

Notite examen - Algoritmi Fundamentali

Dinu Florin-Silviu
grupa 231

Contents

1	Notiuni fundamentale	1
2	Parcurgeri	2
3	Sortare topologica	3
4	Muchii critice	4
5	Puncte critice	5
6	Conexitate in graf orientat	6
7	APM - arbori partiali de cost minim	10
8	Drumuri minime de sursa unica s	14
9	Drumuri minime intre toate perechile de varfuri	20
10	Flow	21
11	Grafuri bipartite	26
12	Grafuri Euleriene	28
13	Grafuri planare	29
14	Grafuri Hamiltoniene	30

1 Notiuni fundamentale

Grafuri izomorfe

Daca 2 grafuri:

- Au acelasi numar de noduri
- Au acelasi numar de muchii
- Nodurile formeaza o secventa cu acelasi grad
- Daca un graf are un ciclu de lungime k, si celalalt graf are la fel

Grafuri bipartite

Daca un graf:

- Neorientat
- Putem imparti nodurile in 2 multimi $V = V_1 \cup V_2$ cu $V_1 \cap V_2 = \emptyset$
- Fiecare muchie are o extremitate intr-o parte si cealalta in cealalta parte, adica $|e \cap V_1| = |e \cap V_2| = 1$

Construire graf cu secventa gradelor (Havel-Hakimi)

Ordonam descrescator gradele si incepem sa trasam muchii catre urmatoarele, scazand din gradele lor pana cand ajungem sa avem doar 0. Daca avem $d_i < 0$ sau $d_i > n - 1$ sau $(\sum_{i=0}^n d_i) \% 2 = 1$ atunci nu are solutie.

Levenshtein

$$d_{ij} = \begin{cases} j, & i = 0 \\ i, & j = 0 \\ d_{i-1, j-1}, & a[i] == b[j] \\ 1 + \min \begin{cases} d_{i-1, j} \\ d_{i, j-1} \\ d_{i-1, j-1} \end{cases} & \text{altfel} \end{cases}$$

Exemplu. Distanta dintre "examen" si "restanta"

		e	x	a	m	e	n
	0	1	2	3	4	5	6
r	1	1	2	3	4	5	6
e	2	1	2	3	4	4	5
s	3	2	2	3	4	5	5
t	4	3	3	3	4	5	6
a	5	4	4	3	4	5	6
n	6	5	5	4	4	5	5
t	7	6	6	5	5	5	6
a	8	7	7	6	6	6	6

2 Parcurgeri

BFS

Se iau toti vecinii nevizitati, se pun in coada, se continua cu urmatorul din coada. Complexitate $O(V + E)$. Se foloseste pentru iesirea din labirint cu drum minim si calcul nivel.

```
void bfs(vector<vector<int>> &lista, vector<int> &pbfs, queue<int> &q)
{
    int s = q.front();
    q.pop();

    int nivel = pbfs[s] + 1;

    for (auto x: lista[s]) {
        if (pbfs[x] == -1) {
            pbfs[x] = nivel;
            q.push(x);
        }
    }

    if (q.empty()) return;

    bfs(lista, pbfs, q);
}
```

- Muchiile de arbore sunt muchii din pădurea de adâncime G_π . Muchia (u, v) este o muchie de arbore dacă v a fost descoperit explorând muchia (u, v) .
- Muchiile înapoi sunt acele muchii (u, v) care unesc un vârf u cu un strămoș v într-un arbore de adâncime. Buclele (muchii de la un vârf la el însuși) care pot apărea într-un graf orientat sunt considerate muchii înapoi.
- Muchiile înainte sunt acele muchii (u, v) ce nu sunt muchii de arbore și conectează un vârf u cu un descendent v într-un arbore de adâncime.
- Muchiile transversale sunt toate celelalte muchii. Ele pot uni vârfuri din același arbore de adâncime, cu condiția ca unul să nu fie strămoșul celuilalt, sau pot uni vârfuri din arbori, de adâncime, diferiți.

