גודל מעגל בוליאני: יהיו $n,m\in\mathbb{N}$ ויהי C מעגל בוליאני בעל n חוטים וכן m קלטים אזי $\text{Size}\left(C\right)=n+m$.

עומק מעגל בוליאני: יהי C מעגל בוליאני אזי $\text{depth}\left(C\right)$ הינו אורך המסלול המקסימלי מקלט לפלט.

הגדרה: יהי $n\in\mathbb{N}_{\geq3}$ אזי $\vee_{n}:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ המוגדרת $\vee_{n}\left(x\right)=\bigvee_{i=1}^{n}x_{i}$.

הגדרה: יהי $n\in\mathbb{N}_{\geq3}$ אזי $\wedge_{n}:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ המוגדרת $\wedge_{n}\left(x\right)=\bigwedge_{i=1}^{n}x_{i}$.

מעגל בוליאני בעל fan-in לא מוגבל: מעגל בוליאני מעל בסיס הפונקציות הבוליאניות $\left\{ \wedge,\vee,\neg\right\} \cup\left(\bigcup_{n\in\mathbb{N}}\left\{ \vee_{n}\right\} \right)\cup\left(\bigcup_{n\in\mathbb{N}}\left\{ \wedge_{n}\right\} \right)$.

הערה: אלא אם נאמר אחרת מעגל בוליאני הוא בעל fan-in מוגבל.

טענה: תהא $f:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ אזי קיים מעגל בוליאני C בעל fan-in לא מוגבל המחשב את f בגודל $\mathcal{O}\left(n\cdot2^{n}\right)$ ובעומק 2.

טענה: תהא $f:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ אזי קיים מעגל בוליאני C המחשב את f בגודל $\mathcal{O}\left(n\cdot2^{n}\right)$ ובעומק $n+\log_{2}\left(n\right)$.

מסקנה: תהא L שפה אזי קיימת משפחת מעגלים $\mathcal{C}$ מגודל $\mathcal{O}\left(n\cdot2^{n}\right)$ ומעומק $n+\log\left(n\right)$ המחשבת את L.

מסקנה: יהי $n\in\mathbb{N}$ אזי קיימת $f:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ עבורה לכל מעגל בוליאני C המחשב אותה מתקיים $\text{Size}\left(C\right)\geq\frac{2^{n}}{2n}$.

הגודל של פונקציה בוליאנית: יהי $n\in\mathbb{N}$ ותהא $f:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ אזי $\text{Size}\left(f\right)=\min\left\{ \text{Size}\left(C\right)\mid\left(\text{מעגל }C\right)\wedge\left(f\text{ מחשבת את }C\right)\right\}$.

טענה: יהי $n\in\mathbb{N}$ ותהא $f:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ אזי $\text{Size}\left(f\right)\leq15\cdot\left(2^{n}-1\right)$.

טענה: יהי $n\in\mathbb{N}$ ותהא $f:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ אזי $\text{Size}\left(f\right)=\mathcal{O}\left(\frac{2^{n}}{n}\right)$.

מסקנה שאנון: יהי $n\in\mathbb{N}$ אזי $\max\left\{ \text{Size}\left(f\right)\mid f:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\} \right\} =\Theta\left(\frac{2^{n}}{n}\right)$.

משפט: קיים $C\in\mathbb{R}_{+}$ עבורו לכל $n\in\mathbb{N}$ ולכל $S:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ המקיימת $n\leq S<C\cdot\frac{2^{n}}{n}$ קיימת $f:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ באשר f חשיבה על ידי מעגל מגודל $S\left(n\right)+10n$ וכן f לא חשיבה על ידי מעגל מגודל $S\left(n\right)$.

הגדרה: תהא $S:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ אזי $\text{Size}\left(S\left(n\right)\right)=\left\{ L\subseteq\left\{ 0,1\right\} ^{*}\mid S\left(n\right)\text{ חשיבה על ידי משפחת מעגלים מגודל לכל היותר }L\right\}$.

מסקנה: $\text{Size}\left(2^{n}\right)=\mathcal{P}\left(\left\{ 0,1\right\} ^{*}\right)$.

מסקנה: תהא $S:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ עבורה $n\leq S\left(n\right)\leq\frac{2^{n}}{n}$ אזי $\text{Size}\left(S\left(n\right)\right)\subsetneq\text{Size}\left(S\left(n\right)+10n\right)$.

הגדרה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\text{Size}\left(\mathcal{O}\left(n^{k}\right)\right)=\bigcup_{c\in\mathbb{N}}\text{Size}\left(c\cdot n^{k}\right)$.

הגדרה Polynomial Size Circuits: $\text{Size}\left(\text{poly}\right)=\bigcup_{c\in\mathbb{N}}\text{Size}\left(n^{c}\right)$.

הגדרה: תהא $S:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ ותהא L שפה עבורה קיימת קבוצת מעגלים $\left\{ C_{n}\mid n\in\mathbb{N}\right\}$ המקיימת

- לכל $n\in\mathbb{N}$ מתקיים $\text{Size}\left(C_{n}\right)=S\left(n\right)$.
- לכל $x\in\left\{ 0,1\right\} ^{*}$ אם $x\in L$ אז $\exists w.C_{\left|x\right|}\left(x,w\right)=1$.
- לכל $x\in\left\{ 0,1\right\} ^{*}$ אם $x\notin L$ אז $\forall w.C_{\left|x\right|}\left(x,w\right)=0$.

אזי $L\in\text{NSize}\left(S\left(n\right)\right)$.

הגדרה Nondeterministic Polynomial Size Circuits: $\text{NSize}\left(\text{poly}\right)=\bigcup_{c\in\mathbb{N}}\text{NSize}\left(n^{c}\right)$.

הגדרה Non Uniform Alternating Class: תהיינה $s,d:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ אזי
$$\text{nu-AC}\left(s,d\right)=\left\{ L\subseteq\left\{ 0,1\right\} ^{*}\;\middle|\;\substack{L\left(C\right)=L\\ \text{Size}\left(C_{n}\right)\leq s\left(n\right)\\ \text{depth}\left(C_{n}\right)\leq d\left(n\right)}\text{ קיימת משפחת מעגלים }C\text{ בעלת fan-in לא מוגבל עבורה}\right\}.$$

הגדרה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\text{nu-AC}^{k}=\bigcup_{c\in\mathbb{N}}\text{nu-AC}\left(n^{c},\log^{k}\left(n\right)\right)$.

הגדרה Non Uniform Nick's Class: תהיינה $s,d:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ אזי
$$\text{nu-NC}\left(s,d\right)=\left\{ L\subseteq\left\{ 0,1\right\} ^{*}\;\middle|\;\substack{L\left(C\right)=L\\ \text{Size}\left(C_{n}\right)\leq s\left(n\right)\\ \text{depth}\left(C_{n}\right)\leq d\left(n\right)}\text{ קיימת משפחת מעגלים }C\text{ עבורה}\right\}.$$

הגדרה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\text{nu-NC}^{k}=\bigcup_{c\in\mathbb{N}}\text{nu-NC}\left(n^{c},\log^{k}\left(n\right)\right)$.

מסקנה: תהיינה $s,d:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ אזי $\text{nu-NC}\left(s,d\right)\subseteq\text{nu-AC}\left(s,d\right)$.

טענה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\text{nu-AC}^{k}\subseteq\text{nu-NC}^{k+1}$.

מסקנה: $\text{nu-NC}^{0}\subsetneq\text{nu-AC}^{0}$.

פונקציית זוגיות: יהי $n\in\mathbb{N}_{+}$ אזי $\text{parity}:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ המוגדרת $\text{parity}\left(x\right)=\bigoplus_{i=1}^{n}x_{i}$.

טענה: קיים מעגל C המחשב את parity_{n} מגודל $\mathcal{O}\left(n\right)$ ועומק $\mathcal{O}\left(\log\left(n\right)\right)$.

מסקנה: $\text{parity}\in\text{nu-NC}^{1}$.

פולינום מולטי־לינארי (מ"ל): יהי $n\in\mathbb{N}_{+}$ אזי $p\in\mathbb{R}\left[x_{1}\ldots x_{n}\right]$ עבורו קיים $\alpha\in\mathbb{R}^{2^{n}}$ וקיימת $\eta\in M_{2^{n}\times n}\left(\mathbb{Z}_{2}\right)$ המקיימים $p=\sum_{i=1}^{2^{n}}\left(\alpha_{i}\cdot\prod_{j=1}^{n}x_{j}^{\eta_{i,j}}\right)$.

פולינום מחשב פונקציה בוליאנית: תהא $f:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ אזי $p\in\mathbb{R}\left[x_{1}\ldots x_{n}\right]$ מ"ל עבורו $f\left(x\right)=p\left(x\right)$ לכל $x\in\left\{ 0,1\right\} ^{n}$.

טענה: תהא $f:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ אזי קיים פולינום מ"ל יחיד המחשב את f.

סימון: תהא $f:\left\{ 0,1\right\} ^{n}\to\left\{ 0,1\right\}$ ויהי $p\in\mathbb{R}\left[x_{1}\ldots x_{n}\right]$ מ"ל המחשב את f אזי $\deg\left(f\right)=\deg\left(p\right)$.

מסקנה: יהי $n \in \mathbb{N}$ אזי $\deg\left(\vee_n\right) = n$.

טענה: יהי $n \in \mathbb{N}$ אזי $\deg\left(\text{parity}_n\right) = n$.

פולינום מחשב פונקציה בוליאנית בממוצע עם שגיאה ε: יהי $\varepsilon > 0$ ותהא $f : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$ אזי $p \in \mathbb{R}\left[x_1 \ldots x_n\right]$ מ"ל עבורו $\mathbb{P}_{x \leftarrow \{0,1\}^n}\left(p\left(x\right) = f\left(x\right)\right) \geq 1 - \varepsilon$.

טענה: הפולינום 1 מחשב את $\vee_n$ בממוצע עם שגיאה $\frac{1}{3}$.

התפלגות משפחת פולינומים מחשבת פונקציה בוליאנית עם שגיאה ε: יהי $\varepsilon > 0$ ותהא $f : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$ אזי קבוצת פולינומים $P \subseteq \mathbb{R}\left[x_1 \ldots x_n\right]$ מ"ל עבורה לכל $x \in \{0,1\}^n$ מתקיים $\mathbb{P}_{p \leftarrow P}\left(p\left(x\right) = f\left(x\right)\right) \geq 1 - \varepsilon$.

טענה: יהי $\varepsilon > 0$ תהא $f : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$ ותהא $P \subseteq \mathbb{R}\left[x_1 \ldots x_n\right]$ מ"ל המחשבת את f עם שגיאה ε אזי קיים $p \in P$ המחשב בממוצע את f עם שגיאה ε.

סימון: יהי $\left(\Omega, \mathbb{P}\right)$ מרחב הסתברות אזי $\left(x \leftarrow \Omega\right) : \Omega \to \Omega$ הינו מ"מ באשר $\mathbb{P}\left(\left(x \leftarrow \Omega\right) = \omega\right) = \mathbb{P}\left(\omega\right)$.

הערה: תהא A קבוצה סופית אזי $x \leftarrow A$ הינו המ"מ כאשר A עם ההתפלגות האחידה.

סימון: יהי $\varepsilon > 0$ ותהא $S_{j,k} \leftarrow \mathcal{P}\left([n]\right)$ לכל $k \in \{0 \ldots \log\left(n\right)\}$ ולכל $j \in \left[c \log\left(\frac{1}{\varepsilon}\right)\right]$ אזי $R_{\vee}\left(x\right) = 1 - \prod_{k,j}\left(1 - \sum_{i \in S_{j,k}} x_i\right)$.

למה: יהי $x \in \{0,1\}^n$ עבורו $\vee_n\left(x\right) = 0$ אזי $R_{\vee}\left(x\right) = 0$ לכל $S_{j,k} \leftarrow \mathcal{P}\left([n]\right)$.

למה: יהי $x \in \{0,1\}^n$ ותהיינה $S_{j,k} \leftarrow \mathcal{P}\left([n]\right)$ עבורן קיימים j,k המקיימים $\left|S_{j,k} \cap \{i \mid x_i = 1\}\right| = 1$ אזי $R_{\vee}\left(x\right) = 1$ וכן $\vee_n\left(x\right) = 1$.

למה: יהי $k \in \mathbb{N}$ ויהי $x \in \{0,1\}^n$ עבורו $2^{k-1} \leq \left|\{i \mid x_i = 1\}\right| \leq 2^k$ אזי $\mathbb{P}_{S \leftarrow \mathcal{P}([n])}\left(\left|S \cap I\right| = 1\right) \geq \frac{1}{2e}$.

טענה: יהי $\varepsilon > 0$ אזי קיימת קבוצת פולינומים מ"ל $P \subseteq \mathbb{R}\left[x_1 \ldots x_n\right]$ מדרגה $\mathcal{O}\left(\log\left(n\right) \cdot \log\left(\frac{1}{\varepsilon}\right)\right)$ שמחשבת את $\vee_n$ עם שגיאה ε.

טענה: תהא $f : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$ חשיבה על ידי מעגל בוליאני מגודל $s\left(n\right)$ ועומק $d\left(n\right)$ אזי לכל $\varepsilon > 0$ קיימת קבוצת פולינומים מ"ל $P \subseteq \mathbb{R}\left[x_1 \ldots x_n\right]$ מדרגה $\mathcal{O}\left(\left(\log\left(n\right) \cdot \log\left(\frac{s(n)}{\varepsilon}\right)\right)^{d(n)}\right)$ המחשבת את f עם שגיאה ε.

מסקנה: תהא $f : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$ חשיבה על ידי מעגל בוליאני מגודל $s\left(n\right)$ ועומק $d\left(n\right)$ אזי לכל $\varepsilon > 0$ קיים פולינום מ"ל $p \in \mathbb{R}\left[x_1 \ldots x_n\right]$ מדרגה $\mathcal{O}\left(\left(\log\left(n\right) \cdot \log\left(\frac{s(n)}{\varepsilon}\right)\right)^{d(n)}\right)$ המחשב את f בממוצע עם שגיאה ε.

למה: יהי $\delta > 0$ ויהי $p \in \mathbb{R}\left[x_1 \ldots x_n\right]$ מ"ל המחשב את parity_n בממוצע עם שגיאה $\frac{1}{2} + \delta$ אזי $\deg\left(p\right) = \Omega\left(\delta\sqrt{n}\right)$.

טענה: יהי $\varepsilon > 0$ ויהי $p \in \mathbb{R}\left[x_1 \ldots x_n\right]$ מ"ל המחשב את parity_n בממוצע עם שגיאה ε אזי $\deg\left(p\right) = \Omega\left(\sqrt{n}\right)$.

מסקנה: יהי C מעגל המחשב את parity_n בעל fan-in לא מוגבל ועומק $d\left(n\right)$ אזי $\text{Size}\left(C\right) \geq 2^{\Omega\left(n^{\frac{1}{4 \cdot d(n)}}\right)}$.

משפט: $\text{parity} \notin \text{nu-AC}^0$.

מסקנה: $\text{nu-AC}^0 \subsetneq \text{nu-NC}^1$.

הגדרה: יהי $n \in \mathbb{N}_+$ אזי $\text{BinAdd}_n : \{0,1\}^n \times \{0,1\}^n \to \{0,1\}^{n+1}$ המוגדרת $\text{BinAdd}_n\left(x,y\right) = x + y$.

טענה: יהי $n \in \mathbb{N}_+$ אזי $\text{BinAdd}_n \in \text{nu-AC}^0$.

הגדרה: יהי $n \in \mathbb{N}_+$ אזי $\text{IteratedBinAdd}_n : \left(\{0,1\}^n\right)^n \to \{0,1\}^{2n}$ המוגדרת $\text{IteratedBinAdd}_n\left(x_1 \ldots x_n\right) = \sum_{i=1}^{n} x_i$.

טענה: $\text{IteratedBinAdd} \in \text{nu-AC}^1$.

הגדרה: יהי $n \in \mathbb{N}_+$ אזי $\text{BinMult}_n : \{0,1\}^n \times \{0,1\}^n \to \{0,1\}^{2n}$ המוגדרת $\text{BinMult}_n\left(x,y\right) = x \cdot y$.

טענה: $\text{BinMult} \in \text{nu-AC}^1$.

טענה: $\text{BinMult} \notin \text{nu-AC}^0$.

חתך מקסימלי: יהי G גרף אזי חתך $\left(A,B\right)$ עבורו $\left|E\left(A,B\right)\right| \geq \left|E\left(C,D\right)\right|$ לכל חתך $\left(C,D\right)$.

סימון: יהי G גרף ויהי $\left(A,B\right)$ חתך מקסימלי אזי $\text{maxCut}\left(G\right) = \left|E\left(A,B\right)\right|$.

למה: יהי G גרף אזי $\mathbb{E}_{\text{חתך}\ (A,B)}\left[\left|E\left(A,B\right)\right|\right] = \frac{\left|E(G)\right|}{2}$.

טענה: יהי G גרף אזי קיים חתך $\left(A,B\right)$ עבורו $E\left(A,B\right) \geq \frac{\left|E(G)\right|}{2}$.

אלגוריתם חיפוש אלים למציאת חתך גדול: תהא E קבוצה יהי $n \in \mathbb{N}$ ותהא $\{v_1, \ldots, v_n\}$ קבוצה אזי

```
function BruteForceBigCut(E, {v_1 ... v_n}):
    S ∈ P({v_1 ... v_n})
    for r ∈ {0,1}^n do
        S ← {v_i | r_i = 1}
        if |E(S, S̄)| ≥ |E|/2 then return S
    end
```

טענה: תהא E קבוצה יהי $n \in \mathbb{N}$ ותהא $\{v_1, \ldots, v_n\}$ קבוצה אזי BruteForceBigCut בעלת סיבוכיות זמן ריצה $\Omega(2^n)$.

