

שיעור 9

המחלקה P והמחלקה NP

9.1 המחלקה P

- המחלקה P היא אוסף כל הבעיות שקיים עבורן אלגוריתם המכריע אותן בזמן פולינומיאלי.
- אלגוריתם מכריע \equiv מ"ט דטרמיניסטי ,
בעיית הכרעה \equiv שפה ,
- אלגוריתם A מכריע בעייה בזמן פולינומיאלי אם קיים קבוע $c > 0$ כך שזמן הריצה של A על כל קלט w חסום ע"י $O(|w|^c)$.

9.2 דוגמאות לבעיות ב-P

$$PATH = \{ \langle G, s, t \rangle \mid t \text{ -} s \text{ מסלול מ-} s \text{ ל-} t \} \in P \quad (1)$$

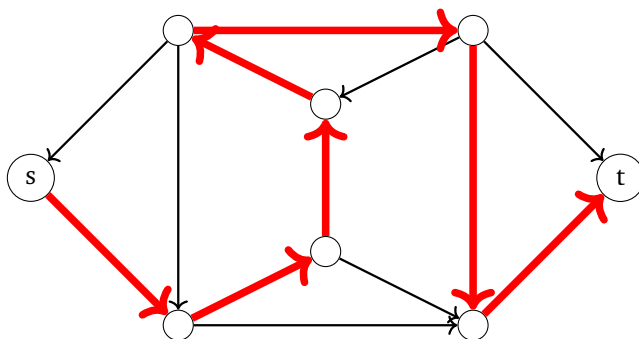
$$RELPRIME = \{ \langle x, y \rangle \mid x \text{ ו-} y \text{ זרים} \} \in P \quad (2)$$

9.3 בעיית המסלול ההמילטוני HAMPATH

הגדרה 9.1 HAMPATH

בהינתן גרף מכוון $G = (V, E)$ ושני קודקודים $s, t \in V$. מסלול ההמילטוני מ- s ל- t ב- G הוא מסלול מ- s ל- t שעובר דרך כל קודקוד בגרף בדיוק פעם אחת.

לדוגמה:



הגדרה 9.2 בעיית HAMPATH

קלט: גרף מכוון $G = (V, E)$ ושני קודקודים $s, t \in V$.

פלט: האם G מכיל מסלול המילטוני מ- s ל- t ?

$$HAMPATH = \{ \langle G, s, t \rangle \mid \text{?} t \text{ ל-} s \}$$

נשאל שאלה: האם $HAMPATH \in P$?

לא ידוע האם קיים אלגוריתם המכריע את $HAMPATH$ בזמן פולינומיאלי (שאלה פתוחה).

- בהינתן קלט $\langle G, s, t \rangle$, האם $\langle G, s, t \rangle \in HAMPATH$?
- נענה על שאלה אחרת:

בהינתן קלט $\langle G, s, t \rangle$, ומחרוזת y , האם $\langle G, s, t \rangle \in HAMPATH$?

- יתן לבדוק האם y היא מסלול המילטוני מ- s ל- t ב- G בזמן פולינומיאלי ולענות בהתאם.
- במקרה זה, אומרים כי $HAMPATH$ ניתנת לאימות בזמן פולינומיאלי.

9.4 אלגוריתם אימות

הגדרה 9.3 אלגוריתם אימות

אלגוריתם אימות עבור בעיית A הוא אלגוריתם V כך שלכל קלט $w \in \Sigma^*$ מתקיים:

$w \in A$ אם ורק אם קיימת מחרוזת (עדות) y באורך פולינומיאלי ב- $|w|$ כך ש- V מקבל את הזוג (w, y) כלומר:

• אם $w \in A$ $\Leftrightarrow \exists y : V(w, y) = T$.

• אם $w \notin A$ $\Leftrightarrow \forall y : V(w, y) = F$.

9.1 הערה

- זמן ריצה של אלגוריתם אימות נמדד ביחס לגודל הקלט $|w|$.
- אלגוריתם אימות פולינומיאלי אם הוא רץ בזמן פולינומיאלי.

9.5 המחלקה NP

הגדרה 9.4 המחלקה NP

המחלקה NP היא אוסף כל הבעיות שקיים עבורן אלגוריתם אימות פולינומיאלי.