DFS

Complexitate $O(V + E)$.

```
void Graph::DFS(int v)
{
    // Mark the current node as visited and
    // print it
    visited[v] = true;
    cout << v << " ";

    // Recur for all the vertices adjacent
    // to this vertex
    list<int>::iterator i;
    for (i = adj[v].begin(); i != adj[v].end(); ++i)
        if (!visited[*i])
            DFS(*i);
}
```

3 Sortare topologica

Se face pe DAG (directed acyclic graph)

Cu BFS

Incepe de la toate nodurile care au *indegree* == 0 (DAG garanteaza cel putin 1 astfel de nod). Dupa ce scoatem nodul din coada, il punem in vector. Pentru fiecare vecin, scad indegree curent. Daca dupa scadere, vecinul are indegree 0, il adaug in coada.

```
vector<int> topo(int N, vector<int> adj[]) {
    queue<int> q;
    vector<int> indegree(N, 0);
    for(int i = 0; i < N; i++) {
        for(auto it: adj[i]) {
            indegree[it]++;
        }
    }

    for(int i = 0; i < N; i++) {
        if(indegree[i] == 0) {
            q.push(i);
        }
    }
    vector<int> topo;
    while(!q.empty()) {
        int node = q.front();
        q.pop();
        topo.push_back(node);
        for(auto it : adj[node]) {
            indegree[it]--;
            if(indegree[it] == 0) {
                q.push(it);
            }
        }
    }
    return topo;
}
```

Cu DFS

Diferenta fata de DFS e ca pun la sfarsit nodul pe stack. Diferentele fata de anterior sunt ca iau tot ce nu e vizitat si ca e mai eficient dpdv al memoriei, cat timp lantul cel mai lung nu da stackoverflow. Complexitate $O(V + E)$

```
void Graph::topologicalSortUtil(int v, bool visited[],
                                stack<int>& Stack)
{
    // Mark the current node as visited.
    visited[v] = true;

    // Recur for all the vertices
    // adjacent to this vertex
    list<int>::iterator i;
    for (i = adj[v].begin(); i != adj[v].end(); ++i)
        if (!visited[*i])
            topologicalSortUtil(*i, visited, Stack);
}
```

```

    // Push current vertex to stack
    // which stores result
    Stack.push(v);
}

```

4 Muchii critice

Acele muchii care nu fac parte dintr-un ciclu. Facem un DFS si tinem 2 valori: low si disc. Pentru fiecare nod, mai intai punem disc ca fiind $disc_{anterior} + 1$, trecem la copil, pentru el memoram parintele, apoi facem DFS, apoi actualizam low ca fiind $\min(low[copil], low[parinte])$. Daca este critica, atunci $low[copil] > disc[parinte]$.

Algorithm.

- Marcam nodul ca vizitat
- $disc = low = ++time$
- Iteram prin vecini
- Daca vecinul e nevizitat
 - Facem DFS cu primul pas
 - low va fi minimul dintre low-ul curent si cel al vecinului vizitat recent
 - daca low-ul vecin $<$ disc curent, e muchie critica intre ele
- Daca vecinul este vizitat si nu e parinte, atunci low va fi minimul dintre low-ul curent si disc-ul vecinului

```

void Graph::bridgeUtil(int u, bool visited[], int disc[],
                      int low[], int parent[])
{
    // A static variable is used for simplicity, we can
    // avoid use of static variable by passing a pointer.
    static int time = 0;

    // Mark the current node as visited
    visited[u] = true;

    // Initialize discovery time and low value
    disc[u] = low[u] = ++time;

    // Go through all vertices adjacent to this
    list<int>::iterator i;
    for (i = adj[u].begin(); i != adj[u].end(); ++i)
    {
        int v = *i; // v is current adjacent of u

        // If v is not visited yet, then recur for it
        if (!visited[v])
        {
            parent[v] = u;
            bridgeUtil(v, visited, disc, low, parent);

            // Check if the subtree rooted with v has a

```

```

        // connection to one of the ancestors of u
        low[u] = min(low[u], low[v]);

        // If the lowest vertex reachable from subtree
        // under v is below u in DFS tree, then u-v
        // is a bridge
        if (low[v] > disc[u])
            cout << u <<" " << v << endl;
    }

    // Update low value of u for parent function calls.
    else if (v != parent[u])
        low[u] = min(low[u], disc[v]);
}
}

```

5 Puncte critice

V este punct critic, daca exista 2 noduri x si y , cu $x, y \neq v$, pentru care v apartine oricarui x, y -*lant*

Teorema. \forall graf conectat non-trivial contine ≥ 2 noduri care NU sunt puncte critice.

Algoritm.

