

אלגוריתמים 1

תוכן העניינים

| | |
|----|---|
| 5 | פרק 1. אלגוריתמי BFS ו-DFS |
| 5 | 1. BFS - Breadth First Search |
| 5 | 1.1 הגדרת המרחק בגרף לא מכוון |
| 5 | 1.2 מוטיבציה לאלגוריתם BFS |
| 6 | 1.3 אלגוריתם ה-BFS |
| 6 | 1.4 נכונות האלגוריתם |
| 10 | 2. DFS - Depth First Search |
| 10 | 2.1 חותמות זמן: זמני גילוי וסיום של צומת (במהלך אלגוריתם סריקה) |
| 10 | 2.2 האלגוריתם |
| 11 | 2.3 זמן ריצה |
| 11 | 2.4 סוגי קשתות ביער ה-DFS |
| 11 | 2.5 אפיון יחסי אב-צאצא ביער ה-DFS |
| 13 | 2.6 רכיבים קשירים היטב |
| 17 | 2.7 האלגוריתם למציאת רכיבים קשירים היטב |
| 19 | פרק 2. עצים פורשים מינימליים |
| 19 | 1. בעיות אופטימיזציה ברשתות |
| 19 | 2. בעיית עץ פורש מינימום (עפ"מ) |
| 21 | 3. אלגוריתמים לבעיית עץ פורש מינימום |
| 22 | 3.1 האלגוריתם הגנרי למציאת עפ"מ |
| 25 | 3.2 האלגוריתם של Prim |
| 27 | 3.3 האלגוריתם של Kruskal |
| 31 | פרק 3. מסלולים קלים ביותר |
| 31 | 1. מסלולים קלים ביותר בגרפים מכוונים ממושקלים |
| 32 | 2. מבנה אופטימלי של מסלולים קלים |
| 34 | 3. פתרון הבעיה האלגוריתמית בגרף ללא מעגלים שליליים |
| 36 | 4. עץ מסלולים קלים ביותר |
| 36 | 5. שאלות בנושא האלגוריתם הכללי |
| 36 | 5.1 משקלים אי-שליליים |

אלגוריתמי BFS ו-DFS

1. BFS - Breadth First Search

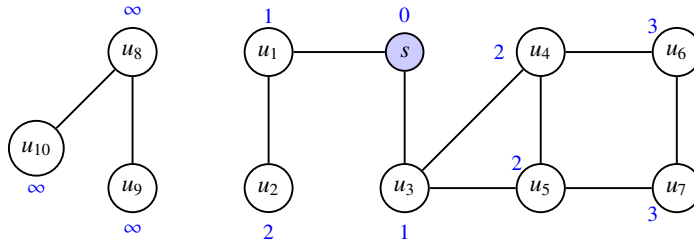
שאלה 1.1 כיצד לחשב מסלול קצר ביותר בין שני צמתים בגרף לא מכוון G ?

1.1. הגדרת המרחק בגרף לא מכוון.

הגדרה 1.1 (המרחק בין צמתים u, v בגרף G)

בהינתן גרף לא מכוון $G = (V, E)$ ושתי צמתים $u, v \in V$,

המרחק בין u ו- v ב- G הוא האורך (מספר קשתות) של המסלול הקצר ביותר בין u ו- v ב- G . נסמן מרחק זה ב- $\delta_G(u, v)$ או ב- $\delta(u, v)$.



איור 1: המרחקים $\delta(s, u)$ מצומת s בגרף לא מכוון זה מסומנים בכחול ליד כל צומת $u \in V$.

טענה 1.1 (המקבילה לאי-שוויון המשולש)

יהי $G = (V, E)$ גרף לא מכוון, ויהי $s \in V$. לכל קשת $e = (u, v) \in E$ מתקיים:

$$\underbrace{\delta(s, v)}_{\text{המרחק בין } s \text{ ו-} v} \leq \underbrace{\delta(s, u)}_{\text{המרחק בין } s \text{ ו-} u} + \underbrace{1}_{\text{אורך הקשת } e}$$

הוכחת הטענה. אם אין מסלול בין u ו- s ב- G אז $\delta(s, u) = \infty$ והטענה מתקיימת.

אחרת, יהי P מסלול קצר ביותר בין s ו- u ב- G , כאשר אורכו שווה ל- $\delta(s, u)$.

נשרשר ל- P את הקשת e , וקיבלנו מסלול ב- G בין s ו- v , שאורכו שווה ל- $\delta(s, u) + 1$.

$\delta(s, v) \leq \delta(s, u) + 1$ ולכן G בין s ו- v ב- G , ולכן $\delta(s, v) \leq \delta(s, u) + 1$.

1.2. מוטיבציה לאלגוריתם BFS. נרצה לחשב את המרחק בין צומת s לכל צומת בגרף:

- קלט: גרף לא מכוון $G = (V, E)$ וצומת $s \in V$.
- מטרה: לחשב לכל $v \in V$ את $\delta_G(s, v)$.

האינטואיציה: להתחיל מהצומת היחיד שעבורו יודעים את $\delta(s, ?)$, וזה s עצמו.

1.3. אלגוריתם ה-BFS.

$$\bullet \text{ אתחול: } \lambda(v) \leftarrow \begin{cases} 0 & v = s \\ \infty & v \neq s \end{cases} \quad Q \leftarrow \{s\}, T \leftarrow \{s\}$$

\bullet כל עוד $Q \neq \emptyset$:

(1) יהי u הצומת בראש התור Q .

(2) לכל קשת $e = (u, v) \in E$ כך ש- $v \notin T$:

(א) $T \leftarrow T \cup \{v\}$

(ב) $\lambda(v) \leftarrow \lambda(u) + 1$

(ג) הכנס את v לסוף התור Q .

(3) הוצא את u מהתור Q .

1.4. נכונות האלגוריתם.

הערה 1.1 (סימון מקובל בקורס) עבור גרף $G = (V, E)$, נסמן $|V| = n$, $|E| = m$.

שאלה 1.2

(1) מדוע האלגוריתם מחזיר תשובה נכונה?

(2) עד כמה האלגוריתם יעיל? (בד"כ יעילות תתייחס לזמן)

נתחיל מ-(2).

\bullet האתחול: $O(n)$.

\bullet האיטרציה בה u יוצא מ- Q : $O(\deg(u))$.

כמו כן,

\bullet כל צומת נכנס ל- Q לכל היותר פעם אחת.

\bullet כל צומת שנכנס ל- Q גם יוצא מ- Q .

סך הכל זמן ריצה:

$$\underbrace{O(n)}_{\text{אתחול}} + \underbrace{O\left(\sum_{u \in V} \deg(u)\right)}_{\substack{\text{חסם עליון על} \\ \text{זמן הריצה של} \\ \text{כל האיטרציות}}} = O(n + m)$$

■

נתמקד בטענה (1), ונוכיח אותה תוך שימוש בטענות העזר הבאות:

למה 1.1 ("λ לא מפספס למטה") יהי $G = (V, E)$ גרף לא מכוון, ותהא צומת $s \in V$.

יהיו $\forall v \in V$, הסימונים שהתקבלו מריצת BFS על G החל מ- s . אזי:

$$\lambda(v) \geq \delta(s, v), \quad \forall v \in V$$

הוכחה. יהי $v \in V$.

אם v לא נכנס ל- Q , יתקיים $\lambda(v) = \infty$ והטענה נכונה.

אם v נכנס ל- Q (וזה קורה בדיוק פעם אחת), נוכיח את הטענה באינדוקציה על סדר כניסת הצמתים ל- Q :

• בסיס: s נכנס ראשון לתור (המקרה ש- $v = s$), ואז:

$$\lambda(s) = \underbrace{0}_{\text{הגדרת האלגוריתם}} = \delta(s, s)$$

• צעד: נניח נכונות עבור k הצמתים הראשונים שהוכנסו לתור, נניח כי v היא הצומת ה- $k+1$ שהוכנסה לתור.

ברגע ההכנסה של v ל- Q , נסמן ב- u את הצומת שבראש Q , ונקבל:

$$\lambda(v) \underbrace{=}_{\text{הגדרת האלגוריתם}} \lambda(u) + 1 \underbrace{\geq}_{\substack{\text{הנחת אינדוקציה} \\ \text{עבור } u}} \delta(s, u) + 1 \underbrace{\geq}_{\substack{\text{אי שוויון המשולש} \\ \text{עבור } s \text{ ו-} u, v \in E}} \delta(s, v)$$

למה 1.2 יהי (v_1, v_2, \dots, v_k) תוכן Q בשלב כלשהו של ריצת BFS על G החל מ- s . אזי:

$$\lambda(v_1) \leq \lambda(v_2) \leq \dots \leq \lambda(v_k) \quad (1)$$

$$\lambda(v_k) \leq \lambda(v_1) + 1 \quad (2)$$

הוכחה. נוכיח באינדוקציה על סדר הפעולות של הכנסה/הוצאה מ- Q :

- בסיס: האתחול הוא כש- Q מכיל רק את s . לכן (1) ו-(2) מתקיימים באופן ריק.
- צעד: נניח נכונות עבור r הפעולות הראשונות, ונוכיח עבור הפעולה ה- $r+1$.

