2 0 7 5 4 2 9 0 3
מספר התלמיד הנבחן
רשום את כל תשע הספרות

ש N101417527
ת.ז: 207542903 מספר סידורי: 6

האוניברסיטה הפתוחה

ז' בתמוז תשע"ט

10 ביולי 2019

מס' שאלון - 456

סמסטר 2019ב

מס' מועד 86

4 / 20417

שאלון בחינת גמר

20417 - אלגוריתמים

משך בחינה: 3 שעות

בשאלון זה 7 עמודים

מבנה הבחינה:

בבחינה חמש שאלות.

מתוכן יש לענות על ארבע שאלות.

25 נקודות לכל שאלה.

לכל בעיה יש להציג את האלגוריתם היעיל ביותר. עבור כל אלגוריתם, יש להציג הוכחת נכונות וניתוח של זמן הריצה. אם ניתן לפתור בעיה ביעילות באמצעות הפעלה/תיקון של אלגוריתם מוכר, יש להציג פתרון שכזה (במקום להציג אלגוריתם חדש לחלוטין).

על שאלות שמסומנות בכוכב - יש לענות בטופס השאלון במקום המוקצה (ולא במחברת הבחינה) ולקצר בהוכחת הנכונות והיעילות.

לשאלון זה מצורפים דפי עזר.

חומר עזר:
כל חומר עזר אסור בשימוש.

בהצלחה !!!

החזירו
למשגיח את השאלון
וכל עזר אחר שקיבלתם בתוך מחברת התשובות

456 שאלון 86.16.7 M4

מבחן אלגוריתמים 2019ב – תאריך 10/7

הנחיות: ענו על 4 מתוך 5 שאלות. לכל שאלה 25 נקודות. לכל בעיה יש להציג את האלגוריתם היעיל ביותר. עבור כל אלגוריתם, יש להציג הוכחת נכונות וניתוח של זמן הריצה.

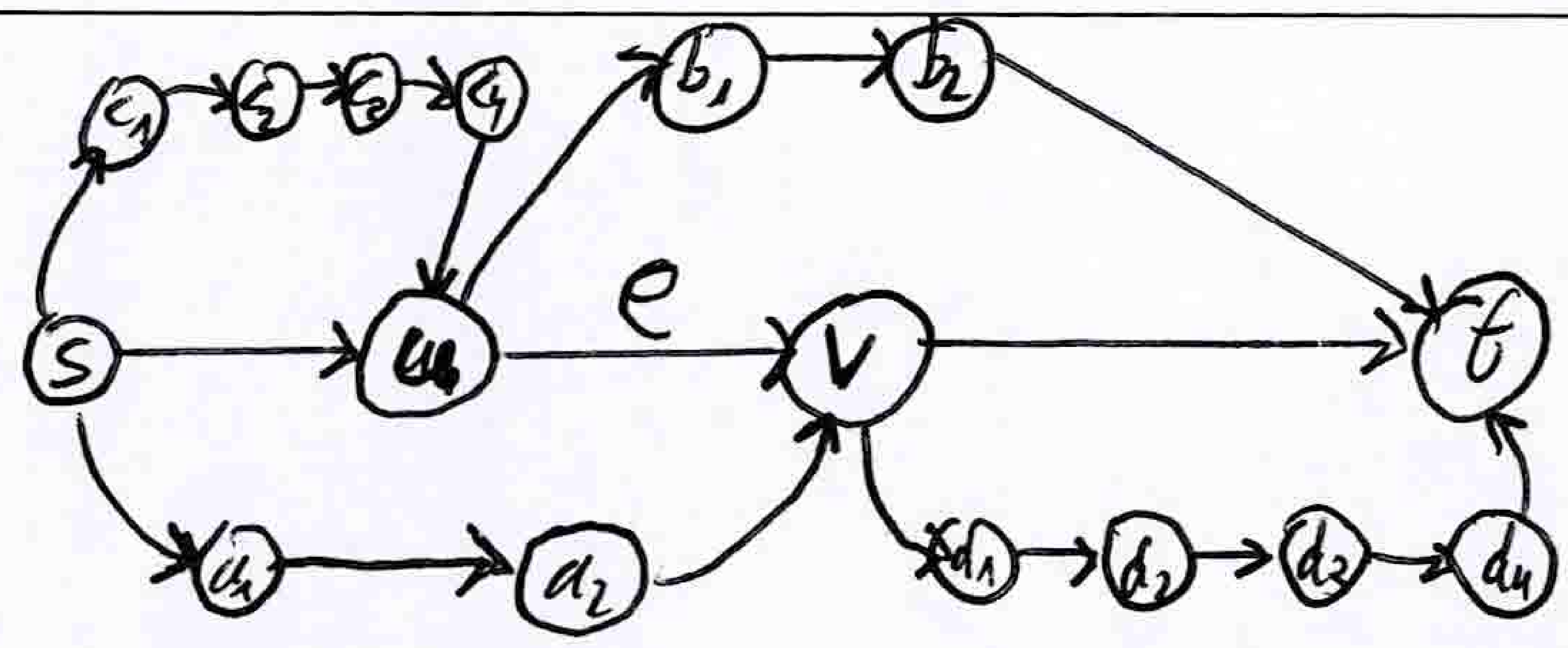
על שאלות שמסומנות בכוכב – יש לענות בטופס השאלון במקום המוקצה (ולא במחברת הבחינה), ולקצר בהוכחת הנכונות והיעילות. אם ניתן לפתור בעיה ביעילות באמצעות הפעלה/תיקון של אלגוריתם מוכר, יש להציג פתרון שכזה (במקום להציג אלגוריתם חדש לחלוטין).

