

Wstęp do informatyki

Wykład 13

Grafy – pojęcia, reprezentacja,
przeglądanie grafu

Wstęp do informatyki
Instytut Informatyki UWr

Temat wykładu

- Grafy – definicje
- Reprezentacja grafu w pamięci komputera
- Przeglądanie grafów (wszerz, w głąb)
- Zastosowania przeglądania

Graf skierowany

Graf skierowany $G(V,E)$:

- V – skończony zbiór wierzchołków
- $E \subset V \times V$ – zbiór krawędzi (pary wierzchołków)

Oznaczenia:

n – liczba wierzchołków

m – liczba krawędzi

Obserwacja:

$$m \leq n^2$$

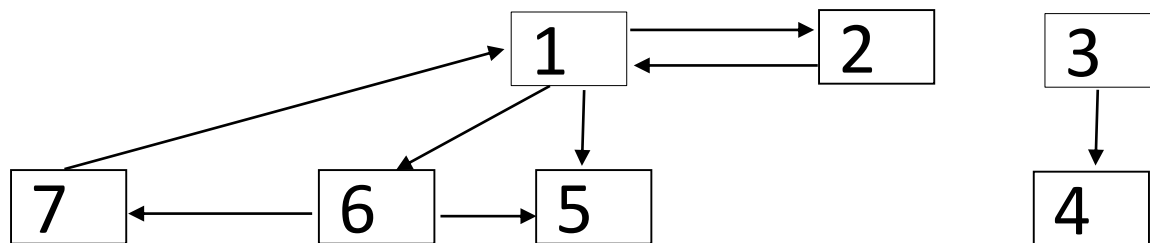
Graf skierowany

Przykład

$V = \{ 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7 \}$

$E = \{ (1, 5), (1, 2), (6,7), (1, 6), (3,4), (7,1), (2,1), (6,5) \}$

$n = 7, m = 8$



Zastosowania

- połączenia drogowe, kolejowe, lotnicze
- relacje zależności w firmie
- zależności między przedmiotami w programie studiów!
- i inne...

Graf nieskierowany (prosty)

Graf $G(V,E)$ jest grafem nieskierowanym gdy spełniony jest warunek:

$$(i, j) \in E \text{ wtw } (j, i) \in E$$

Inny sposób definicji grafu nieskierowanego:

W grafie nieskierowanym krawędzie to dwuelementowe zbiory wierzchołków (a nie uporządkowane pary)

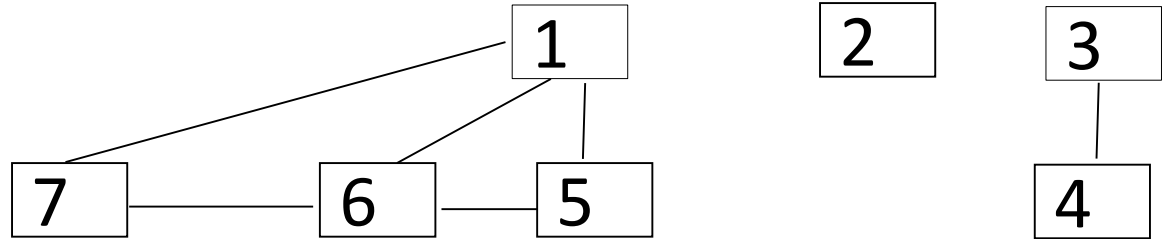
Graf nieskierowany

Przykład

$$V = \{ 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7 \}$$

$$E = \{ \{1, 5\}, \{6, 7\}, \{1, 6\}, \{3, 4\}, \{7, 1\}, \{6, 5\} \}$$

$$n = 7, m = 6$$



lub równoważnie:

$$E = \{ (1, 5), (5, 1), (6, 7), (7, 6), (1, 6), (6, 1), (3, 4), (4, 3), (7, 1), (1, 7), (6, 5), (5, 6) \}$$

Graf z wagami

Graf z wagami $G(V, E, w)$ to graf $G(V, E)$ wraz z funkcją $w: E \rightarrow \mathbb{R}$ przypisującą krawędziom liczby (np. rzeczywiste) nazywane wagami

Uwagi:

- Graf z wagami może być grafem skierowanym bądź nieskierowanym
- wagi mogą być ograniczone do podzbioru liczb rzeczywistych bądź przyjmować wartości z innego zbioru;
- zazwyczaj (na tym wykładzie) wagi to liczby nieujemne.

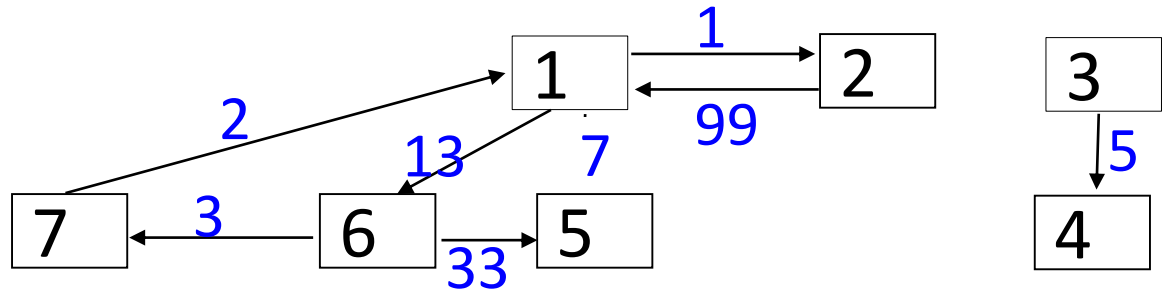
Graf z wagami (skierowany)