אם הפעולה ה- $r+1$ הייתה הכנסה, נניח שהכנסנו את v ו- u בראש התור, אז:

$$\lambda(v) = \lambda(u) + 1$$

לפי הגדרת האלגוריתם.

בגלל שלפני הוספת v ל- Q (1) ו-(2) התקיימו, זה יתקיים גם לאחר הוספת v .

אם ההפעלה ה- $r+1$ הייתה הוצאה, אז ברור שמהנחת האינדוקציה (1) ו-(2) יתקיימו גם לאחריה.

משפט 1.1 (הוכחת נכונות אלגוריתם BFS)

יהי $G = (V, E)$ גרף לא מכוון ו- $s \in V$.

אז בסיום ריצת BFS על G החל מ- s מתקיים:

$$\forall v \in V, \lambda(v) = \delta(s, v)$$

הוכחת המשפט משתמשת בטענות 1 ו-2.

רעיון ההוכחה: נסתכל על שכבות הגרף לפי מרחקן מ- s :

$$V_k \triangleq \{u \in V : \delta(s, u) = k\}$$



איור 2: שכבות של גרף לא מכוון לדוגמה עבור צומת s כלשהי

הוכחת המשפט. נניח שב- G אין מסלול בין s ו- v $\iff \delta(s, v) = \infty$.
לפי טענה 1 נקבל ש- $\lambda(v) \geq \infty$, כלומר $\lambda(v) = \infty$, והמשפט נכון.

נניח שב- G יש מסלול בין s ו- v ונסמן $\delta(s, v) = k$.
נוכיח את המשפט באינדוקציה על k :

- בסיס: $k = 0$, אז $v = s$, והמשפט מתקיים מפני שבאתחול מוגדר $\lambda(s) = 0$.
- צעד: נניח כי $v \in V_k$, ונסמן:

$$A \triangleq \{u \in V_{k-1} \mid (u, v) \in E\}$$

כאשר הגדרת A אינה תלויה באלגוריתם.

נסמן ב- u^* את הצומת ב- A שהיא הראשונה לצאת מהתור Q .

נשים לב ש- A אינה יכולה להיות ריקה, ולפי הנחת האינדוקציה, בסיס ריצת האלגוריתם לכל הצמתים ב- A ישנו ערך λ השווה ל- $k-1$, ולכן בהכרח כל אחד מהם הוכנס לתור Q .

נראה שבאיטרציה שבה u^* נמצא בראש התור Q , לצומת v מתקיים ש- $\lambda(v) = \infty$ (כלומר, v עדיין "לא התגלה").

נניח בשלילה שזה לא המצב, ולכן יש איטרציה קודמת לזו ש- u^* נמצא בה בראש Q , שבה v מוכנס לתור Q (ונניח ש- w נמצא בראש התור Q באיטרציה זו).

בגלל בחירת u^* , מתקיים ש- w הוא שכן של v בשכבה j , כך ש- $0 \leq j \leq k-1$ (נובע מלמה 1.2).

לפי הנחת האינדוקציה $\lambda(w) < \lambda(u^*)$, וכעת:

$$\lambda(v) \underbrace{=} \lambda(w) + 1 < \lambda(u^*) + 1 \underbrace{=} \underbrace{(k-1) + 1}_{\substack{\text{הנחת האינדוקציה} \\ \text{עבור } u^*}} = k = \delta(s, v)$$

סה"כ קיבלנו $\lambda(v) < \delta(s, v)$, וזו סתירה מלמה 1.1.

באיטרציה שבה u^* בראש התור Q , הצומת v מקיימת $\lambda(v) = \infty$, ולכן באיטרציה זו v יקבל סימון $\lambda(v) = k$ ויוכנס ל- Q .

■

2. DFS - Depth First Search

משימה: למצוא רכיבים קשירים היטב של גרף מכוון בזמן לינארי.

2.1. חותמות זמן: זמני גילוי וסיום של צומת (במהלך אלגוריתם סריקה).

הגדרה 1.2 $s(u)$ - זמן הגילוי של צומת u

הגדרה 1.3 $f(u)$ - זמן סיום של צומת u .

2.2. האלגוריתם.

• אתחול:

$$\forall u \in V, \text{status}(u) \leftarrow \text{unvisited} \quad (1)$$

$$\forall u \in V, \begin{aligned} p(u) &\leftarrow \text{NULL} \\ t &\leftarrow 0 \end{aligned} \quad (2)$$

• כל עוד יש צומת u כך ש- $\text{status}(u) = \text{unvisited}$: בצע $\text{visit}(u)$.

• $\text{visit}(u)$:

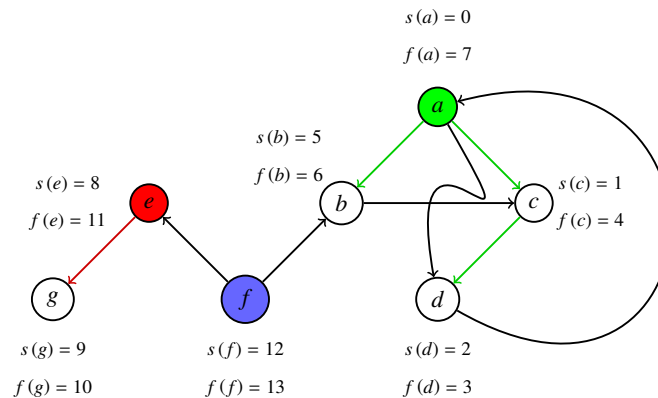
$$s(u) \leftarrow t - \quad (1)$$

$$t \leftarrow t + 1 -$$

$$\text{status}(u) \leftarrow \text{visited} -$$

(2) לכל קשת $(u \rightarrow v) \in E$, אם $\text{status}(v) = \text{unvisited}$, אז $p(v) \leftarrow u$, וגם $\text{visit}(v)$.

$$\begin{cases} f(u) \leftarrow t \\ t \leftarrow t + 1 \end{cases} \quad (3)$$



איור 3: דוגמת הרצה של אלגוריתם DFS.

מסקנה 1.1 בריצת DFS על גרף מכוון G , לכל צומת $u \in V$,

$\text{visit}(u)$ יקרא בדיוק פעם אחת.

2.3. זמן ריצה.

- מה זמן הריצה של אלגוריתם ה-DFS?
 - עבור צומת $u \in V$, כמה זמן לוקח לבצע $\text{visit}(u)$ ללא הקריאות הרקורסיביות (אם יש) שנובעות ממנו? - $O(1) + O(\deg_{\text{out}}(u))$.
- ◀ סה"כ $O(n + m)$ (ובפרט האלגוריתם עוצר).

הערה 1.2 לאלגוריתם ה-DFS דרגות חופש רבות. חותמות הזמן s, f מהוות תיעוד של היסטוריית ריצת האלגוריתם.

הגדרה 1.4 (יער ה-DFS) נסתכל על הגרף $G_p = (V, E_p)$, כאשר:

$$E_p = \{(p(v) \rightarrow v) \in E : p(v) \neq \text{NULL}\}$$

נשים לב ש- G_p הוא תת-גרף של G .

משפט 1.2 (תרגיל) G_p הוא יער מכון אשר פורש את כל צמתי V .

2.4. סוגי קשתות ביער ה-DFS.

שאלה 1.3 כיצד ניתן לסווג את קשתות G בהינתן ריצה מסוימת של DFS?

הגדרה 1.5 (קשת עץ) $(u \rightarrow v) \in E$ היא קשת עץ, אם $p(v) = u$.

הגדרה 1.6 (קשת קדמית) $(u \rightarrow v) \in E$ היא קשת קדמית, אם אינה קשת עץ, ובנוסף u אב קדמון של v ביער ה-DFS.

הגדרה 1.7 (קשת אחורית) $(u \rightarrow v) \in E$ היא קשת אחורית, אם u צאצא של v ביער ה-DFS.

הגדרה 1.8 (קשת חוצה) כל שאר הקשתות מכונות קשתות חוצות.

הערה 1.3 כאשר מבצעים DFS על גרף לא מכון, ייוצרו רק קשתות עץ וקשתות אחוריות (ללא הוכחה).

2.5. אפיון יחסי אב-צאצא ביער ה-DFS.

למה 1.3 לכל גרף מכון G , לכל ריצת DFS ולכל $u, v \in V$, בדיוק אחד משלושת הבאים מתקיים:

$$(1) [s(u), f(u)] \text{ ו- } [s(v), f(v)] \text{ זרים, ו-} u \text{ אינו צאצא של } v \text{ ו-} v \text{ אינו צאצא של } u.$$

$$(2) s(u) < s(v) < f(u) < f(v) \text{, ו-} u \text{ צאצא של } v.$$

$$(3) s(u) < s(v) < f(v) < f(u) \text{, ו-} v \text{ צאצא של } u.$$

הוכחה. נניח $s(u) < s(v)$ (המקרה ההפוך - סימטרי).

- מקרה ראשון: $s(v) < f(u)$

נרצה להראות שאנחנו במקרה ג'.