טענה: קיימת מ"ט אקראית M_{supp} עבורה לכל $n \in \mathbb{N}$ ולכל $r \leftarrow \{0,1\}^{\log(n)+1}$ מתקיים כי $M_{\text{supp}}(1^n; r)$ מחזירה מ"מ $X_1 \ldots X_n : [\log(n) + 1] \to \{0,1\}$ עבורם

- $X_1 \ldots X_n$ ב"ת בזוגות.
- $\mathbb{P}(X_i = 1) = \frac{1}{2}$ לכל $i \in [n]$.
- M_{supp} רצה בזמן $\text{poly}(n)$.

טענה: יהי $p \in \mathbb{P}$ ולכל $c, d \in \mathbb{F}$ נגדיר מ"מ $X_{c,d} : \mathbb{F} \to \mathbb{F}$ כך $X_{c,d}(\alpha) = c\alpha + d$ אזי $\{X_{c,d}\}_{c,d \in \mathbb{F}}$ ב"ת בזוגות וכן $X_{c,d} \sim \text{Uni}(\mathbb{F})$ לכל $c, d \in \mathbb{F}$.

סימון: יהי $n \in \mathbb{N}$ יהי $r \in \{0,1\}^{\log(n)+1}$ ותהא $\{v_1 \ldots v_n\}$ קבוצה אזי $S_{\text{supp}} = \{v_i \mid M_{\text{supp}}(1^n; r)_i = 1\}$.

טענה: יהי G גרף באשר $V = \{v_1 \ldots v_n\}$ אזי $\mathbb{E}_{r \leftarrow \{0,1\}^{\log(n)+1}}\left[\left|E\left(S_{\text{supp}}, \overline{S_{\text{supp}}}\right)\right|\right] = \frac{|E|}{2}$.

אלגוריתם בעל משתנים מקריים למציאת חתך גדול: תהא E קבוצה יהי $n \in \mathbb{N}$ ותהא $\{v_1, \ldots, v_n\}$ קבוצה אזי

```
function IndVarBigCut(E, {v_1 ... v_n}):
    S ∈ P({v_1 ... v_n})
    for r ∈ {0,1}^(log(n)+1) do
        X ← M_supp(1^n; r)
        S ← {v_i | X_i = 1}
        if |E(S, S̄)| ≥ |E|/2 then return S
    end
```

טענה: תהא E קבוצה יהי $n \in \mathbb{N}$ ותהא $\{v_1, \ldots, v_n\}$ קבוצה אזי IndVarBigCut בעלת סיבוכיות זמן ריצה $\text{poly}(n)$.

סימון: תהא E קבוצה יהי $n \in \mathbb{N}$ תהא $\{v_1, \ldots, v_n\}$ קבוצה ויהי $r \in \{0,1\}^n$ אזי $S_r = \{v_i \mid r_i = 1\}$.

אלגוריתם למציאת חתך גדול עם תוחלת מותנית: תהא E קבוצה יהי $n \in \mathbb{N}$ ותהא $\{v_1, \ldots, v_n\}$ קבוצה אזי

```
function CEBigCut(E, {v_1 ... v_n}):
    a ∈ ⋃_{i=0}^{n} {0,1}^i
    a ← ϵ
    for i ∈ [1 ..., n] do
        c_0 ← E_{r←{0,1}^n} [|E(S_r, S̄_r)| | (r_1 = a_1), ..., (r_{i-1} = a_{i-1}), (r_i = 0)]
        c_1 ← E_{r←{0,1}^n} [|E(S_r, S̄_r)| | (r_1 = a_1), ..., (r_{i-1} = a_{i-1}), (r_i = 1)]
        a_i ← arg max_{ℓ∈{0,1}} (c_ℓ)
    end
    return S_a
```

טענה: תהא E קבוצה יהי $n \in \mathbb{N}$ ותהא $\{v_1, \ldots, v_n\}$ קבוצה אזי לכל $i \in [n]$ באיטרציה ה־i של CEBigCut מתקיים $\mathbb{E}_{r \leftarrow \{0,1\}^n}\left[\left|E\left(S_r, \overline{S_r}\right)\right| \mid (r_1 = a_1), \ldots, (r_{i-1} = a_{i-1})\right] = |\{(v_i, v_j) \in E \mid (i, j \le k) \wedge (a_i \neq a_j)\}| + \frac{1}{2}|\{(v_i, v_j) \in E \mid (i > k) \vee (j > k)\}|$.

מסקנה: תהא E קבוצה יהי $n \in \mathbb{N}$ ותהא $\{v_1, \ldots, v_n\}$ קבוצה אזי CEBigCut בעלת סיבוכיות זמן ריצה $\text{poly}(n)$.

טענה: תהא E קבוצה יהי $n \in \mathbb{N}$ ותהא $\{v_1, \ldots, v_n\}$ קבוצה אזי לכל $i \in [n]$ באיטרציה ה־i של CEBigCut מתקיים $\mathbb{E}_{r \leftarrow \{0,1\}^n}\left[\left|E\left(S_r, \overline{S_r}\right)\right| \mid (r_1 = a_1), \ldots, (r_{i-1} = a_{i-1})\right] \ge \frac{|E|}{2}$.

מסקנה: תהא E קבוצה יהי $n \in \mathbb{N}$ ותהא $\{v_1, \ldots, v_n\}$ קבוצה אזי $E\left(\text{CEBigCut}, \overline{\text{CEBigCut}}\right) \ge \frac{|E|}{2}$.

טענה: יהי $n \in \mathbb{N}$ יהי $k \ge 2\log_2(2n)$ אזי קיימת צביעת קשתות f של K_n בשני צבעים עבורה לא קיים תת־גרף K_k מונוכרומטי.

מספר הפסוקיות המסופקות: תהא $\varphi \in \text{CNF}$ באשר $\varphi = \bigwedge_{i=1}^{m} C_i$ בעלת n משתנים ותהא $\alpha \in \{0,1\}^n$ השמה אזי $\text{CL}(\varphi, \alpha) = |\{i \in [m] \mid \alpha(C_i) = \text{True}\}|$.

יחס הפסוקיות המסופקות: תהא $\varphi \in \text{CNF}$ באשר $\varphi = \bigwedge_{i=1}^{m} C_i$ אזי $\text{RCL}(\varphi, \alpha) = \frac{1}{m} \cdot \text{Cl}(\varphi, \alpha)$.

הגדרה: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ נגדיר $\max k\text{SAT} : k\text{CNF} \to \mathbb{N}$ כך $\max k\text{SAT}(\varphi) = \max\left\{\text{RCL}(\varphi, \alpha) \mid \alpha \in \{0,1\}^{|\text{FV}(\varphi)|}\right\}$.

טענה: תהא $\varphi \in 3\text{CNF}$ בעלת m פסוקיות אזי $\max 3\text{SAT}(\varphi) \ge \frac{7}{8}$.

הגדרה Exactly kCNF: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ אזי $\text{E}k\text{SAT} = \{\langle\varphi\rangle \mid (\langle\varphi\rangle \in k\text{SAT}) \wedge (|\text{FV}(C)| = k$ מתקיים C לכל פסוקית$)\}$.

הגדרה: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ נגדיר $\max \text{E}k\text{SAT} : \text{E}k\text{SAT} \to \mathbb{N}$ כך $\max \text{E}k\text{SAT}(\varphi) = \max\left\{\text{RCL}(\varphi, \alpha) \mid \alpha \in \{0,1\}^{|\text{FV}(\varphi)|}\right\}$.

סימון: תהא M מ"ט k־סרטית ותהא $c_1\$c_2\$\ldots\$c_k$ קונפיגורציה אזי $\left(c_1\$c_2\$\ldots\$c_k\right)^i = c_i$.

סימון: תהא $x \in \Sigma^*$ ותהא $A \subseteq \Sigma^*$ אזי $x\backslash A$ הינה המחרוזת x ללא אברי A.

מכונת טיורינג בעלת סיבוכיות מקום: תהא $S : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ אזי מ"ט תלת־סרטית M עבורה לכל קונפיגורציות $c_0 \ldots c_n$ כאשר $c_0 = q_0 x$ וכן c_{i-1} עוברת ל־c_i לכל $i \in [n]$ מתקיים

- סרט לקריאה בלבד: לכל $i \in [n]$ מתקיים $c_i^1 = x\backslash Q$.
- סרט חסום במקום: לכל $i \in [n]$ מתקיים $\left|c_{i-1}^2\right| \le S(n) + 1$.
- סרט לכתיבה חד־פעמית: לכל $i \in [n]$ ולכל $j \in \left[\left|c_{i-1}^3\right|\right]$ מתקיים $\left(c_{i-1}^3\backslash Q\right)_j = \left(c_i^3\backslash Q\right)_j$.

חסם עליון למקום ריצה של מכונת טיורינג: תהא $S : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ ותהא M מ"ט בעלת סיבוכיות מקום S אזי S.

הערה: נקרא למכונת טיורינג בעלת סיבוכיות מקום מכונת טיורינג.

הגדרה Deterministic Space: תהא $S : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ אזי $\mathrm{DSpace}\left(S(n)\right) = \{L(M) \mid \text{מ"ט שרצה במקום } \mathcal{O}(S(n))\ M\}$.

הגדרה Polynomial Space: $\mathrm{PSPACE} = \bigcup_{c\in\mathbb{N}} \mathrm{DSpace}\left(n^c\right)$.

הגדרה Logarithmic Space: $\mathrm{LOG} = \mathrm{DSpace}\left(\log(n)\right)$.

סימון: $\mathrm{LOG} = \mathrm{LOGSPACE} = \mathrm{LSPACE} = \mathrm{L}$.

טענה: $\mathrm{DSpace}(1) = \mathrm{DSpace}\left(\log\left(\log(n)\right)\right) = \{L \mid \text{רגולרית } L\}$.

טענה: תהא T חשיבה בזמן אזי $\mathrm{DTime}\left(T(n)\right) \subseteq \mathrm{DSpace}\left(T(n)\right)$.

טענה: $\mathcal{NP} \subseteq \mathrm{PSPACE}$.

טענה: תהא $S : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ באשר $S \ge \log$ אזי $\mathrm{DSpace}\left(S(n)\right) \subseteq \mathrm{DTime}\left(2^{\mathcal{O}(S(n))}\right)$.

מסקנה: $\mathrm{LOG} \subseteq \mathcal{P}$.

מסקנה: $\mathrm{PSPACE} \subseteq \mathrm{EXP}$.

פונקציה חשיבה במקום: פונקציה $S : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ עבורה קיימת מ"ט M המקיימת לכל $n \in \mathbb{N}$ כי M על הקלט 1^n מחשבת את $\left(S(n)\right)_2$ במקום $\mathcal{O}\left(S(n)\right)$.

משפט היררכיית המקום: תהא $S : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ חשיבה במקום ותהא $t(n) = o\left(S(n)\right)$ אזי $\mathrm{DSpace}\left(t(n)\right) \subsetneq \mathrm{DSpace}\left(T(n)\right)$.

מסקנה: $\mathrm{LOG} \subsetneq \mathrm{PSPACE}$.

מסקנה: לפחות אחד מהבאים נכון

- $\mathrm{LOG} \subsetneq \mathcal{P}$.
- $\mathcal{P} \subsetneq \mathrm{PSPACE}$.

השערה: $\mathrm{LOG} \subsetneq \mathcal{P}$. השערה פתוחה

השערה: $\mathcal{P} \subsetneq \mathrm{PSPACE}$. השערה פתוחה

פונקציה חשיבה במקום S: תהא $D \subseteq \Sigma$ אזי $f : D \to \left(\Gamma\backslash\{\sqcup\}\right)^*$ עבורה קיימת מ"ט M בעלת סיבוכיות מקום $S(n)$ המחשבת את f.

רדוקציית מיפוי במקום לוגריתמי: יהיו Σ, Δ אלפבייתים באשר $\Sigma \subseteq \Delta$ תהא $A \subseteq \Sigma^*$ שפה ותהא $B \subseteq \Delta^*$ שפה אזי רדוקציית מיפוי f מ־A ל־B חשיבה במקום לוגריתמי.

סימון: יהיו Σ, Δ אלפבייתים באשר $\Sigma \subseteq \Delta$ תהא $A \subseteq \Sigma^*$ שפה תהא $B \subseteq \Delta^*$ שפה ותהא $f : \Sigma^* \to \Delta^*$ רדוקציית מיפוי במקום לוגריתמי אזי $A \le_{\mathrm{Log}} B$.

טענה: תהיינה A, B שפות עבורן $A \le_{\mathrm{Log}} B$ אזי $A \le_p B$.

שפה קשה ביחס למחלקה: תהא $\mathcal{C}$ קבוצה של שפות אזי שפה $\mathcal{L}$ עבורה לכל שפה $L \in \mathcal{C}$ מתקיים $L \le_{\mathrm{Log}} \mathcal{L}$.

שפה שלמה ביחס למחלקה: תהא $\mathcal{C}$ קבוצה של שפות אזי שפה $\mathcal{L} \in \mathcal{C}$ באשר $\mathcal{L}$ הינה $\mathcal{C}$־קשה.

טענה: תהא f חשיבה במקום $S : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ תהא g חשיבה במקום $R : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ ותהא $m : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ עבורה לכל $n \in \mathbb{N}$ ולכל $x \in \Sigma^n$ מתקיים $|f(x)| \le m(n)$ אזי $g \circ f$ חשיבה במקום $\mathcal{O}\left(S(n) + \log\left(m(n)\right) + R\left(m(n)\right)\right)$.

מסקנה: תהא $S : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ חשיבה במקום תהא f חשיבה במקום S תהא g חשיבה במקום $R : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ ותהא $m : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ עבורה לכל $n \in \mathbb{N}$ ולכל $x \in \Sigma^n$ מתקיים $|f(x)| \le m(n)$ אזי $g \circ f$ חשיבה במקום $\mathcal{O}\left(S(n) + R\left(m(n)\right)\right)$.

טענה: תהיינה A, B שפות באשר $B \in \mathrm{LOG}$ וכן $A \le_L B$ אזי $A \in \mathrm{LOG}$.

מסקנה: תהיינה A, B, C שפות באשר $A \le_{\mathrm{Log}} B$ וכן $B \le_{\mathrm{Log}} C$ אזי $A \le_{\mathrm{Log}} C$.

טענה: תהא $A \in \mathrm{LOG}$ באשר A הינה $\mathcal{P}$־שלמה אזי $\mathcal{P} = \mathrm{LOG}$.

הגדרה Circuit Value Problem: $\mathrm{CVAL} = \{\langle C, x\rangle \mid (\text{מעגל בוליאני } C) \wedge (C(x) = 1)\}$.

למה קוק־לוין: תהא M מ"ט רצה בזמן פולינומי אזי קיימת פונקציה חשיבה f במקום לוגריתמי עבורה $f\left(1^n\right)=\left\langle C_{M,n}\right\rangle$ באשר $C_{M,n}$ מעגל עבורו לכל $z\in\{0,1\}^n$ מתקיים ($M\left(z\right)$ מקבלת)$\Longleftrightarrow$($C_{M,n}\left(z\right)=1$).

טענה: CVAL הינה $\mathcal{P}$־שלמה.

נוסחה מכומתת לחלוטין: תהא φ נוסחה באשר $\mathrm{FV}\left(\varphi\right)=\{x_1\ldots x_n\}$ ויהיו $Q_1\ldots Q_n\in\{\forall,\exists\}$ כמתים אזי $Q_1x_1\ldots Q_nx_n\left(\varphi\right)$.

הגדרה True Quantified Boolean Formula Problem: $\mathrm{TQBF}=\{\langle\varphi\rangle\mid \varphi\text{ נוסחה מכומתת לחלוטין וספיקה}\}$.

טענה: $\mathrm{CVAL}\in\mathrm{PSPACE}$.

טענה: TQBF הינה PSPACE־שלמה.

מילה בעלת ייצוג: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $x\in\Sigma^n$ עבורה קיימת מ"ט M המקיימת $|\langle M\rangle|=k$ וכן $M\left(i\right)=x_i$ לכל $i\in[n]$.

מעגל מיוצג על ידי מעגל: יהי C מעגל בגודל s אזי מעגל A המקבל $\log\left(s\right)$ ביטים עבורו קיימת $f:V\left(C\right)\to[s]$ הפיכה המקיימת $A\left(i\right)=\left\langle f\left(i\right),\mathrm{adj}^{-}\left(f\left(i\right)\right),\mathrm{adj}^{+}\left(f\left(i\right)\right)\right\rangle$ לכל $i\in[s]$.

סימון: יהי C מעגל ויהי A מעגל המייצג את C אזי $C=[A]$.

הגדרה Succinct Circuit Value Problem: $\text{Succ-CVAL}=\{\langle A,x\rangle\mid\left(A\text{ מעגל המייצג מעגל}\right)\wedge\left(\langle[A],x\rangle\in\mathrm{CVAL}\right)\}$.

טענה: $\text{Succ-CVAL}\in\mathrm{EXP}$.

טענה: Succ-CVAL הינה EXP־שלמה.

מטריצה מיוצגת על ידי מעגל: תהא $A\in M_n\left(\mathbb{Z}_2\right)$ אזי מעגל C המקיים $C\left(i,j\right)=\left(A\right)_{i,j}$ לכל $i,j\in[n]$.

סימון: תהא $A\in M_n\left(\mathbb{Z}_2\right)$ ויהי C מעגל המייצג את A אזי $A=[C]$.

הגדרה: $\text{Succ-BoolMatPower}=\left\{\langle\langle C\rangle,n,t,i,j\rangle\mid\left(C\text{ מעגל המייצג מטריצה מסדר }n\right)\wedge\left(\left(\left[C\right]^t\right)_{i,j}=1\right)\right\}$.

טענה: Succ-BoolMatPower הינה PSPACE־שלמה.

הגדרה Circut Satisfiability Problem: $\mathrm{CSAT}=\{\langle C\rangle\mid C\text{ מעגל ספיק}\}$.

טענה: CSAT הינה $\mathcal{NP}$־שלמה.

הגדרה: $\text{Succ-CSAT}=\{\langle A\rangle\mid\left(A\text{ מעגל המייצג מעגל}\right)\wedge\left(\langle[A]\rangle\in\mathrm{CSAT}\right)\}$.

טענה: Succ-CSAT הינה $\mathcal{NEXP}$־שלמה.