- Memoram nodul ca fiind vizitat
- $disc = low = ++time$
- Iteram prin vecini
- Daca vecinul e nevizitat
 - Incrementam nr de copii
 - DFS cu primul pas pe nodul nevizitat cu parintele incrementat cu 1
 - low curent va fi minimul dintre low curent si low copil
 - Daca **NU E RADACINA** si disc-ul curent \leq low-ul copilului, atunci e punct critic
- Daca e nevizitat, atunci low-ul curent va fi minimul dintre low-ul curent si disc-ul copilului
- Daca dupa parcurgerea vecinilor, vedem ca e radacina si are ≥ 2 copii vizitati direct, atunci e punct de articulatie

```

void APUtil(vector<int> adj[], int u, bool visited[],
            int disc[], int low[], int& time, int parent,
            bool isAP[])
{
    // Count of children in DFS Tree
    int children = 0;

    // Mark the current node as visited
    visited[u] = true;

    // Initialize discovery time and low value
    disc[u] = low[u] = ++time;

    // Go through all vertices adjacent to this

```

```

for (auto v : adj[u]) {
// If v is not visited yet, then make it a child of u
// in DFS tree and recur for it
if (!visited[v]) {
    children++;
    APUtil(adj, v, visited, disc, low, time, u, isAP);

    // Check if the subtree rooted with v has
    // a connection to one of the ancestors of u
    low[u] = min(low[u], low[v]);

    // If u is not root and low value of one of
    // its child is more than discovery value of u.
    if (parent != -1 && low[v] >= disc[u])
        isAP[u] = true;
}

// Update low value of u for parent function calls.
else if (v != parent)
    low[u] = min(low[u], disc[v]);
}

// If u is root of DFS tree and has two or more children.
if (parent == -1 && children > 1)
    isAP[u] = true;
}

void AP(vector<int> adj[], int V)
{
    int disc[V] = { 0 };
    int low[V];
    bool visited[V] = { false };
    bool isAP[V] = { false };
    int time = 0, par = -1;

    // Adding this loop so that the
    // code works even if we are given
    // disconnected graph
    for (int u = 0; u < V; u++)
        if (!visited[u])
            APUtil(adj, u, visited, disc, low,
                    time, par, isAP);

    // Printing the APs
    for (int u = 0; u < V; u++)
        if (isAP[u] == true)
            cout << u << " ";
}

```

6 Conexitate in graf orientat

Exista 2 tipuri de conexitati intr-un graf orientat:

- Slab conex: Drum de intre \forall 2 noduri daca consideram graful neorientat
- Tare conex: Drum intre \forall 2 noduri

Kosaraju

Fac un DFS in care adaug pe stack nodurile. Transpun graful. Popuiesc stackul, fac DFS pe acel nod in care marchez elementele ca vizitate, apoi popuiesc urmatorul element si fac DFS daca e nevizitat. Complexitate $O(V + E)$.

```
#include <bits/stdc++.h>

#define MAX_N 20001
#define ll long long int
using namespace std;
int n, m;

struct Node {
    vector < int > adj;
    vector < int > rev_adj;
};

Node g[MAX_N];

stack < int > S;
bool visited[MAX_N];

int component[MAX_N];
vector < int > components[MAX_N];
int numComponents;

void dfs_1(int x) {
    visited[x] = true;
    for (int i = 0; i < g[x].adj.size(); i++) {
        if (!visited[g[x].adj[i]]) dfs_1(g[x].adj[i]);
    }
    S.push(x);
}

void dfs_2(int x) {
    printf("%d ", x);
    component[x] = numComponents;
    components[numComponents].push_back(x);
    visited[x] = true;
    for (int i = 0; i < g[x].rev_adj.size(); i++) {
        if (!visited[g[x].rev_adj[i]]) dfs_2(g[x].rev_adj[i]);
    }
}

void Kosaraju() {
    for (int i = 0; i < n; i++)
        if (!visited[i]) dfs_1(i);

    for (int i = 0; i < n; i++)
        visited[i] = false;

    while (!S.empty()) {
        int v = S.top();
        S.pop();
        if (!visited[v]) {
            printf("Component %d: ", numComponents);

