

Rozwiązania zadań z PAA

Dominik Lau

14 listopada 2022

1 algorytmy

Karatsuba

- a) oszacuj złożoność obliczeniową algorytmu Karatsuby
- b) opracowałeś metodę mnożenia dwóch liczb 4-cyfrowych za pomocą 10 mnożeń elementarnych. Czy twoja metoda jest lepsza od metody klasycznej, czy jest lepsza od algorytmu Karatsuby. Ile mnożeń wykona twoja metoda, metoda Karatsuby i metoda klasyczna dla 8 cyfrowych liczb.

rozwiązanie:

a) $M(n) = 3M(n/2) + n = \theta(n^{\lg 3})$

b)

metoda klasyczna(4) = 16 mnożeń (gorsza)

metoda karatsuby(4) = 9 mnożeń (lepsza)

dla 8 mnożeń:

moja metoda ok. 32 mnożenia

metoda karatsuby 27 mnożeń

metoda klasyczna 64 mnożenia

Wyszukiwanie sekwencyjne vs binarne

Jak wiele wyszukiwań binarnych trzeba wykonać w najgorszym przypadku danych w posortowanej tablicy, żeby opłacił się czas jej wstępnego posortowania? Przyjmij, że współczynniki proporcjonalności są równe 1.

rozwiązanie:

$T_s = n$ - czas pojedynczego wyszukiwania sekwencyjnego

$T_b = \log(n)$ - czas pojedynczego wyszukiwania binarnego

$$n \log n + x * \log n \leq x n \rightarrow x \geq \frac{n \log n}{n - \log n}$$

czyli potrzeba $x = \frac{n \log n}{n - \log n}$ wyszukiwań.

Euklides

```

def Euklides1(i,j):
    while i != j:
        if i > j:
            i = i - j
        else:
            j = j - i
    return i

def Euklides2(i,j):
    while i != 0 and j != 0:
        if i > j:
            i = i mod j
        else:
            j = j mod i
    return max{i,j}

```

dla algorytmów Euklides1, Euklides2:

1. Udowodnij poprawność algorytmu
2. Oszacuj pesymistyczna złożoność obliczeniową algorytmu, czy jest to złożoność wielomianowa czy niewielomianowa
3. Oszacuj złożoność pamięciową

rozwiązanie:

Euklides1:

1)
wartości i, j tworzą ciąg malejący, malejący ciąg liczb naturalnych musi być skończony, dlatego algorytm ma własność stopu, z własności NWD, $\text{NWD}(i,j) = \text{NWD}(j,i)$, $\text{NWD}(i,i) = i$ oraz $\text{NWD}(i,j) = \text{NWD}(i-j, j)$, gdzie $i > j$ zatem po każdej iteracji mamy $\text{NWD}(i,j) = \text{NWD}(i-j, j)$ aż w końcu, gdy $i = j$ to $\text{NWD}(i,j) = i = \text{NWD}(i_0, j_0)$

2)
najwięcej operacji wykona się, gdy $i = n$ a $j = 1$, bo wtedy będziemy mieli $T(n) = T(n-1) + 1 = O(n)$ kroków, natomiast złożoność obliczeniowa $T(r) = O(2^r)$ gdzie r - liczba cyfr danych wejściowych, jest to złożoność wykładnicza

3)
 $M(n) = O(1)$ algorytm potrzebuje stałej dodatkowej pamięci

Euklides2:

1)

wartości i, j tworzą ciąg malejący, malejący ciąg liczb naturalnych musi być skończony, dlatego algorytm ma własność stopu, z własności NWD, $\text{NWD}(i, j) = \text{NWD}(j, i)$, $\text{NWD}(i, 0) = i$ oraz $\text{NWD}(i, j) = \text{NWD}(i \bmod j, j)$ przechodzimy przez ciąg przekształceń $\text{NWD}(i, j) = \text{NWD}(i \bmod j, j)$ itd. aż dochodzimy do $\text{NWD}(i, 0) = i = \text{NWD}(i_0, j_0)$

2)

