הרצאה 3

DFS

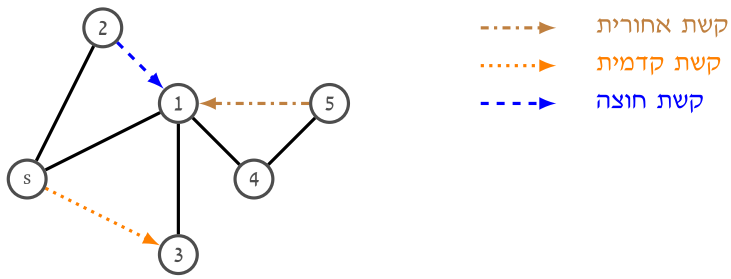
סיווג קשתות, רכיבים קשירים היטב, צמתי הפרדה, רכיבים אי פריקים

סיווג קשתות

בהינתן גרף מכוון ותת עץ (מושרש) שלו מסווגים את קשתות הגרף ל-4 סוגים:

1. קשתות עץ
2. קשתות קדמיות
3. קשתות אחוריות
4. קשתות חוצות

הערה: בגרף לא מכוון נתייחס לקשתות קדמיות וקשתות אחוריות כקשתות אחוריות.



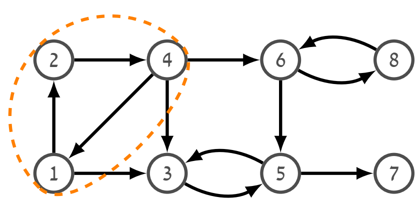
טענה 1. בגרף לא מכוון ועץ שהוא פלט של DFS אין קשתות חוצות

הוכחה. באמצעות למת המסלול הלבן □

כלומר, כל גרף לא מכוון ניתן לפרק (לעץ) DFS וקבוצת קשתות אחוריות.

רכיבים קשירים היטב

בהינתן גרף מכוון, $G=(V,A)$ נגדיר את היחס הבא: $\{(u,v) : u \rightsquigarrow v \wedge v \rightsquigarrow u\}$, כלומר צמתים u ו-v ביחס אם קיים מסלול מ-u ל-v וקיים מסלול מ-v ל-u. נשים לב שזהו יחס שקילות ולכן הוא מגדיר מחלקות שקילות. למחלקות שקילות אלו נקרא הרכיבים האי פריקים של G.
דוגמה:

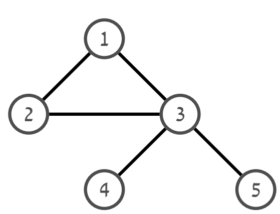


צמתי הפרדה

מעתה נעסוק רק בגרפים לא מכוונים וקשירים (בלי הגבלת הכלליות).

הגדרה 1 (צומת הפרדה)**.** צומת v יקרא <u>צומת הפרדה</u> אם $G[V \setminus \{v\}]$ אינו קשיר

דוגמה: צומת 3 בגרף הבא הוא צומת הפרדה (ורק הוא)



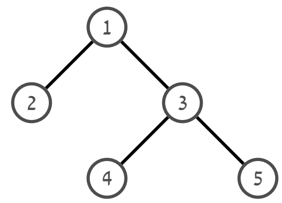
מה המשמעות של צמתי הפרדה ? ברשת כבישים ? רשת תקשורת ? רשת חברתית ?
אלגוריתם טריוויאלי למציאת צמתי הפרדה:

1. עבור כל צומת v

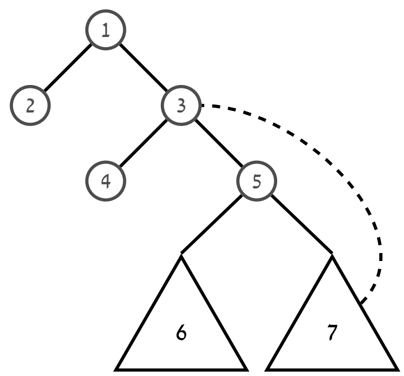
(א) מחק את v מ-G

(ב) בדוק אם G קשיר

מה הסיבוכיות ? נרצה לעשות יותר טוב.
שאלה: מי הם צמתי ההפרדה בעצים?