Przykład

$$V = \{ 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7 \}$$

$$E = \{ (1, 5), (1, 2), (6, 7), (1, 6), (3, 4), (7, 1), (2, 1), (6, 5) \}$$

$$n = 7, m = 8$$



$$w((1, 5)) = 7$$

$$w((1, 2)) = 1$$

$$w((6, 7)) = 2$$

$$w((1, 6)) = 13$$

$$w((3, 4)) = 5$$

$$w((7, 1)) = 2$$

$$w((2, 1)) = 99$$

$$w((6, 5)) = 33$$

Graf prosty – sąsiedztwo, stopień

Def. Wierzchołek w jest **sąsiadem** wierzchołka v w grafie prostym $G(V, E)$ gdy $\{v, w\} \in E$

Def. **Stopień** $d(v)$ wierzchołka v w grafie prostym to liczba jego sąsiadów, czyli moc zbioru $\{ w \mid \{v, w\} \in E \}$

Graf skierowany – stopień

Def. **Stopień wyjściowy** wierzchołka v to liczba krawędzi o początku w v czyli moc zbioru $\{ w \mid (v, w) \in E \}$

Def. **Stopień wejściowy** wierzchołka v to liczba krawędzi o końcu w v czyli moc zbioru $\{ w \mid (w, v) \in E \}$

Graf – ścieżki

Def. **Ścieżka** to ciąg wierzchołków v_1, v_2, \dots, v_k taki, że $(v_i, v_{i+1}) \in E$ dla każdego $i=1, 2, \dots, k-1$.

Def. **Ścieżka prosta**: wszystkie wierzchołki na ścieżce są różne

Def. **Długość ścieżki** v_1, v_2, \dots, v_k jest równa $k-1$, czyli liczbie krawędzi na ścieżce.

Graf – ścieżki

Def. **Cykl** to ścieżka zaczynająca i kończąca się w tym samym wierzchołku

Def. **Osiągalność**

Wierzchołek w jest osiągalny z v jeśli istnieje ścieżka $v = v_1, v_2, \dots, v_k = w$

Graf – reprezentacja

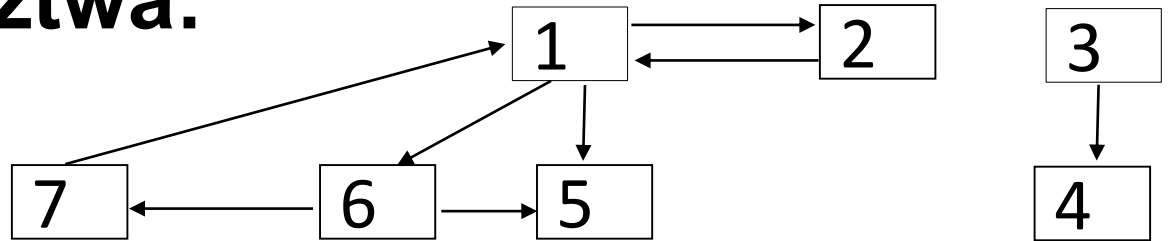
Macierz sąsiedztwa:

Graf $G(V,E)$ reprezentowany przez tablicę dwuwymiarową $\text{int } a[n][n]$

- $a[i][j] = 1$ gdy $(i,j) \in E$ **lub**
 $a[i][j] = w((i,j))$ dla grafu z wagami
- $a[i][j] = 0$ gdy $(i,j) \notin E$

Graf – reprezentacja

Macierz sąsiedztwa:



	1	2	3	4	5	6	7
1	0	1	0	0	1	1	0
2	1	0	0	0	0	0	0
3	0	0	0	1	0	0	0
4	0	0	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	1	0	1
7	1	0	0	0	0	0	0

Przykład ścieżki: 1,6,5

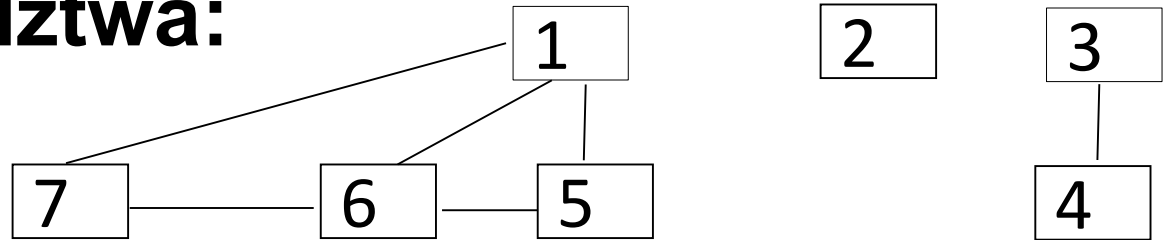
Przykład cyklu: 1,6,7

Stopień wyjściowy 1: 3

Stopień wejściowy 1: 2

Graf – reprezentacja

Macierz sąsiedztwa:



	1	2	3	4	5	6	7
1	0	0	0	0	1	1	1
2	0	0	0	0	0	0	0
3	0	0	0	1	0	0	0
4	0	0	1	0	0	0	0
5	1	0	0	0	0	1	0
6	1	0	0	0	1	0	1
7	1	0	0	0	0	1	0