משפט 9.1 $HAMPATH \in NP$

בעיית המסלול ההמילטוני $HAMPATH$:

קלט: גרף מכון $G = (V, E)$ ושני קודקודים $s, t \in V$.

פלט: האם G מכיל מסלול המילטוני מ- s ל- t ?

$$HAMPATH = \{ \langle G, s, t \rangle \mid \text{ } G \text{ מכיל מסלול המילטוני מ-} s \text{ ל-} t \}$$

הוכיחו כי $HAMPATH \in NP$.

הוכחה: נבנה אלגוריתם אימות עבור $HAMPATH$.

$V = \text{על קלט } \langle \langle G, s, t \rangle, y \rangle$:

(1) בודק האם y היא סדרה של

$$u_1, u_2, \dots, u_n$$

השונים זה מזה.

• אם לא \Leftarrow דוחה.

(2) בודק האם $u_1 = s$ ו- $u_n = t$.

• אם לא \Leftarrow דוחה.

(3) בודק שכל הצלעות (u_i, u_{i+1}) (לכל $1 \leq i \leq n$) קיימות ב- G .

• אם כן \Leftarrow מקבל.

• אם לא \Leftarrow דוחה.

נכונות

• זמן הריצה של האלגוריתם הוא פולינומיאלי בגודל הקלט.

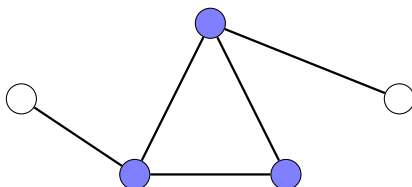
• אם $\langle G, s, t \rangle \in HAMPATH \Leftarrow G$ מכיל מסלול המילטוני מ- s ל- $t \Leftarrow$ עבור y שהוא קידוד של מסלול זה, V יקבל את הזוג $\langle \langle G, s, t \rangle, y \rangle$.

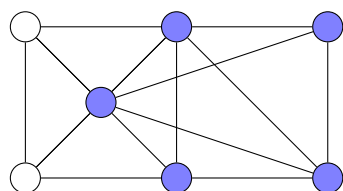
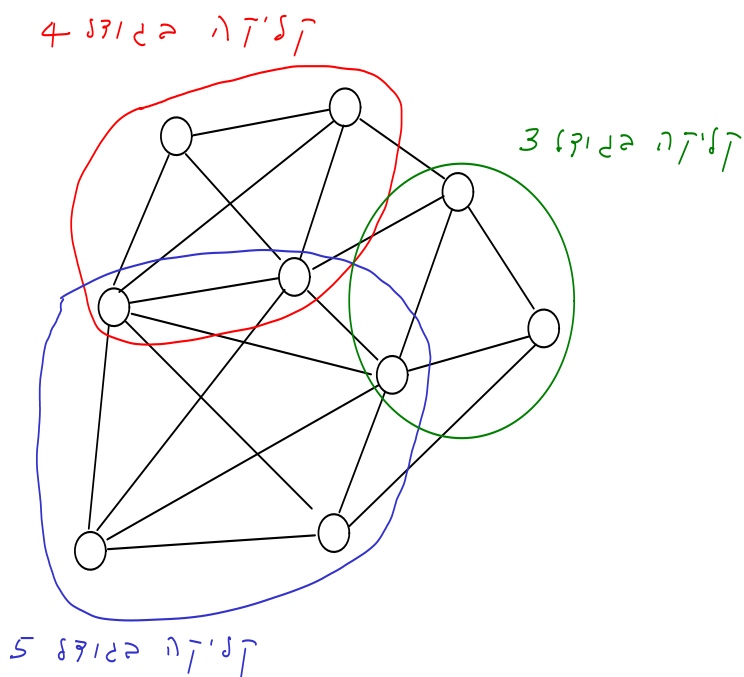
• אם $\langle G, s, t \rangle \notin HAMPATH \Leftarrow G$ לא מכיל מסלול המילטוני מ- s ל- $t \Leftarrow$ לכל y , האלגוריתם ידחה את הזוג $\langle \langle G, s, t \rangle, y \rangle$.