חומר עזר: אסור. דף נוסחאות מצ״ב. בהצלחה!

****שאלה 1** – <u>זרימה (צלעות שמוסרות פעמיים מהרשת השיורית)</u>** (25 נק׳).

הציגו דוגמא פשוטה של רשת זרימה עם צלע e, שמקיימת את שתי התכונות הבאות: (א) במהלך הרצת **Edmonds-Karp** על הרשת ישנן שתי איטרציות שונות, שבהן תוספת הזרימה דרך e זהה לקיבולת השיורית של e. (ב) הצלע e מחברת בגרף המקורי בין שני קדקודים, שמרחקם מהמקור s שונה. (לא יינתן ניקוד על דוגמא שמתאימה להרצה של **Ford-Fulkerson** אבל לא מתאימה להרצה של **Edmonds-Karp**).

<u>ציור של רשת הזרימה</u>



- קיבולת של 1 לכל הקשתות.
- $d(s,v)=2,\ d(s,u)=1$

המרחק מהמקור של v,u שונה בנפרד.

הסבר: באיטרציה הראשונה ימצא EK את המסלול הקצר ביותר s-u-v-t באורך 3, לאחריו יתקבל גרף שיורי בו הצלע [illegible] הופכה כיוון (מ-v ל-u) (u-v-t) ולכן המסלול באיטרציה השניה של EK יהיה s-u₁-d₂-v-u-b₁-b₂-t

s-c₁-c₂-c₃-c₄-u-v-d₁-d₂-d₃-d₄-t

[illegible] Ek [illegible]

[illegible] Ek [illegible] (מציין ש Ek [illegible] המינימלי בכל איטרציה [illegible]).

הוספנו את a₁-a₂ רק בשלב [illegible] $3=d(s,v)$ כי המרחק [illegible] $2=d(s,v)$ באיטרציה הראשונה [illegible] (s,u) [illegible]

שאלה 2 – <u>בעיית התדלוק</u> (25 נק׳).

נתונה רשת-תחבורה קשירה עם n עיירות שמחוברות ע״י m כבישים. ברצוננו לרכוש רכב עם **<u>מיכל-דלק שגודלו f קטן ככל האפשר</u>**, תחת הדרישה שנוכל להגיע מעיירת-הבית שלנו, לעיירה מרוחקת בה אנו לומדים. ידועה לנו כמות הדלק, שנדרשת כדי לגמוא את המרחק בכל כביש וכביש. כל כמות כזו הינה מספר שלם של ליטרים, שאינו עולה על מספרן של העיירות n. ידוע כי **<u>בכל עיירה יש תחנת-דלק</u>**, אבל **<u>אין תחנות-דלק בכבישים</u>** המחברים בין העיירות. העיירות קטנטנות ולכן נניח, שכמות הדלק שצורכים בנסיעה בתוך עיירה הינה אפסית. הציגו אלגוריתם לחישוב הערך f (לא יינתנו יותר מ-3 נק׳ לאלגוריתם שרץ בזמן $\Theta(n^c)$ עבור קבוע $c>2$).