Przykład ścieżki: 1,5,6,7

Przykład cyklu: 1,5,6

$d(1)=3$

$d(2)=0$

Graf – reprezentacja

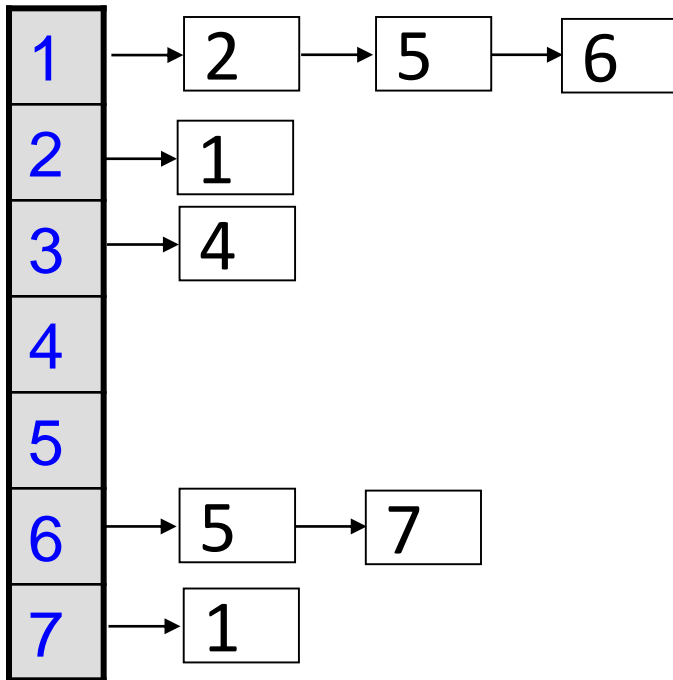
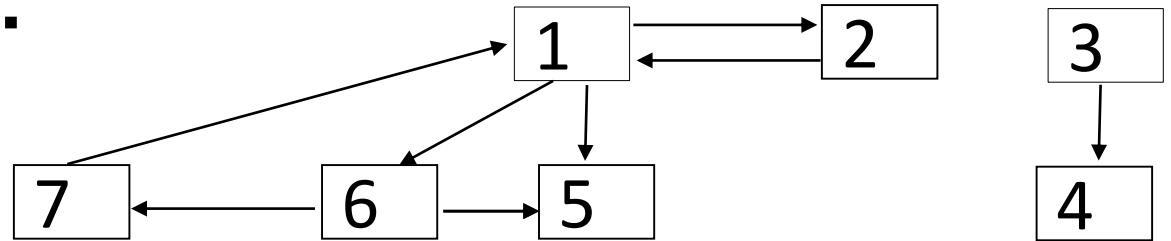
Listy sąsiadów:

Graf $G(V,E)$ reprezentowany przez tablicę wiązanych list $a[n]$

- $a[i]$ to lista sąsiadów $a[i]$, czyli zbiór
 $\{ j : (i,j) \in E \}$

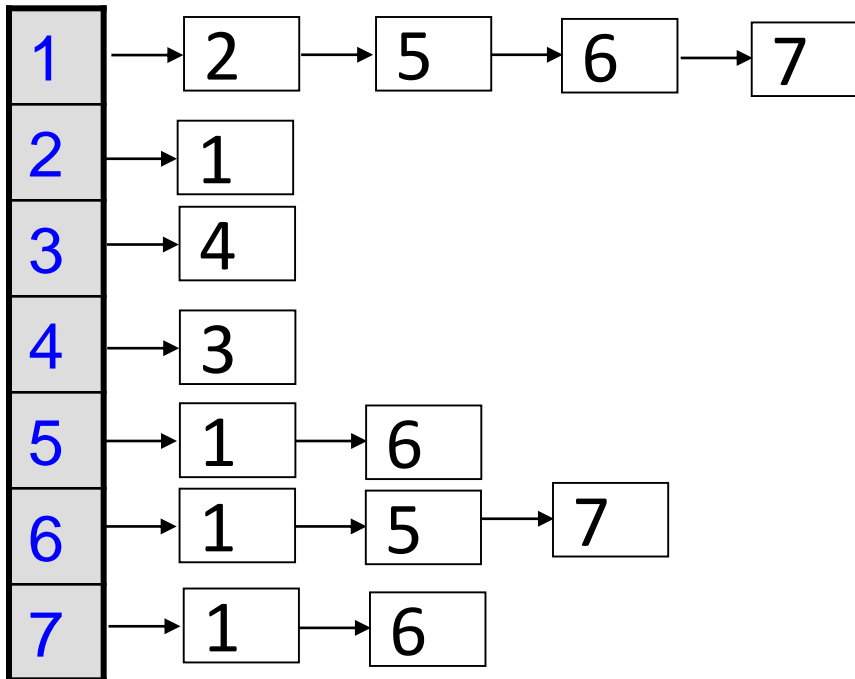
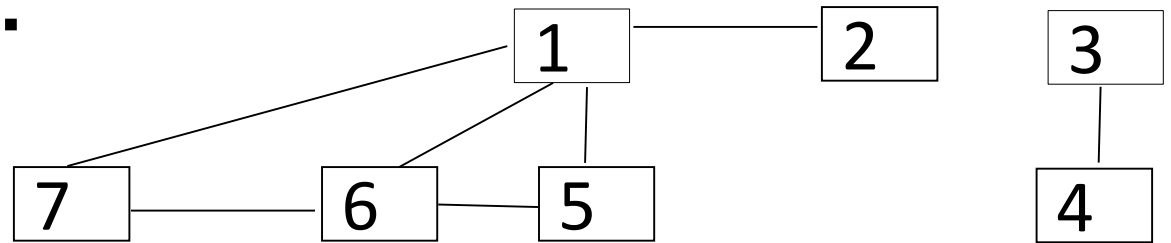
Graf – reprezentacja

Listy sąsiadów:



Graf – reprezentacja

Listy sąsiadów:



Reprezentacje i ich własności

Złożoność pamięciowa:

- macierz sąsiedztwa: n^2 (nawet gdy $m=O(n)$)
- listy sąsiadów: $O(n+m)$

Czas operacji (na **niebiesko** szybsze rozwiązanie):

Operacja	Tablicowa	Listowa
Sprawdź(u,v)	$O(1)$	$O(d(u))$
Dodaj(u,v)	$O(1)$	$O(d(u))$
Usuń(u,v)	$O(1)$	$O(d(u))$
Przejrzyj sąsiadów u	$O(n)$	$O(d(u))$

Graf – przeszukiwanie

Problem przeszukiwania

Wejście: graf $G(V, E)$, oraz $s \in V$, gdzie:

- $V = \{ 1, 2, \dots, n \}$
- E reprezentowane przez listy sąsiadów $a[1..n]$

Wynik:

- wyznaczenie wszystkich wierzchołków osiągalnych z s

Graf – przeszukiwanie

Struktury danych:

B – zbiór wierzchołków odwiedzonych, dla których nie zbadaliśmy jeszcze wszystkich wychodzących krawędzi

odw – tablica reprezentująca zbiór odwiedzonych wierzchołków

a – tablica list; reprezentacja zbioru krawędzi E

L – tablica list; L[v] to lista niesprawdzonych krawędzi dla v

Wynik działania algorytmu dla $v=1..n$:

- $odw[v]=1$, gdy v osiągalny z s
- $odw[v]=0$ w przeciwnym przypadku

Graf – przeszukiwanie

Struktury danych:

- B – zbiór wierzchołków odwiedzonych, dla których nie zbadaliśmy jeszcze wszystkich wychodzących krawędzi
- odw – tablica reprezentująca zbiór odwiedzonych wierzchołków
- a – tablica list; reprezentacja G
- L – tablica list; L[v] to lista niesprawdzonych krawędzi dla v

Idea rozwiązania:

- $B \leftarrow \{ s \}$ i zaznacz s jako odwiedzony
- Dopóki B niepusty:
 - Weź v z B
 - Jeśli wszystkie krawędzie wychodzące z v były sprawdzone: usuń v z B, w przeciwnym przypadku:
 - weź niesprawdzoną krawędź (v, w)
 - jeśli w nieodwiedzony: dodaj w do B i zaznacz jako odwiedzony.

Graf – przeszukiwanie

Struktury danych:

- B – zbiór wierzchołków odwiedzonych, dla których nie zbadaliśmy jeszcze wszystkich wychodzących krawędzi
- odw – tablica reprezentująca zbiór odwiedzonych wierzchołków
- a – tablica **list**; reprezentacja G (zbioru krawędzi)
- L – tablica **list**; L[v] to lista niesprawdzonych krawędzi wychodzących z v

Operacje na **liście**:

- pierwszy(X) – wartość pierwszego elementu na liście
- ogon(X) – lista X bez jej pierwszego elementu

Operacje na **zbiorze**

- Weź(Z) – element zbioru Z lub NULL gdy Z pusty
- Dodaj x do Z: $Z \leftarrow Z + \{ x \}$
- Usuń x z Z: $Z \leftarrow Z - \{ x \}$

Graf – przeszukiwanie

Algorytm Inicjalizuj(G)

1. Dla $v=1,2,\dots,n$:
 - $\text{odw}[v] \leftarrow 0$; $L[v] \leftarrow a[v]$

Algorytm Przeszukaj(G,s):

1. $B \leftarrow \{ s \}$, $\text{odw}[s] \leftarrow 1$
2. Dopóki $B \neq \emptyset$
 1. $v \leftarrow \text{weź}(B)$
 2. Jeśli $L[v]$ pusta: $B \leftarrow B - \{ v \}$, w przeciwnym przypadku
 - a) $w \leftarrow \text{pierwszy}(L[v])$
 - b) $L[v] \leftarrow \text{ogon}(L[v])$
 - c) jeśli $\text{odw}[w]=0$:
 - $B \leftarrow B + \{ w \}$
 - $\text{odw}[w] \leftarrow 1$

Graf – przeszukiwanie - poprawność

Fakt

Jeśli v jest osiągalny z s , to v zostanie odwiedzony w trakcie $\text{Przeszukaj}(G,s)$.

Dowód

Obserwacje:

- każdy odwiedzony węzeł jest dodawany do B (jeden raz)
- v osiągalny z s wtw istnieje ścieżka z s do v

Indukcja ze

względu na długość ścieżki z s do v :

- **Krok bazowy:** Jeśli ścieżka długości 1 (v sąsiadem s) – v zostanie odwiedzony dzięki 2.1 (gdyż s umieszczamy w B , w 2.1 sprawdzamy jego sąsiadów)

Graf – przeszukiwanie - poprawność

- **Krok indukcyjny:**

Zał.: Wierzchołki, do których prowadzą ścieżki o długości $< k$ są odwiedzone i dodane do B.

Teza: Wierzchołki, do których prowadzą ścieżki o długości k są odwiedzone i dodane do B.

Dowód:

Niech v – osiągalny z s , ścieżka $s=v_1, \dots, v_k, v_{k+1}=v$. Wówczas:

- v_1, \dots, v_k to też ścieżka
- z założenia indukcyjnego wszystkie wierzchołki na tej ścieżce będą odwiedzone (i dodane do B)
- v zostanie wybrany z $L[v_k]$ i odwiedzony (o ile nie będzie odwiedzony wcześniej)

Graf – przeszukiwanie - czas

Własności

- Każdy wierzchołek co najwyżej raz dodany do B
- Wierzchołek v zostanie wybrany $d(v)+1$ razy w kroku 2.1, po czym zostanie usunięty

Wniosek

Algorytm zakończy działanie po

$$\sum_{v \in V} (d(v) + 1) = O(n + m)$$

obrotach pętli 2.