הגדרה 9.5 קליקה

בהינתן גרף לא מכוון $G = (V, E)$, קליקה ב- G היא תת-קבוצה של קודקודים $C \subseteq V$ כך שלכל שני קודקודים $u, v \in C$ מתקיים $(u, v) \in E$.

קליקה בגודל $k = 3$:



קליקה בגודל $k = 5$:**הגדרה 9.6 בעיית הקליקה**קלט: גרף לא מכוון $G = (V, E)$ ומספר k .פלט: האם G קליקה בגודל k ?

$$CLIQUE = \{ \langle G, k \rangle \mid k \text{ המכיל קליקה בגודל } k \}$$

משפט 9.2 $CLIQUE \in NP$

$$CLIQUE \in NP.$$

הוכחה: נבנה אלגוריתם אימות V עבור $CLIQUE$. $V =$ על קלט $(\langle G, k \rangle, y)$:**(1)** בודק האם y היא קבוצה של k קודקודים שונים מ- G .• אם לא \Leftarrow דוחה.**(2)** בודק האם כל שני קודקודים מ- y מחוברים בצלע ב- G .• אם כן \Leftarrow מקבל.

- אם לא \Leftarrow דוחה.

הגדרה 9.7 בעיית $SubSetSum$

קלט: קבוצת מספרים $S = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$ ומספר t .

פלט: האם קיימת תת-קבוצה של S שסכום איבריה שווה t ?

$$SubSetSum = \left\{ \langle S, t \rangle \mid \sum_{x \in Y} x = t \text{ ש-} Y \subseteq S \text{ קיימת} \right\}$$

משפט 9.3 $SubSetSum \in NP$

$$SubSetSum \in NP.$$

הוכחה: נבנה אלגוריתם אימות V עבור $SubSetSum$.

$V =$ על קלט $(\langle S, t \rangle, y)$:

(1) בודק האם y היא תת-קבוצה של S .

- אם לא \Leftarrow דוחה.

(2) בודק האם סכום המספרים ב- y שווה t .

- אם לא \Leftarrow דוחה.

- אחרת \Leftarrow מקבל.

9.6 הקשר בין NP למ"ט א"ד

NP=Non-deterministic polynomial-time.

משפט 9.4

לכל בעייה A :

$A \in NP$ אם ורק אם קיימת מ"ט א"ד המכריעה את A בזמן פולינומיאלי.

דוגמה 9.1

נבנה מ"ט א"ד M המכריעה את $CLIQUE$ בזמן פולינומיאלי.

$M =$ על קלט $\langle G, k \rangle$:

- בוחרת באופן א"ד קבוצה y של k קודקודים מ- G .

- בודקת האם כל שני קודקודים מ- y מחוברים בצלע ב- G .

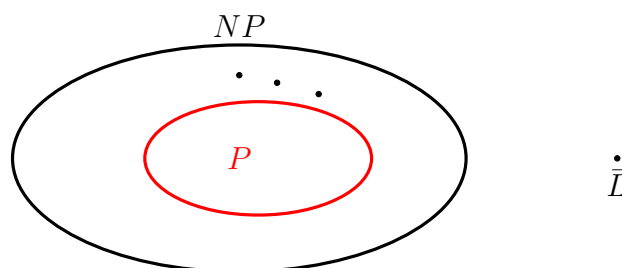
* אם כן \Leftarrow מקבלת.* אחרת \Leftarrow דוחה.אלגוריתם אימות \equiv מ"ט א"ד.

9.7 הקשר בין המחלקה P ו-NP

 $P =$ כל הבעיות שניתן להכריע בזמן פולינומיאלי. $NP =$ כל הבעיות שניתן לאמת בזמן פולינומיאלי.

משפט 9.5

$$P \subseteq NP.$$

שאלה פתוחה: האם $P = NP$?

משפט 9.6

 P סגורה תחת משלים.הוכחה: אם $A \in P$ אזי גם $\bar{A} \in P$.