3) $M(n) = O(1)$

Dodawanie wektorów

udowodnij poprawność algorytmu dodawania wektorów A i B

```
def add(A,B):
    C = arr[1..n]
    i = 1
    while i <= n:
        C[i] = A[i] + B[i]
        i += 1
    return C
```

rozwiązanie:

przyjmujemy za niezmiennik $P(k) \iff$ po k -tej iteracji $C[1..k] = A[1..k] + B[1..k]$
 dla $P(1)$ oczywiste, bo $C[1] = A[1] + B[1]$
 zakładamy $P(k)$, w $k+1$ iteracji pętli dodajemy $C[k+1] = A[k+1] + B[k+1]$,
 czyli dostajemy $C[1..k+1] = A[1..k+1] + B[1..k+1] \iff P(k+1)$,
 udowodniliśmy zatem niezmiennik
 po n iteracjach będzie zatem zachodziło $P(n)$, czyli $C[1..n] = A[1..n] + B[1..n]$
 cnd

Największa wartość w wektorze

udowodnij poprawność algorytmu znajdowania maksymalnej wartości w wektorze L

```
def max(L[1..n]):
    i = 2
    max = L[1]
    while i <= n:
        if L[i] > max:
            max = L[i]
        i+=1
    return max
```

rozwiązanie:

przyjmujemy za niezmiennik $P(k) \iff$ po k -tej iteracji $\max = \max(L[1..k+1])$
zaczynamy od $\max = L[1]$ dla pierwszej iteracji mamy, że albo $L[2] > \max$, wówczas $\max = L[2]$ i otrzymujemy $\max = \max(L[1..2])$ albo $L[2] < \max$, wówczas wciąż $\max = \max(L[1..2])$ stąd wynika $P(1)$
załóżmy $P(k)$, czyli $\max = \max(L[1..k+1])$, w $k+1$ iteracji mamy, że albo $L[k+1] > \max$ albo $L[k+1] < \max$, w drugim przypadku $\max = \max(L[1..k+1]) = \max(L[1..k+2])$, w drugim przypadku nowy $\max = L[k+2] >$ stary \max , czyli jest też większy niż wszystkie inne wartości $L[1..k+1]$, zatem mamy $\max = \max(L[1..k+2])$, wykazaliśmy więc indukcyjnie $P(k)$
czyli po $n-1$ wykonaniach pętli mamy $P(n-1)$ czyli $\max = \max(L[1..n]) = \max$ całego wektora, to jest wartość przez nas zwracana, `end`

Wartość wielomianu

algorytm oblicza wartość wielomianu $p(x) = a_n x^n + a_{n-1} x^{n-1} + \dots + a_1 x + a_0$

```
def W(a: coefficients, x: argument)
    p = a[0]
    xpower = 1
    for i = 1 to n:
        xpower = x * xpower
        p = p + a[i] * xpower
    return p
```

1. ile mnożeń trzeba wykonać w najgorszym przypadku, ile dodawań, a ile w przypadku przeciętnym
2. podaj algorytm, który wykona n mnożeń i n dodawań

rozwiązanie:

1)
dla wielomianu W , gdzie $\text{st. } W = n$ mamy $\text{mno}(n) = 2n$ oraz $\text{dod}(n) = n$ zarówno w przypadku pesymistycznym jak i optymistycznym

2)

```
def horner(a: coefficients, x: argument)
    p = 0
    for i = n to 0:
        p = p * x + a[i]
    return p
```

Złożoność obliczeniowa*

Udowodniono, że pewien algorytm ma złożoność $T(n) = \theta(n^{2,5})$. Określ prawdziwość zdań:

1. istnieją c_1, c_2 takie, że dla wszystkich n czas działania A jest krótszy niż $c_1 n^{2,5} + c_2$
2. dla każdego n istnieje zestaw danych rozmiaru n , dla którego czas działania A jest krótszy niż $n^{2,4}$ sekund
3. dla każdego n istnieje zestaw danych rozmiaru n , dla którego czas działania A jest krótszy niż $n^{2,6}$ sekund
4. dla każdego n istnieje zestaw danych rozmiaru n , dla którego czas działania A jest dłuższy niż $n^{2,4}$ sekund
5. dla każdego n istnieje zestaw danych rozmiaru n , dla którego czas działania A jest dłuższy niż $n^{2,6}$ sekund

rozwiązanie:

mamy $T(n) = \theta(n^{2,5}) \rightarrow c_1 n^{2,5} \leq T(n) \leq c_2 n^{2,5}$ dla prawie wszystkich n