Spójność, składowe

Def. **Podgraf** grafu $G(V,E)$ indukowany przez zbiór $V' \subseteq V$ to graf $G'(V',E')$ gdzie

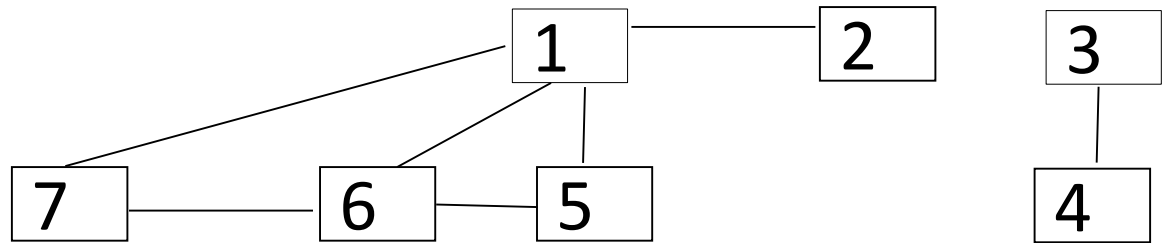
$$(i,j) \in E' \Leftrightarrow i,j \in V' \text{ oraz } (i,j) \in E$$

Def. Graf prosty $G(V,E)$ nazywamy **spójnym** wtw gdy dla każdej pary wierzchołków $v, v' \in V$ istnieje ścieżka łącząca v i v' .

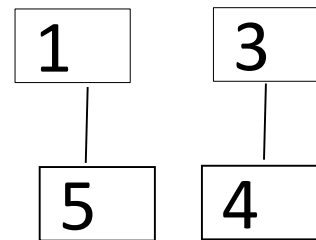
Def. **Składową spójności** grafu prostego $G(V,E)$ nazywamy podgraf $G'(V',E')$ grafu G indukowany przez $V' \subseteq V$, taki że G' jest spójny i $G' \cup \{v\}$ nie jest spójny dla każdego $v \in V - V'$

Spójność, składowe

Graf $G(V,E)$:



Podgraf indukowany przez 1,5,3,4:



Składowe spójności grafu G :

- Podgraf indukowany przez $\{1,2,5,6,7\}$
- Podgraf indukowany przez $\{3,4\}$

Przeszukiwanie – zastosowania

Spójność

We: graf prosty $G(V,E)$, $V = \{1, 2, \dots, n\}$

Wy: TAK gdy G jest spójny, NIE w przeciwnym przypadku

Rozwiązanie:

1. Inicjalizuj(G)
2. Uruchom Przeszukaj(G, s), gdzie s to dowolny element V .
3. Dla $v=1,2,\dots,n$:
 - Jeśli $odw[v]=0$: zwróć NIE i zakończ
4. Zwróć TAK

Przeszukiwanie – zastosowania

Składowe spójności w grafie nieskierowanym

We: graf prosty $G(V,E)$, $V = \{1, 2, \dots, n\}$

Wy:

- $odw[v]=odw[w]$ dla każdego v,w z tej samej składowej spójności
- $odw[v]\neq odw[w]$ dla każdego v,w z różnych składowych spójności

Algorytm – idea:

1. Inicjalizuj(G)
2. $i \leftarrow 1$
3. Dopóki są jakieś nieodwiedzone wierzchołki
 - Wybierz nieodwiedzony wierzchołek v
 - Przeszukaj podgraf wierzchołków osiągalnych z v i oznacz ich numer składowej przez i
 - $i \leftarrow i + 1$

Przeszukiwanie – składowe spójności

Algorytm Przeszukaj(G, s, i):

1. $B \leftarrow \{ s \}$
2. Dopóki $B \neq \emptyset$
 1. $v \leftarrow \text{weź}(B)$,
 2. $\text{odw}[v] \leftarrow i$
 3. Jeśli $L[v]$ pusta: $B \leftarrow B - \{ v \}$,
wpp
 1. $w \leftarrow \text{pierwszy}(L[v])$
 2. $L[v] \leftarrow \text{ogon}(L[v])$
 3. jeśli $\text{odw}[w] \neq i$:
 1. $B \leftarrow B + \{ w \}$
 2. $\text{odw}[w] \leftarrow i$

Algorytm Składowe(G):

Inicjalizuj(G)

$i \leftarrow 1$

Dla $v = 1, 2, \dots, n$:

- Jeśli $\text{odw}[v] = 0$:
 - Przeszukaj(G, v, i)
 - $i \leftarrow i + 1$

Przeszukiwanie wszerz (BFS)

Przeszukiwanie wszerz (BFS)

Def. Dla ustalonego grafu (nieskierowanego) $G(V,E)$ i wierzchołka s :

V_i to zbiór wierzchołków, dla których najkrótsza ścieżka do s składa się z i krawędzi

Przykłady:

- $V_0 = \{ s \}$
- V_1 – sąsiedzi s
- V_2 – sąsiedzi V_1 , nie należący do $V_0 \cup V_1$
- itd.

Przeszukiwanie wszerz (BFS)

Przeszukiwanie wszerz (Breadth First Search)

Kolejność odwiedzania wierzchołków

Najpierw odwiedź elementy zbioru V_1 , potem V_2 , następnie V_3 , itd.

Sposób realizacji

Umieszczamy nowo odwiedzane wierzchołki w kolejce:

- B - zbiór wierzchołków odwiedzonych, dla których nie zbadaliśmy jeszcze wszystkich wychodzących krawędzi traktujemy jako kolejkę.

Przeszukiwanie wszerz

Algorytm generyczny:

1. $B \leftarrow \{ s \}$
2. Dopóki $B \neq \emptyset$
 1. $v \leftarrow \text{weź}(B)$, $\text{odw}[v] = \text{true}$
 2. Jeśli $L[v]$ pusta:
 $B \leftarrow B - \{ v \}$, wpp:
 1. $w \leftarrow \text{pierwszy}(L[v])$
 2. $L[v] \leftarrow \text{ogon}(L[v])$
 3. jeśli $\text{odw}[w] = \text{false}$:
 1. $B \leftarrow B + \{ w \}$
 2. $\text{odw}[w] = \text{true}$

Kolejka:

- $\text{KolPusta}()$ – tworzy pustą kolejkę i zwraca ją jako wynik
- $\text{WstawK}(A, x)$ – wstawia element x na **koniec** kolejki A
- $\text{WeźK}(A)$ – wynikiem element z **początku** kolejki
- $\text{ZdejmijK}(A)$ – zdejmuje i zwraca jako wynik element z **początku** kolejki A (o ile A nie jest pusta)
- $\text{CzyPusta}(A)$ – prawda gdy kolejka A jest pusta

Przeszukiwanie wszerz

Algorytm BFS(V,s):

1. $K \leftarrow \text{KolPusta}()$
 $\text{WstawK}(K,s)$
2. Dopóki $\neg \text{CzyPusta}(K)$
 1. $v \leftarrow \text{WeźK}(K)$
 2. Jeśli $L[v]$ pusta:
 $\text{ZdejmijK}(K)$, wpp:
 1. $w \leftarrow \text{pierwszy}(L[v])$
 2. $L[v] \leftarrow \text{ogon}(L[v])$
 3. jeśli $\text{odw}[w]=0$:
 1. $\text{WstawK}(K,w)$
 2. $\text{odw}[w] = 1$

Kolejka:

- $\text{KolPusta}()$ – tworzy pustą kolejkę i zwraca ją jako wynik
- $\text{WstawK}(A,x)$ – wstawia element x na **koniec** kolejki A
- $\text{WeźK}(A)$ – wynikiem element z **początku** kolejki (zawartość kolejki bez zmian)
- $\text{ZdejmijK}(A)$ – zdejmuje i zwraca jako wynik element z **początku** kolejki A (o ile A nie jest pusta)
- $\text{CzyPusta}(A)$ – prawda gdy stos A jest pusty

Przeszukiwanie wszere - zastosowania

Przeszukiwanie wszerek - zastosowania

Problem najkrótszych ścieżek

We: $G(V,E)$ – graf prosty, $s \in V$

Wy: tablica d taka, że dla każdego $v \in V$:

- $d[v]$ – długość najkrótszej ścieżki z s do v jeśli v osiągalny z s
- $d[v] = -1$ gdy v nie jest osiągalny z s .

Algorytm – idea:

- Ustaw $d[s]=0$, $d[v] = -1$ dla pozostałych wierzchołków
- Uruchom BFS(G,s), z modyfikacją:
gdy w jest odwiedzany po raz pierwszy (2.2.3)
jako sąsiad v , ustaw $d[w] \leftarrow d[v] + 1$

Problem najkrótszych ścieżek

Algorytm Najkrotsze(G,s):

1. Dla $v=1,2,\dots,n$: $d[v] \leftarrow -1$
2. $K \leftarrow \text{KolPusta}()$
 $d[s] \leftarrow 0$
 $\text{WstawK}(K,s)$
2. Dopóki $\neg \text{CzyPusta}(K)$
 1. $v \leftarrow \text{WeźK}(K)$
 2. Jeśli $L[v]$ pusta: $\text{ZdejmijK}(K)$, wpp:
 1. $w \leftarrow \text{pierwszy}(L[v])$
 2. $L[v] \leftarrow \text{ogon}(L[v])$
 3. jeśli $\text{odw}[w]=0$:
 1. $\text{WstawK}(K,w)$
 2. $\text{odw}[w] \leftarrow 1$
 3. $d[w] \leftarrow d[v] + 1$

Problem najkrótszych ścieżek - poprawność

Oznaczenia:

- $\delta(s,v)$ to długość najkrótszej ścieżki z s do v
- $V_k = \{ v : \delta(s,v) = k \}$ – zbiór wierzchołków w odległości k od s

Obserwacje:

- V_k to zbiór sąsiadów wierzchołków z V_{k-1} , które nie należą do $V_0 \cup \dots \cup V_{k-1}$
- Każdy wierzchołek v osiągalny z s jest dokładnie raz dodawany do K , wtedy też ustalana jest wartość $d[v]$

Problem najkrótszych ścieżek - poprawność

Lemat Dla każdego $i \geq 0$ zachodzi:

- a) Elementy V_i są umieszczone w K za elementami $(V_0 \cup V_1 \cup \dots \cup V_{i-1})$.
- b) Elementy V_i są umieszczone w K przed elementami V_{i+1}

Dowód

Indukcja ze względu na i :

- 1. $i=0$: $V_0=\{s\}$, umieszczony jako pierwszy w K , potem jego sąsiedzi, czyli wszystkie elementy V_1
- 2.

Zał.: (a) i (b) zachodzi dla $i=1,2,\dots,k-1$.

Teza: (a) i (b) zachodzi dla $i=k$

Dowód tezy:

- (a) Wynika z (b) dla $i=k-1$.
- (b) Elementy V_k to sąsiedzi elementów V_{k-1} , którzy nie należą do $V_0 \cup V_1 \cup \dots \cup V_{k-1}$. Zatem elementy V_k (i tylko one) zostaną dodane do kolejki wówczas, gdy na jej szczycie znajdują się elementy V_{k-1} .

Problem najkrótszych ścieżek - poprawność

Tw. Algorytm Najkrotsze(G, s) rozwiązuje problem najkrótszych ścieżek dla grafu G i wierzchołka s .

Dowód

- Z lematu wynika, że $v \in V_k$ jest odwiedzany (pierwszy raz) jako sąsiad $v' \in V_{k-1}$
- Korzystając z powyższego można pokazać przez indukcję ze względu na k (długość najkrótszej ścieżki z s), że $d[v] = \delta(s, v)$ dla każdego v .

Przeszukiwanie w głąb

Przeszukiwanie w głąb (DFS)

Przeszukiwanie w głąb (Depth First Search)

Intuicyjnie

Idź „jak najdalej” krawędziami dopóki napotykasz nieodwiedzone wierzchołki.

