שיעור 11
רדוקציות פולינומיאליות

11.1 $CLIQUE$ היא NP- שלמה

משפט 11.1 $CLIQUE \in NPC$

הבעיית $CLIQUE$ היא (ראו הגדרה 9.5):

$$CLIQUE = \left\{ \langle G,k\rangle \;\middle|\; G \text{ מכיל קליקה בגודל } k \right\} .$$

$CLIQUE$ היא NP- שלמה

הוכחה:

1) הוכחנו כי $CLIQUE \in NP$ במשפט 9.2.

2) נוכיח כי $CLIQUE$ היא NP קשה ע"י רדוקציה $3SAT \leqslant_P CLIQUE$.

<u>פונקצית הרדוקציה</u>

בהינתן נוסחת $3CNF$ ϕ מעל n משתנים $x_1,x_2,\ldots,x_n$ המכיל m פסוקיות, ניצור זוג $\langle G,k\rangle$ ונוכיח כי

$$\langle\phi\rangle \in 3SAT \quad \Leftrightarrow \quad \langle G,k\rangle \in CLIQUE \ .$$

נבנה את הגרף G באופן הבא:

<u>הקדקודים של G:</u>

לכל פסוקית C_i ב- ϕ המכילה 3 ליטרלים ניצור שלשה t_i המכילה 3 קודקודים המתאימים ללחטרלים של C_i:

$$x_1 \vee \bar{x}_3 \vee x_4 \quad \longrightarrow \quad x_1 \qquad \bar{x}_3 \qquad x_4$$

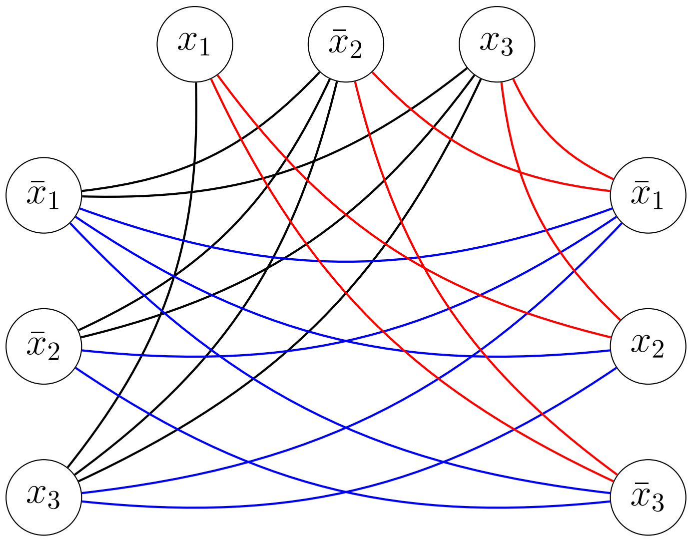
<u>הצלעות של G:</u>

נבחר בין כל שני קודקודים פרט לזוגות הבאים:

- זוג קודקודים המתאימים למשתנה ומשלים שלו.
- זוג קודקודים שנמצאים באותה שלושה.

לדוגמה:

$$\phi = \underset{C_1}{\left(\overset{T}{x_1} \vee \overset{T}{\bar{x}_2} \vee x_3\right)} \wedge \underset{C_2}{\left(\bar{x}_1 \vee \overset{T}{\bar{x}_2} \vee x_3\right)} \wedge \underset{C_3}{\left(\bar{x}_1 \vee x_2 \vee \overset{T}{\bar{x}_3}\right)}$$



נקבע $k = m$.

<u>נכונות הרדוקציה</u>

1) ניתן לבנות את G בזמן פולינומיאלי בגודל ϕ.

2) נוכיח כי

$$\langle \phi \rangle \in 3SAT \quad \Leftrightarrow \quad \langle G, k \rangle \in CLIQUE \ .$$

<u>כיוון $\Leftarrow$</u>

- נניח כי ϕ ספיקה ונסתכל על השמה המספקת את ϕ.
- בכל פסוקית C_i ב- ϕ יש לפחות ליטרל אחד שקיבל ערך T.
- נבחר מכל שלשה t_i בקודקוד אחד המתאים לליטרל שקיבל ערך T ב- C_i ונוסיף אותו לקליקה.
- מספר הקודקודים שבחרנו שווה k וכל שניים מהם מחוברים בצלע כי לא בחרנו שני קודקודים מאותה שלשה ולא בחרנו שני קודקודים המתאימים למשתנה ומשלים שלו.
- ולכן G מכיל קליקה בגודל k.