נסתכל על גרף לא מכוון כאיחוד של עץ DFS וקבוצת קשתות אחוריות. מה יכול לקרות כאשר מוציאים קשת שאינו עלה מהגרף ?
למשל מה יקרה אם נסיר את צומת 5 מהגרף הבא ?



קל להשתכנע שתת העץ 7 ישאר מחובר לגרף בעוד שתת העץ 6 יתנתק מהגרף.
בעץ מושרש, T, נסמן ב-T_v את תת העץ ששורשו הוא v. כלומר תת העץ שמכיל את v ואת כל צאצאיו.

הגדרה 2 (קשת עוקפת)**.** נגיד שקשת בגרף מצאצא של u לאב קדמון של u (שניהם לא u עצמו) עוקפת את u

הגדרה 3 (בן מפריד)**.** צומת v עם אבא u יקרא בן מפריד אם לא קיימת ב-T_v קשת שעוקפת את u

טענה 2. צומת u בעץ DFS שאינו עלה הוא מפריד אם ורק אם יש לו בן מפריד. בפרט שורש העץ הוא צומת מפריד אמ"מ הוא אינו עלה (יש לו יותר מבן אחד)

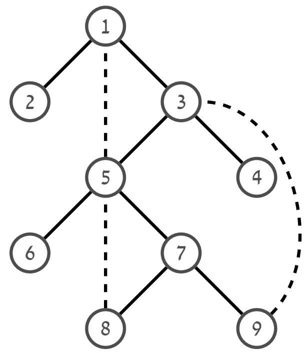
הוכחה. נזכיר שבגרף אין קשתות חוצות, כמו כן נניח ש-u אינו השורש (ניתן להוכיח נכונות לגבי השורש בנפרד)
כיוון ראשון: נניח שמ-T_v אין קשת לאב קדמון של u אזי כל מסלול מהאבא של u ל-T_v חייב לעבור ב-u.
כיוון שני: נניח שלכל בן v של u קיימת קשת עוקפת מ-T_v, wx נשים לב שהוספת הקשת wx סוגרת מעגל שמכיל את הקשת uv ולכן אם נסיר את הקשת uv נקבל שוב עץ, נחזור על הפעולה הזאת לכל בן של u ולבסוף נסיר את u מהעץ. קיבלנו שוב עץ ולכן u אינו צומת הפרדה.

□

הגדרה 4. נגדיר

$$L(u) := \min_{vw \in E : v \in T_u} \alpha(w)$$

כלומר הצומת עם ערך α מינימלי שהוא שכן של T_u.
דוגמה: מה ערכי L בגרף הבא ?



אבחנה 1. צומת v הוא בן מפריד של u אמ"מ $L(v) \geq \alpha(u)$

כלומר, כדי למצוא אלגוריתמית את צמתי ההפרדה כל שעלינו לעשות הוא לחשב את ערכי L. נשים לב שמתקיימת הנוסחה (הרקורסיבית) הבאה:

$$L(u) = \min \begin{cases} \min\limits_{uv \in E} \alpha(v) \\ \min\limits_{v \in C(u)} L(v) \end{cases}$$

נעדכן את המימוש של DFS כך שבריצת האלגוריתם נחשב גם את ערכי L

1. אתחול: ... לכל $v \in V$ מציבים $L(v) \leftarrow \infty$
2. כל עוד המחסנית לא ריקה
   (א) $u \leftarrow S.top()$
   (ב) אם קיימת קשת uv שחוצה את U ($u \in U$)
      i. $U \leftarrow U \cup \{v\}, F \leftarrow F \cup \{uv\}$
      ii. $p(v) \leftarrow u$
      iii. $\alpha(v) \leftarrow i$
      iv. $S.push(v)$
   (ג) אחרת
      i. $L(u) \leftarrow \min_{uv \in E} \alpha(v)$
      ii. $L(p(u)) \leftarrow \min\{L(u), L(p(u))\}$
      iii. $u \leftarrow S.pop()$
      iv. $\beta(u) \leftarrow i$
   (ד) $i \leftarrow i + 1$

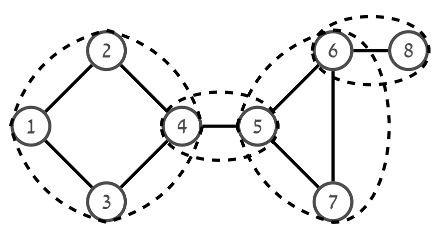
רכיבים אי פריקים

הגדרה 5 (גרף אי פריק)**.** גרף (קשיר) יקרא אי פריק אם אין בו צמתי הפרדה

במילים אחרות, הגרף נשאר קשיר גם אחרי הסרת צומת כלשהו ממנו.