```



```

        dfs_2(v);
        numComponents++;
        printf("\n");
    }
}

int main() {

    cin >> n >> m;
    int a, b;
    while (m-- > 0) {
        cin >> a >> b;
        g[a].adj.push_back(b);
        g[b].rev_adj.push_back(a);
    }

    Kosaraju();
    printf("Total number of components: %d\n", numComponents);

    return 0;
}

```

Algoritmul lui Tarjan. Complexitate $O(V + E)$

```

void Graph::SCCUtil(int u, int disc[], int low[],
    stack<int>* st, bool stackMember[])
{
    // A static variable is used for simplicity, we can
    // avoid use of static variable by passing a pointer.
    static int time = 0;

    // Initialize discovery time and low value
    disc[u] = low[u] = ++time;
    st->push(u);
    stackMember[u] = true;

    // Go through all vertices adjacent to this
    list<int>::iterator i;
    for (i = adj[u].begin(); i != adj[u].end(); ++i) {
        int v = *i; // v is current adjacent of 'u'

        // If v is not visited yet, then recur for it
        if (disc[v] == -1) {
            SCCUtil(v, disc, low, st, stackMember);

            // Check if the subtree rooted with 'v' has a
            // connection to one of the ancestors of 'u'
            // Case 1 (per above discussion on Disc and Low
            // value)
            low[u] = min(low[u], low[v]);
        }

        // Update low value of 'u' only if 'v' is still in
        // stack (i.e. it's a back edge, not cross edge).
        // Case 2 (per above discussion on Disc and Low

```

```

        // value)
        else if (stackMember[v] == true)
            low[u] = min(low[u], disc[v]);
    }

    // head node found, pop the stack and print an SCC
    int w = 0; // To store stack extracted vertices
    if (low[u] == disc[u]) {
        while (st->top() != u) {
            w = (int)st->top();
            cout << w << " ";
            stackMember[w] = false;
            st->pop();
        }
        w = (int)st->top();
        cout << w << "\n";
        stackMember[w] = false;
        st->pop();
    }
}

// The function to do DFS traversal. It uses SCCUtil()
void Graph::SCC()
{
    int* disc = new int[V];
    int* low = new int[V];
    bool* stackMember = new bool[V];
    stack<int>* st = new stack<int>();

    // Initialize disc and low, and stackMember arrays
    for (int i = 0; i < V; i++) {
        disc[i] = NIL;
        low[i] = NIL;
        stackMember[i] = false;
    }

    // Call the recursive helper function to find strongly
    // connected components in DFS tree with vertex 'i'
    for (int i = 0; i < V; i++)
        if (disc[i] == NIL)
            SCCUtil(i, disc, low, st, stackMember);
}

```

Lema

Dacă două vârfuri se află în aceeași componentă tare conexă, atunci nici un drum între ele nu părăsește, vreodată, componentă tare conexă.

Demonstrație: Fie u și v două noduri din componenta tare conexă. Presupunem ca există w în afara componentei și există drum $u \rightarrow v$ prin w . Atunci avem drum de la u la w dar avem și drumul $w \rightarrow v \rightarrow u$ deci și drum de la w la u deci w este în componenta tare conexă.

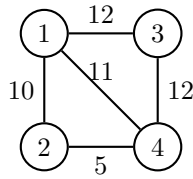
7 APM - arbori partiali de cost minim

Kruskal

$O(E * \log E + E * \log V)$ Algoritmul are 3 pasi:

- Sorteaza toate muchiile in ordinea crescatoare a greutatii
- Alege muchia cea mai mica, daca formeaza un ciclu, treci la urmatoarea, daca nu, adaug-o.
- Repeta pasul anterior pana ai $V - 1$ muchii.

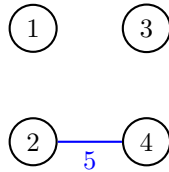
Exemplu Fie graful



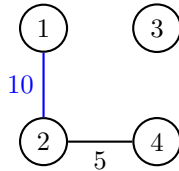
Pasul 1. Sortam ASC muchiile: $\{(2, 4, 5), (1, 2, 10), (1, 4, 11), (1, 3, 12), (3, 4, 12)\}$. Am folosit notatia $(nod1, nod2, greutate)$.

Pasii 2 & 3.

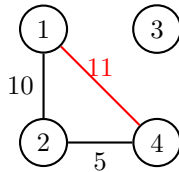
1. Incepem recursia alegand cea mai mica muchie $(2, 4, 5)$.