הגדרה 9.8 $CoNP$

$$CoNP = \{A \mid \bar{A} \in NP.\}$$

לדוגמה:

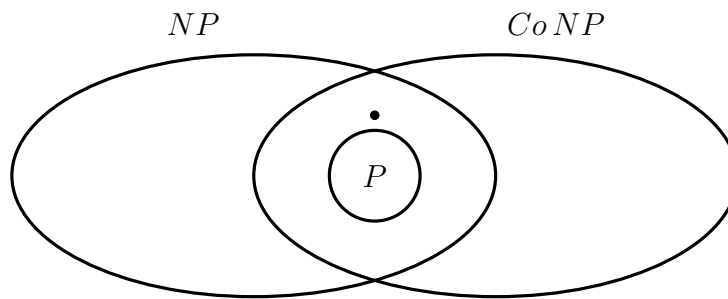
$$\overline{HAMPATH} \in CoNP.$$

$$\overline{CLIQUE} \in CoNP.$$

שאלה פתוחה: האם $NP = CoNP$?

משפט 9.7

$$P \subseteq NP \cap CoNP.$$



שאלה פתוחה: האם $P = NP \cap CoNP$?

נדון בשאלה המרכזית: האם $P = NP$?

הגדרה 9.9 פונקציה פולינומיאלית

בהינתן פונקציה $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$, אומרים כי f חשיבה בזמן פולינומיאלי אם קיים אלגוריתם (מ"ט דטרמיניסטי) המחשב את f בזמן פולינומיאלי.

הגדרה 9.10 רדוקציה פולינומיאלית

בהינתן שתי הבעיות A ו- B . אומרים כי A ניתנת לרדוקציה פולינומיאלית ל- B , ומסמנים $A \leq_P B$, אם קיימת פונקציה $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$ המקיימת:

(1) חשיבה בזמן פולינומיאלי

(2) לכל $w \in \Sigma^*$:

$$w \in A \iff f(w) \in B.$$

משפט 9.8 משפט הרדוקציה

לכל שתי בעיות A ו- B , אם $A \leq_P B$ אזי

(1) אם $B \in P$ אזי $A \in P$.

(2) אם $B \in NP$ אזי $A \in NP$.

מסקנה מ- (1) ו- (2):

(3) אם $A \notin P$ אזי $B \notin P$.

(4) אם $A \notin NP$ אזי $B \notin NP$.

הוכחה: מכיוון שקיימת רדוקציה $A \leq_P B$, קיימת פונקציה f חשיבה בזמן פולינומיאלי המקיימת, לכל $w \in \Sigma^*$,

$$w \in A \iff f(w) \in B.$$

יהי M_f האלגוריתם שמחשבת את f בזמן פולינומיאלי.

(1) נוכיח כי אם $B \in P$ אזי $A \in P$.

יהי M_B האלגוריתם שמכריע את B בזמן פולינומיאלי. נבנה אלגוריתם M_A המכריע את A בזמן פולינומיאלי.

התאור של M_A

$$M_A = \text{על כל קלט } w:$$

1. מחשב את $f(w)$ ע"י M_f .

2. מריץ את M_B על $f(w)$ ועונה כמוה.

נוכיח כי M_A מכריע את A בזמן פולינומיאלי:

• אם $w \in A \iff f(w) \in B \iff M_B \text{ מקבל את } f(w) \iff M_A \text{ מקבל את } w$.

• אם $w \notin A \iff f(w) \notin B \iff M_B \text{ דוחה את } f(w) \iff M_A \text{ דוחה את } w$.

נוכיח כי זמן הריצה של M_A הוא פולינומיאלי בגודל הקלט $|w|$ בזמן פולינומיאלי:

• נסמן ב- P_f את הפולינום של M_f .

• נסמן ב- P_B את הפולינום של M_B .

זמן הריצה של M_A על קלט w שווה

$$P_f(|w|) + P_B(|f(w)|)$$

מכיוו ש- $|f(w)| \leq P_f(|w|)$, זמו הריצה של M_A על w חסום ע"י

$$P_f(|w|) + P_B(P_f(|w|)) = P_f(|w|) + (P_B \circ P_f)(|w|)$$

כאשר $P_B \circ P_f$ מסמן את ההרכבה של שני פולינומים. לכן M_A רץ בזמן פולינומיאלי בגודל $|w|$.