ברגע גילוי v , עדיין לא סיימנו את $\text{visit}(u)$ (בגלל ש- $f(u) < s(v)$).

$\text{visit}(v)$ נקרא מתוך שרשרת קריאות רקורסיביות מתוך $\text{visit}(u)$.

$\text{visit}(v)$ מסתיים לפני $\text{visit}(u)$.

$f(v) < f(u)$

$s(u) < s(v) < f(v) < f(u)$

מדוע v הוא צאצא של u ?

נוכיח באינדוקציה לפי מספר הקריאות של visit שבוצעו בין $\text{visit}(u)$ ל- $\text{visit}(v)$.

בסיס: $\text{visit}(v)$ בוצע ישירות מתוך $\text{visit}(u)$.

לפי הגדרת האלגוריתם, $p(v) = u$, ולכן v צאצא של u .

צעד: נניח כי $\text{visit}(v)$ נקרא מתוך $\text{visit}(w)$.

$p(v) = w$, כלומר v הוא ילד ישיר (צאצא) של w .

לפי הנחת האינדוקציה, w הוא צאצא של u , ולכן v צאצא של u .

• מקרה שני: $f(u) < s(v)$

נרצה להראות שאנחנו במקרה א'.

חייב להתקיים:

$$s(u) < f(u) < s(v) < f(v)$$

מכיוון שלא ניתן לסיים צומת לפני שמגלים אותו.

נראה ש- v אינו צאצא של u (המקרה ההפוך - סימטרי):

אם נניח בשלילה ש- v הוא כן צאצא של u , אז צריך להתקיים ש- $\text{visit}(v)$ מתרחש בשרשרת קריאות רקורסיביות שמקורן ב- $\text{visit}(u)$, ובפרט $\text{visit}(v)$ מסתיים לפני סיום $\text{visit}(u)$, ז"א $f(v) > f(u)$ - בסתירה!

■

מסקנה 1.2 (מטענת העזר)

v צאצא של u ביער ה-DFS $\iff s(u) < s(v) < f(v) < f(u)$

משפט 1.3 (אפיון ליחסי אב-צאצא ביער ה-DFS) לכל גרף מכוון G ולכל ריצת DFS, v צאצא של u ביער ה-DFS, אם ורק אם בזמן גילוי u , יש ב- G מסלול מ- u ל- v שכל הצמתים בו הן unvisited (פרט ל- u עצמו).

הוכחה.

\Leftarrow : נתון ש- v צאצא של u . נרצה להוכיח שברגע גילוי u יש ב- G מסלול מ- u ל- v שמכיל רק צמתים שהם unvisited .

יהי P המסלול מ- u ל- v ביער ה-DFS (G_p) . נראה שברגע גילוי u , כל הצמתים ב- P הם unvisited .

יהי w צומת ב- P , לכן w צאצא של u ביער ה-DFS. לפי המסקנה $s(u) < s(w)$, ולכן ברגע גילוי u כל הצמתים ב- P הם unvisited .

\Rightarrow : נתון שברגע גילוי u , קיים ב- G מסלול P מ- u ל- v שכל הצמתים בו הם unvisited (באותו הרגע). נרצה להראות ש- v צאצא של u .

נניח בשלילה ש- v אינו צאצא של u , ויהי x הצומת הראשון במסלול שאינו צאצא של u (הערה: קיום x מובטח בגלל v , אחרת v צאצא של u).

יהי y הצומת הקודם ל- x במסלול (קיום y מובטח כי x בהכרח אינו הצומת הראשון ב- P). מתקיים:

$$s(u) \leq s(x) \leq f(y) \leq f(u)$$

$\underbrace{\hspace{1.5cm}}_{\text{ברגע גילוי } u, \text{ כל הצמתים ב- } P \text{ הן } \text{unvisited}.}$
 $\underbrace{\hspace{1.5cm}}_{\text{יש קשת מ- } y \text{ ל- } x, \text{ ולכן לא נסוגים מ- } y \text{ עד ש- } x \text{ מתגלה}.}$
 $\underbrace{\hspace{1.5cm}}_{\text{ } y \text{ צאצא של } u \text{ (אולי } y = u \text{) + מהמסקנה}.}$

אבל לפי המסקנה x צאצא של u (שכן אינטרוולים לא יכולים להיחתך), וזו סתירה להנחת השלילה.

■

2.6. רכיבים קשירים היטב.

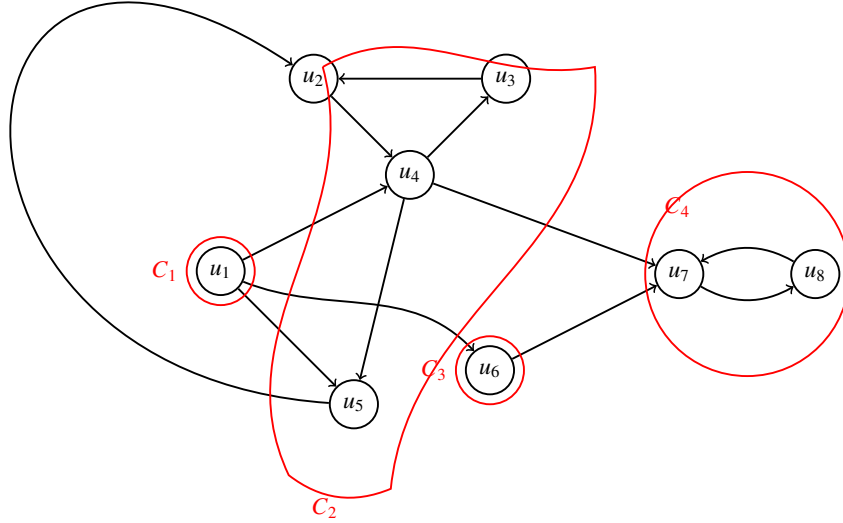
הגדרה 1.9 (רכיב קשיר היטב) נגדיר יחס (רלציה) על זוגות של צמתים באופן הבא:

$$u \text{ ו- } v \text{ ביחס } \iff$$

- ב- G יש מסלול מ- u ל- v .

• ב- G יש מסלול מ- v ל- u .

הרכיבים הקשירים היטב הם מחלקות השקילות של היחס הזה.

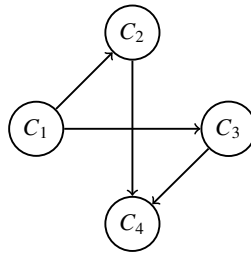


איור 4: רכיבים קשירים היטב עבור גרף לדוגמה

הגדרה 1.10 (גרף רכיבים קשירים היטב) לכל גרף מכוון G ניתן להגדיר את גרף הרכיבים הקשירים היטב שלו $\bar{G}(\bar{V}, \bar{E})$ להיות:

$$\bar{V} = \{C \mid C \text{ קשיר היטב של } G\}$$

$$\bar{E} = \left\{ (C_i \rightarrow C_j) \mid \begin{array}{l} \text{קיימים } v \in C_j \text{ ו- } u \in C_i \\ \text{כך ש- } (u \rightarrow v) \in E \end{array} \right\}$$



איור 5: גרף הרכיבים הקשירים היטב של הגרף מהאיור הקודם

דוגמה 1.1 *איור של גרף הרכיבים הקשירים היטב של הדוגמה הקודמת*

הערה 1.4 גרף רכיבים קשירים היטב הוא בהכרח חסר מעגלים מכוונים (גרף א-ציקלי),

ולכן ניתן לבצע עליו מיון טופולוגי.

באופן כללי, נוה לפתור בעיות על גרפים מסוג זה.

שאלה 1.4 (השאלה החשובית שתעניין אותנו) בהינתן גרף $G = (V, E)$, כיצד נחשב את גרף הרכיבים הקשירים היטב שלו?

הערה 1.5 קל לפתור את הבעיה בזמן ריבועי, ע"י הרצת אלגוריתם סריקה (BFS, DFS) מכל צומת. נרצה לפתור את הבעיה בזמן לינארי, בהתבסס על התכונות שמצאנו מקודם.

הערה 1.6 באופן כללי, מובטח שכל קשת אחורית "סוגרת מעגל".

נרצה לבחור נציג לכל רכיב קשיר היטב, שהוא:

- "קנוני".
- "הכי קדמון" \Leftarrow בעל זמן הנסיגה הגדול ביותר.

הגדרה 1.11 (הנציג של צומת u) בהינתן ריצת DFS נתונה, הנציג של צומת u זה הצומת v ששייג u -ב- G , בעל זמן הנסיגה $f(v)$ הגדול ביותר.
מסמנים $\varphi(u)$

הערה 1.7 כל רכיב קשירות היטב מוכל בהכרח בעץ יחיד ביער ה-DFS (לפי המסקנה ממקודם), אבל ההפך אינו בהכרח נכון.

למה 1.4 לכל ריצת DFS ולכל צומת u , מתקיים ש- u ו- $\varphi(u)$ באותו רכיב קשיר היטב.

הוכחה. ב- G יש מסלול מ- u ל- $\varphi(u)$ (מהגדרת נציג).
נשאר להראות שב- G יש מסלול מ- $\varphi(u)$ ל- u , ביחס לריצת DFS נתונה.