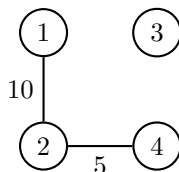
2. Continuum cu $(1, 2, 10)$.



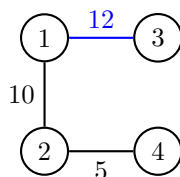
3. Continuum cu $(1, 4, 11)$.



Observam ca face ciclu, deci o ignoram



4. Continuum cu (1, 3, 12).



Observam ca avem $V - 1$ muchii, deci ramanem cu acest graf

K-clustering (aplicatie) Imparte in k clustere (are $n - k$ pasi)

Pseudocod:	Pseudocod – modelare cu graf complet G :
Inițial fiecare obiect (cuvânt) formează o clasă	$V = \{o_1, \dots, o_n\}$, $w(o_i, o_j) = d(o_i, o_j)$ Inițial fiecare vârf formează o componentă conexă (clasă): $T' = (V, \emptyset)$
pentru $i = 1, n-k$	pentru $i = 1, n-k$
<ul style="list-style-type: none"> alege două obiecte o_r, o_t din clase diferite cu $d(o_r, o_t)$ minimă reunește clasa lui o_r și clasa lui o_t 	<ul style="list-style-type: none"> alege o muchie $e_i = uv$ de cost minim din G astfel încât u și v sunt în componente conexe diferite ale lui T' reunește componenta lui u și componenta lui v: $E(T') = E(T') \cup \{uv\}$
returnează cele k clase obținute	returnează cele k mulțimi formate cu vârfurile celor k componente conexe ale lui T'

Prim

Complexitate $O(V^2)$ sau $O(V * \log V + E * \log V)$ daca folosim minheap. Algoritmul are 6 pasi:

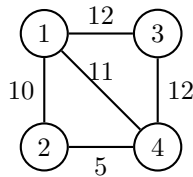
- Alegem un nod n aleatoriu si il scoatem din lista nodurilor de ales
- Adaugam in structura de date toti vecinii sai impreuna cu greutatea muchiilor
- Actualizam eticheta pentru fiecare varf cu distanta minima fata de cele incluse in graf
- Adaugam nodul cu distanta minima cea mai mica, il scoatem din lista nodurilor de ales si ii facem parintele nodul de care se leaga
- Adaugam in structura de date toti vecinii sai impreuna cu greutatea muchiilor
- Repetam al 4-lea pas.

► Prim

- s- vârful de start
- inițializează Q cu V
- pentru fiecare $u \in V$ executa
 - $d[u] = \infty$; tata[u]=0
 - $d[s] = 0$
- cat timp $Q \neq \emptyset$ executa
 - extrage un vârful $u \in Q$ cu eticheta $d[u]$ minimă
 - pentru fiecare $uv \in E$ executa
 - daca $v \in Q$ si $w(u,v) < d[v]$ atunci
 - $d[v] = w(u,v)$
 - tata[v] = u
- scrie (u, tata[u]), pentru $u \neq s$

↑ Prim prin vector vizitat ↑

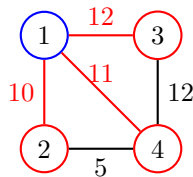
Exemplu Fie graful



Pasul 1. Plecam de la nodul 1 si facem urmatoarea structura

$$[(d/tata)] = \{(0, 0), (\infty, 0), (\infty, 0), (\infty, 0)\}$$

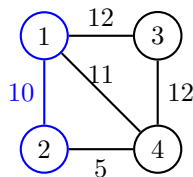
Pasul 2.



Pasul 3.

$$[(d/tata)] = \{(0, 0), (10, 0), (12, 0), (11, 0)\}$$

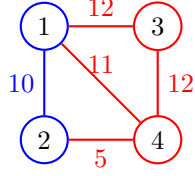
Pasul 4.