סדרת מעגלים Log־יוניפורמית: משפחת מעגלים $\mathcal{C}$ עבורה קיימת מ"ט M באשר M רצה במקום $\mathcal{O}\left(\log\left(n\right)\right)$ וכן $M\left(1^n\right)=\langle C_n\rangle$ לכל $n\in\mathbb{N}$.

הגדרה Uniform Alternating Class: תהיינה $s,d:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ אזי
$$\text{u-AC}\left(s,d\right)=\left\{L\subseteq\{0,1\}^*\;\middle|\;\text{קיימת משפחת מעגלים יוניפורמית }C\text{ בעלת fan-in לא מוגבל עבורה }\substack{L(C)=L\\ \mathrm{Size}(C_n)\le s(n)\\ \mathrm{depth}(C_n)\le d(n)}\right\}.$$

הגדרה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\text{u-AC}^k=\bigcup_{c\in\mathbb{N}}\text{u-AC}\left(n^c,\log^k\left(n\right)\right)$.

הגדרה Uniform Nick's Class: תהיינה $s,d:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ אזי
$$\text{u-NC}\left(s,d\right)=\left\{L\subseteq\{0,1\}^*\;\middle|\;\text{קיימת משפחת מעגלים יוניפורמית }C\text{ עבורה }\substack{L(C)=L\\ \mathrm{Size}(C_n)\le s(n)\\ \mathrm{depth}(C_n)\le d(n)}\right\}.$$

הגדרה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\text{u-NC}^k=\bigcup_{c\in\mathbb{N}}\text{u-NC}\left(n^c,\log^k\left(n\right)\right)$.

סימון: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\mathrm{AC}^k=\text{u-AC}^k$.

סימון: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\mathrm{NC}^k=\text{u-NC}^k$.

מסקנה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\mathrm{NC}^k\subseteq\mathrm{AC}^k$.

טענה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\mathrm{AC}^k\subseteq\mathrm{NC}^{k+1}$.

הגדרה: $\mathrm{AC}=\bigcup_{k=0}^{\infty}\mathrm{AC}^k$.

הגדרה: $\mathrm{NC}=\bigcup_{k=0}^{\infty}\mathrm{NC}^k$.

מסקנה: $\mathrm{AC}=\mathrm{NC}$.

טענה: $\mathrm{LOG}\subseteq\mathrm{AC}^1$.

טענה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\mathrm{NC}^k\subseteq\mathrm{DSpace}\left(\mathcal{O}\left(\log^k\left(n\right)\right)\right)$.

טענה: תהא $S:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ יהי M מ"ט רץ בזמן S יהי $x\in\Sigma^*$ ותהא G מטריצה המייצגת את עץ הקונפיגורציות אזי ($M\left(x\right)$ מקבלת)$\Longleftrightarrow$($\left(\left(I+G\right)^{S(|x|)}\right)_{x,y}\ge 1$) באשר y קונפיגורציה במצב מקבל.

השערה: קיימת מ"ט M הרצה בזמן פולינומי ובזיכרון $o\left(n\right)$ עבורה לכל מטריצה A המייצגת גרף מכוון בעל n קודקודים ולכל קודקודים s,t מתקיים ($M\left(\langle A,s,t\rangle\right)$ מקבלת)$\Longleftrightarrow$(קיים מסלול מ־s ל־t). השערה פתוחה

מכונת טיורינג עם עצה: תהא $T:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ חשיבה בזמן תהא $a:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ ותהא L שפה עבורה קיימת $\{\alpha_n\}_{n\in\mathbb{N}}$ המקיימת $|\alpha_n|\le a(n)$ וקיימת מ"ט M עם זמן ריצה T המקיימת $\left(M\left(x,\alpha_{|x|}\right)=1\right)\iff(x\in L)$ אזי $L\in {}^{\text{DTime}(T(n))}/_{a(n)}$.

הגדרה Polynomial Time with Advice: תהא $a:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ אזי ${}^{\mathcal{P}}/_{a(n)}=\bigcup_{k\in\mathbb{N}}{}^{\text{DTime}\left(n^k\right)}/_{a(n)}$.

טענה: קיימת שפה לא כריעה L המקיימת $L\in{}^{\mathcal{P}}/_{1}$.

הגדרה: ${}^{\mathcal{P}}/_{\text{poly}}=\bigcup_{\ell\in\mathbb{N}}{}^{\mathcal{P}}/_{n^\ell}$.

טענה: ${}^{\mathcal{P}}/_{\text{poly}}=\text{Size}(\text{poly})$.

מכונת טיורינג לא דטרמיניסטית עם עצה: תהא $T:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ חשיבה בזמן תהא $a:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ ותהא L שפה עבורה קיימת $\{\alpha_n\}_{n\in\mathbb{N}}$ המקיימת $|\alpha_n|\le a(n)$ וקיימת מ"ט לא דטרמיניסטית M עם זמן ריצה T המקיימת $\left(M\left(x,\alpha_{|x|}\right)=1\right)\iff(x\in L)$ אזי $L\in{}^{\text{NTime}(T(n))}/_{a(n)}$.

הגדרה Nondeterministic Polynomial Time with Advice: תהא $a:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ אזי ${}^{\mathcal{NP}}/_{a(n)}=\bigcup_{k\in\mathbb{N}}{}^{\text{NTime}\left(n^k\right)}/_{a(n)}$.

הגדרה: ${}^{\mathcal{NP}}/_{\text{poly}}=\bigcup_{\ell\in\mathbb{N}}{}^{\mathcal{NP}}/_{n^\ell}$.

טענה: תהא $F:3\text{CNF}\to\{0,1\}^*\cup\{\bot\}$ באשר $(F(\varphi)$ השמה מספקת עבור $\varphi)\iff\left(F(\varphi)\in\{0,1\}^*\right)$ אזי $F\in\mathcal{P}^{\text{SAT}}$.

טענה: אם קיים $k\in\mathbb{N}$ עבורו ${}^{\mathcal{P}}/_{\lfloor k\cdot\log(n)\rfloor}\ni\text{SAT}$ אזי $\text{SAT}\in\mathcal{P}$.

הגדרה Linear Proggramming: $\text{LIN-PROG}=\{\langle A,b\rangle\mid(A\in M_{m\times n}(\mathbb{R}))\wedge(b\in\mathbb{R}^m)\wedge(\exists x\in\mathbb{R}^n.Ax\le b)\}$.

טענה: LIN-PROG הינה $\mathcal{P}$־קשה.

מודל RAM מקבילי (PRAM/Parallel RAM): יהי (k,Π) מודל RAM ויהי $p\in\mathbb{N}$ אזי (p,k,Π).

מספר המעבדים במודל PRAM: יהי (p,k,Π) מודל PRAM אזי p.

קונפיגורציה במודל PRAM: יהי (p,k,Π) מודל PRAM ותהא (T,R,PC) קונפיגורציה של מודל ה־RAM (k,Π) אזי (T,R,PC).

קונפיגורציה עוברת במודל PRAM: יהי (k,Π) מודל RAM ותהא (T,R,PC) קונפיגורציה אזי קונפיגורציה (T',R',PC') באשר

- $\text{PC}'=\text{PC}+1$.
- קיימים $i_1\ldots i_p\in[k]$ עבורם לכל $j\in[k]\backslash\{i_1\ldots i_p\}$ מתקיים $R'_j=R_j$ וכן קיימים $\pi_1\ldots\pi_p\in\Pi\cup\{\text{Id}\}$ עבורם לכל $\ell\in[p]$ מתקיים $R'_{i_\ell}=\pi_{i_\ell}\left(R_{i_\ell}\right)$.
- קיימים $i_1\ldots i_p\in\mathbb{N}$ עבורם לכל $j\in\mathbb{N}\backslash\{i_1\ldots i_p\}$ מתקיים $T'(j)=T(j)$ וכן קיימים $\pi_1\ldots\pi_p\in\Pi\cup\{\text{Id}\}$ עבורם לכל $\ell\in[p]$ מתקיים $T'(\ell)=\pi(T(\ell))$.

אלגוריתם במודל PRAM: יהי (p,k,Π) מודל PRAM אזי פונקציה δ מקונפיגורציות לקונפיגורציות עבורה לכל קונפיגורציה C מתקיים C עוברת ל־$\delta(C)$.

סימון: יהי (p,k,Π) מודל PRAM ויהי $x\in\mathbb{N}$ נגדיר $T:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ כך $T(n)=\left\{\begin{smallmatrix}x & n=0\\ 0 & \text{else}\end{smallmatrix}\right.$ אזי $\text{Start}_x=(T,\{0\},0)$.

סימון: יהי (p,k,Π) מודל PRAM יהי A אלגוריתם ויהי $x\in\mathbb{N}$ אזי $A_{\text{stop}}=\min\left\{n\in\mathbb{N}\mid A^{(n+1)}(\text{Start}_x)=A^{(n)}(\text{Start}_x)\right\}$.

ריצה של מודל PRAM: יהי (p,k,Π) מודל PRAM יהי A אלגוריתם ויהי $n\in\mathbb{N}$ אזי $\left(A^{(i)}(\text{Start}_x)\right)_{i=1}^{A_{\text{stop}}}$.

זמן ריצה במודל PRAM: יהי (p,k,Π) מודל PRAM יהי A אלגוריתם ויהי $x\in\mathbb{N}$ אזי $\text{Time}(A,x)=\left(A^{(A_{\text{stop}})}(\text{Start}_x)\right)_3$.

עבודה במודל PRAM: יהי (p,k,Π) מודל PRAM יהי A אלגוריתם ויהי $x\in\mathbb{N}$ אזי $\text{Work}(A,x)=p\cdot\text{Time}(A,x)$.

טענה: תהא $L\in\text{NC}^k$ ויהי $n\in\mathbb{N}$ אזי $L\cap\Sigma^n$ ניתנת לחישוב במודל PRAM בעל $\text{poly}(n)$ מעבדים בזמן $\mathcal{O}\left(\log^k(n)\right)$.

טענה: תהא L שפה באשר $L\cap\Sigma^n$ ניתנת לחישוב במודל PRAM בעל $\text{poly}(n)$ מעבדים בזמן $\mathcal{O}\left(\log^k(n)\right)$ לכל $n\in\mathbb{N}$ אזי $L\in\text{NC}^k$.

השערה: קיים מודל PRAM וקיים אלגוריתם A הפותר את CVAL בזמן $\text{polylog}(n)$ ובעבודה $\text{poly}(n)$. השערה פתוחה

השערה: $\mathcal{P}=\text{NC}$. השערה פתוחה

טענה: $\text{APSP}\in\text{NC}$.

מכונת טיורינג בעלת אורקל: תהא $\mathcal{O}\subseteq\{0,1\}^*$ תהא $Q\neq\varnothing$ קבוצה סופית ויהיו $q_{\text{query}},q_{\text{yes}},q_{\text{no}}\in Q$ אזי מ"ט דו־סרטית $M^{\mathcal{O}}$ באשר $\left(M^{\mathcal{O}}\right)_1=Q$ המקיימת

- סרט שאילתה: לכל קונפיגורציות c_0,c_1 של $M^{\mathcal{O}}$ באשר c_0 עוברת ל־c_1 וכן $c_0\cap Q=\{q_{\text{query}}\}$ מתקיים
  - אם $c_0^2\backslash Q\in\mathcal{O}$ אזי $c_1\cap Q=\{q_{\text{yes}}\}$.
  - אם $c_0^2\backslash Q\notin\mathcal{O}$ אזי $c_1\cap Q=\{q_{\text{no}}\}$.

הערה: תהא $\mathcal{O}\subseteq\{0,1\}^*$ אזי מכאן והלאה $M^{\mathcal{O}}$ תסמן מ"ט עם אורקל $\mathcal{O}$.

הגדרה: תהא $\mathcal{O}\subseteq\{0,1\}^*$ ותהא $T:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ חשיבה בזמן אזי $\text{DTime}^{\mathcal{O}}(T(n))=\left\{L(M)\mid T(n)\text{ מ"ט הרצה בזמן } M^{\mathcal{O}}\right\}$.

הגדרה: תהא $\mathcal{O}\subseteq\{0,1\}^*$ ותהא $T:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ חשיבה במקום אזי $\text{DSpace}^{\mathcal{O}}(T(n))=\left\{L(M)\mid T(n)\text{ מ"ט הרצה במקום } M^{\mathcal{O}}\right\}$.

הגדרה: תהא $\mathcal{O}\subseteq\{0,1\}^*$ אזי $\mathcal{P}^{\mathcal{O}}=\bigcup_{c=0}^{\infty}\text{DTime}^{\mathcal{O}}(n^c)$.

הגדרה: תהא $\mathcal{O} \subseteq \{0,1\}^*$ אזי $\text{PSPACE}^{\mathcal{O}} = \bigcup_{c=0}^{\infty} \text{DSpace}^{\mathcal{O}}(n^c)$.

הגדרה: תהא $\mathcal{O} \subseteq \{0,1\}^*$ ותהא L שפה עבורה קיימת מ"ט $M^{\mathcal{O}}$ שרצה בזמן $\text{poly}(n)$ באשר לכל $x \in \Sigma$ מתקיים $(x \in L) \iff (\exists y \in \Sigma^{\text{poly}(|x|)}.M(x,y) = 1)$ אזי $L \in \mathcal{NP}^{\mathcal{O}}$.

הגדרה: תהיינה $\mathcal{A}, \mathcal{B}$ משפחות של שפות אזי $\mathcal{A}^{\mathcal{B}} = \bigcup_{L \in \mathcal{B}} \mathcal{A}^L$.

טענה: $\mathcal{NP}^{\text{PSPACE}} = \text{PSPACE}$.

מסקנה: $\mathcal{NP}^{\text{PSPACE}} = \mathcal{P}^{\text{PSPACE}}$.

טענה: קיימת $\mathcal{O} \subseteq \{0,1\}^*$ עבורה $\mathcal{NP}^{\mathcal{O}} \neq \mathcal{P}^{\mathcal{O}}$.

טענה משפט היררכיית הזמן עם אורקל: תהא $\mathcal{O} \subseteq \{0,1\}^*$ תהא $T : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ חשיבה בזמן ותהא $t(n) = o\left(\frac{T(n)}{\log(T(n))}\right)$ אזי $\text{DTime}^{\mathcal{O}}(t(n)) \subsetneq \text{DTime}^{\mathcal{O}}(T(n))$.

טענה משפט היררכיית הזמן עם אורקל: תהא $\mathcal{O} \subseteq \{0,1\}^*$ תהא $S : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ חשיבה במקום ותהא $t(n) = o(S(n))$ אזי $\text{DSpace}^{\mathcal{O}}(t(n)) \subsetneq \text{DSpace}^{\mathcal{O}}(T(n))$.

ריפוד של שפה: תהא $T : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ תהא $L \in \text{DTime}(T(n))$ ותהא f חח"ע חשיבה בזמן באשר $f(n) \geq n$ לכל $n \in \mathbb{N}$ אזי $L_{\text{pad}}^f = \left\{x||1^{f(|x|)-|x|-1} \mid x \in L\right\}$.

טענה: תהא $T : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ תהא $L \in \text{DTime}(T(n))$ ותהא $f : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ אזי $L_{\text{pad}}^f \in \text{DTime}\left(\text{poly}(n) + T\left(f^{-1}(n)\right)\right)$.

מסקנה: $\mathcal{P}^{\text{EXP}} \neq \text{EXP}^{\text{EXP}}$.

טענה: $\mathcal{P}^{\text{EXP}} = \mathcal{NP}^{\text{EXP}}$.

הגדרה: $2\text{EXP} = \bigcup_{c=0}^{\infty} \text{DTime}\left(2^{2^{n^c}}\right)$.

טענה: $\text{EXP}^{\text{EXP}} = 2\text{EXP}$.

טענה: אם $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$ אזי $\text{EXP} = \mathcal{NEXP}$.

הגדרה: $\text{E} = \bigcup_{k=0}^{\infty} \text{DTime}\left(2^{kn}\right)$.

טענה: $\text{E} \neq \text{EXP}$.

טענה: $\text{E} \neq \text{PSPACE}$.

טענה: תהא $\mathcal{C}$ מחלקת שפות ותהא L שפה $\mathcal{C}$-שלמה אזי $\mathcal{P}^{\mathcal{C}} = \mathcal{P}^L$.

טענה: $\mathcal{NP}^{\text{TQBF}} = \text{PSPACE}^{\text{TQBF}}$.

טענה: $\text{EXP} \neq \text{DSpace}(\mathcal{O}(2^n))$.

טענה: $\text{PSPACE}^{\text{PSPACE}} \neq \text{EXP}^{\text{PSPACE}}$.

טענה: $\mathcal{P}^{\text{HALT}} \neq \text{EXP}^{\text{HALT}}$.

הגדרה NP Error Zero: תהא L שפה עבורה קיימת מטל"ד M עם זמן ריצה פולינומי המקיימת
- לכל $x \in L$ מתקיים $M(x) \in \{1, \text{quit}\}$.
- לכל $x \notin L$ מתקיים $M(x) \in \{0, \text{quit}\}$.
- לכל $x \in \{0,1\}^*$ קיים מסלול חישוב עבורו $M(x) \neq \text{quit}$.

אזי $L \in \mathcal{ZNP}$.

טענה: $\mathcal{ZNP} = \mathcal{NP} \cap \text{co}\mathcal{NP}$.

טענה: $\mathcal{P}^{\mathcal{ZNP}} = \mathcal{ZNP}$.

טענה: $\mathcal{NP}^{\mathcal{ZNP}} = \mathcal{NP}$.

הגדרה Bounded-error Probabilistic: תהא $T : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ חשיבה בזמן תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ ותהא שפה $\mathcal{L}$ עבורה קיימת מ"ט אקראית M עם זמן ריצה T המקיימת כי החל ממקום מסויים $n \in \mathbb{N}$ מתקיים
- לכל $x \in \mathcal{L} \cap \Sigma^n$ מתקיים $\mathbb{P}_{r \leftarrow \{0,1\}^{T(n)}}(\text{מקבלת } M(x;r)) \geq c(n)$.
- לכל $x \notin \mathcal{L} \cap \Sigma^n$ מתקיים $\mathbb{P}_{r \leftarrow \{0,1\}^{T(n)}}(\text{מקבלת } M(x;r)) \leq s(n)$.