נראה קיום של מסלול שכזה על ידי כך שנוכיח ש- u הוא צאצא של $\varphi(u)$ ביער ה-DFS (זוהי טענה חזקה יותר).

אם $\varphi(u) = u$ אז סיימנו, לכן נניח $\varphi(u) \neq u$.

מהנחה זו נובע כי $f(u) < f(\varphi(u))$.
לכן, בזמן גילוי u ע"י ה-DFS, לא יתכן שכבר נסוגנו מ- $\varphi(u)$.
לכאורה, יתכנו 2 אפשרויות:

- (1) ברגע גילוי u , $\varphi(u)$ חדש (unvisited).
- (2) ברגע גילוי u , $\varphi(u)$ אינו חדש, אבל עדיין לא נסוגנו מ- $\varphi(u)$.

נוכיח ש-(1) אינו אפשרי.

נניח בשלילה ש-(1) אפשרי, ויהי P המסלול לפי ההגדרה ש- $\varphi(u)$ נציג של u .

ברגע גילוי u לא יתכן שכל הצמתים ב- P חדשים (אחרת, לפי משפט, $\varphi(u)$ צאצא של u , ולכן $f(u) < f(\varphi(u))$, בסתירה להגדרת הנציג).

יהי v הצומת האחרון במסלול P שאינו חדש (visited) ברגע גילוי u ע"י DFS.

לכן, ברגע גילוי v , הסיפא של P מ- v ל- $\varphi(u)$ כולה חדשה (unvisited).

לכן, $\varphi(u)$ צאצא של v ביער ה-DFS, ואז:

$$f(\varphi(u)) < f(v)$$

וזו סתירה לכך ש- $\varphi(u)$ הוא הנציג של u .

לכן לפי משפט האינטרוולים, האינטגרל של u מוכל בזה של $\varphi(u)$, בפרט u צאצא שלו.

■

טענה 1.2 לכל גרף מכוון $G = (V, E)$ ולכל שני צמתים $u, v \in V$ ולכל ריצת DFS, מתקיים:
 $\varphi(u) = \varphi(v) \iff u, v$ באותו רכיב קשיר היטב

הוכחה.

\Leftarrow : אוסף הצמתים ששייכים מ- u זהה לאוסף הצמתים ששייכים מ- v ,
 ולכן בהכרח יש ל- u, v אותו נציג.

\Rightarrow : לפי טענת העזר, $\varphi(u)$ באותו רכיב קשיר היטב.
 באופן דומה, $\varphi(v)$ באותו רכיב קשיר היטב.
 אבל $\varphi(u) = \varphi(v)$ מהנתון, ולכן u, v באותו רכיב קשיר היטב.

■

2.7. האלגוריתם למציאת רכיבים קשירים היטב.

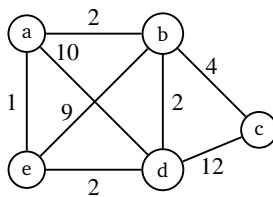
- (1) מריצים DFS על $G = (V, E)$ לקבלת זמני נסיגה $f(u)$ לכל צומת $u \in V$.
- (2) נסמן ב- G^R את הגרף שמתקבל מ- G ע"י הפיכת כיווני הקשתות.
- (3) מריצים DFS על G^R . כאשר מתחילים עץ חדש ביער ה-DFS, בוחרים את הצומת שנותר עם זמן הנסיגה הגדול ביותר משלב 1 של האלגוריתם.

- הקלט: גרף $G = (V, E)$.
 - הפלט: העצים שמתקבלים בריצת ה-DFS השנייה על G^R (שלב 5).
- הם הרכיבים הקשירים היטב של G .

עצים פורשים מינימליים

1. בעיות אופטימיזציה ברשתות

דוגמה 2.1 נתונה רשת התקשורת הבאה:



איור 1: על כל קשת מופיע מחיר השימוש בה.

נניח כי הצומת a מעוניין להפיץ הודעה לכל הצמתים ברשת. יש למצוא תת קבוצת של קשתות ברשת, שעליהן ההודעה תעבור כך שתגיע לכל הצמתים.

שאלה 2.1 האם יכול להיות שבתת-הגרף שנבחר יהיו מעגלים?

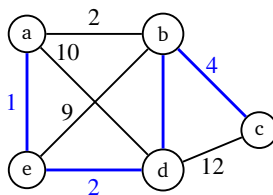
הערה 2.1 נשים לב כי היות שנרצה להשיג מחיר מינימלי, תת-הגרף שהתקבל מבחירת הקשתות הינו לבטח חסר מעגלים.

2. בעיית עץ פורש מינימום (עפ"מ)

הגדרה 2.1 (בעיית עץ פורש מינימלי) נתון גרף קשיר לא מכוון $G = (V, E)$, שבו לכל קשת (v, u) יש משקל $w(v, u)$.

יש למצוא עץ פורש של הגרף, שסך משקל הקשתות שלו מינימלי.

דוגמה 2.2 (דוגמה לעץ פורש של גרף משקלים נתון)



איור 2: עץ פורש של הדוגמה הנתונה.

- (a, e) הקשת הזולה ביותר שיוצאת מ- a , לכן נסמנה בכחול.
- נסמן את הקשת (e, d) .
- נסמן את הקשת (b, d) .
- נסמן את הקשת (b, d) .
- נסמן את הקשת (b, c) .

כאשר משקל העץ הפורש הינו 9.

ללא הוכחה, נציין שזהו גם למעשה עץ פורש מינימלי.

נבחין שזהו אינו העץ הפורש היחיד בעל משקל 9, שכן היה ניתן למשל להחליף את הקשת (e, d) בקשת (a, b) ולקבל תוצאה דומה.

3. אלגוריתמים לבעיית עץ פורש מינימום

נראה אלגוריתם גנרי, ובהמשך נציג אלגוריתמים שמתקבלים כמקרים פרטיים של אלגוריתם זה.

- הרעיון: נשתמש באלגוריתם חמדן שיבנה עפ"מ קשת אחר קשת, ע"י הוספת קשתות עם משקל נמוך והשמטת קשתות עם משקל גבוה.
- האלגוריתם יתקדם ע"י צביעת קשתות: קשתות שיצבעו **בכחול** יופיעו בעץ, וקשתות שיצבעו **באדום** יושמטו.
- האלגוריתם יקיים בכל שלב את שמורת הצבע.

טענה 2.1 (שמורת הצבע) קיים עפ"מ שמכיל את כל הקשתות הכחולות ואף אחת מהקשתות האדומות.

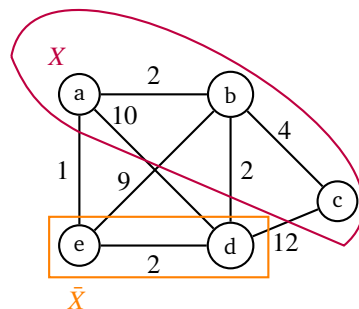
מסקנה 2.1 משמורת הצבע נובע כי כאשר כל הקשתות ב- G נצבעו, הקשתות הכחולות יוצרות עץ עפ"מ.

הגדרה 2.2 (חתך/cut) בגרף $G = (V, E)$ הוא חלוקה של קבוצת הצמתים V לשתי תתי קבוצות: X ו- $\bar{X} = V \setminus X$.

הגדרה 2.3 (חצייה של קשת את חתך הגרף) נאמר שקשת חוצה את החתך אם קצה אחד שלה ב- X והקצה האחר ב- \bar{X} . לפעמים נגיד שקשת כזו תהיה קשת של החתך.

דוגמה 2.3 (דוגמה לחתך ולקשתות שחוצות אותו) $X = \{a, b, c\}$ נגדיר חתך ברשת: הקשתות שחוצות את החתך:

$$\{(b, d), (a, e), (c, d), (a, d), (b, e)\}$$



איור 3: החתך לדוגמה על גרף הרשת.

3.1. האלגוריתם הגנרי למציאת עפ"מ.

הגדרה 2.4 (הכלל הכחול) יהי $X \subseteq V$ כך שאין קשת כחולה שחוצה את (X, \bar{X}) . אזי ניתן לצבוע בכחול את הקשת הקלה ביותר שאינה צבועה מבין אלו שחוצות את (X, \bar{X}) .

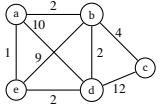
הגדרה 2.5 (הכלל האדום) יהי C מעגל שאין בו קשת אדומה. אזי ניתן לצבוע באדום את הקשת הכבדה ביותר שאינה צבועה מבין קשתות המעגל C .

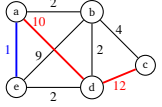
האלגוריתם הגנרי:

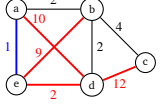
- אתחל את כל הקשתות ב- E ללא צבועות.
- כל עוד יש ב- E קשת שאינה צבועה, הפעל את הכלל הכחול או האדום לצביעת אחת מהקשתות.
- הקשתות הכחולות הן עפ"מ.

