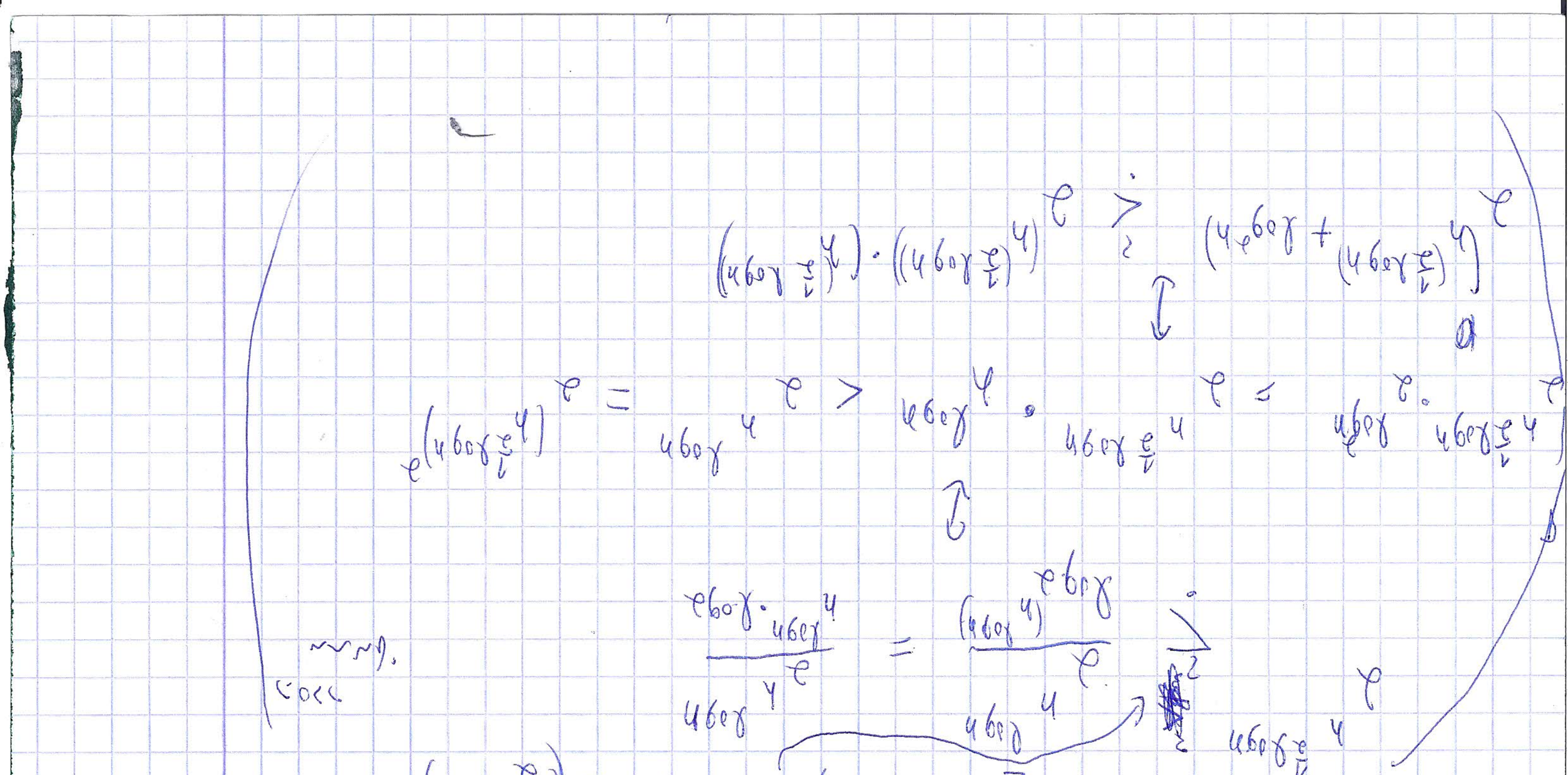

$L \in DTIME(t(n))$ אם"ם קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n)) \Leftarrow$ קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n)) \Rightarrow$ קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n))$ אם"ם קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n)) \Leftarrow$ קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n)) \Rightarrow$ קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n))$ אם"ם קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n)) \Leftarrow$ קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n)) \Rightarrow$ קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n))$ אם"ם קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n)) \Leftarrow$ קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n)) \Rightarrow$ קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n))$ אם"ם קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n)) \Leftarrow$ קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$L \in DTIME(t(n)) \Rightarrow$ קיים מ"ט M ופולינום p כך ש-M מכריעה את L בזמן $p(t(n))$.