1. prawda (np. $c_2 = 0$)
2. fałsz
3. prawda
4. prawda
5. fałsz

Funkcja malejąca zmieniająca znak

dla $f : R^+ \rightarrow R$ funkcji malejącej zmieniającej znak znajdź algorytm $o(n)$, który znajdzie największą liczbę naturalną n , dla której $f(n) \geq 0$

rozwiązanie:

```
def rozwiązanie(f):  
    i = 1  
    j = 1  
    while f(j) >= 0:  
        j = j * 2  
  
    while j != i + 1:  
        p = (i+j)/2  
        if p >= 0:  
            i = p
```

```
    else:
        j = p

    return i
```

złożoność: $O(\log n)$

Przesunięcie cykliczne

napisz program, który przesuwa cyklicznie n-elementowy wektor $A[1..n]$ o k pozycji w czasie liniowym, algorytm ma działać in-situ

rozwiązanie:

można zastosować przesuwanie z insertion sorta (przesuwamy k razy in-situ o jedną pozycję w lewo)

```
def shift(A[1..n], k):
    for i = 1 to k:
        current = A[n]
        for j = n to 1:
            swap(A[j], current)
        A[n] = current
```

Ciąg Fibonacciego

Napisz cztery wersje obliczenia n-tego wyrazu ciągu Fibonacciego o liczbie kroków: $O((\frac{1+\sqrt{5}}{2})^n)$, $O(n)$, $O(\log n)$, $O(1)$

rozwiązanie:

$O((\frac{1+\sqrt{5}}{2})^n)$

```
def f(n):
    if n == 0 or n == 1:
        return 1
    return f(n-1) + f(n-2)
```

$O(n)$

```
def f(n):
    if n == 0 or n == 1:
        return 1
    x = 1
    y = 1
    for i = 2 to n:
        z = x + y
        y = z
        x = z
```

```
return x
```

$O(\log n)$

```
def f(n):  
    A = (1 + sqrt(5)) / 2  
    B = (1 - sqrt(5)) / 2  
    return 1/sqrt(5) * (A^n - B^n)
```

$O(1)$??

Zagadka 1

```
def z(A[1..n])  
    x = 0  
    for d = 1 to n:  
        for g = d to n:  
            suma = 0  
            for i = d to g:  
                suma = suma + A[i]  
            x = max(x, suma)  
    return x
```

odpowiedz na pytania:

1. jaki jest efekt działania powyższego kodu
2. jaka jest jego złożoność obliczeniowa
3. napisz program wykonujący to samo zadanie w czasie $O(n)$

rozwiązanie:

1)

algorytm wyznacza największą sumę spójnego podciągu w tablicy A

2)

$$T(n) = O(n^3)$$

3)

```
def z2(A[1..n])  
    l = A[1]  
    s = A[1]  
  
    for i = 2 to n:  
        l = max(l + A[i], A[i])  
        s = max(s, l)  
    return s
```

Zagadka 2

oszacuj złożoność obliczeniową

```
def z(n):  
    for i = 1 to n * n:  
        j = 1  
        while j < sqrt(n):  
            j = j + j
```

rozwiązanie:

$T(n) = \theta(n^2 \lg(\sqrt{n})) = O(n^2 \lg(n))$ - liczba kroków

$T(r) = \theta(r2^{2r})$ - złożoność obliczeniowa (r - rozmiar danych, czyli liczba cyfr)

Zagadka 3

oszacuj złożoność obliczeniową

```
def z(n):  
    for i = 1 to n * n:  
        k = 1  
        l = 1  
        while l < n:  
            k = k + 2  
            l = l + k
```

rozwiązanie:

$T(n) = \theta(n^{2,5})$ - liczba kroków

$T(r) = \theta(2^{2,5r})$ - złożoność obliczeniowa

Zagadka 4

oszacuj złożoność obliczeniową

```
def z(n)  
    for i = n - 1 to 1  
        if odd(i) then  
            for j = 1 to i:  
                pass  
            for k = i + 1 to n:  
                x = x + 1
```

rozwiązanie:

$T(n) = \theta(n^2)$ - liczba kroków

$T(r) = \theta(2^{2r})$ - złożoność obliczeniowa

Zagadka 5

oszacuj złożoność obliczeniową

```
def z(n):  
    for i = n - 1 to 1:  
        if odd(i)  
            for j = 1 to i:  
                for k = i + 1 to n:  
                    x = x + 1
```

rozwiązanie:

$T(n) = \theta(n^3)$ - liczba kroków

$T(r) = \theta(2^{3r})$ - złożoność obliczeniowa

Zagadka 6

oszacuj złożoność obliczeniową

```
def z(n):  
    for i = 1 to n-1:  
        for j = i + 1 to n:  
            for k = 1 to j:  
                pass
```

rozwiązanie:

$T(n) = \theta(n^3)$ - liczba kroków

$T(r) = \theta(2^{3r})$ - złożoność obliczeniowa

2 struktury danych

LSAP*

W historii problemu przydziału dla ważonych grafów dwudzielnych znane są algorytmy o złożonościach: $O(\sqrt{n}W \log(Cn^2/W)/\log n)$, $O(\sqrt{nm} \log(nC))$, $O(n^{3/4} m \log C)$, $?, O(nm \log(nC))$, $O(n^4)$, $O(n^3)$

przyjmij $C = O(1)$ -największa waga krawędzi, $W(n)$ - suma wag

uporządkuj je malejąco

rozwiązanie:

przyjmujemy $m = O(n^2)$, $W(n) = O(n)$

kolejność: $?$, $O(n^4)$, $O(nm \log nC)$, $O(n^3)$, $O(n^{3/4} m \log C)$, $O(\sqrt{(n)} m \log nC)$, $O(\sqrt{n}W \log(Cn^2/W)/\log n)$

Początkowe wyzerowanie macierzy

Początkowe wyzerowanie macierzy wymaga czasu $O(n^2)$. Podaj metodę, która uniknie początkowego wyzerowania macierzy.

rozwiązanie: tworzymy dwie niezainicjalizowane macierze A (mapa zainicjowanych elementów) i B (wartości zainicjowanych elementów) reprezentujące macierz M , przy odwołaniu do elementu $M[i, j]$ sprawdzamy, czy $A[i, j] = 0$ jeśli tak, to element jest zainicjowany i zwracamy jego wartość $B[i, j]$, jeśli $A[i, j] \neq 0$ to wstawiamy do $B[i, j]$ 0 i zwracamy 0.

składowe spójności bez DFS/BFS

Napisz algorytm znajdowania składowych spójności w grafie, w którym nie wykorzystuje się DFS ani BFS. Wskazówka: zastosuj mnożenie macierzy.

Rozwiązanie:

```
def składowe(G[1..n, 1..n]):
    S = I[1..n, 1..n] # macierz identyczności
    W = 0[1..n, 1..n] # macierz zerowa
    for i = 1 to n: #  $O(n * n^{lg7})$ 
        S = S * G
        W = W + S

    # przyporządkowanie składowych spójności wierzchołkom  $O(n^2 \lg n)$ 
    tablica_składowych = array of sets [1..n]
    for i = 1 to n:
        składowe[i].add(i)
        for j = 1 to n:
            #  $W[i, j]$  - czy istnieje jakakolwiek ścieżka między i oraz j
            if  $W[i, j] \neq 0$ :
                składowe[i].dodaj(j)

    # usunięcie powtarzających się składowych  $O(n \lg n)$ 
    składowe = set of sets
    for i = 1 to n:
        składowe.add(tablica_składowych[i])

    return składowe
```

złożoność $T(n) = O(n * n^{lg7})$

zakładam, że dodawanie do zbioru jest realizowane w czasie $O(\lg n)$

macierz rozrzedzona

podaj reprezentację wiązaną macierzy, w której występować będą tylko elementy niezerowe

rozwiązanie:

chcąc reprezentować macierz $M[1..n, 1..m]$ tworzymy tablicę $L[1..n]$ list. Element $M[i, j]$ znajduje się w liście $L[i]$ w postaci pary (j, wartość).

merge

napisz algorytm scalania dwóch tablic posortowanych

rozwiązanie:

```
def merge(A,B):
    C = [1.. n+m]
    i = 1
    j = 1
    k = 1

    while i != n+1 or j != n+1:
        if A[i] < B[j]:
            C[k] = A[i]
            k+=1
            i+=1
        else:
            C[k] = B[j]
            k+=1
            j+=1
    if i > j:
        wstaw reszta B do C
    else if i < j:
        wstaw reszta A do C
    return C
```

odwracanie porządku listy

napisz algorytm odwracania porządku elementów listy liniowej i udowodnij jego poprawność

rozwiązanie

```
def reverse(L):
    R = list()
```

```

while not L.empty():
    R.wstaw_na_koniec(L.ostatni)
    L.usun_ostatni()
return R