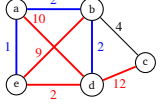
דוגמה 2.4 (דוגמת הרצה)

נחזור לדוגמת הרשת, ונבצע דוגמת הרצה של האלגוריתם החמדין:

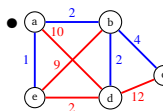
- **הכלל הכחול:** עם $X = \{a\}$
נבחר את הקשת הקלה ביותר שאינה צבועה היוצאת מ- a ונצבע אותה בכחול: זוהי (a, e) .

- **הכלל האדום** על $\{b, c, d\}$:
נבצע באדום את הקשת הכבדה ביותר במעגל חסר הקשתות האדומות $b \rightarrow c \rightarrow d$, זוהי (d, c) .

- **הכלל האדום** על $\{a, b, d\}$:
נבצע באדום את הקשת הכבדה ביותר במעגל חסר הקשתות האדומות $a \rightarrow b \rightarrow d$, זוהי (a, d) .

- **הכלל האדום** על $\{e, b, d\}$:
נבצע באדום את הקשת הכבדה ביותר במעגל חסר הקשתות האדומות $e \rightarrow b \rightarrow d$, זוהי (e, b) .

- **הכלל האדום** על $\{a, b, d, e\}$:
נבצע באדום את הקשת הכבדה ביותר במעגל חסר הקשתות האדומות $a \rightarrow b \rightarrow d \rightarrow e$, למשל (d, e) . ניתן לבחור כל אחת מהקשתות בעלות משקל 2.

- **הכלל הכחול:** עם $X = \{a, e\}$
נבחר את הקשת הקלה ביותר שאינה צבועה היוצאת מ- $\{a, e\}$ ונצבע אותה בכחול: זוהי (a, b) .

- **הכלל הכחול:** עם $X = \{c, d\}$
נבחר את הקשת הקלה ביותר שאינה צבועה היוצאת מ- $\{c, d\}$ ונצבע אותה בכחול: זוהי (b, d) .


הכלל הכחול: עם $X = \{c\}$.



נבחר את הקשת הקלה ביותר שאינה צבועה היוצאת מ- $\{c\}$ ונצבע אותה בכחול: זוהי (b, c) .

ואכן, קיבלנו כי משקל העפ"מ הינו 9.

הערה 2.2 (ללא הוכחה) בכל שלב באלגוריתם הגנרי, הקשתות הכחולות יוצרות יער של עצים כחולים, שכן הקשתות הכחולות תמיד מוכלות באיזשהו עפ"מ של הגרף.

הגדרה 2.6 (אי שייכות צומת לעץ כחול) נאמר שצומת v אינו בעץ כחול, אם לא קיימת קשת שנוגעת בצומת v שצבועה בכחול.

3.1.1. נכוונת האלגוריתם הגנרי.

שאלה 2.2 האם האלגוריתם תמיד מצליח לצבוע את כל הקשתות?

שאלה 2.3 האם מובטח שבסיום האלגוריתם הקשתות הכחולות יגדירו עפ"מ?

למה 2.1 (הבחנה על עצים פורשים) יהי T עץ פורש של G .

אם נוסיף ל- T קשת $e \notin T$, נקבל ב- T מעגל יחיד C .

אם נשמיט מ- C קשת, בוודאות נקבל שוב עץ פורש של G .

משפט 2.1 (נכוונת האלגוריתם הגנרי) קיים עפ"מ T שמכיל את כל הקשתות הכחולות ואף אחת מהקשתות האדומות.

משפט 2.2 (כל הקשתות נצבעות + נכוונת שמורת הצבע)

האלגוריתם הגנרי צובע את כל הקשתות של גרף קשיר G , ומקיים את "שמורת הצבע".

הוכחת המשפט.

(1) הראינו כי האלגוריתם מקיים את שמורת הצבע אחרי הפעלה של הכלל הכחול.

■

הוכחה. נראה תחילה כי האלגוריתם מקיים את השמורה, באינדוקציה על מספר האיטרציות

(הפעלות של הכלל האדום או הכחול):

בסיס האינדוקציה: בתחילה אף קשת לא צבועה, ולכן כל עפ"מ ב- G מקיים את השמורה (כלומר, הטענה נכונה באופן ריק).

צעד האינדוקציה: נטפל לחוד בשני מקרים:

(1) נניח כי השמורה מתקיימת לפני הפעלה של הכלל הכחול.

תהי e קשת שנצבעת כעת בכחול, ויהי T עפ"מ שקיים את השמורה לפני שהקשת e נצבעה.

אם $e \in T$, אזי T מקיים את השמורה אחרי שהקשת e נצבעה (סיימנו).

אם $e \notin T$, נסתכל על החתך X, \bar{X} שעליו הפעלנו את הכלל הכחול.



יש מסלול בעץ T שמחבר בין הצמתים u, v בקצוות של הקשת e .
היות ש- e חוצה את החתך, קיימת על המסלול הנ"ל קשת אחרת e' שחוצה את החתך.

מהנחת האינדוקציה אין ב- T קשת אדומה, שכן הוא מקיים את שמורת הצבע.
מהכלל הכחול (בחרנו חתך ללא קשתות חוצות כחולות), נקבל גם כי e' לא צבועה בכחול.
לכן, e' אינה צבועה.

בנוסף, בהכרח $w(e') \geq w(e)$ (שכן e נבחרה להיות הקשת החוצה בעלת משקל מינימלי. למעשה, בהכרח יש שוויון).
לכן, נוכל להשמיט את הקשת e' מהעץ T ולהוסיף במקומה את e .

נשים לב כי אם המסלול היחיד בין שני צמתים ב- T עבר קודם דרך e' , המסלול יעבור כעת דרך e . בנוסף, T נשאר עפ"מ, כי המשקל הכולל של הקשתות בעץ לא עלה.

אם נצבע כעת את e בכחול, נקבל כי השמורה מתקיימת עבור T החדש.

(2) נניח כי השמורה מתקיימת לפני הפעלה של הכלל האדום.
תהי E קשת שנצבעת כעת באדום, ויהי T עפ"מ שמקיים את השמורה לפני שהקשת e נצבעת.

אם $e \notin T$, אזי T מקיים את השמורה גם אחרי שהקשת e נצבעת.

נניח ש- $e \in T$. אזי, השמטת e מ- T מחלקת את T לשני עצים ומגדירה חלוקה של הצמתים ב- G .

איור

המעגל שעליו הפעלנו את הכלל האדום מכיל מסלול נוסף בגרף G מ- u ל- v .

על המעגל יש קשת $e' = (x, y)$, שחוצה את החתך (T_1, T_2) .

מהשמורה נובע ש- e' אינה כחולה כי $e' \notin T$, ומהכלל האדום נובע כי e' גם אינה אדומה.

בנוסף, מהכלל האדום נובע $w(e') \leq w(e)$.

הוספת e' ל- T והשמטת e יוצרת עץ פורש חדש (מבחנה 1, אם נוסיף... אם נשמיט...).
בנוסף, לא הגדלנו את משקל העץ. לכן T החדש עפ"מ.

נראה כעת כי האלגוריתם צובע את כל הקשתות ב- G :

נניח בשלילה שיש קשת e לא צבועה, אבל אי אפשר להפעיל אף אחד מהכללים.

לפי הכלל הכחול, הקשתות הכחולות יוצרות יער של עצים כחולים, שכן הקשתות הכחולות תמיד מוכלות באיזשהו עפ"מ של הגרף.

נבחין בין 3 מקרים לגבי $e = (u, v)$:

(1) אם שני הקצוות של e באותו עץ כחול, אזי נקבל: *איור*

מצאנו בגרף G מעגל בלי קשתות אדומות, שמכיל את e ואת המסלול בעץ הכחול בין u ל- v .

לכן ניתן להפעיל את הכלל האדום.

(2) אם הקצוות של e בעצם כחולים שונים: *איור*

נסמן ב- X את קבוצת הצמתים ב- T_1 , וב- $V \setminus X$ את שאר הצמתים.

קיבלנו חתך ב- G שאין בו קשתות כחולות, לכן נוכל להפעיל את הכלל הכחול.

(3) לפחות קצה אחד של e אינו בעץ כחול, בה"כ נניח כי $e = (u, v)$ ו- v אינו בעץ כחול.

נגדיר $\bar{X} = V \setminus X$ ו- $X = \{v\}$.

מצאנו חתך ללא קשת כחולה, ולכן ניתן להפעיל את הכלל הכחול.

⇐ כל עוד יש ב- G קשת לא צבועה, מובטח שנוכל להפעיל את אחד הכללים, ולכן האלגוריתם צובע את כל הקשתות.

■

3.2. האלגוריתם של Prim. נתון גרף קשיר לא מכוון $G = (V, E)$.

(1) אתחול: כל הקשתות לא צבועות, נבחר $T \leftarrow \{r\}$ כאשר r צומת כלשהי.

(2) כל עוד $T \neq V$ בצע:

• תהי $e = (u, v)$ הקשת הקלה ביותר שחוצה את החתך $(T, V \setminus T)$, כך ש- $u \in T$.

• צבע את e בכחול ובצע $T \leftarrow T \cup \{v\}$.