$T = L \times \{1\}$

הוכחה: נתאר מ"ט M' המכריעה את T כך ש...

$\langle x, y \rangle \in T \Rightarrow \exists y \in \Sigma^* \cdot (x,y) \in T$

$M(x) = 1 \Rightarrow \langle x, y \rangle \in T$

$x \in \Sigma^*$ נתון כי M מקבלת את $\langle x, y \rangle$ עבור $y \in \Sigma^*$ כלשהו.

M' = "על הקלט x:

1. הרץ את M על $\langle x, y \rangle$ עבור כל $y \in \Sigma^*$ - האורך של y הוא $2^{|x|^k}$.
2. אם M קיבלה $\langle x, y \rangle$ עבור y כלשהו, קבל.
3. אחרת, דחה."

$L = \{ \langle \phi_1, \phi_2 \rangle \mid \phi_1, \phi_2 \in 3SAT, \phi_2 \notin 3SAT \}$

L שייכת ל-coNP אך לא ידוע אם היא שייכת ל-NP.

משפט: אם קיימת שפה B ב-NP שהיא NP-שלמה אזי coNP = NP.

הוכחה: יהי $A \in coNP$ כלשהי. נראה ש-$A \in NP$.

מאחר ש-B שייכת ל-coNP, קיים $A \leq_p B$ באמצעות פונקציית רדוקציה f.

NP-שלמות

משפט: אם B שייכת ל-NP ו-NP-קשה אזי B NP-שלמה.

הוכחה: יהי $A \in NP$ כלשהי. מאחר ש-B NP-קשה, $A \leq_p B$ באמצעות פונקציית רדוקציה f.

$$\left(1-\frac{1}{|V|}\right)^{k\cdot\log|V|} < \frac{1}{|V|} \quad ?\text{מתי}$$

$$\left(\frac{1}{e}\right)^{\log|V|} \approx \frac{1}{|V|} \qquad \left(1-\frac{1}{k}\right)^{k} \approx \frac{1}{e} \quad \text{כי}$$

T^*: נסמן ב־T^* את העץ הפורש שנבנה ע"י האלגוריתם של פרים. עץ זה נקרא גם עץ פורש מינימלי.

T^* הוא עץ פורש כלשהו. t הוא המספר הקטן ביותר כך ש־V_t מכיל את כל הקודקודים של V.

V_t נקרא **רכיב קשירות** של V אם $|V_t|$ הוא מספר הקודקודים המקסימלי ב־V שמושרה ע"י קבוצת קודקודים V_t.

$$t \leq \max\left\{ \text{רכיבי קשירות של } V \right\}$$

$V_0 = U$

$V_1, V_2, \ldots, V_k$ רכיבי קשירות של $T-e$

U הוא רכיב קשירות של $T-e$ שמכיל את v.

$V_t = U(V_{t-1} \cup S_t) \cdot V$ הוא רכיב קשירות שנוצר כאשר מוסיפים ל־V_{t-1} את קודקודי S_t.

$\log|V|$ שלבים ראשונים $|V_t| < 1$ $\quad t > k\cdot\log|V|$ שלב

$E=\emptyset$ אז
$\emptyset$ יוצרת
$(v_1) \in E$ אחרת יוצרת זוג:
$c = 1 + (G_{-v_j/c-1}) \neq 1$ אז
$c = 1 + (G_{-v_j/c-1}) \neq 1$ אחרת $\{v_j\}$ אז
אם v_j יוצרת v_j עם c אחרת v_j מוגדרת
אז, v_j יוצרת $c-1$ את v_j אחרת מוגדרת
v_j את v_j יוצרת p

$O(n^{c+1}) \cdot$ מספר הקבוצות ב V ב c אפשריות אחת
(מספר קבוצות בגודל c)

$O(A(n) \cdot poly(n))$ > מספר ה קבוצות האחרון

$E[\sum_c \sum_{x_i \in c} x_i] = \sum_c \sum_{x_i \in c} E[x_i] = \sum_c p = \frac{n}{8} |\phi|$

(Subset Sum) בעיית תת קבוצה (NP) בעיית

כלומר יש אחד אחרי ב $\frac{1}{n}$ מהזמן

כלומר $\frac{1}{n}$ מהזמן יוצרת $\frac{1}{n}$ כלומר כל

ϕ

אלגוריתם

ϕ יוצרת ϕ אחרי ϕ יוצרת ϕ אחרי ϕ יוצרת ϕ אחרי $