Formalnie (kolejność odwiedzania wierzchołków)

Dla każdego v :

po odwiedzeniu v odwiedź wszystkie (nieodwiedzone wcześniej) wierzchołki osiągalne z v , potem kontynuuj przeglądanie pozostałej części grafu

Sposób realizacji

Umieszczamy nowo odwiedzane wierzchołki na stosie

Przeszukiwanie w głąb

Algorytm generyczny:

1. $B \leftarrow \{ s \}$
2. Dopóki $B \neq \emptyset$
 1. $v \leftarrow \text{weź}(B)$, $\text{odw}[v] \leftarrow 1$
 2. Jeśli $L[v]$ pusta:
 $B \leftarrow B - \{ v \}$, wpp:
 1. $w \leftarrow \text{pierwszy}(L[v])$
 2. $L[v] \leftarrow \text{ogon}(L[v])$
 3. jeśli $\text{odw}[w]=0$:
 1. $B \leftarrow B + \{ w \}$
 2. $\text{odw}[w] = 1$

Stos:

- $\text{StosPusty}()$ – tworzy pusty stos i zwraca go jako wynik
- $\text{WstawS}(A, x)$ – wstawia element x na **szczyt** stosu A
- $\text{WeźS}(A)$ – wynikiem element ze **szczytu** stosu
- $\text{ZdejmijS}(A)$ – zdejmuje i zwraca jako wynik element ze **szczytu** stosu A (o ile stos nie jest pusty)
- $\text{CzyPusty}(A)$ – prawda gdy stos A jest pusty

Przeszukiwanie w głąb

Algorytm DFS(G,s):

1. $S \leftarrow \text{StosPusty}()$
 $\text{WstawS}(S,s)$
2. Dopóki $\neg \text{CzyPusty}(S)$
 1. $v \leftarrow \text{WeźS}(S)$, $\text{odw}[w] \leftarrow 1$
 2. Jeśli $L[v]$ pusta:
 $\text{ZdejmijS}(S,v)$, wpp:
 1. $w \leftarrow \text{pierwszy}(L[v])$
 2. $L[v] \leftarrow \text{ogon}(L[v])$
 3. jeśli $\text{odw}[w]=0$:
 1. $\text{WstawS}(S,w)$
 2. $\text{odw}[w] = 1$

Stos:

- $\text{StosPusty}()$ – tworzy pusty stos i zwraca go jako wynik
- $\text{WstawS}(A,x)$ – wstawia element x na **szczyt** stosu A
- $\text{WeźS}(A)$ – wynikiem element ze **szczytu** stosu
- $\text{ZdejmijS}(A)$ – zdejmuje i zwraca jako wynik element ze **szczytu** stosu A (o ile stos nie jest pusty)
- $\text{CzyPusty}(A)$ – prawda gdy stos A jest pusty

Przeszukiwanie w głąb - zastosowania

Drzewa i lasy

Def. (Ukorzenione) **drzewo skierowane** $T(V,E)$ to graf **skierowany** spełniający warunki:

- istnieje dokładnie jeden $s \in V$ (korzeń), który nie jest końcem żadnej krawędzi;
- Każdy wierzchołek poza korzeniem jest końcem jednej krawędzi;
- Każdy wierzchołek $v \in V$ jest osiągalny z korzenia s .

Def. Las skierowany to graf, który składa się z pewnej liczby (wierzchołkowo) rozłącznych drzew skierowanych.

Formalnie: Las skierowany to graf skierowany $G(V,E)$, w którym $V = V_1 \cup \dots \cup V_k$ dla parami rozłącznych V_1, \dots, V_k takich, że

- podgraf G indukowany przez V_i jest drzewem skierowanym dla $i=1, \dots, k$
- jeśli $(u,v) \in E$ to $u, v \in V_i$ dla jakiegoś $i \in \{1, 2, \dots, k\}$

Las DFS

Oznaczenia: $G(V,E)$, $V=\{1,2,\dots,n\}$

Przeglądanie DFS całego grafu:

DFS(G)

- Inicjalizuj(G)
- Dla $v=1,2,\dots,n$:
 - jeśli $odw[v]=0$: DFS(G,v)

Def. Las DFS dla $G(V,E)$ to graf $H(V,F)$ taki, że

$(u,v) \in F$ wtw v odwiedzany po raz pierwszy (i dodany do stosu) jako sąsiad u w algorytmie DFS(G).

Las DFS

Fakt (oczywisty) Las DFS jest lasem skierowanym.

Obserwacja

Jeśli $H(V, F)$ jest lasem DFS grafu $G(V, E)$, to $F \subseteq E$.

Oznaczenie

$\text{dfs}(G)$ – las DFS grafu G

DFS – własności

Fakt 4

Jeśli $(u,v) \in \text{dfs}(G)$, to v wstawiony na stos później niż u , a zdjęty wcześniej niż u .

Fakt 5

v osiągalny z u w $\text{dfs}(G)$ wtw

v wstawiony na stos później niż u , a zdjęty wcześniej niż u .

Dowód: \Rightarrow wynika z Faktu 4

\Leftarrow Indukcja ze względu na liczbę wierzchołków włożonych na S pomiędzy wstawieniem u na stos i zdjęciem u ze stosu.

Fakt 6

v osiągalny z u w $\text{dfs}(G)$ wtw

w G istnieje ścieżka z u do v , której żaden element nie został wstawiony na stos przed wstawieniem u .

Dowód: \Rightarrow wynika z Faktu 4

\Leftarrow Indukcja po długości najkrótszej ścieżki spełniającej podane warunki + fakt, że pierwszy element na ścieżce będzie dodany do S pomiędzy wstawieniem i usunięciem u z S + Fakt 5.

DFS – własności

Def. (v,u) jest **krawędzią powracającą** grafu skierowanego $G(V,E)$ względem lasu $L(V,F)$ gdy $(v,u) \in E$ oraz v jest osiągalny z u w L .