דוגמת הרצה:

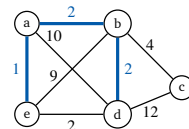
• נבחר $T = \{a\}$. הקשת הקלה ביותר שחוצה את החתך $(\{a\}, \{b, e, d, c\})$ היא $a \rightarrow e$, נצבע אותה בכחול ונבצע $T \leftarrow \{a, e\}$.



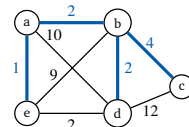
• עבור $T = \{a, e\}$. קשת קלה ביותר שחוצה את החתך $(\{a, e\}, \{b, d, c\})$ היא $a \rightarrow b$, נצבע אותה בכחול ונבצע $T \leftarrow \{a, b, e\}$.



• עבור $T = \{a, b, e\}$. קשת קלה ביותר שחוצה את החתך $(\{a, b, e\}, \{d, c\})$ היא $b \rightarrow d$, נצבע אותה בכחול ונבצע $T \leftarrow \{a, b, d, e\}$.



• עבור $T = \{a, b, d, e\}$. הקשת הקלה ביותר שחוצה את החתך $(\{a, b, d, e\}, \{c\})$ היא $b \rightarrow c$, נצבע אותה בכחול ונבצע $T \leftarrow \{a, b, c, d, e\}$.



• מתקיים $T = V$, לכן הגענו לעצירה.

משפט 2.3 (נכונות אלגוריתם Prim) T הוא עץ ב- G .

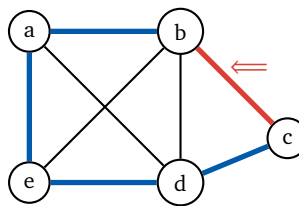
הוכחה. נראה כי האלגוריתם של Prim הוא מימוש של האלגוריתם הגנרי. נתייחס לכל קשת שלא נוספה ל- T בסיום האלגוריתם כקשת שנצבעת באדום.

נסתכל על קשת $e = (u, v)$ שהאלגוריתם מוסיף ל- T באיטרציה כלשהי. באיטרציה זו, אין קצת כחולה שחוצה את החתך $(T, V \setminus T)$. בנוסף, הקשת e חוצה את החתך, והיא הקלה ביותר שחוצה את החתך הנ"ל ("בין אלו שאינן צבועות"). לכן צביעת e היא חוקית לפי הכלל הכחול.



איור 4: נבחר את הקשת הקלה ביותר שחוצה את החתך $(T, V \setminus T)$.

נבחן את הקשתות שאינן ב- T בסיום האלגוריתם. כל קשת e שלא נוספה ל- T סוגרת מעגל ב- T . במעגל זה הינה הקשת היחידה שאינה צבועה, ושאר הקשתות בהכרח כחולות. לכן צביעת e באדום היא הפעלה חוקית של הכלל האדום.



איור 5: כל קשת שלא נוספה ל- T סוגרת מעגל בעץ. ניתן להפעיל את הכלל האדום.

סה"כ קיבלנו שהאלגוריתם של Prim הוא מימוש ספציפי של האלגוריתם הגנרי.

3.2.1. סיבוכיות אלגוריתם Prim.

שאלה 2.4 מהי סיבוכיות האלגוריתם?

המפתח לשימוש יעיל של אלגוריתם Prim הוא לבחור בקלות קשת בעלת משקל מינימלי מבין אלו שחוצות את החתך. נחזיק את כל הצמתים שאינן ב- T בתור עדיפויות Q .

לכל צומת v מוחזק מפתח $key(v)$ - המשקל המינימלי של איזושהי קשת שמחברת את v ל- T . אם אין קשת כזאת, אז מסמנים $key(v) = \infty$. בסיום האלגוריתם התור ריק.

אם $v \in Q$ ו- $key(v) \neq \infty$, אז $\left(\underbrace{\pi(v)}_{\substack{\text{היא } \pi(v) \\ \text{צומת ב-} T}}, v \right)$ היא הקשת הקלה בין v ל- T .

נממש את Q בעזרת ערימת מינימום (heap).

שאלה 2.5 מה הפעולות שנבצע על הערימה?

- (1) אתחול: לכל צומת $v \in G$ מגדירים:
 $key(v) \leftarrow \infty$
 $\pi(v) \leftarrow \text{NULL}$
- (2) מצא בערימה את המפתח המינימלי, נניח כי הינו שייך לצומת $u \in V \setminus T$.
- (3) הוסף את u ל- T .
- (4) לכל שכן v של u כך ש- $v \notin T$,
אם $w(u, v) < key(v)$, בצע פעולת Decrease Key, ועדכן $\pi(v) \leftarrow u$.

סיבוכיות כל אחד מהשלבים:

- צעד (1): מתבצע ב- $O(|V|)$.
- הוצאת המפתח המינימלי בצעד (2), ב- $O(\log |V|)$.
- תתבצע $|V|$ פעמים, סה"כ $O(|V| \log |V|)$.
- פעולת Decrease Key בצעד (4) תתבצע לכל היותר עבור כל השכנים של כל צומת, לכל היותר $|E|$ פעמים.

סיבוכיות האלגוריתם:

$$O(|V| \log |V|) + O(|E| \log |V|) = O(|E| \log |V|)$$

3.3. האלגוריתם של Kruskal.

- (1) כל הקשתות לא צבועות, מניין את הקשתות בסדר לא יורד לפי משקלן, $F = \emptyset$.
- (2) תהי e הקשת הבאה לפי סדר המיון.
אם e סוגרת מעגל בעץ כחול, צבע אותה באדום.
אחרת צבע את e בכחול, ובצע הוספה של e ל- F .
- (3) החזר כפלט את אוסף הקשתות ב- F .

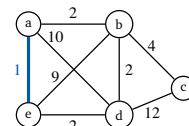
דוגמת הרצה:

נקבל מיון של הקשתות:

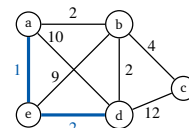
$$\{(a \rightarrow e), (e \rightarrow d), (a \rightarrow b), (b \rightarrow d), (b \rightarrow c), (b \rightarrow e), (a \rightarrow d), (c \rightarrow d)\}$$

↑
מינימלית

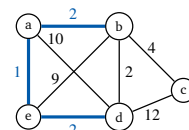
- נבחר בקשת $(a \rightarrow e)$. קשת זו לא סוגרת מעגל בעץ כחול, נבצע $F \leftarrow F \cup \{a \rightarrow e\}$.



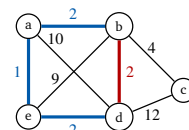
- נבחר בקשת $(e \rightarrow d)$. קשת זו לא סוגרת מעגל בעץ כחול, נבצע $F \leftarrow F \cup \{e \rightarrow d\}$.



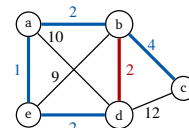
- נבחר בקשת $(a \rightarrow b)$. קשת זו לא סוגרת מעגל בעץ כחול, נבצע $F \leftarrow F \cup \{a \rightarrow b\}$.



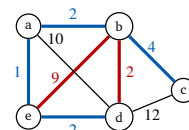
- נבחר בקשת $(b \rightarrow d)$. קשת זו סוגרת מעגל בעץ כחול, לכן לא נוסיף אותה ל- F .



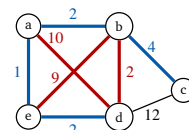
- נבחר בקשת $(b \rightarrow c)$. קשת זו לא סוגרת מעגל בעץ כחול, נבצע $F \leftarrow F \cup \{b \rightarrow c\}$.



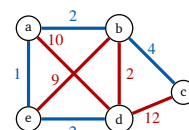
- נבחר בקשת $(b \rightarrow e)$. קשת זו סוגרת מעגל בעץ כחול, לכן לא נוסיף אותה ל- F .



- נבחר בקשת $(a \rightarrow d)$. קשת זו סוגרת מעגל בעץ כחול, לכן לא נוסיף אותה ל- F .



- נבחר בקשת $(c \rightarrow d)$. קשת זו סוגרת מעגל בעץ כחול, לכן לא נוסיף אותה ל- F .



- סיימנו לעבור על קשתות G לפי סדר המיון.

נחזיר כפלט את $F = \{(a \rightarrow e), (e \rightarrow d), (a \rightarrow b), (b \rightarrow c)\}$

משפט 2.4 (נכונות) הגרף (V, F) שמורכב מכל הצמתים ב- G ומהקשתות F שאלגוריתם Kruskal החזיר, הוא עפ"מ ל- G .

הוכחה. נראה כי Kruskal מבצע הפעלה חוקית של הכלל הכחול או האדום.

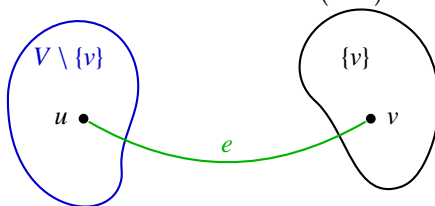
אם e סוגרת מעגל בעץ כחול, אז מצאנו מעגל שאין בו קשתות אדומות. היות ש- e היא היחידה שאינה צבועה, היא גם המקסימלית בין הקשתות שאינן צבועות על המעגל. נפעיל את הכלל האדום.