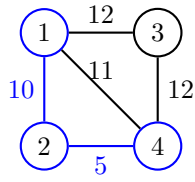
Pasul 5.

$$[(d/tata)] = \{(0, 0), (10, 1), (12, 0), (5, 0)\}$$

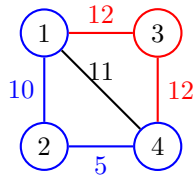
Pasul 6. Repetam



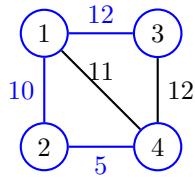
$$[(d/tata)] = \{(0, 0), (10, 1), (12, 0), (5, 0)\}$$



$$[(d/tata)] = \{(0, 0), (10, 1), (12, 0), (5, 2)\}$$

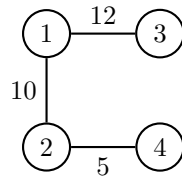


$$[(d/tata)] = \{(0, 0), (10, 1), (12, 0), (5, 2)\}$$



$$[(d/tata)] = \{(0, 0), (10, 1), (12, 1), (5, 2)\}$$

APM final



Prim(G, w, s)

```
pentru fiecare  $u \in V$  executa
     $d[u] = \infty$ ;  $tata[u] = 0$ 
 $d[s] = 0$ 
inițializează  $Q$  cu  $V$ 
cat timp  $Q \neq \emptyset$  executa
     $u = \text{extrage vârf cu eticheta } d \text{ minimă din } Q$ 
    pentru fiecare  $v$  adiacent cu  $u$  executa
        dacă  $v \in Q$  și  $w(u, v) < d[v]$  atunci
             $d[v] = w(u, v)$ 
             $tata[v] = u$ 
            //actualizează  $Q$  - pentru  $Q$  heap
scrie  $(u, tata[u])$ , pentru  $u \neq s$ 
```

↑ Prim prin minheap ↑

8 Drumuri minime de sursa unica s

Dijkstra

Se poate folosi doar pentru drumuri de cost pozitiv

Complexitate

- Cu heap $O(E * \log V)$
 - Initializare Q : $O(n)$
 - n * extragere varf minim: $O(n * \log n)$
 - Actualizare etichete vecini: $O(n * \log n)$
- Cu vector $O(V^2)$
 - Initializare Q : $O(n)$
 - n * extragere varf minim: $O(n^2)$
 - Actualizare etichete vecini: $O(m^2)$

```

pentru fiecare  $u \in V$  executa
     $d[u] = \infty$ ;  $tata[u] = 0$ 
 $d[s] = 0$ 
 $Q = V$  //creare heap cu cheile din  $d$ 
cat timp  $Q \neq \emptyset$  executa
     $u = \text{extrage\_min}(Q)$ 
    pentru fiecare  $uv \in E$  executa
        daca  $d[u] + w(u, v) < d[v]$  atunci
             $d[v] = d[u] + w(u, v)$ 
            repara( $Q, v$ )
             $tata[v] = u$ 
scrie  $d, tata$ 

```

↑ Dijkstra cu min heap ↑

```

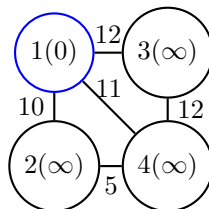
inițializează mulțimea vârfurilor neselectate  $Q$  cu  $V$ 
pentru fiecare  $u \in V$  executa
     $d[u] = \infty$ ;  $tata[u] = 0$ 
 $d[s] = 0$ 
cat timp  $Q \neq \emptyset$  executa
     $u = \text{extrage vârf cu eticheta } d \text{ minimă din } Q$ 
    pentru fiecare  $uv \in E$  executa
        daca  $d[u] + w(u, v) < d[v]$  atunci
             $d[v] = d[u] + w(u, v)$ 
             $tata[v] = u$ 
scrie  $d, tata$ 

//scrie drum minim de la  $s$  la  $t$  un varf  $t$  dat folosind  $tata$ 

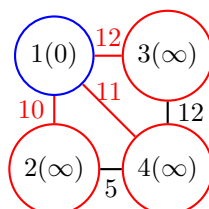
```

↑ Dijkstra cu vector ↑

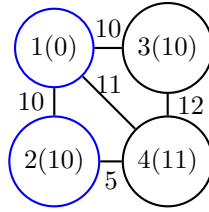
Exemplu Fie graful in care incepem de la 1.