(מוזיים 7-9)

שאלה 3 – בעיית הספיקות 3-SAT (כשלון החמדנות).** (25 נק')

הגדרות: נוסחת 3-CNF היא נוסחה מהצורה $\varphi=\varphi_1\wedge\varphi_2\wedge\ldots\wedge\varphi_m$, כשלכל פסוקית הצורה $\varphi_i=(z_{i,1}\vee z_{i,2}\vee z_{i,3})$, וכל $z_{i,j}$ הינו אחד מהליטרלים $x_1,\ldots,x_n,\neg x_1,\ldots,\neg x_n$. למשל $\varphi=(x_1\vee\neg x_2\vee x_3)\wedge(x_2\vee x_4\vee\neg x_5)$ הינה נוסחת 3CNF עם $n=5$ משתנים ועם $m=2$ פסוקיות. השמה הינה פונקציה שמתאימה לכל משתנה x_i ערך "אמת" T או "שקר" F. בהינתן השמה מסוימת, אזי הליטרל x_i מסופק אם ההשמה מקיימת $x_i\leftarrow T$, והליטרל $\neg x_i$ מסופק אם $x_i\leftarrow F$. פסוקית $\varphi_i=(z_{i,1}\vee z_{i,2}\vee z_{i,3})$ מסופקת, כאשר <u>לפחות</u> אחד מהליטרלים שבה $z_{i,1},z_{i,2},z_{i,3}$ מסופק. הנוסחא כולה $\varphi=\varphi_1\wedge\varphi_2\wedge\ldots\wedge\varphi_m$ מסופקת, אם <u>כל</u> הפסוקיות $\varphi_1,..,\varphi_m$ מסופקות. הנוסחא $\varphi=\varphi_1\wedge\varphi_2\wedge\ldots\wedge\varphi_m$ נקראת <u>ספיקה</u>, אם לפחות אחת מבין 2^n ההשמות האפשריות מספקת אותה.

<u>**האלגוריתם החמדן**</u>: נביט באלגוריתם הבא למציאת השמה מספקת לנוסחת 3-CNF נתונה φ.
האלגוריתם סורק את כל המשתנים $x_1,\ldots,x_n$ בזה אחר זה, ולכל משתנה x_i בוחר השמה, שממקסמת את מספר הפסוקיות המסופקות **<u>החדשות</u>**. (למשל, כשהאלגוריתם מטפל במשתנה x_2, אז בוחנים רק את הפסוקיות שטרם סופקו ע"י ההשמה שנקבעה כבר למשתנה x_1. אם ב-5 מהפסוקיות הללו מופיע הליטרל x_2, וב-6 מהפסוקיות הללו מופיע $\neg x_2$, אז מציבים $x_2\leftarrow F$, משום שכך יסופקו 6 פסוקיות חדשות).

השאלה: הציגו נוסחת 3CNF עליה **<u>האלגוריתם החמדן נכשל</u>**: הנוסחא ספיקה אבל האלגוריתם מפיק כפלט השמה לא מספקת.

הגדרת הנוסחא: $\varphi=(X\vee A\vee B)\wedge(X\vee C\vee D)\wedge(X\vee E\vee F)\wedge(Y\vee G\vee H)\wedge$
$(Y\vee I\vee J)\wedge(Z\vee K\vee L)\wedge(Z\vee M\vee N)\wedge(\neg Z\vee\neg X\vee\neg Y)$.

הליטרל X מופיע 3 פעמים בחיוב ופעם אחת בשלילה; Y,Z מופיעים פעמיים בחיוב ופעם אחת בשלילה,
ושאר הליטרלים: A,B,C,D,E,F,G,H,I,J,K,L,M,N מופיעים פעם אחת בחיוב. (בחיוב הכוונה ללא קשר השלילה '¬').

השמה מספקת: $X\leftarrow T,\ Y\leftarrow T,\ Z\leftarrow F,\ \underbrace{A,B,C,D,E,F,G,H,I,J,K,L,M,N}\leftarrow T$

ההשמה שהאלגוריתם החמדן בוחר: $X\leftarrow T,\ Y\leftarrow T,\ Z\leftarrow T,$ "אותו דבר".

הסיבה לכך היא שיש 3 מופעים של X בחיוב ולכן ~~נבחר~~ יבחר X←T, ולכן נספק 3 פסוקיות חדשות, לאחר מכן נבחר Y←T ו-Z←T כל אחת תספק עוד 2 פסוקיות חדשות, ולכן רק הפסוקית (¬Z∨¬Y∨¬X) לא תהיה מסופקת ולפי ההגדרה של נוסחת ה-3-CNF אזי הנוסחה לא תהיה מסופקת.