אזי $\mathcal{L} \in \mathcal{BP}\text{-Time}_{[s,c]}(T(n))$.

הגדרה Bounded-error Probabilistic Polynomial-time: תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathcal{BPP}_{[s,c]} = \mathcal{BP}\text{-Time}_{[s,c]}(\text{poly}(n))$.

טענה: $\bigcup_{\alpha:\mathbb{N} \to (0,1]} \mathcal{BPP}_{[0,\alpha]} = \mathcal{NP}$.

סימון: $\mathcal{BPP} = \mathcal{BPP}_{\left[\frac{1}{3}, \frac{2}{3}\right]}$.

הגדרה Randomized Polynomial-time: תהא $c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathcal{RP}_{[c]} = \mathcal{BPP}_{[0,c]}$.

סימון: $\mathcal{RP} = \mathcal{BPP}_{\left[0, \frac{1}{2}\right]}$.

משלים של מחלקת שפות: תהא $\mathcal{C}$ מחלקת שפות אזי $\text{co}\mathcal{C}=\left\{\overline{L}\mid L\in\mathcal{C}\right\}$.

טענה: $\text{co}\mathcal{RP}=\mathcal{BPP}_{\left[\frac{1}{2},1\right]}$.

טענה: תהיינה $\mathcal{C}_1,\mathcal{C}_2$ מחלקות שפות באשר $\mathcal{C}_1\subseteq\mathcal{C}_2$ אזי $\text{co}\mathcal{C}_1\subseteq\text{co}\mathcal{C}_2$.

בעיית הזיווג המושלם: $\text{PM}=\{\langle G\rangle\mid(\text{גרף דו־צדדי }G)\wedge(\text{קיים זיווג מושלב ב־}G)\}$.

טענה: $\text{PM}\in\mathcal{P}$.

פרמננטה של מטריצה: תהא $A\in M_n(\mathbb{F})$ אזי $\text{perm}(A)=\sum_{\sigma\in S_n}\prod_{i=1}^{n}(A)_{i,\sigma(i)}$.

טענה: יהי G גרף דו־צדדי ותהא A מטריצת השכנויות של G אזי $\text{perm}(A)=\#\{\text{זיווגים מושלמים ב־}G\}$.

טענה: $\det\in\mathsf{NC}^2$.

אלגוריתם אקראי לקיום זיווג מושלם: יהי G גרף דו־צדדי ויהי $X\in M_n(\mathbb{N})$ באשר $(X)_{i,j}\sim\text{Uni}([10n])$ ב"ת לכל $(i,j)\in[n]^2$ אזי

```
function IsPerfectMatching(G, X):
    A ∈ M_n(ℕ)
    A ← 0
    for (i, j) ∈ E(G) do
        (A)_{i,j} ← (X)_{i,j}
    end
    return 𝟙[det(A) ≠ 0]
```

טענה: יהי G גרף דו־צדדי אזי

- אם $\langle G\rangle\notin\text{PM}$ אז $\mathbb{P}_X(\text{IsPerfectMatching}(G,X)=0)=1$.
- אם $\langle G\rangle\in\text{PM}$ אז $\mathbb{P}_X(\text{IsPerfectMatching}(G,X)=0)\le\frac{1}{10}$.

מודל RAM מקבילי הסתברותי (PPRAM/Probabilistic Parallel RAM): יהי (p,k,Π) מודל PRAM אזי (p,k,Π).

קונפיגורציה במודל PPRAM: יהי (p,k,Π) מודל PPRAM תהא (T,R,PC) קונפיגורציה כמודל PRAM ויהי $X\in\{0,1\}^*$ אזי (T,R,PC,X).

אקראיות בקונפיגורציה: יהי (p,k,Π) מודל PPRAM ותהא (T,R,PC,X) קונפיגורציה אזי X.

הערה: את כל הפעולות ממודל PRAM נכליל בצורה הטבעית עבור PPRAM.

טענה: קיים מודל PPRAM המחשב את IsPerfectMatching בזמן $\mathcal{O}\left(\log^2(n)\right)$ ובעבודה $\text{poly}(n)$.

מעגל אריתמטי: יהי $\mathbb{F}$ שדה אזי נוסחה מעל הבסיס $\{+,*,-\}$.

הגדרה Polynomial Identity Testing Problem: $\text{PIT}=\{\langle\mathbb{F},C\rangle\mid(\text{שדה }\mathbb{F})\wedge(\text{מעגל אריתמטי מעל }\mathbb{F}\text{ המייצג את פולינום ה־}0\text{ }C)\}$.

הערה: בבעית PIT נרצה שבפולינום שהמעגל מייצג כל המקדמים יהיו 0 זהותית.

טענה: $\text{PIT}\in\text{co}\mathcal{RP}$.

השערה: $\text{PIT}\in\mathcal{P}$. השערה פתוחה

טענה: יהי $\delta>0$ תהא $L\in\mathcal{RP}$ ותהא V מ"ט העדה לכך באשר V מטילה m מטבעות אזי קיימת מ"ט M המטילה $m\cdot\log\left(\frac{1}{\delta}\right)$ מטבעות הרצה בזמן $\text{Time}(V)\cdot\log\left(\frac{1}{\delta}\right)$ אשר עדה להיות $L\in\mathcal{RP}_{[\delta]}$.

טענה אמפליפיקציה חד־צדדית: תהא $L\in\mathcal{RP}$ אזי לכל $c\in\mathbb{N}_+$ מתקיים $L\in\mathcal{RP}_{\left[1-2^{-n^c}\right]}$.

טענה אמפליפיקציה דו־צדדית: תהא $L\in\mathcal{BPP}$ אזי לכל $c\in\mathbb{N}_+$ מתקיים $L\in\mathcal{BPP}_{\left[2^{-n^c},1-2^{-n^c}\right]}$.

משפט צ'רנוף: יהי $p\in(0,1)$ ויהיו $Y_1\dots Y_n\sim\text{Ber}(p)$ ב"ת אזי $\mathbb{P}\left(\left|\sum_{i=1}^{n}Y_i-pn\right|\ge\alpha\cdot pn\right)\le 2^{-\Omega\left(\alpha^2\cdot pn\right)}$.

טענה: יהי $p\in[0,1)$ ויהיו $c,d\in\mathbb{N}$ אזי $\mathcal{BPP}_{\left[p,p+\frac{1}{n^c}\right]}=\mathcal{BPP}_{\left[2^{-n^d},1-2^{-n^d}\right]}$.

הגדרה: תהא L שפה עבורה קיים $k\in\mathbb{N}$ וקיימת מ"ט אקראית M המקיימת

- זמן פולינומי בממוצע: לכל $x\in\{0,1\}^*$ מתקיים $\mathbb{E}_r(\text{Time}(M(x;r)))=\mathcal{O}\left(|x|^k\right)$.
- נכונות: לכל $x\in\{0,1\}^*$ מתקיים $(x\in L)\Longleftrightarrow($לכל r אם $M(x;r)$ עוצרת אז $M(x;r)=1)$.

אזי $L\in\mathcal{ZPP}_1$.

טענה: $\mathcal{ZPP}_1=\mathcal{RP}\cap\text{co}\mathcal{RP}$.

הגדרה: תהא L שפה עבורה קיימת מ"ט אקראית M המחזירה $\{\text{Accept},\text{Reject},\text{Quit}\}$ עם זמן ריצה פולינומי המקיימת

- לכל $x\in\{0,1\}^*$ מתקיים $\mathbb{P}_r(M(x;r)=\text{Quit})\le\frac{1}{2}$.
- נכונות: לכל $x\in\{0,1\}^*$ ולכל r באשר $M(x;r)\ne\text{Quit}$ מתקיים $(x\in L)\Longleftrightarrow(M(x;r)=1)$.

אזי $L\in\mathcal{ZPP}_2$.

טענה: $\mathcal{ZPP}_1=\mathcal{ZPP}_2$.

הגדרה Zero-error Probabilistic Polynomial-time: $\mathcal{ZPP}=\mathcal{ZPP}_1$.

איזומורפיזם בין גרפים: יהיו G,K גרפים אזי זיווג $\pi:V(G)\to V(K)$ המקיים $(u,v)\in E(G)\iff(\pi(u),\pi(v))\in E(K)$ לכל $u,v\in V(G)$.

סימון: יהיו G,K גרפים איזומורפיים אזי $G\cong K$.

הגדרה Tree Isomorphism Problem: $\text{Tree-ISO}=\{\langle T,S\rangle\mid(T,S\text{ עצים})\wedge(T\cong S)\}$.

הגדרה Rooted Tree Isomorphism Problem: $\text{RTree-ISO}=\{\langle T,S\rangle\mid(T,S\text{ עצים בעלי שורש})\wedge(T\cong S)\}$.

סימון: יהי T עץ ויהי $v\in V(T)$ אזי $T_v=T[\text{child}(v)]$.

פולינום אופייני של עץ בעל שורש: יהי T עץ בעל שורש r אזי $p_T\in\mathbb{R}\left[x_0,\ldots,x_{\text{depth}(T)}\right]$ המוגדרת כך

- אם $T=(\{r\},\varnothing)$ אזי $p_T(x)=x$.
- אחרת $p_T\left(x_0,\ldots,x_{\text{depth}(T)}\right)=\prod_{(r,v)\in E}\left(x_{\text{depth}(T)}-p_{T_v}\right)$.

טענה: יהיו T,S עצים בעלי שורש אזי $(p_T=p_S)\iff(T\cong S)$.

אלגוריתם לבעיית איזומורפיזם העצים בעלי שורש: יהיו T,S עצים בעלי שורש ותהא $A\in\mathbb{N}^{\text{depth}(T)}$ באשר $A_i\sim\text{Uni}([2\cdot|V(T)|])$ ב"ת לכל $i\in[\text{depth}(T)]$ אזי

```
function IsTreeIsomorphic(T, S, A):
    if (depth(T) ≠ depth(S)) ∨ (|V(T)| ≠ |V(S)|) then
        return False
    return 𝟙[p_T(A_0, ..., A_depth(T)) = p_S(A_0, ..., A_depth(T))]
```

טענה: $\text{RTree-ISO}\in\text{co}\mathcal{RP}$.

מסקנה: $\text{Tree-ISO}\in\text{co}\mathcal{RP}$.

מסקנה: קיים אלגוריתם A ב־$\text{co}\mathcal{RP}$ המחשב איזומורפיזם בין עצים.

טענה: אם $\text{SAT}\in\mathcal{BPP}$ אזי $\text{SAT}\in\mathcal{RP}$.

אלגוריתם Schöning: תהא $\varphi\in3\text{CNF}$ באשר $\text{FV}(\varphi)=\{x_1\ldots x_m\}$ וכן $\varphi=\bigwedge_{i=1}^k C_i$ ותהא $\alpha\sim\text{Uni}(\{0,1\}^m)$ אזי

```
function Schöning'sAlgorithm(φ, α):
    for i ∈ [m] do
        if φ(α) = True then return True
        C ← arg min{n ∈ [m] | C_i(α) = False}
        ℓ ← FV(C)
        j ← ιn ∈ [m].ℓ = x_n
        α_j = 1 − α_j
    end
    return False
```

טענה: תהא $\varphi\in3\text{CNF}$ באשר φ אי־ספיקה אזי $\text{Schöning'sAlgorithm}(\varphi,\alpha)=\text{False}$ לכל $\alpha\in\{0,1\}^m$.

מרחק המינג: יהי $m\in\mathbb{N}_+$ ותהיינה $\alpha,\beta\in\{0,1\}^m$ אזי $d(\alpha,\beta)=|\{i\in[m]\mid\alpha_i\neq\beta_i\}|$.

סימון: יהי $m\in\mathbb{N}_+$ ותהיינה $\alpha,\beta\in\{0,1\}^m$ אזי $\Delta(\alpha,\beta)=d(\alpha,\beta)$.

טענה: תהא $\varphi\in3\text{CNF}$ באשר $\text{FV}(\varphi)=\{x_1\ldots x_m\}$ וכן φ ספיקה אזי $\mathbb{P}_\alpha(\text{Schöning'sAlgorithm}(\varphi,\alpha)=\text{True})\ge\frac{1}{2}\cdot\left(\frac{1}{3}\right)^{\frac{m}{2}}$.

טענה: תהא $\varphi\in3\text{CNF}$ באשר $\text{FV}(\varphi)=\{x_1\ldots x_m\}$ וכן φ ספיקה אזי $\mathbb{P}_\alpha(\text{Schöning'sAlgorithm}(\varphi,\alpha)=\text{True})\ge\left(\frac{2}{3}\right)^m$.

מסקנה: תהא $\varphi\in3\text{CNF}$ באשר $\text{FV}(\varphi)=\{x_1\ldots x_m\}$ וכן φ ספיקה אזי $\mathbb{P}_{\alpha_1\ldots\alpha_{\left(\frac{3}{2}\right)^m}}\left(\exists i\in\left[\left(\frac{3}{2}\right)^m\right].\text{Schöning'sAlgorithm}(\varphi,\alpha_i)=\text{True}\right)\ge\frac{1}{2}$.

מסקנה: $3\text{SAT}\in\mathcal{BP}\text{-Time}_{[0,\frac{1}{2}]}\left(\text{poly}(m)\cdot\left(\frac{3}{2}\right)^m\right)$.

טענה: $\mathcal{BPP}\subseteq\text{PSPACE}$.

טענה: $\mathcal{BPP}=\text{co}\mathcal{BPP}$.

הערה: $\mathcal{RP}=\mathcal{NP}$ השערה פתוחה

טענה: אם $\mathcal{NP}\subseteq\mathcal{BPP}$ אזי $\mathcal{NP}=\mathcal{RP}$.

טענה: אם $\text{co}\mathcal{NP}\subseteq\mathcal{BPP}$ אזי $\mathcal{NP}=\mathcal{RP}$.

טענה: $\mathcal{NP}=\mathcal{BPP}_{\left[0,\frac{1}{2^n}\right]}$.

השערה: $\mathcal{BPP}\not\subseteq\mathcal{NP}$. השערה פתוחה

השערה: $\mathcal{NP}\subseteq\mathcal{BPP}$. השערה פתוחה

פרוטוקול תקשורת: יהי $t\in\mathbb{N}_+$ תהיינה $A,B:\{0,1\}^*\times\{0,1\}^*\to\{0,1\}^*$ ויהי $\text{Ret}\in\{A,B\}$ אזי (t,A,B,Ret).

משתתפים בפרוטוקול תקשורת: יהי Π פרוטוקול תקשורת אזי $\{A,B\}$.

הרצת פרוטוקול תקשורת: יהי (t,A,B,Ret) פרוטוקול תקשורת ויהיו $x,y\in\{0,1\}^*$ אזי $b_1\ldots b_t\in\{0,1\}^*$ וכן $\text{ANS}\in\{0,1\}$ המקיימים

- לכל $i\in\{2\ldots t\}$ אם $i\%2=1$ אז $b_i=A(x,b_1\ldots b_{i-1})$.
- לכל $i\in\{2\ldots t\}$ אם $i\%2=0$ אז $b_i=B(y,b_1\ldots b_{i-1})$.
- אם $\text{Ret}=A$ אז $\text{ANS}=A(x,b_1\ldots b_t)$ אחרת $\text{ANS}=B(y,b_1\ldots b_t)$.

סיבוב בפרוטוקול תקשורת: יהי Π פרוטוקול תקשורת אזי b_i באשר $i\in[t]$.

מספר הסיבובים בפרוטוקול תקשורת: יהי (t,A,B,Ret) פרוטוקול תקשורת אזי t.

סימון: יהי Π פרוטוקול תקשורת ויהיו $x,y\in\{0,1\}^*$ אזי $\Pi(x,y)=\text{ANS}$.

פרוטוקול תקשורת מחשב פונקציה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ ותהא $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^n\to\{0,1\}$ אזי פרוטוקול תקשורת Π עבורו מתקיים $\Pi(x,y)=f(x,y)$ לכל $x,y\in\{0,1\}^n$.

עלות תקשורת של פרוטוקול תקשורת: יהי Π פרוטוקול תקשורת אזי $\mathcal{C}(\Pi)=\max_{x,y\in\{0,1\}^n}\sum_{i=1}^{t}|b_i(x,y)|$.

סיבוכיות תקשורת: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ ותהא $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^n\to\{0,1\}$ אזי $\mathcal{D}(f)=\min\{\mathcal{C}(\Pi)\mid \text{פרוטוקול המחשב את } f\ \Pi\}$.

טענה: תהא $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^n\to\{0,1\}$ אזי $\mathcal{D}(f)\le n$.

הגדרה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ אזי $\text{EQ}_n:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^n\to\{0,1\}$ המוגדרת $\text{EQ}_n(x,y)=\mathbb{1}[x=y]$.

המטריצה המייצג של פונקציה בוליאנית: תהא $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^n\to\{0,1\}$ אזי $M_f\in M_n(\mathbb{Z}_2)$ המוגדרת $(M_f)_{i,j}=f(i,j)$ לכל $i,j\in[n]$.

מלבן קומבינטורי: תהיינה $S,T\subseteq\{0,1\}^n$ אזי $S\times T$.

מלבן קומבינטורי מונוכרומטי: תהא $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^n\to\{0,1\}$ אזי מלבן קומבינטורי R עבורו $\left|\left\{(M_f)_{i,j}\mid(i,j)\in R\right\}\right|=1$.

טענה: תהא $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^n\to\{0,1\}$ אזי קיימת חלוקה של $\{0,1\}^n\times\{0,1\}^n$ ל־$2^{\mathcal{D}(f)}$ מלבנים מונוכרומטיים.

מסקנה: תהא $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^n\to\{0,1\}$ אזי $\text{rank}(M_f)\le2^{\mathcal{D}(f)}$.

מסקנה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ אזי $\mathcal{D}(\text{EQ}_n)=n$.