```

dowód poprawności:

niezmiennik: $P(k) \iff$ po k -tej iteracji pętli $R[1..k]$ zawiera odwrócone elementy $L[(n-k)..n]$

$P(1)$ trywialne (R zawiera tylko ostatni element L)

załóżmy $P(k)$, zatem $R[1..k]$ zawiera odwrócone elementy $L[(n-k)..n]$

w następnej iteracji na pozycję $R[k+1]$ wstawiamy ostatni element okrojonej listy L , czyli $L[n-k-1]$

mamy zatem $R[1..k+1] =$ odwrócone elementy $L[n-k-1..n] \iff P(k+1)$ czyli $P(k)$ jest prawdziwy dla każdego k

po n -iteracjach (n -długość listy) mamy $P(n)$ czyli $R[1..n]$ zawiera odwrócone elementy $L[1..n]$ cnd

Planarny graf dwudzielny

Podaj planarny graf dwudzielny, który nie może być umieszczony na płaszczyźnie w taki sposób, że każda ściana z wyjątkiem zewnętrznej jest wielokątem wypukłym.

rozwiązanie:

Odpadają wszystkie grafy $K_{p,q}$ w których $p \geq 3$ i $q \geq 3$ (bo $K_{3,3}$ jest nieplanarny). Graf, który spełnia treść zadania to na przykład $K_{2,4}$.

Macierzowa reprezentacja grafu z szybkim sprawdzeniem sąsiadów

Zaprojektuj macierzowy sposób reprezentacji grafu nieskierowanego, który: a) w czasie $O(1)$ umożliwia sprawdzenie, czy dana para wierzchołków u, v jest połączona krawędzią; b) w czasie $O(\deg v)$ umożliwia przejrzenie wszystkich sąsiadów wierzchołka v . Naskicuj procedurę boolowską $B(u, v)$, która realizuje punkt (a).

rozwiązanie:

macierz będzie zawierała $n+1$ kolumn numerowanych od 0 i n wierszy numerowanych od 1. Kolumna 0 będzie zawierała informację, o ile ma przeskoczyć j , żeby trafić na następnego sąsiada. Wszystkie pozostałe komórki też będą zawierały tę informację. Jeśli dwa wierzchołki nie sąsiadują ze sobą, w komórce ma być 0. Jeśli w komórce znajduje się ostatni sąsiad to jej wartość powinna wynosić -1.

```

def hasEdge(M,i,j):
    if M[i,j] = 0:

```

```

        return false
    return true

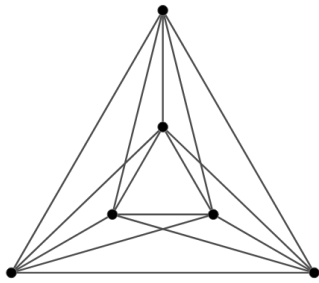
def countDeg(M, i):
    deg = 0
    j = 0
    while true:
        if M[i,j] == -1 break
        j += M[i,j]
    return deg

```

Liczba przecięć K_6

Udowodnij, że $\xi(K_6) = 3$

rozwiązanie:



z rysunku wynika, że $\xi(K_6) \leq 3$

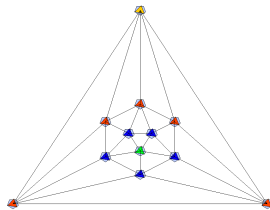
Założmy zatem, że $\xi(K_6) = 2$, oba przecięcia dotyczą czterech różnych wierzchołków. Usuńmy zatem jeden z wierzchołków, wówczas otrzymujemy graf K_5 bez przecięć co jest sprzecznością. Zatem $\xi(K_6) = 3$

Graf planarny 5-regularny

narysuj graf planarny 5-regularny

rozwiązanie:

jest to graf dwunastościan:



warto zauważyć, że wszystkie grafy platońskie są planarne

Umieszczanie grafów

Udowodnij, że graf może być umieszczony na płaszczyźnie \iff może być umieszczony na powierzchni kuli.

rozwiązanie:

(\implies)

skoro graf może być umieszczony na płaszczyźnie to $\xi(G) = 0$ natomiast genus grafu ograniczony jest od góry $g \leq \xi(G) \rightarrow g = 0$ zatem można go również umieścić na kuli, która ma genus = 0

(\impliedby)

skoro graf możemy umieścić na kuli, która jest powierzchnią bez rączek to znaczy, że nie ma przecięć więc można go również umieścić na płaszczyźnie

inne rozwiązanie:

każdą sferę można rzutować na płaszczyznę z wyjątkiem jednego punktu (bieguna)