▷ ההשמה לשאר הליטרלים A..N אינה משנה, שכן בחירה של X,Y,Z שגויים מכריעה לגבי אי ספיקות הנוסחה, אבל אם נשמור על הליטרלים בפסוקיות שבהם Z מופיע שיקבלו השמה מספקת - באמת נקבל נוסחה φ ספיקה. שכן K/L ואם M/N חייבים לקבל השמה מספקת.

456 שאלון
86.16.7 M4

[illegible]

שאלה 4 – FFT טרינארי (25 נק').

נתונים מקדמיו השלמים $a_0,...,a_{n-1}$ של פולינום $p(x)$ מדרגה $n-1$. בניתוח הסטנדרטי של אלגוריתם ה-FFT, מחשבים את ערכי הפולינום על n שורשי היחידה המרוכבים, כאשר $n=2^k$.

נסחו מחדש את אלגוריתם ה-FFT בהתאם להדרכה הבאה, כאשר הפעם $n=3^k$.

ציור שורשי היחידה מסדר 9 כולל סימון עבור כל שורש (2 נק')	ציור של החזקה הרלוונטית של שורשי היחידה מסדר 9 (2 נק')

פסאודו-קוד מדויק ומתועד (18 נק') ______

ניתוח זמן ריצה (3 נק'): ______

[נא לא לכתוב בשוליים]

שאלה 5 – **תכנון דינאמי (ספירת סידורים)** (25 נקי).

יהי $f(n)$ מספר הדרכים לסדר n עצמים באמצעות שני היחסים > וכן =. למשל $f(2)=3$ משום שעבור 2 עצמים a,b ישנם בדיוק 3 סידורים אפשריים: $a<b$ או $a=b$ או $b<a$.

בדומה, $f(3)=13$ משום שעבור 3 עצמים a,b,c ישנם כבר 13 סידורים אפשריים:

$$\left\{\begin{array}{lll} a=b=c, & b=c<a, & c<a=b \\ a=b<c, & b<a=c, & c<a<b \\ a<b=c, & b<a<c, & c<b<a \\ a<b<c, & b<c<a, & \\ a=c<b, & & \\ a<c<b, & & \end{array}\right\}$$

הציגו אלגוריתם שעל קלט n מחשב את $f(n)$ תוך ריצה בזמן $\Theta(n^2)$ <u>וצריכת זיכרון $\Theta(n)$</u>.
(החשיבו פעולה אריתמטית (חיבור, כפל והשוואה של מספרים) כפעולה שמתבצעת בזמן $\Theta(1)$, וצורכת $\Theta(1)$ תאי זיכרון בלבד).

הדרכה: העזרו בעובדה שכל סידור משרה חלוקה למחלקות שקילות, כשכל מחלקה מורכבת מעצמים שהיחס ביניהם הוא =. למשל עבור 4 עצמים, הסידור $d<a=b<c=e$ משרה חלוקה ל-3 מחלקות שקילות: d במחלקה נפרדת, a,b במחלקה נפרדת, ו-c,e במחלקה נפרדת.

נוסחת הנסיגה (18 נקי) $OPT[i,j] = \underbrace{OPT[i,j-1]\cdot i}_{(1)} + \underbrace{OPT[i-1,j-1]}_{(2)}\cdot i$

$OPT[i,j]$ הוא מספר האפשרויות השונות לסדר j עצמים ב-i מחלקות שקילות, מחולק ל-2 מקרים:

(1) כשאנחנו מכניסים את העצם החדש למחלקה קיימת, ולכן יש לנו צורך לסדר את מחלקת השקילות החדשה באחת ה-i מיקומים של מחלקות השקילות הקיימות ולכן נכפיל ב-i.

(2) כשאנחנו לא פותחים מחלקת שקילות חדשה ולכן זה בדיוק מספר האפשרויות לסדר $j-1$ עצמים ב-$i-1$ מחלקות שקילות, ...

הסבר נוסחת נסיגה (5 נקי) אתחול: לכל $1\le i\le n$, $OPT[i,1]=1$, ולכל $1\le j\le n$, $\boxed{OPT[1,j]=1}$

כאשר יש איבר אחד - יש בדיוק אפשרות אחת לסדר אותו, וכאשר יש מחלקת שקילות אחת - ...