פרוטוקול תקשורת בעל מטבעות פרטיים מחשב פונקציה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ תהא $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^n\to\{0,1\}$ ויהי $\varepsilon\in[0,1]$ אזי פרוטוקול תקשורת Π עבורו מתקיים $\mathbb{P}_{r_1,r_2}(\Pi((x;r_1),(y;r_2))=f(x,y))\ge1-\varepsilon$ לכל $x,y\in\{0,1\}^n$.

הגדרה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ אזי נגדיר פרוטוקול תקשורת בעל מטבעות פרטיים $\Pi_{r\text{EQ}}[n]$ כך

- בהינתן $x,y\in\{0,1\}^n$.
- A מגרילה $p\in\{1,\ldots,n^4\}$ ראשוני ושולחת את p ואת $x\mod p$.
- B עונה $\mathbb{1}[x\mod p=y\mod p]$.

טענה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ אזי $\Pi_{r\text{EQ}}[n]$ מחשבת את EQ_n בהסתברות $\frac{1}{n^2}$ ובעלות $8\log(n)$.

פרוטוקול תקשורת בעל מטבעות פומביים מחשב פונקציה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ תהא $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^n\to\{0,1\}$ ויהי $\varepsilon\in[0,1]$ אזי פרוטוקול תקשורת Π עבורו מתקיים $\mathbb{P}_r(\Pi((x;r),(y;r))=f(x,y))\ge1-\varepsilon$ לכל $x,y\in\{0,1\}^n$.

קידוד לינארי: יהי $\mathbb{F}$ שדה ויהיו $n,k,d\in\mathbb{N}_+$ אזי $C:\mathbb{F}^k\to\mathbb{F}^n$ המקיימת

- לינאריות: לכל $\alpha,\beta\in\mathbb{F}$ ולכל $a,b\in\mathbb{F}^k$ מתקיים $C(\alpha a+\beta b)=\alpha\cdot C(a)+\beta\cdot C(b)$.
- מרחק: לכל $a,b\in\mathbb{F}^k$ באשר $a\neq b$ מתקיים $\Delta(C(x),C(y))\ge d$.

מימד של קידוד לינארי: יהי $\mathbb{F}$ שדה יהיו $n,k,d\in\mathbb{N}_+$ ויהי $C:\mathbb{F}^k\to\mathbb{F}^n$ קוד לינארי אזי k.

מרחק של קידוד לינארי: יהי $\mathbb{F}$ שדה יהיו $n,k,d\in\mathbb{N}_+$ ויהי $C:\mathbb{F}^k\to\mathbb{F}^n$ קוד לינארי אזי d.

טענה: יהי $\mathbb{F}$ שדה יהיו $n,k,d\in\mathbb{N}_+$ ותהא $C:\mathbb{F}^k\to\mathbb{F}^n$ אזי (C קוד לינארי)$\Longleftrightarrow$(($\text{Im}(C)$ תמ"ו של $\mathbb{F}^n$)$\wedge$(לכל $x,y\in\text{Im}(C)$ באשר $x\neq y$ מתקיים $\Delta(x,y)\ge d$)).

הגדרה: יהי $\mathbb{F}$ שדה יהיו $n,k,d\in\mathbb{N}_+$ ויהי $C:\mathbb{F}^k\to\mathbb{F}^n$ קוד לינארי אזי C הינו $[n,k,d]_{|\mathbb{F}|}$.

הגדרה: יהי $\mathbb{F}$ שדה יהי $k\in\mathbb{N}_+$ יהי $n\le|\mathbb{F}|$ ויהי $a\in\mathbb{F}^k$ אזי $p_a\in\mathbb{F}[x]$ המוגדר $p_a(x)=\sum_{i=0}^{k-1}a_{i+1}x^i$.

הגדרה קידוד ריד־סולומון: יהי $\mathbb{F}$ שדה יהי $k\in\mathbb{N}_+$ יהי $n\le|\mathbb{F}|$ ויהיו $f_1\dots f_n\in\mathbb{F}$ אזי $C:\mathbb{F}^k\to\mathbb{F}^n$ המוגדרת $C(a)=(p_a(f_1)\dots p_a(f_n))$.

טענה: יהי $\mathbb{F}$ שדה יהי $k\in\mathbb{N}_+$ יהי $n\le|\mathbb{F}|$ ויהיו $f_1\dots f_n\in\mathbb{F}$ אזי קידוד ריד־סולומון הינו $[n,k,n-k]_{|\mathbb{F}|}$.

הגדרה: יהיו $n,m\in\mathbb{N}_+$ יהי $\mathbb{F}$ שדה באשר $|\mathbb{F}|=m$ ויהי $C:\mathbb{F}^n\to\mathbb{F}^m$ קידוד ריד־סולומון אזי נגדיר פרוטוקול תקשורת בעל מטבעות פרטיים $\Pi_{r\text{EQ}}[n,m]$ כך
- A מגרילה $i\in\{1,\dots,m\}$ ושולחת את i ואת $(C(x))_i$.
- B עונה $\mathbb{1}[(C(x))_i=(C(y))_i]$.

טענה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ אזי $\Pi_{r\text{EQ}}[n,m]$ מחשבת את EQ_n בהסתברות $\frac{n}{m}$ ובעלות $2\log(m)$.

סימון: תהיינה V,W קבוצות יהי $D\in\mathbb{N}_+$ תהא $C:V\times[D]\to W$ ותהא $A\subseteq V$ אזי $\Gamma(A)=\{C(a,i)\mid(a\in A)\wedge(i\in[D])\}$.

הגדרה Disperser: יהי $\varepsilon>0$ יהי $k\in\mathbb{N}_+$ תהיינה V,W קבוצות ויהי $D\in\mathbb{N}_+$ אזי $C:V\times[D]\to W$ עבורה לכל $A\subseteq V$ באשר $2^k\le|A|$ מתקיים $|\Gamma(A)|\ge(1-\varepsilon)|W|$.

טענה: יהי $\varepsilon>0$ ויהיו $k,t,m,D\in\mathbb{N}_+$ באשר $2^m\le\frac{D\cdot2^k}{2\ln\left(\frac{e}{\varepsilon}\right)}$ וכן $D>\frac{2\cdot\ln\left(e\cdot\frac{2^t}{2^k}\right)}{\varepsilon}$ אזי קיים $C:\{0,1\}^t\times[D]\to\{0,1\}^m$ אשר הינו $(k,\varepsilon)-\text{disperser}$.

טענה: יהי $\delta>0$ תהא $L\in\mathcal{RP}$ ותהא V מ"ט העדה לכך באשר V מטילה m מטבעות אזי קיימת מ"ט M המטילה $m+\log\left(\frac{1}{\delta}\right)$ מטבעות הרצה בזמן $\text{Time}(V)\cdot\mathcal{O}\left(\log\left(\frac{1}{\delta}\right)\right)$ אשר עדה להיות $L\in\mathcal{RP}_{[\delta]}$.

מקור: יהי $n\in\mathbb{N}$ אזי מ"מ Y מעל $\{0,1\}^n$.

k־מקור: יהיו $n,k\in\mathbb{N}$ באשר $k\le n$ אזי מקור Y מעל $\{0,1\}^n$ המקיים $\mathbb{P}(Y=y)\le2^{-k}$ לכל $y\in\{0,1\}^n$.

מקור שטוח: יהי $n\in\mathbb{N}$ ותהא $S\subseteq\{0,1\}^n$ אזי מקור Y המקיים $\mathbb{P}(Y=s)=\mathbb{P}(Y=x)$ לכל $x,s\in S$.

מרחק סטטיסטי: תהא Ω קבוצה סופית ויהיו X,Y מ"מ מעל Ω אזי $\|X-Y\|=\frac{1}{2}\sum_{s\in\Omega}|\mathbb{P}(X=s)-\mathbb{P}(Y=s)|$.

טענה: תהא Ω קבוצה סופית ויהיו X,Y מ"מ מעל Ω אזי $\|X-Y\|=\max_{S\subseteq\Omega}|\mathbb{P}(X\in S)-\mathbb{P}(Y\in S)|$.

הגדרה Extractor: יהיו $n,k,d,m\in\mathbb{N}$ באשר $k\le n$ ויהי $\varepsilon>0$ אזי $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^d\to\{0,1\}^m$ עבורה לכל k־מקור Y מעל $\{0,1\}^n$ מתקיים $\left\|f\left(Y,\text{Uni}\left(\{0,1\}^d\right)\right)-\text{Uni}\left(\{0,1\}^m\right)\right\|<\varepsilon$.

משפט: יהיו $n,k\in\mathbb{N}$ באשר $k\le n$ ויהי $\varepsilon>0$ אזי קיים $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^d\to\{0,1\}^m$ אשר הינו $(k,\varepsilon)-\text{extractor}$ באשר
- $m=k+d-2\log\left(\frac{1}{\varepsilon}\right)-\mathcal{O}(1)$.
- $d=\log(n-k)+2\log\left(\frac{1}{\varepsilon}\right)+\mathcal{O}(1)$.

טענה: יהיו $n,k\in\mathbb{N}$ באשר $k\le n-1$ יהי $\varepsilon\in\left(0,\frac{1}{2}\right)$ ויהי $f:\{0,1\}^n\to\{0,1\}$ אזי f אינו $(k,\varepsilon)-\text{extractor}$.

טענה: תהא $L\in\mathcal{BPP}$ אזי קיימת מ"ט הסתברותית M המשתמשת ב־t ביטי אקראיות אשר עדה להיות $L\in\mathcal{BPP}_{\left[2^{-\frac{2}{3}t},1-2^{-\frac{2}{3}t}\right]}$.

טענה: יהיו $n,k,d,m\in\mathbb{N}$ באשר $k\le n$ יהי $\varepsilon>0$ ותהא $f:\{0,1\}^n\times\{0,1\}^d\to\{0,1\}^m$ באשר f הינה $(k,\varepsilon)-\text{extractor}$ אזי f הינה $(k,\varepsilon)-\text{disperser}$.

טענה: תהא $L\in\mathcal{RP}$ אזי קיימת מ"ט הסתברותית M המשתמשת ב־t ביטי אקראיות אשר עדה להיות $L\in\mathcal{RP}_{\left[2^{-\frac{2}{3}t}\right]}$.

בעיית הבטחה: תהיינה $N,Y\subseteq\{0,1\}^*$ באשר $N\cap Y=\varnothing$ אזי (Y,N).

אלגוריתם פותר בעיית הבטחה: תהא (Y,N) בעיית הבטחה ותהא $\mathcal{C}$ מחלקה אזי אלגוריתם $A:N\cup Y\to\{0,1\}$ באשר A עדה להיות $Y\in\mathcal{C}$.

הערה: תהא $L\subseteq\{0,1\}^*$ אזי $L\mapsto\left(L,\overline{L}\right)$ הינו שיכון לבעיית הבטחה.

הגדרה: תהא $\mathcal{C}$ מחלקה אזי $\text{Promise-}\mathcal{C}=\{(Y,N)\mid(\text{בעיית הבטחה }(Y,N))\wedge(Y\in\mathcal{C}\text{ קיים אלגוריתם }A\text{ הפותר את בעיית ההבטחה וכן }A\text{ עד להיות })\}$.

אלגוריתם קירוב בעיה מקסימלית: יהי $c\ge1$ תהא X קבוצה ותהא $f:X\to\mathbb{R}$ אזי אלגוריתם $A:X\to\mathbb{R}$ המקיים $\frac{\max f(X)}{c}\le A(x)\le\max f(X)$ לכל $x\in X$.

אלגוריתם קירוב בעיה מינימלית: יהי $c\ge1$ תהא X קבוצה ותהא $f:X\to\mathbb{R}$ אזי אלגוריתם $A:X\to\mathbb{R}$ המקיים $\min f(X)\le A(x)\le c\cdot\min f(X)$ לכל $x\in X$.

הגדרה Min Gap Problem: יהיו $a,b\in\mathbb{R}$ תהא X קבוצה ותהא $f:X\to\mathcal{P}(\mathbb{R})$ אזי $\text{GAP}_{[a,b]}\min f=(\text{Yes},\text{No})$ כאשר
- $\text{Yes}=\{\langle x\rangle\mid(x\in X)\wedge(f(x)\le a)\}$.
- $\text{No}=\{\langle x\rangle\mid(x\in X)\wedge(f(x)>b)\}$.

הגדרה Max Gap Problem: יהיו $a,b\in\mathbb{R}$ תהא X קבוצה ותהא $f:X\to\mathcal{P}(\mathbb{R})$ אזי $\text{GAP}_{[a,b]}\max f=(\text{Yes},\text{No})$ כאשר

- $\text{Yes} = \{\langle x\rangle \mid (x\in X)\wedge(f(x)\geq b)\}$.
- $\text{No} = \{\langle x\rangle \mid (x\in X)\wedge(f(x)< a)\}$.

הערה: אם f הינה פונקציית $\min,\max$ בצורה טבעית אזי $\text{GAP}_{[a,b]}f$ הינה בעיית המרווח המתאימה.

הגדרה Min Vertex Cover: נגדיר $\text{minVC}:\{G \mid \text{גרף } G\}\to\mathbb{N}$ כך $\text{minVC}(G)=\min\{|A| \mid \text{כיסוי צמתים } A\}$.

טענה: יהי $c\geq 1$ תהא X קבוצה תהא $f:X\to\mathbb{R}$ ויהי A אלגוריתם פולינומי c־קירוב ל־$\min f(X)$ אזי $\text{GAP}_{[k,ck]}f\in\text{Promise-}\mathcal{P}$ לכל $k\in\mathbb{N}$.

טענה: קיים אלגוריתם פולינומי 2־קירוב לבעייה minVC.

הגדרה Integer Linear Proggramming: $\text{INT-LIN-PROG}=\{\langle A,b\rangle \mid (A\in M_{m\times n}(\mathbb{R}))\wedge(b\in\mathbb{R}^m)\wedge(\exists x\in\mathbb{N}^n.Ax\leq b)\}$.

טענה: INT-LIN-PROG הינה $\mathcal{NP}$־קשה.

טענה: יהי G גרף אזי הבעיה $\text{minVC}(G)$ הינה

$$\begin{aligned}\min\quad & C^T w\\ \text{s.t.}\quad & w_v+w_u\geq 1 \qquad ,\forall (v,u)\in E\\ & w_v\in\{0,1\} \qquad ,\forall v\in V\end{aligned}$$

אלגוריתם קירוב לבעיית הכיסוי המינימלי בעזרת תכנות לינארי: יהי G גרף אזי

```
function Approx-minVC(G):
    w ← solve( min  C^T w
               s.t. w_v + w_u ≥ 1   ,∀(v,u) ∈ E
                    w_v ∈ [0,1]     ,∀v ∈ V )
    return {v ∈ V | w_v ≥ 1/2}
```

טענה: יהי G גרף אזי $\text{Approx-minVC}(G)$ הינו כיסוי צמתים.

טענה: יהי G גרף אזי Approx-minVC בעל זמן ריצה פולינומי.

טענה: יהי G גרף אזי $\text{minVC}(G)\leq|\text{Approx-minVC}(G)|\leq 2\cdot\text{minVC}(G)$.

טענה: יהי G גרף אזי הבעיה $\text{maxCut}(G)$ הינה

$$\begin{aligned}\max\quad & \sum_{(u,v)\in E}\frac{1-x_u x_v}{2}\\ \text{s.t.}\quad & x_v\in\{-1,1\} \qquad ,\forall v\in V\end{aligned}$$

הגדרה: יהי G גרף אזי נגדיר את maxCutExt_1 כך

$$\begin{aligned}\max\quad & \sum_{(u,v)\in E}\frac{1-x_u\cdot x_v}{2}\\ \text{s.t.}\quad & x_v\in\mathbb{R}^n \qquad ,\forall v\in V\\ & x_v\cdot x_v=1 \qquad ,\forall v\in V\end{aligned}$$

טענה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ יהיו $v_1\dots v_n\in\mathbb{S}^{n-1}$ ונגדיר $A\in M_n(\mathbb{R})$ כך $A=\begin{pmatrix}- & v_1 & -\\ & \vdots & \\ - & v_n & -\end{pmatrix}$ אזי AA^T מוגדרת חיובית.

טענה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ אזי $\{A\in M_n(\mathbb{R}) \mid \text{מוגדרת חיובית } A\}$ קמור.

הגדרה: יהי G גרף אזי נגדיר את maxCutExt_2 כך

$$\begin{aligned} \max \quad & \sum_{(u,v)\in E} \frac{1-(B)_{u,v}}{2} \\ \text{s.t.} \quad & B \in M_n(\mathbb{R}) \\ & (B)_{v,v} = 1 \qquad ,\forall v \in V \\ & (B)_{v,u} = (B)_{u,v} \qquad ,\forall v,u \in V \end{aligned}$$

טענה: קיים אלגוריתם הפותר את maxCutExt_2 בזמן פולינומי.

טענה: יהי G גרף אזי $\text{maxCutExt}_1(G) = \text{maxCutExt}_2(G)$.

סימון: יהי G גרף אזי $\text{maxCutExt}(G) = \text{maxCutExt}_1(G)$.

טענה: יהי G גרף אזי $\text{maxCut}(G) \le |\text{maxCutExt}(G)| \le \frac{1}{0.878}\text{maxCut}(G)$.

פונקציית מרחק על גרף: יהי G גרף לא מכוון אזי $d : V^2 \to \mathbb{N}$ עבורה

- סימטריות: לכל $u,v \in V$ מתקיים $d(u,v) = d(v,u)$.
- חיוביות ממש: לכל $u \in V$ מתקיים $d(u,u) = 0$.
- אי־שיוויון המשולש: לכל $u,v,w \in V$ מתקיים $d(u,v) \le d(u,w) + d(w,v)$.

סימון: יהי G גרף תהא d פונקציית מרחק תהא $S \subseteq V$ ותהא $u \in V$ אזי $d(u,S) = \min_{v\in V} d(u,v)$.

סימון: יהי G גרף תהא d פונקציית מרחק ותהא $S \subseteq V$ אזי $r(S) = \max_{u\in V} d(u,S)$.