Znajdowanie klik w grafie kubicznym

Zaprojektuj algorytm 1-absolutnie aproksymacyjny znajdujący największą klikę w n -wierzchołkowym grafie kubicznym. Algorytm powinien mieć złożoność $O(n)$

rozwiązanie:

Algorytm k -absolutnie aproksymacyjny \rightarrow algorytm taki, że dla danych I , gdzie $OPT(I)$ - optymalny wynik, mamy $|A(I) - OPT(I)| \leq 1$, czyli musimy znaleźć algorytm, który będzie mógł się pomylić o 1 w zwracaniu rozmiaru klik. Oto on:

```
def clique(G):
    if n == 4:
        return {v1, v2, v3, v4}
    else:
        u = dowolnysasiad(v1)
        return {v1, u}
```

Czyli algorytm zwraca klikę K_4 lub K_2 , możliwe jest, że w grafie występuje K_3 ale chcemy stworzyć algorytm aproksymacyjny, więc możemy się pomylić o 1. Algorytm ma złożoność $O(n)$, bo `dowolnysasiad(v1)` działa w czasie $O(n)$. Algorytm ma złożoność mniejszą niż złożoność pamięciowa, bo niewszystkie

dane w macierzy sąsiedztwa reprezentującej graf są danymi istotnymi dla wyniku.

Nierówności trójkąta

Dany jest zbiór n liczb. Sprawdź czy w tym zbiorze są takie 3, które mogą być długościami boków trójkąta. Algorytm powinien mieć złożoność $O(n)$.

rozwiązanie:

```
def triangle_inequality(A[1..n]):  
    A = sort(A)  
    c1 = A[1]  
    c2 = A[2]  
    for i = 3 to n:  
        if c1 + c2 > A[i]  
            return True  
        else:  
            c1 = A[i]  
            swap(c1, c2)  
    return False
```

złożoność $O(n \log n)$

Najkrótszy cykl w grafie dwudzielnym

Znajdź algorytm, który w grafie $K_{p,q}$ ($p, q \geq 1$) znajdzie najkrótszy cykl i oszacuj jego złożoność obliczeniową. (rozważ przypadek a) lista sąsiedztwa, b) macierz sąsiedztwa) Dlaczego jest ona mniejsza niż złożoność pamięciowa?

rozwiązanie:

```
def cykle(G):  
    u1 = sasiad1(v)  
    u2 = sasiad2(v)  
    u3 = niesasiad(v)  
    return (v, u1, u3, u2, v)
```

a)

złożoność obliczeniowa $O(n)$ - przejście sąsiedztwa v , mniejsze niż $n + m$

b)

złożoność obliczeniowa $O(n)$ mniejsze niż n^2

złożoności obliczeniowe są mniejsze niż złożoność pamięciowa, bo zbiór danych nie składa się z samych danych istotnych

Harmoniczne kolorowanie

Harmoniczne kolorowanie - to takie pokolorowanie grafu, w którym:

- sąsiednie wierzchołki mają różne kolory
- dowolne dwie krawędzie mają różne pary kolorów

Minimalną ilość kolorów do pokolorowania harmonicznego grafu oznaczamy $h(G)$ albo $\chi_H(G)$.

Efektywną metodą na przechowywanie struktury grafu rzadkiego jest pokolorowanie go harmonicznym. Zapamiętujemy strukturę w postaci wektora kolorów W , gdzie $w_i \in W$ to kolor i -tego wierzchołka. Obok wektora zapamiętujemy macierz C o rozmiarze $h(G) \times h(G)$, w której $c_{i,j} = (u,v)$ gdy uv jest krawędzią o końcach pomalowanych kolorem i i kolorem j , w przeciwnym wypadku $c_{i,j} = 0$. Wiedząc, że $\sqrt{2m} < h(G) \leq n$ oszacuj:

1. złożoność czasową procedury $B(u,v)$
2. złożoność pamięciową macierzy W i C

rozwiązanie:

1)

```
def B(v,u, W, C):  
    kolor1 = W[v]  
    kolor2 = W[u]  
    if C[kolor1, kolor2] == 0:  
        return false  
    return true
```

złożoność $O(1)$

2)

$$M_W(n) = \theta(n)$$

$$M_C(n) = \Omega(m) \cap O(n^2)$$

3 Dowody grafowe

Tw. Eulera

Udowodnij, że jeśli G jest spójnym grafem płaskim to $s = m - n + 2$

rozwiązanie:

indukcja względem m :