אם $e = (u, v)$ לא סוגרת מעגל ב- F , אז נבחין בין שני מקרים:

(1) קצה אחד של e אינו בעץ כחול, בה"כ נניח כי זהו הצומת v .

נגדיר $X = \{v\}$ ואת $\bar{X} = V \setminus X$.

מצאנו חתך שלא חוצות אותו קשתות כחולות. נפעיל את הכלל הכחול. מבין הקשתות הלא צבועות שחוצות את (X, \bar{X}) , היא בעלת משקל מינימלי (בגלל המיזון).



איור 6: אם קצה אחד של e אינו בעץ כחול, ניתן להגדיר חתך ולהפעיל את הכלל הכחול על e .

(2) בשני הקצוות של e יש עצים כחולים.

ניקח עץ מאחד הקצוות, נסמנו ב- T_1 , ונגדיר $X = T_1$ ואת $\bar{X} = V \setminus T_1$.

קיבלנו חתך שלא חוצות אותו קשתות כחולות.

הקשת e בעלת משקל מינימלי בין הקשתות שחוצות את החתך (X, \bar{X}) ואינן צבועות, עקב המיזון. נפעיל את הכלל הכחול.

לכן Kruskal הוא מימוש ספציפי של האלגוריתם הגנרי, ולכן T עפ"מ.

■

סיבוכיות האלגוריתם של Kruskal: נשתמש בקבוצות לייצוג עצים כחולים, נבצע על מבנה הנתונים את הפעולות הבאות:

- Make-Set(v) - יצירת קבוצה שמכילה רק את הצומת v .
- Find-Set(v) - מציאת הקבוצה שמכילה את הצומת v .
- Union(u, v) - איחוד הקבוצה של u עם הקבוצה של v .

(1) נסתכל על הקשת הבאה ברשימה לפי סדר המיזון. נבצע Find-Set(u) ו-Find-Set(v).

(2) אם u ו- v באותה קבוצה, נבצע את e באדום. אחרת, נבצע Union(u, v) ונבצע את e בכחול.

- זמן המיזון של הקשתות: $O(|E| \log |V|) = \underbrace{O(|E| \log |E|)}_{|E|=O(|V|^2)}$

- ניתן לממש $O(|V|)$ פעולות Make-Set באתחול, ועוד $|E|$ פעולות Find-Set ו-Union בסיבוכיות:

$$O((|V| + |E|) \log |V|) = O(|E| \log |V|)$$

סה"כ זמן הריצה הוא $O(|E| \log |V|)$.

מסלולים קלים ביותר

מוטיבציה: נדמיין גרף מכוון שיש בו "משקלים" על הקשתות. המשקלים יכולים לציין מרחק פיזי, זמן או עלות. בהקשר כזה, היינו מתעניינים במציאת מסלולים בין צמתים שהם בעלי סכום משקלים מינימלי.

1. מסלולים קלים ביותר בגרפים מכוונים ממושקלים

שאלה 3.1 מה הדרך הקצרה ביותר להגיע מצומת s לצומת t בגרף? ראינו ש-BFS ימצא את המסלול הקצר כאשר אורך המסלול נמדד לפי מספר הקשתות בו.

נתון גרף מכוון $G = (V, E)$ ופונקציית משקל על הקשתות $w : E \rightarrow \mathbb{R}$, משקלים כלשהם על הקשתות ב- G .

שאלה 3.2 מה האורך של מסלול P בגרף מכוון ממושקל?

הגדרה 3.1 (אורך של מסלול בגרף מכוון ממושקל) עבור גרף מכוון $G = (V, E)$, אורך המסלול P זהו סכום משקלי הקשתות על המסלול, דהיינו:

$$w(P) \triangleq \sum_{e \in P} w(e)$$

הגדרה 3.2 (מסלול קל ביותר בגרף מכוון ממושקל)

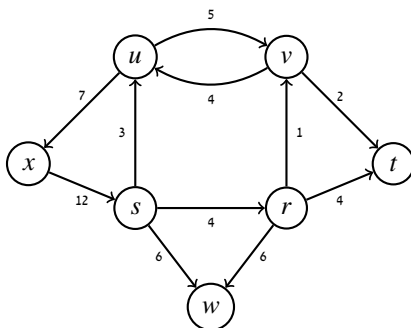
יהי $\delta(u, v)$ אורך מסלול קל ביותר ב- G מצומת u לצומת v , אזי:

$$\delta(u, v) = \begin{cases} \min \{w(P) : u \xrightarrow{P} v\} & \text{אם } v \text{ ישיג מ-} u \text{ ב-} G \\ \infty & \text{אחרת} \end{cases}$$

♥ מסלולים קלים ביותר לא בהכרח מוגדרים כשיש מעגלים שליליים בגרף G !

נרצה לחשב מסלולים קלים ביותר בגרף מכוון נתון.

דוגמה 3.1 (דוגמה לסיבה שמסלול קל ביותר עלול להיות לא מוגדר היטב כאשר יש מעגלים שליליים)



איור 1: גרף מכוון ממושקל לדוגמה

אורך מסלול קל ביותר $s \rightarrow t$ הינו 7: $s \rightarrow r \rightarrow v \rightarrow t$

עתה, נניח שנשנה $w(u, v) \leftarrow (-5)$.

• נסתכל על המסלול:

$$s \xrightarrow{3} u \xrightarrow{-5} v \xrightarrow{2} t$$

אורך המסלול: 0.

• אם ניקח את המסלול:

$$s \xrightarrow{3} u \xrightarrow{-5} v \xrightarrow{4} u \xrightarrow{-5} v \xrightarrow{2} t$$

נקבל אורך מסלול (-1) !

• היות שהמשקל של המעגל $u \rightarrow v$ הוא (-1) , אין מסלול קל ביותר מ- s ל- t , ולכן ניתן לעבור על המעגל השלילי מספר לא חסום של פעמים ולהגיע לאורך $(-\infty)$.

2. מבנה אופטימלי של מסלולים קלים

הגדרה 3.3 (תת-מסלול בגרף מכוון) יהי $P = \langle v_1, v_2, \dots, v_k \rangle$ מסלול כלשהו בגרף מכוון G .

עבור $1 \leq i < j \leq k$, נגדיר את תת המסלול של P מ- v_i ל- v_j להיות:

$$P_{ij} = \langle v_i, v_{i+1}, \dots, v_j \rangle$$

למה 3.1 (תכונת מסלול קל ביותר עוברת לתת-מסלול) יהי $P = \langle v_1, v_2, \dots, v_k \rangle$ מסלול קל ביותר מצומת v_1 לצומת v_k ,

ויהי P_{ij} תת המסלול של P מ- v_i ל- v_j , עבור $1 \leq i < j \leq k$ כלשהם.

אזי P_{ij} הוא מסלול קל ביותר מ- v_i ל- v_j .

הוכחת הלמה. אם נפרק את המסלול P לתתי-מסלולים:

$$v_1 \xrightarrow{P_{1i}} v_i \xrightarrow{P_{ij}} v_j \xrightarrow{P_{jk}} v_k$$

אזי:

$$w(P) = w(P_{1i}) + w(P_{ij}) + w(P_{jk})$$

נניח בשלילה שקיים מסלול P'_{ij} מ- v_i ל- v_j , כך ש- $w(P'_{ij}) < w(P_{ij})$.
אזי קיים מסלול מ- v_1 ל- v_k :

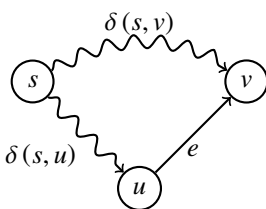
$$v_1 \xrightarrow{P_{1i}} v_i \xrightarrow{P'_{ij}} v_j \xrightarrow{P_{jk}} v_k$$

קיבלנו שאורכו קטן מ- $w(P)$, בסתירה למינימליות של P .

■

טענה 3.1 (אי שוויון המשולש עבור מסלולים קלים ביותר) יהיה $G = (V, E)$ גרף מכוון ו- $w : E \rightarrow \mathbb{R}$, ונניח שב- G אין מעגלים שליליים.
אזי לכל קשת $e = (u \rightarrow v)$

$$\delta(s, v) \leq \delta(s, u) + w_e$$



איור 2: אי שוויון המשולש בטרמינולוגיה של מסלולים קלים ביותר.

הוכחה. אם לא קיים מסלול מ- s ל- u ב- G , אז $\delta(s, u) = \infty$. לא משנה מה ערך w_e , אי השוויון יתקיים.

אחרת יש ב- G מסלול מ- s ל- u , ומכיוון שאין ב- G מעגלים שליליים, אז $\delta(s, u)$ סופי.

יהי P מסלול קל ביותר ב- G מ- s ל- u , כלומר סך משקלי הקשתות ב- P שווה ל- $\delta(s, u)$.
נסתכל על המסלול הבא מ- s ל- v :

$$s \xrightarrow{P} u \xrightarrow{e} v$$

שמשקלו $\underbrace{\delta(s, u)}_{\text{משקל } P} + \underbrace{w_e}_{\text{משקל } e}$. מהגדרה, גודל זה חוסם ממעלה את $\delta(s, v)$, אורך המסלול הקל ביותר מסוג זה (בין s ל- v ב- G).