<u>כיוון $\Rightarrow$</u>

- נניח כי G מכיל קליקה בגודל k ונסתכל על קליקה כזו.
- לפי הבנייה הקליקה מכילה בדיוק קודקוד אחד מכל שלשה t_i. ניתן השמה למשתנים של ϕ כך שהליטרל שמתאים לקודקוד שנמצא בקליקה יקבל ערך T.
- השמה זו אפשרית מכיוון שהקליקה לא מכילה שני קודקודים המתאימים למשתנה ומשלים שלו.

- בנוסף השמ זו מספקת את ϕ מכיוון שהקליקה מכילה קודקוד מכל שלשה t_i ולכן הליטרל המתאים לקודקוד בשלשה t_i קיבל ערך T ולכן הוא מספק את הפסוקית C_i.
- לכן ϕ ספיקה.

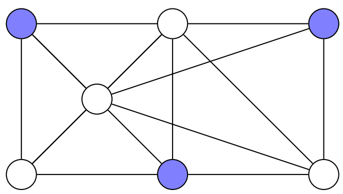
■

11.2 בעיית הקבוצה הבלתי תלויה

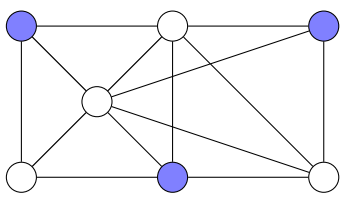
הגדרה 11.1 קבוצה בלתי תלויה

בהינתן גרף לא מכוון $G=(V,E)$, קבוצה בלתי תלויה ב- G היא תת-קבוצה של קודקודים $S\subseteq V$ כך שלכל שני קודקודים $u,\mathrm{v}\in S$ מתקיים $(u,\mathrm{v})\notin E$.

קבוצה בלתי תלויה בגודל $k=3$:



קבוצה בלתי תלויה בגודל $k=3$:



הגדרה 11.2 בעיית IS

<u>קלט</u>: גרף לא מכוון $G=(V,E)$ ומספר k.
<u>פלט</u>: האם קיימת קבוצה בלתי תלויה ב- G בגודל k?

$$IS=\{\langle G,k\rangle \mid \text{גרף לא מכוון המכיל קבוצה בלתי תלויה בגודל } k \ \ G\}$$

משפט 11.2 $IS\in NPC$

הבעייה IS היא NP - שלמה.

הוכחה:

<u>**(1) נוכיח כי** $IS\in NP$</u>

נבנה אלגוריתם אימות V עבור IS.
$V=$ על קלט $(\langle G,k\rangle ,y)$:

- בודק האם y היא קבוצה של k קודקודים מ- G השונים זה מזה.
  - אם לא $\Rightarrow$ דוחה.
- בודק האם כל שני קודקודים מ- y לא מחוברים בצלע ב- G.
  - אם כן $\Rightarrow$ מקבל.

○ אם לא $\Rightarrow$ דוחה.

(2) נוכיח כי $CLIQUE \leqslant_P IS$

פונקצית הרדוקציה:

בהינתן זוג $\langle G,k\rangle$ הקלט של $CLIQUE$, ניצור זוג $\langle G',k'\rangle$, הקלט של IS, ונוכיח כי:

$$\langle G,k\rangle \in CLIQUE \quad \Leftrightarrow \quad \langle G',k'\rangle \in IS \ .$$

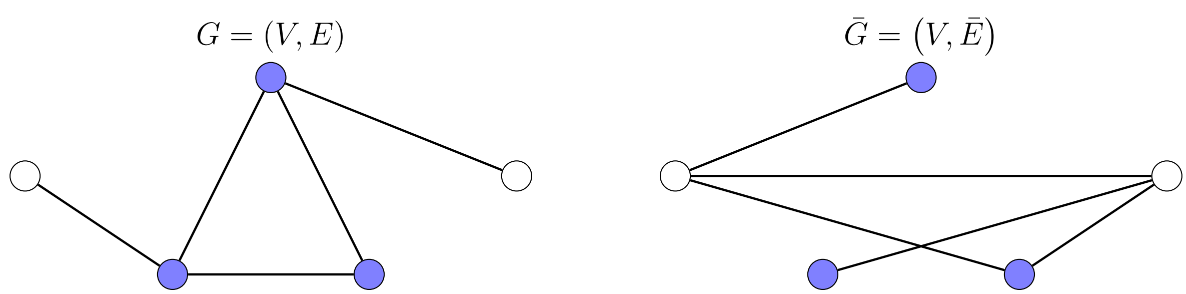
הפונקציית הרדוקציה מוגדרת כך שהתנאים הבאים מתקיימים:

1) נניח שהגרף הוא $G=(V,E)$.
אז הגרף G' הוא הגרף המשלים של $G=(V,E)$.
ז"א $G'=\bar{G}=\left(V,\bar{E}\right)$ כאשר

$$\bar{E}=\left\{(u_1,u_2) \;\middle|\; (u_1,u_2)\notin E\right\} \ .$$

2) $k'=k$.

לדוגמה, בהינתן הגרף $G=(V,E)$ שמכיל קליקה בגודל $k=3$, הפונקציית הרדוקציה R מחזירה את הגרף $\bar{G}=(V,\bar{E})$ ואת המספר $k'=k=3$, כמתואר בתרשים למטה:



נכונות הרדוקציה

1) ניתן לבנות G' בזמן פולינומיאלי בגודל G.

2) נוכיח כי $\langle G,k\rangle \in CLIQUE \quad \Leftrightarrow \quad \langle G',k'\rangle \in IS$.

כיוון $\Leftarrow$

בהינתן גרף $G=(V,E)$ ושלם k.
נניח כי $\langle G,k\rangle \in CLIQUE$.

$\Leftarrow$ G מכיל קליקה S בגודל k.

$\Leftarrow$ כל שני קדקודים ב- S מחוברים בצלע של G.

$\Leftarrow$ כל שני קדקודים ב- S לא מחוברים בצלע של המשלים של הגרף $\bar{G}$, דהיינו G'.

$\Leftarrow$ אותה הקבוצה S היא קבוצה בלתי תלוייה ב- G' בגודל $k' = k$.

$\Leftarrow$ G' מכיל קבוצה בלתי תלויה בגודל k'.

$\Leftarrow$ $\langle G', k\rangle \in IS$.

<u>כיוון $\Rightarrow$</u>

בהינתן גרף G' ושלם k'.

נניח כי $\langle G', k'\rangle \in CLIQUE$.

$\Leftarrow$ G' מכיל קבוצה בלתי תלוייה S בגודל k'.

$\Leftarrow$ כל שני קדקודים ב- S מחוברים בצלע של G'.

$\Leftarrow$ אותה הקבוצה S היא קליקה ב- G בגודל $k = k'$.

$\Leftarrow$ G מכיל קליקה בגודל k.

$\Leftarrow$ $\langle G, k\rangle \in CLIQUE$.

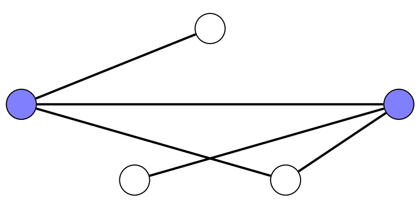
■

11.3 בעיית הכיסוי בקודקודים

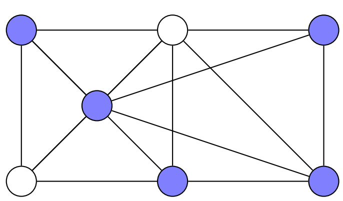
הגדרה 11.3 כיסוי בקודקודים

בהינתן גרף לא מכוון $G = (V, E)$, כיסוי בקודקודים ב- G הוא תת-קבוצה של קודקודים $C \subseteq V$ כך שלכל צלע $u, v \in S$ מתקיים $u \in C$ או $v \in C$.

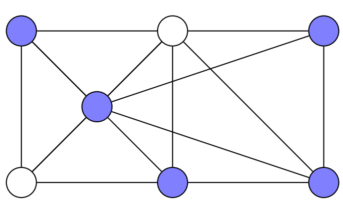
כיסוי בקדקודים בגודל $k = 2$:



כיסוי בקדקודים בגודל $k = 5$:



כיסוי בקדקודים בגודל $k = 5$:



11.4 הבעייה VC

הגדרה 11.4 בעיית VC

קלט: גרף לא מכוון $G=(V,E)$ ומספר k.
פלט: האם קיים כיסוי בקודקודים ב- G בגודל k?

$$VC=\left\{\langle G,k\rangle \;\middle|\; \text{גרף לא מכוון המכיל כיסוי בקודקודים בגודל } k \;\; G \right\}$$

משפט 11.3 $VC\in NPC$

הבעייה VC היא NP - שלמה.