Jeśli $m = 1$, to $n = 1$ i mamy jedną ścianę (przypadek trywialny $P(1)$)

załóżmy $P(m-1)$

Rozważmy m -krawędziowy graf G . Jeśli G jest drzewem to $m = n - 1$ oraz $f =$

1 (jest acykliczny) czyli mamy $P(m)$. Jeśli G zawiera cykl, usuńmy pewną krawędź należącą do cyklu, G -e ma $m-1$ krawędzi i $s-1$ ścian. Korzystamy z $P(m-1)$ i mamy $s-1 = m-1-n+2 \rightarrow s = m-n+2 \iff P(m)$. cnd

Lemat o pocałunkach

Udowodnij, że dla każdego spójnego grafu płaskiego G o $n \geq 3$ zachodzi $2m \geq 3s$

rozwiązanie:

Dwa przypadki:

1) G jest drzewem ($s=1$)

zatem $m = n - 1 \leq 2 \rightarrow 2m \leq 4 = 4s \leq 3s$

2) G zawiera cykl

usuwamy wszystkie wierzchołki stopnia 1 otrzymując w ten sposób $R(G)$ (rdzeń G). Każda jego ściana jest otoczona przez co najmniej 3 krawędzie oraz $s(R(G)) = s(G)$ czyli mamy $m(R(G)) \geq 3s \rightarrow 2m(R(G)) \geq 3s$. Tym bardziej $m(G) \geq 3s$. cnd

Przydatne ograniczenie górne na m

Udowodnij, że dla grafu planarnego G o $n \geq 3$ mamy $m \leq 3n - 6$

rozwiązanie:

załóżmy, że G jest płaski (jest izomorficzny do grafu płaskiego więc możemy tak zrobić)

mamy $s = m - n + 2$ oraz $2m \geq 3s$

wstawiamy do lematu o pocałunkach wzór na s i otrzymujemy wzór z twierdzenia. cnd

Własności drzewa

Udowodnij, że następujące własności są równoważne:

1. T jest drzewem
2. T jest acykliczny i ma $n-1$ krawędzi
3. T jest grafem spójnym i ma $n-1$ krawędzi
4. T jest grafem spójnym i każda krawędź jest mostem
5. każde dwa wierzchołki T są połączone dokładnie jedną drogą
6. dodanie do T jednej krawędzi stworzy dokładnie jeden cykl

rozwiązanie:

wszystkie własności są trywialne dla $n=1$, załóżmy prawdziwość wszystkich własności dla $P(k)$, gdzie $k < n$

(1. \rightarrow 2.)

T jest z definicji acykliczne, po usunięciu dowolnej krawędzi otrzymujemy $T - e = T_1 \cup T_2$ (rozspajamy). Z założenia indukcyjnego $m(T - e) = m(T_1) + m(T_2) = n(T_1) + n(T_2) - 2 \rightarrow m(T) = n(T_1) + n(T_2) - 1 = n(T) - 1$ zatem $m = n - 1$

(2. \rightarrow 3.)

zakładamy, że T nie jest grafem spójnym zatem $T = T_1 \cup T_2$ z założenia indukcyjnego $m(T) = m(T_1) + m(T_2) = n(T_1) + n(T_2) - 2 \rightarrow m = n - 2$ co jest sprzeczne z 2. zatem T musi być spójny.

(3. \rightarrow 4.)

$k = 1$ - ilość składowych spójności, czyli minimalna ilość krawędzi, która czyni go spójnym to $n-1$ więc każda krawędź musi być mostem

(4. \rightarrow 5.)

załóżmy, że między pewną parą wierzchołków mamy dwie drogi, zatem jeśli usuniemy którąś z krawędzi należących do jednej z dróg to nie rozspojmy grafu co jest sprzeczne z 4.