■

3. פתרון הבעיה האלגוריתמית בגרף ללא מעגלים שליליים

הערה 3.1 (הבעיה האלגוריתמית כפי שהגדיר אותה רועי)

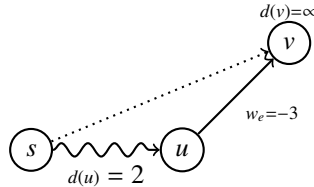
$$\bullet \text{ נתון: } \left\{ \begin{array}{l} G = (V, E) \text{ גרף מכוון} \\ s \in V \text{ צומת התחלה} \end{array} \right.$$

מטרה: למצוא אורך מסלול קל ביותר $\delta(s, u)$ לכל צומת $u \in V$ בגרף.

שאלה 3.3 (כיצד נפתור את הבעיה האלגוריתמית?) אם אין מעגלים שליליים בגרף, האם יש צומת u עבורו יודעים את $\delta(s, u)$? צומת שכזה הוא s עצמו, והוא מקיים: $\delta(s, s) = 0$.

מכיוון שהמרחקים (δ -ות) מקיימים את אי-שוויון המשולש, נדע שאין לנו את התשובה הנכונה, אם יש קשת מכוונת שמפרה את אי-שוויון המשולש.

(מרחק קצר ביותר נוכחי באלגוריתם)



שלב ביניים אפשרי באלגוריתם שנרצה לממש.

מתקיים $\infty = d(v) \not\leq d(u) + w_e$, לכן יש כאן הפרה של אי-שוויון המשולש.

(3) 2 Opt1

$$\bullet \text{ אתחול: } d(u) \leftarrow \begin{cases} \infty & u \neq s \\ 0 & u = s \end{cases} \text{ לכל } u \in V$$

הפרה של אי-שוויון המשולש
עבור הסימונים d של האלגוריתם
והקשת e

\bullet כל עוד יש קשת $e = (u \rightarrow v) \in E$ כך שמתקיים: $\overbrace{d(v) > d(u) + w_e}^{\text{הפרה של אי-שוויון המשולש}}$, בצע $d(v) \leftarrow d(u) + w_e$.

משפט 3.1 (נכונות האלגוריתם למציאת מסלולים קלים ביותר)

יהי $G = (V, E)$ גרף מכוון, $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ פונקציית משקל על הקשתות, ויהי $s \in V$. אם ב- G אין מעגלים שליליים, אז אם באיזשהו שלב של ריצת האלגוריתם הכללי, לכל קשת $(u \rightarrow v) \in E$ מתקיים:

$$d(v) \leq d(u) + w_{(u \rightarrow v)}$$

אז $d(v) = \delta(s, v)$ לכל $v \in V$.

הוכחה. בשלב ראשוני של ההוכחה, אנחנו נראה שבכל רגע של ריצת האלגוריתם הכללי, מתקיים:

$$\forall v \in V, \quad d(v) \geq \delta(s, v) \quad \left(\begin{array}{l} \text{האלגוריתם אף פעם} \\ \text{לא "מפספס"} \\ \text{כלפי מטה.} \end{array} \right)$$

את זה נוכיח באינדוקציה על סדר פעולות האלגוריתם הכללי.

בסיס: אתחול האלגוריתם.

עבור s , מתקיים $\delta(s, s) = 0$ (בגלל שאין מעגלים שליליים ב- G) ואכן $d(s) = 0$.

לכל $s \neq v$, מתקיים: $d(v) = \infty$ ולכן הטענה מתקיימת.

- צעד: נניח שהטענה נכונה עד תחילת האיטרציה הנוכחית, ובאיטרציה זו מבצעים עדכון של $d(v)$ בגלל הקשת $e = (u \rightarrow v)$. בסיום האיטרציה, עבור כל צומת שאינו v הטענה מתקיימת עבורו.

עבור v עצמו:

$$d(v) \underbrace{=}_{\substack{\text{הגדרת} \\ \text{האלגוריתם}}} d(u) + w_e \underbrace{\geq}_{\substack{\text{הנחת} \\ \text{האינדוקציה}}} \delta(s, u) + w_e \underbrace{\geq}_{\text{אש"מ}} \delta(s, v)$$

לכן, בכל רגע של ריצת האלגוריתם הכללי, מתקיים $\forall v \in V \quad d(v) \geq \delta(s, v)$.

בשביל לסיים את הוכחת המשפט, מספיק להראות שאם תנאי העצירה מתקיים $\forall e = (u \rightarrow v) \in E, \quad d(v) \leq d(u) + w_e$, אזי:

$$\forall v \in V, \quad d(v) \leq \delta(s, v)$$

נניח בשלילה שקיים צומת v , עבורו מתקיים $d(v) > \delta(s, v)$ (וכמובן תנאי העצירה מתקיים).

מכיוון שמתקיים $\delta(s, v) < \infty$ (לפי הנחת השלילה), וגם $\delta(s, v) \neq -\infty$ (כפי ב- G אין מעגלים שליליים), אז $\delta(s, v)$ סופי. יהי $s \xrightarrow{P} v \subseteq E$ מסלול קל ביותר כלשהו ב- G מ- s ל- v :

$$P = \begin{array}{ccccccc} v_0 & \rightarrow & v_1 & \rightarrow & v_2 & \dots & \rightarrow & v_{k-1} & \rightarrow & v_k \\ & & & & & & & & & \parallel \\ & & & & & & & & & s \end{array}$$

- עבור s מתקיים $d(s) = \delta(s, s) = 0$.

- עבור v מתקיים $d(v) > \delta(s, v)$ (הנחת השלילה).

לכן ניתן להסיק מהחלק הראשון של ההוכחה ("אין פספוס כלפי מעלה"), שיש קשת $e = (v_i \rightarrow v_{i+1})$,

עבורה $d(v_i) = \delta(s, v_i)$, וגם $d(v_{i+1}) > \delta(s, v_{i+1})$.

מתקיים:

$$d(v_{i+1}) \underbrace{>}_{\substack{\text{הנחת} \\ \text{השלילה}}} \delta(s, v_{i+1}) \underbrace{=}_{\substack{\text{כל תת מסלול של } P \\ \text{גם הוא קל ביותר}}} \delta(s, v_i) + w_e = d(v_i) + w_e \underbrace{\geq}_{\substack{\text{תנאי העצירה} \\ \text{עבור קשת } e}} d(v_{i+1})$$

וזו סתירה להנחת השלילה.

■

4. עץ מסלולים קלים ביותר

שאלה 3.4 אם האלגוריתם הכללי עצר,

כיצד ניתן לשחזר איזשהו מסלול קל ביותר מ- s לצומת v , בהנחה ש- $\delta(s, v)$ סופי?

הגדרה 3.4 (עץ מסלולים קלים ביותר) בהינתן גרף מכוון $G = (V, E)$, $w : E \rightarrow \mathbb{R}$ וצומת $s \in V$, בהנחה שאין מעגלים שליליים ב- G , נגדיר עץ מסלולים קלים ביותר להיות תת גרף $G' = (V', E')$ של G כך שמתקיים:

(1) V' הוא אוסף הצמתים הישיגים מ- s ב- G .

(2) G' הוא עץ מכוון ששורשו s .

(3) לכל $u \in V'$, המסלול היחיד מ- s ל- u ב- G' הוא מסלול קל ביותר מ- s ל- u ב- G .

שאלה 3.5 מה נוסף לאלגוריתם הכללי בשביל שנקבל עץ מסלולים קל ביותר?

(3) 2 0pt1

:

• אתחול: $\forall v \in V, \pi(v) \leftarrow \text{NULL}$

• באיטרציות: אם עדיין את $d(v)$ בגלל קשת $e = (u \rightarrow v)$, אזי $\pi(v) \leftarrow u$.

טענה 3.2 (נכונות ; ללא הוכחה) אם ב- G אין מעגלים שליליים, אז ברגע שהאלגוריתם הכללי עוצר, מתקיים:

$$V_\pi \triangleq \{u \in V : \pi(u) \neq \text{NULL}\} \cup \{s\}$$

$$E_\pi \triangleq \{(\pi(v) \rightarrow v) : v \in V_\pi \setminus \{s\}\}$$

הגרף $G_\pi = (V_\pi, E_\pi)$ הוא עץ מסלולים קלים ביותר של G מ- s .

5. שאלות בנושא האלגוריתם הכללי

שאלה 3.6 באיזה סדר כדאי לעבור על הקשתות?

שאלה 3.7 האם האלגוריתם הכללי תמיד עוצר?

שאלה 3.8 איך יודעים אם ב- G יש מעגל שלילי?

התשובה לשאלות הללו תלויה במה שידוע על המשקלים w .

• המקרה הראשון (והחשוב) שנטפל בו הוא כאשר $\forall e \in E, w_e \geq 0$ (משקלים אי שליליים).

• המקרה השני יהיה המקרה הכללי (אין מגבלה על המשקלים).

באופן כללי, נראה עבור שני המקרים מימוש מסוים (ומהיר) של האלגוריתם הכללי.

5.1. משקלים אי-שליליים.