הגדרה k-Center Problem: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ נגדיר $\text{minCenter} : \{(G,d,k) \mid (G \text{ גרף}) \wedge (d \text{ מרחק}) \wedge (k \in \mathbb{N})\} \to \mathbb{N}$ כך $\text{minCenter}(G,d,k) = \min\{r(S) \mid S \in \mathcal{P}_k(V)\}$.

אלגוריתם קירוב למציאת k־מרכז: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ יהי G גרף ויהי d מרחק אזי

```
function ApproxCenter(G, d, k):
    v ← V
    S ← {v}
    while |S| < k do
        v ← arg max{d(u, S) | u ∈ V}
        S ← S ∪ {v}
    end
    return S
```

טענה: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ יהי G גרף ויהי d מרחק אזי ApproxCenter בעלת זמן ריצה פולינומי.

טענה: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ יהי G גרף ויהי d מרחק אזי $\text{minCenter}(G) \le |\text{ApproxCenter}(G,d,k)| \le 2 \cdot \text{minCenter}(G)$.

הגדרה Dominating Set: $\text{DS} = \{\langle G,k\rangle \mid \exists S \in \mathcal{P}_k(V).\forall v \in V.((\text{adj}(v) \cup \{v\}) \cap S \ne \varnothing)\}$.

טענה: DS הינה $\mathcal{NP}$־שלמה.

טענה: יהי $c < 2$ אם קיים אלגוריתם פולינומי A אשר מהווה c־קירוב לבעיית minCenter אזי $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$.

רדוקציה פולינומית משמרת מרווח בין בעיות הבטחה: יהיו $(Y,N),(Y',N')$ בעיות הבטחה עבורן קיימת מ"ט פולינומית M המקיימת

- לכל $x \in \{0,1\}^*$ אם $x \in Y$ אזי $M(x) \in Y'$.
- לכל $x \in \{0,1\}^*$ אם $x \in N$ אזי $M(x) \in N'$.

אזי $(Y,N) \le_p (Y',N')$.

בעיית הבטחה $\mathcal{NP}$-Promise־קשה: בעיית הבטחה Π עבורה לכל $L \in \mathcal{NP}$ מתקיים $L \le_p \Pi$.

טענה: תהא Π בעיית הבטחה אזי (Π הינה $\mathcal{NP}$-Promise־קשה)$\Longleftrightarrow$($3\text{SAT} \le_{\text{LOG}} \Pi$).

בעיית קירוב $\mathcal{NP}$־קשה: יהי $c \ge 1$ ותהא $f : X \to \mathbb{R}$ עבורה לכל A אשר c־מקרבת את f מתקיים $\text{SAT} \in \mathcal{P}^A$ אזי בעיית ה־c־קירוב של f.

טענה: תהא X קבוצה תהא $f : X \to \mathbb{R}$ ויהיו $a,b \in \mathbb{R}$ באשר $\text{GAP}_{[a,b]}f$ הינה $\mathcal{NP}$-Promise־קשה אזי בעיית ה־$\frac{b}{a}$ קירוב של f הינה $\mathcal{NP}$־קשה.

מסקנה: $\text{GAP}_{[1,2]}\text{minCenter}$ הינה $\mathcal{NP}$-Promise־קשה.

הגדרה Max Clique: נגדיר $\text{maxClique}:\{G \mid G \text{ גרף}\}\to\mathbb{N}$ כך $\text{maxClique}(G)=\max\left\{\frac{|K|}{|V|}\mid (K \text{ תת־גרף של } G)\wedge(K \text{ קליקה})\right\}$.

הגדרה Max Independent Set: נגדיר $\text{maxIS}:\{G \mid G \text{ גרף}\}\to\mathbb{N}$ כך $\text{maxIS}(G)=\max\left\{\frac{|I|}{|V|}\mid (I\subseteq V)\wedge(I \text{ בלתי תלויה})\right\}$.

טענה: יהיו $a,b\in(0,1)$ באשר $a<b$ אזי $\text{GAP}_{[a,b]}\text{maxClique}\le_p \text{GAP}_{[a,b]}\text{maxIS}$.

טענה: יהיו $a,b\in(0,1)$ באשר $a<b$ אזי $\text{GAP}_{[a,b]}\text{maxIS}\le_p \text{GAP}_{[1-b,1-a]}\text{minVC}$.

טענה: יהיו $a,b\in(0,1)$ באשר $a<b$ אזי $\text{GAP}_{[a,b]}\max 3\text{SAT}\le_p \text{GAP}_{\left[\frac{a}{3},\frac{b}{3}\right]}\text{maxClique}$.

הערה: משמעות $a,b\in(0,1)$ היא אחוזים ביחס לטווח התוצאות האפשריות.

הגדרה: יהי $b\in\mathbb{N}_+$ אזי $3\text{CNF}(b)=\{\varphi\in 3\text{SAT}\mid b \text{ לכל } x\in\text{FV}(\varphi) \text{ מספר המופעים של } x \text{ ב־}\varphi \text{ הוא לכל היותר}\}$.

הגדרה: יהי $b\in\mathbb{N}_+$ אזי $3\text{SAT}(b)=\{\langle\varphi\rangle\mid(\varphi\in 3\text{CNF}(b))\wedge(\varphi \text{ ספיק})\}$.

טענה: $3\text{SAT}(3)$ הינה $\mathcal{NP}$־קשה.

הגדרה: יהי $b\in\mathbb{N}_+$ אזי נגדיר $\max 3\text{SAT}(b):3\text{CNF}(b)\to\mathbb{N}$ כך $\max 3\text{SAT}(b)(\varphi)=\max 3\text{SAT}(\varphi)$.

טענה: יהי $d\in\mathbb{N}$ באשר $e^2d\cdot\left(\frac{1}{2}\right)^{d-2}\le\frac{1}{2}$ אזי קיימת סדרת גרפים מכוונים $\{G_k\mid k\in\mathbb{N}_+\}$ באשר G_n גרף על n קודקודים וכן $\deg(v)\le d$ לכל $n\in\mathbb{N}$ ולכל $v\in G_n$ עבורה לכל $n\in\mathbb{N}$ ולכל $A\subseteq V(G_n)$ באשר $|A|\le\frac{|V(G_n)|}{2}$ מתקיים $\left|E\left(A,\overline{A}\right)\right|\ge|A|$.

טענה: יהי $d\in\mathbb{N}$ באשר $e^2d\cdot\left(\frac{1}{2}\right)^{d-2}\le\frac{1}{2}$ אזי $\max 3\text{SAT}(4d+1)$ $\text{GAP}_{\left[1-\frac{1}{10(12d+1)},1\right]}\max 3\text{SAT}\le\text{GAP}_{[0.9,1]}\max 3\text{SAT}$.

הגדרה Three-variable Linear Equation: $3\text{LIN}=\left\{(A,v)\in M_{m\times n}(\mathbb{Z}_2)\times\mathbb{Z}_2^m \;\middle|\; \forall i\in[m].\sum_{j=1}^{n}\mathbb{1}\left[(A)_{i,j}=1\right]\le 3\right\}$.

יחס המשוואות המסופקות: יהיו $m,n\in\mathbb{N}$ תהא $A\in M_{m\times n}(\mathbb{Z}_2)$ ותהא $b\in\mathbb{Z}_2^m$ ויהי $x\in\mathbb{Z}_2^n$ אזי $\text{RTE}(A,v,x)=\frac{1}{m}|\{i\in[m]\mid R_i(A)\cdot x=v_i\}|$.

הגדרה: נגדיר $\max 3\text{LIN}:3\text{LIN}\to\mathbb{N}$ כך $\max 3\text{LIN}(A,v)=\max\left\{\text{RTE}(A,v,x)\mid x\in\mathbb{Z}_2^{\text{rows}(A)}\right\}$.

טענה: יהיו $a,b\in[0,1]$ אזי $\text{GAP}_{\left[\frac{4}{7}a,\frac{4}{7}b\right]}\max 3\text{LIN}$ $\text{GAP}_{[a,b]}\max 3\text{SAT}\le_{\text{LOG}}$.

טענה: יהיו $a,b\in[0,1]$ אזי $\text{GAP}_{\left[\frac{6+a}{10},\frac{6+b}{10}\right]}\max 2\text{SAT}$ $\text{GAP}_{[a,b]}\max 3\text{SAT}\le_{\text{LOG}}$.

טענה: יהיו $a,b\in[0,1]$ אזי $\text{GAP}_{\left[\frac{a}{4},\frac{b}{4}\right]}\text{maxIS}$ $\text{GAP}_{[a,b]}\max 3\text{LIN}\le_{\text{LOG}}$.

מספר הצביעה: יהי G גרף אזי $\chi(G)=\min\{k\in\mathbb{N}_+\mid \text{קיימת צביעה חוקית של } G \text{ ב־}k \text{ צבעים}\}$.

טענה: אם $\mathcal{P}\ne\mathcal{NP}$ אז $\text{GAP}_{\left[2,\sqrt{|V|}\right]}\chi$ אינה Promise-$\mathcal{NP}$־קשה.

טענה: יהי $\varepsilon>0$ אזי $\text{GAP}_{\left[\frac{7}{8}-\varepsilon,\frac{7}{8}+\varepsilon\right]}\max \text{E3SAT}\in\text{Promise-}\mathcal{P}$.

הגדרה: יהי $d\in\mathbb{N}$ אזי $\text{GraphDegree}_d=\{G\mid(G \text{ גרף})\wedge(\forall v\in V.\deg(V)\le d)\}$.

הגדרה: יהי $d\in\mathbb{N}$ נגדיר $\text{maxIS}(d):\text{GraphDegree}_d\to\mathbb{N}$ כך $\text{maxIS}(d)(G)=\text{maxIS}(G)$.

טענה: אם $\mathcal{P}\ne\mathcal{NP}$ אז לכל $a,b\in(0,1)$ באשר $a<b$ מתקיים $\text{GAP}_{[a,b]}\text{maxIS}(2)$ אינה Promise-$\mathcal{NP}$־קשה.

טענה: קיימים $a,b\in(0,1]$ באשר $a<b$ וקיים $D\in\mathbb{N}$ עבורם $\text{GAP}_{[a,b]}\text{maxIS}(D)$ הינה Promise-$\mathcal{NP}$־קשה.

הגדרה Minimal Circuit Problem: $\text{MinCircuit}=\{\langle C\rangle\mid(C \text{ מעגל})\wedge(\text{לכל } D \text{ מעגל אם } C(x)=D(x) \text{ לכל } x \text{ אזי } |D|\ge|C|)\}$.

טענה: $\text{MinCircuit}\in\text{PSPACE}$.

סימון: יהי $k\in\mathbb{N}$ יהי A אלגוריתם ויהי x אזי $\text{Alt}_k^{\exists}(M,x)=Q_1w_1\ldots Q_kw_k(A(x,w_1\ldots w_k))$ באשר $Q_i=\exists$ לכל $i\in\mathbb{N}_{\text{odd}}$ וכן $Q_i=\forall$ לכל $i\in\mathbb{N}_{\text{even}}$.

הגדרה: יהי $k\in\mathbb{N}$ ותהא L שפה עבורה קיימת מ"ט פולינומית M המקיים כי $(x\in L)\Longleftrightarrow(\text{Alt}_k^{\exists}(M,x) \text{ ספיקה})$ אזי $L\in\Sigma_k$.

סימון: יהי $k\in\mathbb{N}$ יהי A אלגוריתם ויהי x אזי $\text{Alt}_k^{\forall}(M,x)=Q_1w_1\ldots Q_kw_k(A(x,w_1\ldots w_k))$ באשר $Q_i=\forall$ לכל $i\in\mathbb{N}_{\text{odd}}$ וכן $Q_i=\exists$ לכל $i\in\mathbb{N}_{\text{even}}$.

הגדרה: יהי $k\in\mathbb{N}$ ותהא L שפה עבורה קיימת מ"ט פולינומית M המקיים כי $(x\in L)\Longleftrightarrow(\text{Alt}_k^{\forall}(M,x) \text{ ספיקה})$ אזי $L\in\Pi_k$.

טענה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\Pi_k=\text{co}\Sigma_k$.

טענה: $\mathcal{P}=\Sigma_0=\Pi_0$.

טענה: $\mathcal{NP}=\Sigma_1$ וכן $\text{co}\mathcal{NP}=\Pi_1$.

טענה: $\text{MinCircuit}\in\Pi_2$.

טענה: $\text{TQBF}\in\Sigma_{\text{poly}}$.

טענה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\Sigma_k\subseteq\Sigma_{k+1}$ וכן $\Pi_k\subseteq\Pi_{k+1}$ וכן $\Sigma_k\subseteq\Pi_{k+1}$ וכן $\Pi_k\subseteq\Sigma_{k+1}$.

הגדרה Polynomial Hierarchy: $\mathcal{PH}=\bigcup_{k\in\mathbb{N}}\Sigma_k$.

טענה: $\mathcal{PH}\subseteq\text{PSPACE}$.

טענה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\Sigma_{k+1}=\mathcal{NP}^{\Sigma_k}$.

הגדרה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\text{TQBF}_k^{\exists}=\left\{\langle\varphi\rangle\mid\left(\varphi=\text{Alt}_k^{\exists}\left(\psi,\varepsilon\right)\text{ עבורה }\psi\text{ קיימת נוסחה}\right)\wedge\left(\varphi\text{ ספיקה}\right)\right\}$.

טענה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\Sigma_k=\left\{L\mid L\le_{\text{LOG}}\text{TQBF}_k^{\exists}\right\}$.

טענה: יהי $\ell\in\mathbb{N}_+$ אם $\Sigma_\ell=\Pi_\ell$ אז $\mathcal{PH}=\Sigma_\ell$.

הגדרה: $\text{ExactClique}=\left\{\langle G,k\rangle\mid\text{maxClique}\left(G\right)=k\right\}$.

טענה: $\text{ExactClique}\in\Sigma_2\cap\Pi_2$.

למה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\Sigma_4\not\subseteq\text{Size}\left(\mathcal{O}\left(n^k\right)\right)$.

משפט קאנאן: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\Sigma_2\not\subseteq\text{Size}\left(\mathcal{O}\left(n^k\right)\right)$.

הגדרה Graph Isomorphism: $\text{GISO}=\left\{\langle G,H\rangle\mid\left(\text{עצים }G,H\right)\wedge\left(G\cong H\right)\right\}$.

הגדרה Graph Non Isomorphism: $\text{GNISO}=\overline{\text{GISO}}$.

טענה: $\text{GISO}\in\mathcal{NP}$.

השערה: $\text{GISO}\in\mathcal{P}$. השערה פתוחה

טענה: $\text{PSPACE}=\text{coPSPACE}$.

טענה: $\mathcal{PH}=\text{co}\mathcal{PH}$.

פרוטוקול אינטרקטיבי: תהיינה $P,V:\{0,1\}^*\to\{0,1\}^*$ ויהי $k\in\mathbb{N}_+$ אזי $\left(P,V\right)$.

מוכיח בפרוטוקול אינטרקטיבי: יהי $\left(P,V\right)$ פרוטוקול אינטרקטיבי אזי P.

מוודא בפרוטוקול אינטרקטיבי: יהי $\left(P,V\right)$ פרוטוקול אינטרקטיבי אזי V.

מספר הסיבובים בפרוטוקול אינטרקטיבי: יהי $k\in\mathbb{N}_+$ ויהי $\left(P,V\right)$ פרוטוקול אינטרקטיבי אזי k.

הרצת פרוטוקול אינטרקטיבי: יהי $\left(P,V\right)$ פרוטוקול אינטרקטיבי יהי $x\in\{0,1\}^n$ ויהיו $y_1\dots y_k\in\{0,1\}^m$ אזי $a_1\dots a_k\in\{0,1\}^\ell$ וכן $\text{ANS}\in\{0,1\}$ המקיימים

- לכל $i\in[t]$ מתקיים $a_i=P\left(x,V\left(y_1\dots y_{i-1}\right)\right)$.
- $\text{ANS}=V\left(x,y_1\dots y_k,a_1\dots a_t\right)$.

הערה: אלא אם נאמר אחרת $y_1\dots y_k\in\{0,1\}^{\text{poly}(|x|)}$ וכן $P:\{0,1\}^*\to\{0,1\}^{\text{poly}(|x|)}$.

הגדרה Deterministic Proof System: יהי $k\in\mathbb{N}$ ותהא L שפה עבורה קיימת מ"ט V פולינומית המקיימת לכל $x\in\{0,1\}^*$ קיימים $y_1\dots y_k\in\{0,1\}^{\text{poly}(|x|)}$ המקיימים

- אם $x\in L$ אז קיימת P עבורה $\left(P,V\right)\left(x\right)=1$.
- אם $x\notin L$ אז לכל P מתקיים $\left(P,V\right)\left(x\right)=0$.

אזי $L\in\text{dIP}\left(k\right)$.

הגדרה: $\text{dIP}=\text{dIP}\left(\text{poly}\left(n\right)\right)$.

משפט: $\text{dIP}=\mathcal{NP}$.

פרוטוקול אינטרקטיבי הסתברותי: תהא $P:\{0,1\}^*\to\{0,1\}^*$ תהא V מ"ט הסתברותית ויהי $k\in\mathbb{N}_+$ אזי הפרוטוקול האינטרקטיבי $\left(P,V\right)$.

פרוטוקול אינטרקטיבי בעל מטבעות פרטיים: פרוטוקול אינטרקטיבי הסתברותי $\left(P,V\right)$ באשר $V\left(y_1\dots y_{i-1}\right)\neq\left(y_1\dots y_{i-1}\right)$ לכל $i\in[k]$.

פרוטוקול אינטרקטיבי בעל מטבעות פומביים: פרוטוקול אינטרקטיבי הסתברותי $\left(P,V\right)$ באשר $V\left(y_1\dots y_{i-1}\right)=\left(y_1\dots y_{i-1}\right)$ לכל $i\in[k]$.

הערה: מכאן פרוטוקול אינטרקטיבי יתייחס להסתברותי ואם לא נאמר אחרת אז בעל מטבעות פומביים.