התשובה $f(n)$ תמצא במקום ה $OPT[n,n] = f(n)$.

לולאות וזמן ריצה (2 נקי) ב-OPT יש לנו n^2 תאים, ונתון שפעולה אריתמטית בזמן קבוע ולכן מילוי כל תא יתבצע ב-$\Theta(1)$, סה"כ $\Theta(n^2)$, כנדרש.

בהצלחה!

הערה: הפתרון שלי אמנם מתבצע בזמן של $\Theta(n^2)$, אך לא הצלחתי לצמצם לזיכרון לינארי, שכן בכל צעד עלינו לעבור את כל התשובות לפי ... ~~...~~ סיבוכיות הזמן של המבחן ...
- שאלתי גם במהלך המבחן על כך - אך לא קיבלתי התייחסות לנושא, אודה להתחשבות הבודק.

עבור שורה i צריך רק את שורה i-1, ומכאן סיבוכיות מקום לינארית.

אלגוריתמים 20417 – דף נוסחאות – גרפים

<u>סימונים</u>. ההגדרות הבאות מתאימות גם לגרפים לא מכוונים וגם לגרפים מכוונים. בגרף $G=(V,E)$ קבוצת הקדקודים (=צמתים) הינה V, וקבוצת הצלעות (=קשתות) הינה E. מסמנים $|V|=n, |E|=m$. כל הגרפים בקורס זה הם "פשוטים" במובן הבא: אין "לולאות עצמיות" (= אין צלע מקדקוד לעצמו) ואין "צלעות כפולות" (צלע יכולה להופיע או לא להופיע, אך לא יכולה להופיע מספר רב של פעמים).

<u>מסלולים</u>. מסלול (=מסילה) בגרף הוא סדרת קדקודים $(v_0,...,v_k)$ כך שיש בגרף צלע מ- v_{i-1} ל- v_i לכל $1 \le i \le k$. אפשר לחשוב על אותו מסלול כסדרת צלעות $(e_1,...,e_k)$ שבה לכל $1 \le i \le k$ הצלע e_i מחברת בגרף את v_{i-1} ל- v_i. מסלול פשוט הוא מסלול שאף קדקוד לא מופיע בו פעמיים (ומעלה). מעגל הוא מסלול שבו $v_0 = v_k$. מעגל פשוט הוא מסלול שאף קדקוד לא מופיע בו פעמיים (ומעלה) למעט $v_0 = v_k$. שני מסלולים נקראים זרים בקדקודים אם אין להם אף קדקוד משותף, ונקראים זרים בצלעות אם אין להם אף צלע משותפת. קדקוד t נקרא נגיש מקדקוד s אם קיים בגרף מסלול מ- s ל- t. גרף לא-מכוון נקרא קשיר (ובדומה גרף מכוון נקרא קשיר במובן החזק) אם כל זוג קדקודים נגישים האחד מהשני.

<u>משקלים</u>. בגרף ממושקל לכל צלע e מוגדר משקל $w(e)$ (=אורך $\ell(e)$, =מחיר $c(e)$). בגרף לא ממושקל אורך מסלול = מספר הצלעות במסלול. בגרף כן ממושקל אורך מסלול = סכום משקלי הצלעות במסלול. בגרף כן/לא ממושקל מסלול מזערי (=מינימלי) מ- s ל-t הינו מסלול מ- s ל-t שאורכו מזערי. עץ מרחקים מזעריים T עם שורש $s \in V$ הוא עץ פורש כך שלכל קדקוד $t \in V$, המרחק (=אורך מסלול מזערי) מ- s ל- t ב- T שווה למרחק מ- s ל- t ב- G. אבחנה מרכזית: בגרף כן/לא ממושקל: אם $s \longrightarrow u \longrightarrow v \longrightarrow t$ מסלול מזערי מ- s ל- t, אז תת-המסלול $u \longrightarrow v$ הינו מסלול מזערי מ- u ל- v (כאן $\longrightarrow$ מסמן תת-מסלול). עץ פורש מזערי (עפ"מ) בגרף ממושקל ולא-מכוון הוא עץ פורש, שסכום משקלי הצלעות שלו מזערי מבין כל העצים הפורשים.