(5. \rightarrow 6.)

załóżmy, że T zawiera cykl, wtedy dwa wierzchołki należące do tego cyklu połączone są dwiema różnymi drogami co jest sprzeczne z 5. po dodaniu krawędzi między tymi wierzchołkami tworzymy cykl, bo mamy jedną drogę, która była wcześniej i nową drogę przez tą krawędź, zatem $\gamma = 1$

(6. \rightarrow 1.)

załóżmy, że graf nie jest spójny, jest to sprzeczne z 5. bo dodanie jednej krawędzi nie gwarantuje stworzenia cyklu, zatem T musi być spójny, z 6. jest również acykliczny zatem jest drzewem

Pąki w grafie planarnym

Udowodnij, że każdy graf planarny zawiera co najmniej 3 pąki (pąk - wierzchołek v taki, że $\deg(v) \leq 5$)

rozwiązanie:

załóżmy, że mamy w grafie planarnym tylko dwa pąki v i u , zatem $\deg(v) + \deg(u) + 6(n - 2) \leq 2m \leq 6n - 12$ co jest sprzeczne ($\deg(v) \neq 0$ i $\deg(u) \neq 0$) (ostatnia nierówność z przydatnego oszacowania górnego m)

Liczba cyklomatyczna

Udowodnij, że dla dowolnego grafu spójnego liczba cyklomatyczna $\gamma(G) = m - n + 1$

rozwiązanie:

usuwamy tyle krawędzi, żeby graf stał się acykliczny (czyli żeby stał się drzewem), w drzewie $m = n - 1$, czyli musimy usunąć $m - (n-1)$ krawędzi cnd.

4 Trudne zadania

Pokrycie wierzchołkowe *

Algorytm rozwiązuje problem k-pokrycia wierzchołkowego grafu G

```
def vertexcover(G,k)
    if E(G) empty:
        return true
    if k == 0:
        return false
    wybierz dowolne e = uv
    return vertexcover(G - e, k - 1) or vertexcover(G - v, k - 1)
```

1. jaka jest złożoność algorytmu w terminach m i k
2. podaj typy grafów i wartości k, dla których vertexcover zwraca true w czasie wielomianowym
3. podaj typy grafów i wartości k, dla których vertexcover zwraca false w czasie wykładniczym

MFP*

W historii problemu maksymalnego przepływu znane są m.in. następujące algorytmy:

(1969) Edmondsa-Karapa
(1970) Dinica
(1974) Karzanova
(1977) Cherkaskyego
(1978) Galila
(1978) Shiloacha
(1980) Sleator-Tarjana
(1986) Goldberga-Tarjana
(2013) Orlina

o złożonościach $O(nm)$, $O(nm \log(n^2/m))$, $O(nm \log n)$, $O(nm \log^2 n)$, $O(n^{5/3} m^{2/3})$, $O(n^2 \sqrt{m})$, $O(n^3)$, $O(n^2 m)$, $O(nm^2)$

przyporządkuj złożoności do odpowiednich algorytmów

rozwiązanie:

- (1969) Edmondsa-Karpa $O(nm^2)$
- (1970) Dinica $O(n^2m)$
- (1974) Karzanova $O(n^3)$
- (1977) Cherkaskyego $O(n^2\sqrt{m})$
- (1978) Galila $O(n^{5/3}m^{2/3})$
- (1978) Shiloacha $O(nm\log^2n)$
- (1980) Sleatora-Tarjana $O(nm\log n)$
- (1986) Goldberga-Tarjana $O(nm\log(\frac{n^2}{m}))$
- (2013) Orlina $O(nm)$

Listowa reprezentacja drzew n-wierzchołkowych

Zaproponuj listowy sposób reprezentacji drzew n-wierzchołkowych w pamięci $O(n)$ umożliwiający sprawdzanie $O(1)$, czy para wierzchołków jest połączona krawędzią.

Minimalne rozcięcie

Problem Minimalne Rozcięcie pyta jak równo podzielić wierzchołki grafu, tak aby zminimalizować liczbę krawędzi łączących wierzchołki z różnych podzbiorów. Najszybszy znany algorytm dla problemu MR ma złożoność $O(2^{O(k)} n^3 \log^3 n)$ gdzie k jest rozmiarem minimalnego cięcia. Jaka jest najszersza klasa grafów, dla której problem MR jest wielomianowy? Jaki jest wówczas związek pomiędzy k i n ? Jaka jest wówczas złożoność wspomnianego algorytmu?

rozwiązanie:

jakie to mogą być klasy?

$K_{p,q}$: $k = 0$, $T = O(n^3 \log^3 n)$

T_n : $k = 1$, $T = O(n^3 \log^3 n)$

Q_p : $k = \log n$, $T = O(n^6 \log^3 n)$

N_n : $k = 0$