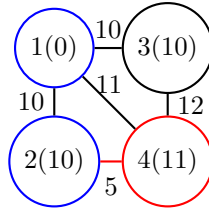
Consideram vecinii lui 1



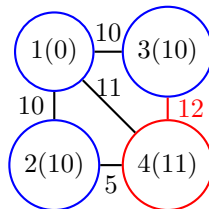
Actualizam distantele vecinilor lui 1 si il alegem pe minimul nevizitat (2)



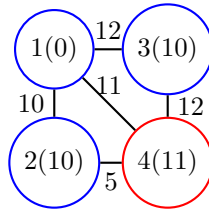
Actualizam distantele vecinilor lui 2 si il luam pe minimul nevizitat (3)



Actualizam distantele vecinilor lui 2 si il luam pe minimul nevizitat (4)



Luam minimul nevizitat si vedem ca nu mai are vecini



Lema Pentru $\forall u \in V$, la orice pas al algoritmului lui Dijkstra avem:

- dacă $d[u] < \infty$, există un drum de la s la u în G de cost $d[u]$ și acesta se poate determina din vectorul $tata$:
 $tata[u]$ = predecesorul lui u pe un drum de la s la u de cost $d[u]$
- $d[u] \leq \delta(s, u)$

Consecinta Dacă la un pas al algoritmului avem pentru un vârf u relația $d[u] = \delta(s, u)$, atunci $d[u]$ nu se mai modifică până la final.

Teorema Fie $G=(V, E, w)$ un graf orientat ponderat cu $w : E \rightarrow \mathbb{R}_+$ și $s \in V$ fixat. La finalul algoritmului lui Dijkstra avem: $d[u] = \delta(s, u)$ pentru orice $u \in V$ și $tata$ memorează un arbore al distanțelor față de s .

Bellman-Ford

Se poate folosi si pentru drumuri negative

Complexitate $O(V * E)$

```

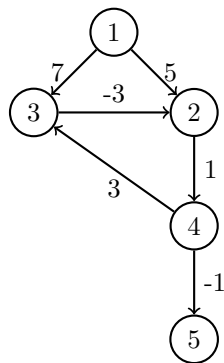
pentru fiecare  $u \in V$  executa
     $d[u] = \infty$ ;  $tata[u] = 0$ 
 $d[s] = 0$ 

pentru  $i = 1, n-1$  executa
    pentru fiecare  $uv \in E$  executa
        daca  $d[u] + w(u, v) < d[v]$  atunci
             $d[v] = d[u] + w(u, v)$ 
             $tata[v] = u$ 

```

Optimizare Se pot relaxa doar arcele din varfurile ale caror etichete s-au modificat anterior

Exemplu



Etapa 1

Relaxam

- 1 2
- 1 3

	1	2	3	4	5
d	0	5	7	∞	∞

Relaxam

- 1 2
- 1 3
- 2 4

	1	2	3	4	5
d	0	5	7	6	∞

Relaxam

- 1 2
- 1 3
- 2 4
- 4 3
- 4 5

	1	2	3	4	5
d	0	5	7	6	5

Relaxam

- 1 2
- 1 3
- 2 4
- 4 3
- 4 5
- 3 2

	1	2	3	4	5
d	0	4	7	6	5

Etapă 2

Relaxam

- 2 4

	1	2	3	4	5
d	0	5	7	6	5

Relaxam

- 2 4
- 4 3

	1	2	3	4	5
d	0	5	7	6	5

Relaxam

- 2 4
- 4 3
- 4 5

	1	2	3	4	5
d	0	5	7	6	4

Relaxam

- 2 4
- 4 3
- 4 5
- 3 2

	1	2	3	4	5
d	0	5	7	6	4

Etapa 3

Relaxam

- 2 4
- 4 3
- 4 5
- 3 2

	1	2	3	4	5
d	0	5	7	6	4

Nu se mai actualizeaza nimic. Ne oprim

Lema Pentru $\forall u \in V$, la orice pas al algoritmului lui Bellman-Ford avem:

- dacă $d[u] < \infty$, există un drum de la s la u în G de cost $d[u]$ și acesta se poate determina din vectorul tata:
tata[u] = predecesorul lui u pe un drum de la s la u de cost $d[u]$
- $d[u] \leq \delta(s, u)$

Detectarea de circuite negative

Demonstrație: Arătăm că

nu există cicluri negative \Leftrightarrow

nu se mai fac actualizări la pasul n

- ▶ Dacă nu există cicluri negative \Rightarrow nu se mai fac actualizări la pasul n (din corectitudine)
- ▶ Dacă nu se mai fac actualizări la pasul n , pentru orice ciclu $C = [v_0, \dots, v_p, v_0] \Rightarrow d[v_i] \leq d[v_i] + w(v_i v_{i+1})$