ערך של פרוטוקול אינטרקטיבי: יהי Π פרוטוקול אינטרקטיבי ויהי $x\in\{0,1\}^n$ אזי $\text{Val}\left(\Pi,x\right)=\mathbb{P}_{y_1\dots y_k}\left(\Pi\left(x\right)=1\right)$.

ערך של מוודא: יהי V מוודא בפרוטוקול אינטרקטיבי אזי $\text{Val}\left(V,x\right)=\max_P\text{Val}\left(\left(P,V\right),x\right)$.

הגדרה Interactive Proof: יהי $k\in\mathbb{N}$ תהיינה $s,c:\mathbb{N}\to[0,1]$ ותהא L שפה עבורה קיים מוודא V בפרוטוקול אינטרקטיבי בעל מפתחות פרטיים ו־k סיבובים המקיים

- לכל $x\in\{0,1\}^*$ אם $x\in L$ אז $\text{Val}\left(V,x\right)\ge c\left(|x|\right)$.
- לכל $x\in\{0,1\}^*$ אם $x\notin L$ אז $\text{Val}\left(V,x\right)\le s\left(|x|\right)$.

אזי $L\in\text{IP}_{[s,c]}\left(k\right)$.

הגדרה: תהיינה $s,c:\mathbb{N}\to[0,1]$ אזי $\text{IP}_{[s,c]}=\text{IP}_{[s,c]}\left(\text{poly}\left(n\right)\right)$.

הגדרה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ אזי נגדיר פרוטוקול אינטרקטיבי בעל מטבעות פרטיים $\Pi_{\text{GNISO}}^{\text{priv}}[n]$ כך

- בהינתן קלט (G_1,G_2) באשר G_1,G_2 גרפים על n קודקודים.
- V מגרילה $\sigma\in S_n$ וכן $b\in\{1,2\}$ ושולחת את $\sigma(G_b)$.
- P שולח $c\in\{1,2\}$.
- V עונה $\mathbb{1}[b=c]$.

טענה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ ויהיו G_1,G_2 גרפים איזומורפיים על n קודקודים אזי $\mathbb{P}\left(\Pi_{\text{GNISO}}^{\text{priv}}[n](G_1,G_2)=1\right)=\frac{1}{2}$.

טענה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ ויהיו G_1,G_2 גרפים לא איזומורפיים על n קודקודים אזי $\mathbb{P}\left(\Pi_{\text{GNISO}}^{\text{priv}}[n](G_1,G_2)=1\right)=0$.

מסקנה: $\text{GNISO}\in\text{IP}_{\left[0,\frac{1}{2}\right]}$.

הגדרה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ יהי $\ell\in\mathbb{N}$ באשר $4n!\le 2^\ell<8n!$ ונגדיר $\mathcal{H}=\left\{h:\{0,1\}^{n^2}\to\{0,1\}^\ell\mid\exists a,b\in\mathbb{F}_{2^{n^2}}.h=ax+b\right\}$ אזי נגדיר פרוטוקול אינטרקטיבי $\Pi_{\text{GNISO}}^{\text{pub}}[n]$ כך

- בהינתן קלט (G_1,G_2) באשר G_1,G_2 גרפים על n קודקודים.
- V מגריל $h\in\mathcal{H}$ וכן $z\in\{0,1\}^\ell$ ושולחת את (h,z).
- P שולח גרף G וכן $\sigma\in S_n$ וכן $b\in\{1,2\}$.
- V עונה $\mathbb{1}[(h(G)=z)\wedge(\sigma(G_b)=G)]$.

טענה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ ויהיו G_1,G_2 גרפים איזומורפיים על n קודקודים אזי $\mathbb{P}\left(\Pi_{\text{GNISO}}^{\text{pub}}[n](G_1,G_2)=1\right)\le\frac{n!}{2^\ell}$.

טענה: יהי $n\in\mathbb{N}_+$ ויהיו G_1,G_2 גרפים לא איזומורפיים על n קודקודים אזי $\mathbb{P}_r\left(\Pi_{\text{GNISO}}^{\text{pub}}[n](G_1,G_2)=1\right)\ge 1.5\cdot\frac{n!}{2^\ell}$.

הגדרה Arthur Merlin: יהי $k\in\mathbb{N}$ תהיינה $s,c:\mathbb{N}\to[0,1]$ ותהא L שפה עבורה קיים מוודא V בפרוטוקול אינטרקטיבי בעל k סיבובים המקיים

- לכל $x\in\{0,1\}^*$ אם $x\in L$ אז $\text{Val}(V,x)\ge c(|x|)$.
- לכל $x\in\{0,1\}^*$ אם $x\notin L$ אז $\text{Val}(V,x)\le s(|x|)$.

אזי $L\in\text{AM}_{[s,c]}(k)$.

הגדרה Merlin Arthur: יהי $k\in\mathbb{N}$ תהיינה $s,c:\mathbb{N}\to[0,1]$ ותהא L שפה עבורה קיים מוודא V בפרוטוקול אינטרקטיבי בעל k סיבובים המקיים

- לכל $x\in\{0,1\}^*$ אם $x\in L$ אז $\text{Val}(V,x\mid y_1=\varepsilon)\ge c(|x|)$.
- לכל $x\in\{0,1\}^*$ אם $x\notin L$ אז $\text{Val}(V,x\mid y_1=\varepsilon)\le s(|x|)$.

אזי $L\in\text{MA}_{[s,c]}(k)$.

הגדרה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\text{AM}(k)=\text{AM}_{\left[\frac{1}{3},\frac{2}{3}\right]}(k)$.

הגדרה: תהיינה $s,c:\mathbb{N}\to[0,1]$ אזי $\text{AM}_{[s,c]}=\text{AM}_{[s,c]}(2)$.

הגדרה: $\text{AM}=\text{AM}(2)$.

מסקנה: $\text{GNISO}\in\text{AM}$.

הגדרה: יהי $k\in\mathbb{N}$ אזי $\text{MA}(k)=\text{MA}_{\left[\frac{1}{3},\frac{2}{3}\right]}(k)$.

הגדרה: תהיינה $s,c:\mathbb{N}\to[0,1]$ אזי $\text{MA}_{[s,c]}=\text{MA}_{[s,c]}(2)$.

הגדרה: $\text{MA}=\text{MA}(2)$.

השערה: $\text{GNISO}\in\text{MA}$. השערה פתוחה

משפט: תהיינה $s,c:\mathbb{N}\to[0,1]$ אזי $\text{IP}_{[s,c]}=\text{AM}_{[s,c]}(\text{poly}(n))$.

הגדרה: $\text{IP}=\text{IP}_{\left[\frac{1}{3},\frac{2}{3}\right]}$.

טענה: יהי $\mathbb{F}$ שדה ותהא $A\in M_n(\mathbb{F})$ אזי $\text{perm}(A)=\sum_{i=1}^n(A)_{i,1}\cdot\text{perm}(A_{i,1})$.

מטריצה פולינומית: יהי $\mathbb{F}$ שדה ויהיו $n,m\in\mathbb{N}_+$ אזי $M_{n\times m}(\mathbb{F}[x])$.

דרגה של מטריצה פולינומית: תהא $D\in M_{n\times m}(\mathbb{F}[x])$ אזי $\deg(D)=\max\left\{\deg\left((D)_{i,j}\right)\mid(i\in[n])\wedge(j\in[m])\right\}$.

טענה: יהי $n\in\mathbb{N}$ יהי $p>2^{n^2}$ ותהא $A\in M_n(\mathbb{F}_p)$ אזי קיימת $D\in M_{n-1}(\mathbb{F}_p[x])$ באשר $\deg(D)\le n-1$ המקיימת $D(i)=A_{i,1}$ לכל $i\in[n]$.

סימון: יהי $n\in\mathbb{N}$ יהי $p>2^{n^2}$ תהא $A\in M_n(\mathbb{F}_p)$ ותהא $D\in M_{n-1}(\mathbb{F}_p[x])$ באשר $\deg(D)\le n-1$ וכן $D(i)=A_{i,1}$ לכל $i\in[n]$ אזי $D_A=D$.

הגדרה: יהי $n\in\mathbb{N}$ ויהי $2^{n^2}<p<2^{n^2+1}$ ראשוני אזי נגדיר פרוטוקול אינטרקטיבי $\Pi_{\text{perm}}[n]$ כך

- בהינתן קלט $k\in\mathbb{F}_p$ וכן $A\in M_n(\mathbb{F}_p)$.
- לכל $i\in[n-3]$,

  - P שולח פולינום $g_i \in \mathbb{F}_q[x]$ באשר $\deg(g_i) \le (n-i)^2$.
  - V מגריל $y_i \in \mathbb{F}_q$ ושולח אותו.
- P שולח פולינום $g_{n-2} \in \mathbb{F}_q[x]$ באשר $\deg(g_i) \le 4$.
- V מחשב $B_1 = D_A(y_1)$.
- לכל $i \in \{2, \ldots, n-3\}$, V מחשב את $B_i = D_{B_{i-1}}(y_i)$.
- לכל $i \in [n-1]$, V מחשב את $t_i = \mathbb{1}\left[g_i(y_i) = \sum_{i=1}^{n} (B_i)_{i,1} \cdot g_{i+1}(i)\right]$.
- V עונה $\mathbb{1}\left[\left(k = \sum_{i=1}^{n} (A)_{i,1} \cdot g_1(i)\right) \wedge \left(\bigwedge_{i=1}^{n-1} t_i\right) \wedge \left(g_{n-2} = \text{perm}\left(D_{B_{n-3}}\right)\right)\right]$.

טענה: יהי $k \in \mathbb{F}_p$ ותהא $A \in M_n(\mathbb{F}_p)$ באשר $\text{perm}(A) = k$ אזי $\mathbb{P}(\text{Val}_M(\Pi_{\text{perm}}[n], (A,k)) = 1) = 1$.

טענה: יהי $k \in \mathbb{F}_p$ ותהא $A \in M_n(\mathbb{F}_p)$ באשר $\text{perm}(A) \ne k$ אזי $\mathbb{P}(\text{Val}_M(\Pi_{\text{perm}}[n], (A,k)) = 1) \le \frac{1}{3}$.

מסקנה: תהא $p : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ באשר $2^{n^2} < p(n) < 2^{n^2+1}$ וכן $p(n) \in \mathbb{P}$ לכל $n \in \mathbb{N}$ אזי $\text{perm}_{\mathbb{F}_{p(n)}} \in \text{IP}$.

הערה: משמעות $\exists$ היא קיים עד, משמעות $\forall$ היא לכל עד, משמעות $\$$ היא באופן הסתברותי.

הערה: בהגדרות מלרע M, x, w, r פולינומיים, משמע $\mathcal{P}$.

הגדרה: $\exists\mathcal{P} = \{L \mid \exists M. (x \in L) \iff (\exists w. M(x,w) = 1)\}$.

טענה: $\exists\mathcal{P} = \mathcal{NP}$.

הגדרה: $\forall\mathcal{P} = \{L \mid \exists M. (x \in L) \iff (\forall w. M(x,w) = 1)\}$.

טענה: $\forall\mathcal{P} = \text{co}\mathcal{NP}$.

הגדרה: $\$_{[s,c]}\mathcal{P} = \left\{L \mid \exists M. \left\{\begin{smallmatrix} (x \in L) \Longrightarrow (\mathbb{P}_r(M(x,r)=1) \ge c) \\ (x \notin L) \Longrightarrow (\mathbb{P}_r(M(x,r)=1) \le s) \end{smallmatrix}\right\}\right.$.

הגדרה: $\exists\$_{[s,c]}\mathcal{P} = \left\{L \mid \exists M. \left\{\begin{smallmatrix} (x \in L) \Longrightarrow (\exists w. \mathbb{P}_r(M(x,w,r)=1) \ge c) \\ (x \notin L) \Longrightarrow (\forall w. \mathbb{P}_r(M(x,w,r)=1) \le s) \end{smallmatrix}\right\}\right.$.

טענה: $\exists\$_{[s,c]}\mathcal{P} = \text{MA}_{[s,c]}$.

הגדרה: $\$_{[s,c]}\exists\mathcal{P} = \left\{L \mid \exists M. \left\{\begin{smallmatrix} (x \in L) \Longrightarrow (\mathbb{P}_r(\exists w. M(x,r,w)=1) \ge c) \\ (x \notin L) \Longrightarrow (\mathbb{P}_r(\exists w. M(x,r,w)=1) \le s) \end{smallmatrix}\right\}\right.$.

טענה: $\$_{[s,c]}\exists\mathcal{P} = \text{AM}_{[s,c]}$.

הערה: ניתן להמשיך בצורה רקורסיבית זו על מנת להגדיר רצף קומבינציות בכל אורך של הכמתים.

סימון: יהי $k \in \mathbb{N}$ אזי $\text{MA}(k) = \underbrace{\text{MAMA}\ldots}_{k}$.

טענה: יהי $k \in \mathbb{N}$ אזי $\underbrace{\text{MAMA}\ldots}_{k} = \underbrace{\exists\$\exists\$\ldots}_{k}\mathcal{P}$.

סימון: יהי $k \in \mathbb{N}$ אזי $\text{AM}(k) = \underbrace{\text{AMAM}\ldots}_{k}$.

טענה: יהי $k \in \mathbb{N}$ אזי $\underbrace{\text{AMAM}\ldots}_{k} = \underbrace{\$\exists\$\exists\ldots}_{k}\mathcal{P}$.

טענה: יהי $k \in \mathbb{N}$ אזי $\Sigma_k = \underbrace{\exists\forall\exists\forall\ldots}_{k}\mathcal{P}$.

טענה: יהי $k \in \mathbb{N}$ אזי $\Pi_k = \underbrace{\forall\exists\forall\exists\ldots}_{k}\mathcal{P}$.

הערה: $\text{IP} = \underbrace{\$\exists\$\exists\ldots}_{\text{poly}(n)}\mathcal{P}$.

הערה: $\text{PSPACE} = \underbrace{\exists\forall\exists\forall\ldots}_{\text{poly}(n)}\mathcal{P}$.

פרוטוקול אינטרקטיבי מרובה משתתפים: יהיו $m, k \in \mathbb{N}_+$ ותהיינה $P_1 \ldots P_m, V : \{0,1\}^* \to \{0,1\}^*$ אזי $(P_1, \ldots, P_m, V)$.

הרצת פרוטוקול אינטרקטיבי מרובה משתתפים: יהי $(P_1, \ldots, P_m, V)$ פרוטוקול אינטרקטיבי מרובה משתתפים יהי $x \in \{0,1\}^n$ יהי $y \in M_{m \times k}(\{0,1\}^\mu)$ אזי $a \in M_{m \times k}\left(\{0,1\}^\ell\right)$ וכן $\text{ANS} \in \{0,1\}$ המקיימים

- לכל $\eta \in [m]$ ולכל $i \in [t]$ מתקיים $(a)_{\eta,i} = P_\eta\left(x, V\left((y)_{\eta,1}, \ldots, (y)_{\eta,i-1}\right)\right)$.
- $\text{ANS} = V\left(x, (y)_{1,1}, \ldots, (y)_{m,k}, (a)_{1,1}, \ldots, (a)_{m,k}\right)$.

ערך של מוודא: יהי V מוודא בפרוטוקול אינטרקטיבי מרובה משתתפים אזי $\text{Val}(V,x) = \max_{P_1 \ldots P_m} \text{Val}((P_1 \ldots P_m, V), x)$.

הגדרה Multi-prover Interactive Proofs: יהיו $k, m \in \mathbb{N}_+$ תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ ותהא L שפה עבורה קיים מוודא V בפרוטוקול אינטרקטיבי בעל מפתחות פרטיים ו־m־משתתפים ו־k־סיבובים המקיים

- לכל $x \in \{0,1\}^*$ אם $x \in L$ אז $\text{Val}(V,x) \ge c(|x|)$.
- לכל $x \in \{0,1\}^*$ אם $x \notin L$ אז $\text{Val}(V,x) \le s(|x|)$.

אזי $L \in \text{MIP}_{[s,c]}(m,k)$.

טענה: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ ותהיינה $s,c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\text{MIP}_{[s,c]}(1,k) = \text{IP}_{[s,c]}(k)$.

הגדרה: יהיו $m,k \in \mathbb{N}_+$ אזי $\text{MIP}(m,k) = \text{MIP}_{\left[\frac{1}{3},\frac{2}{3}\right]}(m,k)$.

משפט: $\text{MIP}(2,2) = \mathcal{NEXP}$.

הגדרה: יהיו $n,q \in \mathbb{N}$ באשר $q > 2^n$ אזי $P_{x_i} \in \mathbb{F}_q[x_1 \ldots x_n]$ המוגדר $P_{x_i}(x_1 \ldots x_n) = x_i$.

הגדרה: יהיו $n,q \in \mathbb{N}$ באשר $q > 2^n$ אזי $P_{\neg a} \in \mathbb{F}_q[x_1 \ldots x_n]$ המוגדר $P_{\neg a}(x_1 \ldots x_n) = 1 - P_a$.

הגדרה: יהיו $n,q \in \mathbb{N}$ באשר $q > 2^n$ אזי $P_{a \vee b \vee c} \in \mathbb{F}_q[x_1 \ldots x_n]$ המוגדר $P_{a \vee b} = P_a + P_b - P_a P_b$.

הגדרה: יהיו $n,q \in \mathbb{N}$ באשר $q > 2^n$ אזי $P_{a \wedge b} \in \mathbb{F}_q[x_1 \ldots x_n]$ המוגדר $P_{a \wedge b} = P_a \cdot P_b$.

טענה: יהי $n \in \mathbb{N}$ ויהי $\varphi \in 3\text{CNF}$ באשר $\text{FV}(\varphi) = \{x_1 \ldots x_n\}$ אזי $P_\varphi(a) = \varphi(a)$ לכל $a \in \{0,1\}^n$.

טענה: יהי $n \in \mathbb{N}$ ויהי $\varphi \in 3\text{CNF}$ באשר $\text{FV}(\varphi) = \{x_1 \ldots x_n\}$ אזי (φ אינה ספיקה)$\iff$($\sum_{a \in \{0,1\}^n} P_\varphi(a) = 0$).