הוכחה:

נוכיח כי $VC\in NP$

נבנה אלגוריתם אימות V עבור VC.
$V=$ על קלט $(\langle G,k\rangle ,y)$:

- בודק האם כל צלע ב- G מכילה לפחות קצה אחד ב- y.
  - אם כן $\Rightarrow$ מקבל.
  - אם לא $\Rightarrow$ דוחה.

נוכיח כי VC היא NP- קשה ע"י רדוקציה $IS\leqslant_P VC$

פונקצית הרדוקציה:

בהינתן זוג $\langle G,k\rangle$ הקלט של IS, ניצור זוג $\langle G',k'\rangle$ הקלט של VC ונוכיח כי

$$\langle G,k\rangle\in IS \quad\Leftrightarrow\quad \langle G',k'\rangle\in VC\ .$$

הפונקציית הרדוקציה מוגדרת כך שהתנאים הבאים מתקיימים:

1) נניח שהגרף הוא $G=(V,E)$.
אז הגרף G' הוא אותו גרף $G=(V,E)$.

2) $k'=|V|-k$.

נכונות הרדוקציה

1) ניתן לבנות G' בזמן פולינומיאלי בגודל G.

2) נוכיח כי . $\langle G',k'\rangle\in VC \quad\Leftrightarrow\quad \langle G,k\rangle\in IS$

כיוון $\Leftarrow$

בהינתן גרף $G=(V,E)$ ושלם k.
נניח כי $\langle G,k\rangle\in IS$.

$\Leftarrow$ G מכיל קבוצה בלתי תלוייה S בגודל k.

$\Leftarrow$ כל שני קדקודים ב- S לא מחוברים בצלע ב- G.

$\Leftarrow$ $V\backslash S$ היא כיסוי קדקודים ב- G בגודל $k' = |V| - k$.

$\Leftarrow$ הגרף $G' = G$ מכיל כיסוי קדקודים בגודל k'.

$\Leftarrow$ $\langle G', k' \rangle \in VC$.

כיוון $\Rightarrow$

בהינתן גרף G' ושלם k'.
נניח כי $\langle G', k' \rangle \in VC$.

$\Leftarrow$ G' מכיל כיסוי קדקודים C בגודל k'.

$\Leftarrow$ כל שני קדקודים ב- $V\backslash C$ לא מחוברים בצלע ב- G'.

$\Leftarrow$ $V\backslash C$ החא קבוצת בלתי תלוייה ב- G' בגודל $k = |V| - k'$.

$\Leftarrow$ הגרף $G = G'$ מכיל קבוצה בלתי תלוייה בגודל k.

■

11.5 $PARTITION$

הגדרה 11.5 בעיית $PARTITION$

קלט: קבוצת מספרים שלמים $S = \{x_1, x_2, \ldots, x_n\}$.
פלט: האם קיימת תת-קבוצה $Y \subseteq S$ כך ש- $\sum\limits_{y \in S\backslash Y} y = \sum\limits_{y \in Y} y$?

$$PARTITION = \left\{ S \;\middle|\; \text{קבוצת שלמים, וקיימת תת-קבוצה } S \text{ } Y \subseteq S \text{ כך ש- } \sum_{y \in S\backslash Y} y = \sum_{y \in Y} y \right\}$$

11.6 רדוקציות פולינומיאליות

משפט 11.4 רדוקציות פולינומיאליות

$$\begin{aligned}
SAT &\leqslant_P 3SAT \\
3SAT &\leqslant_P CLIQUE \\
CLIQUE &\leqslant_P IS \\
IS &\leqslant_P VC \\
SubSetSum &\leqslant_P PARTITION \\
HAMPATH &\leqslant_P HAMCYCLE
\end{aligned}$$

11.7 שפות NP שלמות

משפט 11.5 שפות NP- שלמות

SAT	NP- שלמה.	(משפט קוק לוין)
$3SAT$	NP- שלמה.	
$HAMPATH$	NP- שלמה.	
$CLIQUE$	NP- שלמה.	
IS	NP- שלמה.	
VC	NP- שלמה.	