Def. $G(V,E)$ (skierowany) jest **acykliczny**, gdy nie ma w nim cyklu

Twierdzenie G jest acykliczny wtw w G nie ma krawędzi powracającej względem $\text{dfs}(G)$.

Dowód.

\Rightarrow Jeśli (v,u) jest krawędzią powracającą, to w G mamy cykl złożony z: ścieżki od u do v oraz krawędzi (v,u) .

\Leftarrow Jeśli w G jest cykl v_1, \dots, v_k :

- BSO przyjmijmy: v_1 to pierwszy odwiedzony wierzchołek tego cyklu.
- Wówczas v_2, \dots, v_k są osiągalne z v_1 w $\text{DFS}(G)$ [Fakt 6]
- Więc (v_k, v_1) to krawędź powracająca.

Sortowanie topologiczne

Problem sortowania topologicznego

We: $G(V,E)$ – graf skierowany **acykliczny**

Wy: Uporządkowany ciąg $X=x_1, \dots, x_n$ wszystkich elementów V spełniający warunek:

Jeśli $(u,v) \in E$, to u występuje przed v w ciągu X .

Algorytm SortTop(G)

1. $X \leftarrow$ stos pusty
2. Inicjalizuj(G)
3. Uruchom DFS(G) z modyfikacją:
 - gdy v jest usuwany ze stosu S : wstaw v na stos X
4. Zwróć stos X jako wynik [wypisując po kolei kolejne zdejmowane elementy]

Sortowanie topologiczne

Zastosowania

- Ustalanie kolejności prac projektowych/budowlanych, przedmiotów wybieranych w trakcie studiów, itp.

Sortowanie topologiczne

Twierdzenie

Algorytm SortTop rozwiązuje problem sortowania topologicznego w czasie $O(n+m)$.

Dowód Weźmy $(u,v) \in E$ dla **acyklicznego** $G(V,E)$.

Wystarczy pokazać, że **(*)** v jest zdjęty z S przed u . Rozważmy przypadki:

1. v osiągalny z u w $\text{dfs}(G)$: **(*)** zachodzi z Faktu 5
2. v nie jest osiągalny z u w $\text{dfs}(G)$:
 - **Przyp. 1:** v nie został dodany do S przed u : sprz. z Fakt 6
 - **Przyp. 2:** v został dodany do S przed u :

Jeśli v zdjęty później niż u , to **u osiągalny z v** (Fakt 5):

Sprzeczność z zał., że G **acykliczny**.

Jeśli v zdjęty z S wcześniej niż u : **OK**.

Silnie spójne składowe

Def.

Graf skierowany $G(V,E)$ jest **silnie spójny** gdy dla każdych $u,v \in V$ istnieje ścieżka prowadząca od u do v .

Def.

Silnie spójną składową grafu skierowanego $G(V,E)$ nazywamy podgraf $G'(V',E')$ grafu G indukowany przez $V' \subseteq V$, taki że $G'(V',E')$ jest silnie spójny i podgraf G indukowany przez $V' \cup \{v\}$ nie jest silnie spójny dla każdego $v \in V - V'$

Def.

Grafem transponowanym grafu skierowanego $G(V,E)$ nazywamy graf $G^T(V,E^T)$ taki, że $(u,v) \in E \Leftrightarrow (v,u) \in E^T$

Silnie spójne składowe

Problem: silnie spójne składowe

We: graf skierowany $G(V,E)$, $V = \{1, 2, \dots, n\}$

Wy:

- $odw[v]=odw[w]$ dla każdych v,w z tej samej silnie spójnej składowej
- $odw[v]\neq odw[w]$ dla każdych v,w z różnych silnie spójnych składowych

Silnie spójne składowe

Intuicje – fakty:

Oznaczenie:

$\text{dfs}(G)$ – las przeglądania w głąb grafu G .

Fakt A. Każda silnie spójna składowa grafu G jest zawarta w pewnym drzewie T lasu $\text{dfs}(G)$.

Fakt B. Niech v to korzeń najpóźniej utworzonego drzewa w $\text{dfs}(G)$. Wówczas zbiór wierzchołków osiągalnych z v w grafie G^T jest spójną składową grafu G .

Fakt C. Niech $G(V,E)$ to graf skierowany. Po usunięciu z $\text{dfs}(G)$ zbioru wierzchołków X , uzyskamy $\text{dfs}(G')$, gdzie G' to podgraf G uzyskany przez usunięcie z G wierzchołków ze zbioru X .

Silnie spójne składowe

Algorytm – szkic:

1. Uporządkuj wierzchołki w ciąg X , odwrotny do kolejności ich zdejmowania ze stosu w przeglądaniu dfs (tj. zgodny z porządkiem otrzymanym w wyniku alg. $\text{SortTop}(G)$).
2. Wywołaj przeglądanie w głąb na grafie G^T , wybierając wierzchołki w kolejności ciągu X , tworząc las H^T . Jednocześnie:
 - Numeruj wierzchołki tak samo jak w algorytmie wyznaczania składowych spójności CZYLI...
 - Przyjmij, że silnie spójne składowe to drzewa lasu H^T .

Silnie spójne składowe

SilnieSpojne(G):

1. DFS(G)
2. $V' \leftarrow$ zbiór V uporządkowany odwrotnie do kolejności zdejmowania ze stosu w trakcie DFS(G) [czyli tak jak w alg. sort. topologicznego]; niech $V'=(x_1, \dots, x_n)$
3. $G'(V', E')$ – graf transponowany grafu G (ze zmienioną kolejnością wierzchołków, patrz punkt 2)
4. Inicjalizuj(G')
5. $j \leftarrow 1$
6. Dla $i=1, 2, \dots, n$:
 - if $\text{odw}[x_i]=0$: Przeglądaj(G', x_i, j) // j określa numer składowej
 - $j \leftarrow j+1$