הגדרה 6 (רכיב אי פריק)**.** רכיב אי פריק H של G הוא תת גרף (קשיר) אי פריק מקסימלי של G

דוגמה:



טענה 3. לשני רכיבים אי פריקים H_1 ו-H_2 צומת אחד משותף לכל היותר

הוכחה. נניח בשלילה שישנם שני רכיבים כאלו שחולקים את הצמתים u ו-v. נשים לב שלאחר שהסרה של צומת כלשהו כל רכיב בנפרד נשאר קשיר. מעבר לכך הרכיבים עדיין חולקים צומת משותף ולכן הרכיב שמתקבל מאיחוד שני הרכיבים גם הוא אי פריק. סתירה למקסימליות. □

טענה 4. הרכיבים האי פריקים מהווים חלוקה של קשתות הגרף

הוכחה. קשת היא גרף אי פריק ולכן מוכלת ברכיב אי פריק אחד לפחות. מטענה 3 נובע שגם לכל היותר □

טענה 5. כל מעגל ב-G מוכל ברכיב פריק של G

הוכחה. נובע ישירות מכך שמעגל הוא גרף אי פריק □

נרצה למצוא את הרכיבים האי פריקים של גרף G.

טענה 6. עבור צומת הפרדה u עם בן מפריד v, כל צמתי הרכיב האי פריק שמכיל את uv (פרט ל-u) נמצאים ב-T_v

הוכחה. נשים לב ש-u מפריד את T_v משאר הגרף □

נסמן ב-S את קבוצת הבנים המפרידים אז

מסקנה 1. צמתי הרכיב האי פריק שמכיל את uv הוא $T_v \cup \{v\} \setminus \bigcup_{w\in S: w\neq v} T_w$

נעדכן את המימוש של DFS כך שבריצת האלגוריתם נחשב גם את הרכיבים האי פריקים (נרצה לשמור לכל צומת את מספר הרכיב אליו הוא שייך)

1. אתחול: ... $S' \leftarrow (s)$, $b \leftarrow 0$, לכל צומת $v \in V$ $B(v) \leftarrow -1$
2. כל עוד המחסנית לא ריקה
   (א) $u \leftarrow S.top()$
   (ב) אם קיימת קשת uv שחוצה את U ($u \in U$)
      i. ...
      ii. $S'.push(v)$
   (ג) אחרת
      i. $v \leftarrow S.pop()$
      ii. $\beta(v) \leftarrow i$
      iii. אם v בן מפריד של u
         א'. $w \leftarrow S'.pop()$
         ב'. כל עוד $w \neq v$
            - $B(w) = b$
            - $w \leftarrow S'.pop()$
         ג'. $b \leftarrow b + 1$
   (ד) $i \leftarrow i + 1$

עץ רכיבים אי פריקים

עבור גרף G נגדיר את גרף הרכיבים האי פריקים, $B(G)$, כגרף הדו צדדי על קבוצות הצמתים B ו-S כאשר ב-B צומת עבור כל רכיב אי פריק ב-G וב-S צומת עבור כל צומת הפרדה ב-G. בגרף הנ"ל תהיה קשת bs, $b \in B$, $s \in S$, אמ"מ הרכיב שמתאים ל-b מכיל את הצומת s.
נשים לב שכל מסלול ב-G מתאים למסלול (יחיד) ב-$B(G)$ ולכן $B(G)$ קשיר. כמו כן נשים לב שב-$B(G)$ לא קיימים מעגלים כי זה יגרור שקיים מעגל ב-G שאינו שעובר ביותר מרכיב אי פריק אחד.

מסקנה 2. $B(G)$ הוא עץ