהי σ אלפבית ותהא מסדר תחבירי תהא σ מילון של לוגיקה מונאדית מסדר ראשון עם סוכר תחבירי: יהי σ מילון של לוגיקה מונאדית מסדר ראשון עם סוכר תחבירי יהי σ מילון של לוגיקה מונאדית מסדר חזק לינארי מעל σ ותהא σ ותהא σ ותהא σ ותהא σ ותהא σ יחס סדר חזק לינארי מעל σ ותהא σ ותהא σ יחס סדר חזק לינארי מעל σ יחס סדר חזק לינארי מעל σ

- $\mathcal{I}\left(\max\right) = \max_{<_{\mathcal{T}}}\left(\mathcal{T}\right)$ וכן $\mathcal{I}\left(\min\right) = \min_{<_{\mathcal{T}}}\left(\mathcal{T}\right)$
 - $\mathcal{I}\left(p
 ight)\in\mathcal{P}\left(\mathcal{T}
 ight)$ מתקיים $p\in P_{\sigma}$ לכל
 - $\mathcal{I}\left(<
 ight)=<_{\mathcal{T}}$ וכן $\mathcal{I}\left(=
 ight)=\mathrm{Id}_{\mathcal{T}}$ •
- $\mathcal{I}(\mathrm{suc}) = \{(a,b) \mid (a <_{\mathcal{T}} b) \land (\forall x \in \mathcal{T} : \neg (a <_{\mathcal{T}} x <_{\mathcal{T}} b))\} \bullet$

 $(\mathcal{T},<_{\mathcal{T}},\mathcal{I})$.

הערה: נרחיב את מבנה המחרוזת לעבוד גם עם לוגיקה מונאדית מסדר ראשון עם סוכר תחבירי.

יטענה: יהי מסדר ראשון עם סוכר תחבירי FOMLO באשר אלפבית מסדר ההי ההי באשר אלפבית באשר אלפבית באשר אלפבית באשר אלפבית אזי $P_{\sigma_L}=\{P_\ell\mid \ell\in\Sigma\}$ אזי אזי איי

- $.s\in\Sigma^*$ לכל ($s\vDash\varphi)\Longleftrightarrow(s\vDash\psi)$ המקיימת ב־ב ψ הוסחה לכל קיימת ב-ל לכל לכל סיימת +
- Lב־ב φ לכל נוסחה לכל ($s\vDash\varphi)\Longleftrightarrow(s\vDash\mathrm{Tr}\,(\varphi))$ המקיימת המקיימת Tr : Formula ($L)\to$ Formula ($L)\to$ formula ($s\in\Sigma^*$ ולכל נוסחה ולכל .
 - $s\in\Sigma^*$ לכל ($s\models\varphi$) לכל נוסחה t ב־ב t המקיימת נוסחה ב־ב t לכל נוסחה t
- \mathcal{L} ב־ב φ לכל נוסחה לכל ($s \models \varphi$) לכל ($s \models \mathrm{Tr}\,(\varphi)$) המקיימת Tr : Formula (\mathcal{L}) \to Formula ($s \models \varphi$) לכל נוסחה ישיבה בזמן לינארי המקיימת ולכל $s \models \varphi$

(FOMLOטענה: יהיו f(L)) \iff (FOMLO) אזי (L גדירה ב־ Σ אחייע ותהא $f:\Sigma \to \Gamma^*$ אלפביתים תהא Σ,Γ אלפביתים SOMLOטענה: SOMLOטענה: SOMLO