הגדרה: יהיו $n,m,k,q \in \mathbb{N}_+$ באשר $q > 2^n$ וכן $k \in \{0 \ldots 2^n\}$ נגדיר פרוטוקול אינטרקטיבי $\Pi_{3\text{SAT}}$ כך

- בהינתן קלט $\varphi \in 3\text{CNF}$ באשר $\text{FV}(\varphi) = \{x_1 \ldots x_n\}$ וכן $\varphi = \bigwedge_{i=1}^m C_i$.
- לכל $i \in [n]$,
  - P שולח פולינום $A_i \in \mathbb{F}_q[x]$ באשר $\deg(A_i) \le 3m$.
  - V מגריל $y_i \in \mathbb{F}_q$ ושולח אותו.
- P שולח $A_{n+1} \in \mathbb{F}_q$.
- V עונה $\mathbb{1}\left[(A_1(0) + A_1(1) = k) \wedge (\forall i \in [n-1] . A_{i+1}(0) + A_{i+1}(1) = A_i(y_i)) \wedge (A_{n+1} = P_\varphi(y_1 \ldots y_n))\right]$.

מוכיח הוגן: תהא $L \in \text{IP}$ ויהי (P,V) פרוטוקול אינטרקטיבי אשר עד להיות $\text{Val}(V,x) \ge c(|x|)$ לכל $x \in \{0,1\}^*$ אזי P.

משפט שמיר: קיים פרוטוקול אינטרקטיבי (P,V) בעל מוכיח הוגן ל־TQBF באשר P רצה ב־PSPACE.

משפט: אם $\text{PSPACE} \subseteq \mathcal{P}/_{\text{poly}}$ אז $\text{PSPACE} = \text{AM}$.

השערה: $\text{PSPACE} \not\subseteq \mathcal{P}/_{\text{poly}}$. השערה פתוחה

השערה: $\text{PSPACE} \neq \text{AM}$. השערה פתוחה

טענה: $\text{IP} \subseteq \text{PSPACE}$.

מסקנה: $\text{IP} = \text{PSPACE}$.

משפט אדלמן: $\mathcal{BPP} \subseteq \mathcal{P}/_{\text{poly}}$.

השערה: $\mathcal{BPP} \neq \text{EXP}$. השערה פתוחה

טענה: $\text{AM} \subseteq \mathcal{NP}/_{\text{poly}}$.

טענה: $\text{AM} \subseteq \text{NSize}(\text{poly})$.

למה: אם $\mathcal{NP} = \text{co}\mathcal{NP}$ אז $\Sigma_2 = \mathcal{NP}$.

הגדרה Correct SAT Solver: יהיו $n,m \in \mathbb{N}$ אזי $\text{CorrectSATSolver} = \{\langle C \rangle \mid (\text{מעגל בגודל } n \text{ על } m \text{ קלטים } C) \wedge (C \text{ מכריע את } 3\text{SAT})\}$.

טענה: $\text{CorrectSATSolver} \in \Pi_2$.

מסקנה: $\text{CorrectSATSolver} \in \Pi_1$.

משפט קארפ־ליפטון: אם $\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{P}/_{\text{poly}}$ אז $\Sigma_2 = \Pi_2$.

משפט סיפסר: $\mathcal{BPP} \subseteq \Sigma_2$.

מסקנה: $\mathcal{BPP} \subseteq \Sigma_2 \cap \Pi_2$.

טענה: $\mathcal{BPP} \subseteq \mathcal{RP}^{\text{SAT}}$.

טענה: $\mathcal{BPP} \subseteq \mathcal{ZPP}^{\text{SAT}}$.

טענה אמפליפיקציה: יהי $c \in \mathbb{N}$ אזי $\text{MA} = \text{MA}_{[2^{-n^c}, 1-2^{-n^c}]}$.

טענה אמפליפיקציה: יהי $c \in \mathbb{N}$ אזי $\text{AM} = \text{AM}_{[2^{-n^c}, 1-2^{-n^c}]}$.

משפט: $\text{MA} = \text{MA}_{\left[\frac{1}{2},1\right]}$.

טענה: $\text{MA} \subseteq \text{AM}$.

השערה: $\text{MA} = \text{AM}$. השערה פתוחה

טענה: $\text{AM} \subseteq \Pi_2$.

טענה: $\text{MA} \subseteq \Sigma_2$.

טענה: $\mathcal{BPP} \subseteq \text{MA}$.

מסקנה: יהי $k \in \mathbb{N}_+$ אזי $\mathsf{AM}(k) \subseteq \mathsf{AM}$.

טענה: אם GISO הינה $\mathcal{NP}$-קשה אז $\mathcal{PH} = \Sigma_2$.

טענה: תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{IP}_{[s,c]} \subseteq \mathsf{IP}_{[s,1]}$.

למה: $\mathsf{MAM}_{\left[\frac{1}{2},1\right]} = \mathsf{AM}_{\left[\frac{1}{2},1\right]}$.

משפט: $\mathsf{AM} = \mathsf{AM}_{\left[\frac{1}{2},1\right]}$.

טענה: $\mathsf{AM}_{\left[0,\frac{1}{2}\right]} = \mathcal{NP}$.

טענה: $\mathsf{AM}_{\left[0,\frac{1}{2}\right]} = \mathsf{MA}_{\left[0,\frac{1}{2}\right]}$.

הגדרה: יהי Σ אלפבית תהיינה $r, q : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ ויהי $n \in \mathbb{N}$ אזי נגדיר פרוטוקול אינטרקטיבי $\Pi_{\mathsf{PCP}}(\Sigma, s, c, r, q)[n]$ כך

- בהינתן קלט $x \in \{0,1\}^n$.
- P שולח מחרוזת $w \in \Sigma^m$ באשר $m \le 2^{r(n)} \cdot q(n)$.
- V מגריל $y \in \{0,1\}^{r(n)}$ ומחשב $i \in [m]^{q(n)}$.
- V עונה $V\left(x, y, w_{i_1} \ldots w_{i_{q(n)}}\right)$.

הגדרה Probabilistically Checkable Proof: יהי Σ אלפבית תהיינה $r, q : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ ותהא L שפה עבורה קיים מוודא V בפרוטוקול האינטרקטיבי $\Pi_{\mathsf{PCP}}(\Sigma, s, c, r, q)$ המקיים

- לכל $x \in \{0,1\}^*$ אם $x \in L$ אז $\mathsf{Val}(V, x \mid y_1 = \varepsilon) \ge c(|x|)$.
- לכל $x \in \{0,1\}^*$ אם $x \notin L$ אז $\mathsf{Val}(V, x \mid y_1 = \varepsilon) \le s(|x|)$.

אזי $L \in \mathsf{PCP}_{[s,c]}(r(n), q(n))_\Sigma$.

הערה: במחלקה PCP המוכיח לא חייב להיות פולינומי וכן ההודעות לא חייבות להיות פולינומיות.

הגדרה: תהיינה $r, q : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ ותהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{PCP}_{[s,c]}(r(n), q(n)) = \mathsf{PCP}_{[s,c]}(r(n), q(n))_{\{0,1\}}$.

טענה: $3\mathsf{SAT} \in \mathsf{PCP}_{\left[1-\frac{1}{n},1\right]}(\log(n), 3)$.

משוואה ריבועית: יהי $n \in \mathbb{N}$ ויהי $A \in M_{n\times n}(\mathbb{Z}_2)$ אזי $\mathsf{Quad}_\alpha : \mathbb{Z}_2^n \to \mathbb{Z}$ המוגדרת $\mathsf{Quad}_\alpha(x) = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n (A)_{i,j} \cdot x_i x_j$.

מכפלת וקטורים טנזורית: יהיו $n, m \in \mathbb{N}$ יהי $u \in \mathbb{Z}_2^n$ ויהי $v \in \mathbb{Z}_2^m$ אזי $u \otimes v \in \mathbb{Z}_2^{n\cdot m}$ המוגדר $(u \otimes v)_{i,j} = u_i \cdot v_j$.

מערכת משוואות ריבועיות: $\mathsf{QuadEQ} = \{\langle A, b\rangle \mid (A \in M_{m\times n\times n}(\mathbb{Z}_2)) \wedge (b \in \mathbb{Z}_2^m) \wedge (\exists x \in \mathbb{Z}_2^n . \forall k \in [m] . \mathsf{Quad}_{A_k}(x) = b_k)\}$.

טענה: QuadEQ הינה $\mathcal{NP}$-שלמה.

טענה: $\mathsf{QuadEQ} = \{\langle B, b\rangle \mid (B \in M_{m\times n^2}(\mathbb{Z}_2)) \wedge (b \in \mathbb{Z}_2^m) \wedge (\exists u \in \{0,1\}^n . B \cdot (u \otimes u) = b)\}$.

קוד הדמרד: יהי $n \in \mathbb{N}$ אזי $\mathsf{HAD} : \{0,1\}^n \to \{0,1\}^{2^n}$ המוגדר $(\mathsf{HAD}(x))_i = \langle x, (i)_2\rangle$.

טענה: יהי $n \in \mathbb{N}$ אזי קוד הדמרד הינו קידוד לינארי $[2^n, n, 2^{n-1}]_2$.

הגדרה: יהי $m \in \mathbb{N}_+$ ותהיינה $\alpha, \beta \in \{0,1\}^m$ אזי $\mathsf{Ag}(\alpha, \beta) = |\{i \in [m] \mid \alpha_i = \beta_i\}|$.

משפט: אם קיימת $z : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$ וקיים $\rho \in \left[\frac{1}{2}, 1\right)$ עבורם $\mathbb{P}_{x,y}(z(x) + z(y) = z(x+y)) \ge \rho$ אז קיימת $u \in \{0,1\}^n$ עבורה $\mathsf{Ag}(z, \mathsf{HAD}(u)) \ge \rho \cdot 2^n$.

משפט: $\mathcal{NP} \subseteq \mathsf{PCP}_{[0.9,1]}\left(\mathcal{O}\left(n^2\right), \mathcal{O}(1)\right)$.

משפט ה־PCP: קיים $\gamma < 1$ עבורו $\mathcal{NP} = \mathsf{PCP}_{[\gamma,1]}(\mathcal{O}(\log(n)), 3)$.

טענה: יהי $\varepsilon > 0$ אזי $\mathsf{GAP}_{\left[\frac{7}{8}+\varepsilon,1\right]} \max \mathrm{E3SAT}$ הינה $\mathcal{NP}$-Promise-קשה.

טענה: יהי Σ אלפבית ותהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{PCP}_{[s,c]}(0, 0)_\Sigma = \mathcal{P}$.

טענה: יהי Σ אלפבית אזי $\mathsf{PCP}_{\left[\frac{1}{3},\frac{2}{3}\right]}(\mathrm{poly}(n), 0)_\Sigma = \mathcal{BPP}$.

טענה: יהי Σ אלפבית ותהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{PCP}_{[s,c]}(\log(n), 0)_\Sigma = \mathcal{P}$.

טענה: יהי Σ אלפבית ותהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{PCP}_{[s,c]}(0, \mathrm{poly}(n))_\Sigma = \mathcal{NP}$.

טענה: תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{PCP}_{[s,c]}(0, \mathrm{poly}(n)) = \mathcal{NP}$.

טענה: תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{PCP}_{[s,c]}(\log\log(n), \mathcal{O}(1)) = \mathcal{P}$.

טענה: תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{PCP}_{[s,c]}(\mathcal{O}(\log(n)), 1) = \mathcal{P}$.

טענה: תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{PCP}_{[s,c]}(\mathcal{O}(\log(n)), 1)_{\{1,\ldots,n^c\}} = \mathcal{P}$.

טענה: תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{PCP}_{[s,c]}(\mathcal{O}(\log(n)), 1)_{\{1,\ldots,2^{n^c}\}} = \mathcal{NP}$.

טענה: תהיינה $r, q : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ ותהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{PCP}_{[s,c]}(r(n), q(n)) \subseteq \mathsf{NTime}\left(\mathrm{poly}\left(n, 2^{r(n)} \cdot q(n)\right)\right)$.

מסקנה: תהיינה $s, c : \mathbb{N} \to [0,1]$ אזי $\mathsf{PCP}_{[s,c]}(\mathcal{O}(\log(n)), \mathcal{O}(1)) = \mathcal{NP}$.

מסקנה: תהיינה $s,c:\mathbb{N}\to[0,1]$ אזי $\mathcal{NEXP}=\text{PCP}_{[s,c]}\left(\text{poly}\left(n\right),\text{poly}\left(n\right)\right)$.

טענה: יהי Σ אלפבית ותהיינה $s,t:\mathbb{N}\to[0,1]$ אזי $\text{PCP}_{[s,1]}\left(r\left(n\right),q\left(n\right)\right)_{\Sigma}\subseteq\text{PCP}_{[s^{t},1]}\left(r\left(n\right)\cdot t\left(n\right),q\left(n\right)\cdot t\left(n\right)\right)_{\Sigma}$.

טענה: יהי Σ אלפבית אזי $\text{PSPACE}\subseteq\text{PCP}_{\left[\frac{1}{3},\frac{2}{3}\right]}\left(\text{poly}\left(n\right),\text{poly}\left(n\right)\right)_{\Sigma}$.

הייפר גרף: יהי $q\in\mathbb{N}$ תהא V קבוצה ותהא $E\subseteq\mathcal{P}_{\leq q}\left(V\right)$ אזי $\left(q,V,E\right)$.

הגדרה: יהי Σ אלפבית ויהי $q\in\mathbb{N}_{+}$ אזי $q\text{-GraphConstraint}_{\Sigma}=\left\{ \left(G,f\right)\mid\left(G\text{ הייפר גרף}\right)\wedge\left(\forall e\in E.f\left(e\right):\Sigma^{\left|e\right|}\to\left\{ 0,1\right\} \right)\right\}$.

הגדרה: יהי Σ אלפבית ויהי $q\in\mathbb{N}_{+}$ אזי $\max q\text{-CSP}_{\Sigma}:q\text{-GraphConstraint}_{\Sigma}\to\mathbb{N}$ המוגדרת $\max q\text{-CSP}_{\Sigma}\left(G,f\right)=\max_{\sigma:V\to\Sigma}\mathbb{P}_{e\in E}\left(f_{e}\left(\sigma_{\restriction_{e}}\right)=1\right)$.

הגדרה q-Constraint Statisfiabillity Problem: יהי Σ אלפבית יהי $q\in\mathbb{N}_{+}$ ותהיינה $s,c:\mathbb{N}\to[0,1]$ אזי $q\text{-CSP}_{s,c,\Sigma}=\text{GAP}_{[s,c]}\max q\text{-CSP}_{\Sigma}$.

טענה: יהי Σ אלפבית תהיינה $r,q:\mathbb{N}\to\mathbb{N}$ תהיינה $s,c:\mathbb{N}\to[0,1]$ ותהא $L\in\text{PCP}_{[s,c]}\left(\mathcal{O}\left(\log\left(n\right)\right),q\left(n\right)\right)_{\Sigma}$ אזי $L\leq_{p}q\text{-CSP}_{[s,c],\Sigma}$.

משפט: קיים $\gamma<1$ עבורו $3\text{-CSP}_{[\gamma,1],\{0,1\}}$ הינה $\text{Promise-}\mathcal{NP}$־קשה.

סימון: יהי $\gamma<1$ באשר $3\text{-CSP}_{[\gamma,1],\{0,1\}}$ הינה $\text{Promise-}\mathcal{NP}$־קשה אזי $\gamma_{\text{hard}}=\gamma$.

מסקנה: $\text{GAP}_{[\gamma_{\text{hard}},1]}\max3\text{SAT}$ הינה $\text{Promise-}\mathcal{NP}$־קשה.

מסקנה: $\text{GAP}_{\left[\frac{\gamma_{\text{hard}}}{3},\frac{1}{3}\right]}\text{maxClique}$ הינה $\text{Promise-}\mathcal{NP}$־קשה.

מסקנה: בעיית ה־$\left(\frac{1}{\gamma_{\text{hard}}}\right)$־קירוב של maxClique הינה $\mathcal{NP}$־קשה.

מסקנה: $\text{GAP}_{\left[\frac{\gamma_{\text{hard}}}{3},\frac{1}{3}\right]}\text{maxIS}$ הינה $\text{Promise-}\mathcal{NP}$־קשה.

מסקנה: $\text{GAP}_{\left[\frac{2}{3},1-\frac{\gamma_{\text{hard}}}{3}\right]}\text{minVC}$ הינה $\text{Promise-}\mathcal{NP}$־קשה.

מסקנה: בעיית ה־$\left(\frac{3-\gamma_{\text{hard}}}{2}\right)$־קירוב של minVC הינה $\mathcal{NP}$־קשה.

טענה: $\mathcal{NP}=\text{PCP}_{\left[\frac{1}{2},1\right]}\left(\mathcal{O}\left(\log\left(n\right)\right),\mathcal{O}\left(1\right)\right)$.

טענה: $\mathcal{NP}\subseteq\text{PCP}_{[2^{-n},1]}\left(\mathcal{O}\left(n\log\left(n\right)\right),\mathcal{O}\left(n\right)\right)$.

טענה: $\text{PCP}_{\left[\frac{1}{n},1\right]}\left(\mathcal{O}\left(\log\left(n\right)\right),\mathcal{O}\left(\log\left(n\right)\right)\right)\leq_{p}\text{GAP}_{\left[\frac{1}{n},1\right]}\text{maxClique}$.

טענה: $\mathcal{NP}=\text{PCP}_{\left[\frac{1}{n},1\right]}\left(\mathcal{O}\left(\log\left(n\right)\right),\mathcal{O}\left(\log\left(n\right)\right)\right)$.

מסקנה: קיים $\alpha>0$ עבורו בעיית ה־n^{α}־קירוב של maxClique הינה $\mathcal{NP}$־קשה.

מסקנה: יהי $\varepsilon>0$ אזי $\text{GAP}_{[n^{\varepsilon},n^{1-\varepsilon}]}\text{maxClique}$ הינה $\text{Promise-}\mathcal{NP}$־קשה.