<u>רשתות זרימה</u>. ברשת זרימה נתונים גרף מכוון $G=(V,E)$ עם קדקודי מקור $s \in V$ ויעד $s \ne t \in V$ וקיבולות אי-שליליות $c(e) \ge 0$ על הצלעות. זרימה חוקית הינה פונקציה $f: E \to \mathbb{R}$ שמכבדת את מגבלת הקיבולת: $f(e) \le c(e)$ לכל צלע e, ואת חוק שימור הזרימה: $f_{in}(v) = f_{out}(v)$ לכל קדקוד $v \ne s,t$. כאן $f_{in}(v)$ הינו סכום הזרימות בצלעות שנכנסות ל- v, ו- $f_{out}(v)$ הינו סכום הזרימות בצלעות שיוצאות מ- v. חתך $(S, T=V \setminus S)$ ברשת הינה חלוקה של קבוצת הקדקודים שבה $s \in S, t \in T$. קיבולת $c(S,T)$ של חתך הינה סכום הקיבולות של צלעות שיוצאות מ- S ונכנסות ל- T. זרימה $f(S,T)$ של חתך הינה ההפרש בין סכום הזרימות של צלעות שיוצאות מ- S ונכנסות ל- T לבין סכום הזרימות של צלעות שנכנסות ל- S ויוצאות מ- T לכל חתך (S,T) גודלה של זרימה חוקית f הינו $val(f) = f_{out}(s) = f_{in}(t) = f(S,T)$.

משפט מרכזי: גודל זרימה מרבית (max-flow) = גודל חתך מזערי (min-cut).

קלט	פלט	אלגוריתם + זמן ריצה	תכונות + הערות
גרף מכוון G קדקוד מקור $s \in V$	עץ פורש T של הקדקודים הנגישים מ- s	סריקה לרוחב BFS $\|E\|+\|V\|$	T הינו עץ מרחקים מזעריים מהמקור s
		סריקה לעומק DFS $\|E\|+\|V\|$	בגרף לא-מכוון: כל צלע של G שאינה ב- T בהכרח מחברת בין אב-קדמון לבין צאצא שלו ב- T. בגרף מכוון חסר מעגלים: מחשב מיון טופולוגי
גרף מכוון G ממושקל (עם/בלי מקור $s \in V$) $w(e) \geq 0$	עץ T של מרחקים (ומסלולים) מזעריים מהמקור s לקדקודים הנגישים מ- s	דייקסטרא Dijkstra $\|E\|+\|V\|\lg\|V\|$	
$w(e)$ כללי		בלמן-פורד Bellman-Ford $\|E\|\|V\|$	מדווחים על קיומם של מעגלים שמשקלם שלילי
	מרחקים (ומסלולים) מזעריים בין כל זוגות הקדקודים	פלויד-וורשאל Floyd-Warshall $\|V\|^3$	
גרף לא-מכוון G עם משקלים אי-שליליים $w(e) \geq 0$	עפ״מ של הגרף (עץ פורש מזערי)	פרים Prim $\|E\|+\|V\|\lg\|V\|$	אם e צלע שמשקלה מזערי מבין כל הצלעות שמחברות בין $S, V \setminus S$ אז יש עפ״מ שכולל את e.
		קרוסקאל Kruskal $\|E\|\lg\|V\|$	אם e צלע שמשקלה מרבי מבין כל הצלעות במעגל מסוים אז יש עפ״מ שלא כולל את e.
גרף מכוון G עם מקור $s \in V$ ויעד $s \neq t \in V$ וקיבולות אי-שליליות $c(e) \geq 0$	זרימה חוקית מרבית	אדמונדס-קארפ Edmonds-Karp $\|E\|^2\|V\|$	ווריאנט של פורד-פלקרסון Ford–Fulkerson
זוג ווקטורים $\vec{a} = (a_0, \ldots, a_{n-1})$ $\vec{b} = (b_0, \ldots, b_{n-1})$	הקונבולוציה הציקלית $\vec{a} \otimes \vec{b} =$ $(c_0, \ldots, c_{2n-2})$ שבה $c_k = \Sigma_{0 \leq i \leq k} a_i b_{k-i}$	טרנספורם פורייה המהיר FFT $n \lg n$	מתאים לכפל פולינומים $(\sum_{0 \leq i \leq n-1} a_i x^i)(\sum_{0 \leq j \leq n-1} b_j x^j)$ $= (\sum_{0 \leq k \leq 2n-2} c_k x^k)$ כאשר $c_k = \Sigma_{0 \leq i \leq k} a_i b_{k-i}$