Însumând pe ciclu:

$$d[v_0] + \dots + d[v_p] \leq d[v_0] + \dots + d[v_p] + w(v_0 v_1) + \dots + w(v_p v_0)$$

$$\Rightarrow 0 \leq w(v_0 v_1) + \dots + w(v_p v_0) = w(C)$$

Algoritm Afișarea ciclului negative detectat - folosind tata:

- Fie v un vârf al cărei etichetă s-a actualizat la pasul k
- Facem n pași înapoi din v folosind vectorul $tata$ (către s) ; fie x vârful în care am ajuns
- Afișăm ciclul care conține pe x folosind $tata$ (din x până ajungem iar în x)

Drumuri minime de sursa unica in grafuri aciclice

s - vârful de start

```
//initializam distante - ca la Dijkstra
pentru fiecare  $u \in V$  executa
     $d[u] = \infty$ ;  $tata[u] = 0$ 
 $d[s] = 0$ 

//determinăm o sortare topologică a vârfurilor
SortTop = sortare_topologica(G)

pentru fiecare  $u \in \text{SortTop}$ 
    pentru fiecare  $uv \in E$  executa
        daca  $d[u] + w(u,v) < d[v]$  atunci //relaxam uv
             $d[v] = d[u] + w(u,v)$ 
             $tata[v] = u$ 

scrie  $d$ ,  $tata$ 
```

Complexitate $O(V + E)$

- Initializare: $O(n)$
- Sortare topologica: $O(m + n)$
- m * relaxare uv: $O(m)$

9 Drumuri minime intre toate perechile de varfuri

Floyd-Warshall

Complexitate $O(n^3)$

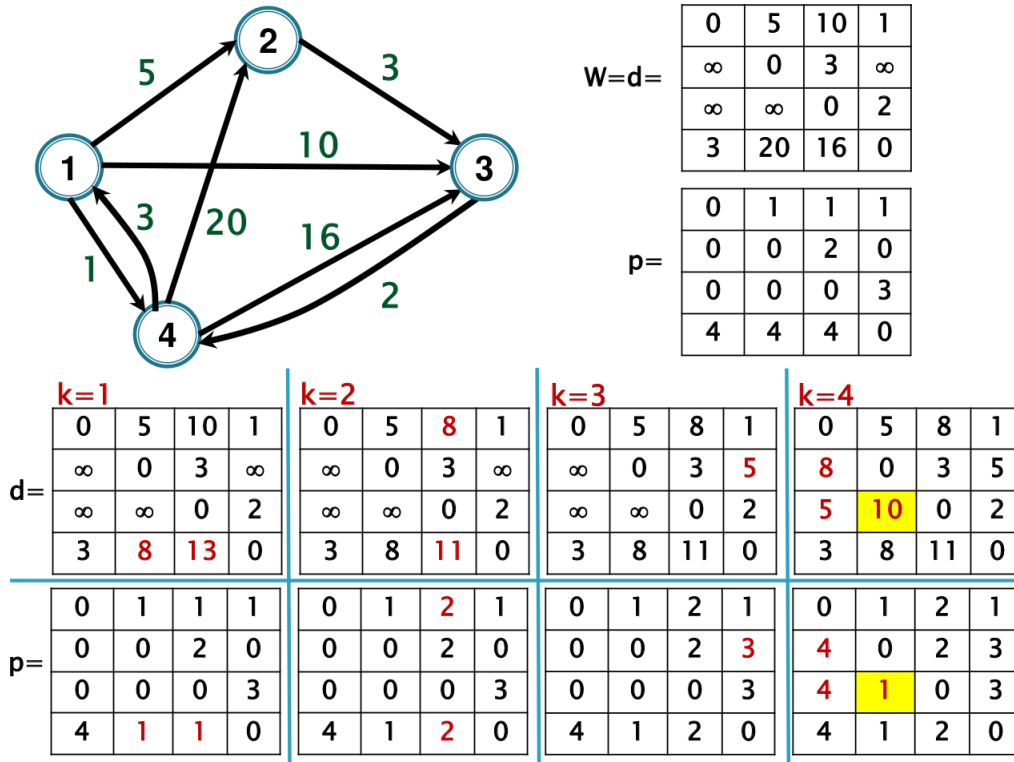
```
for( $i=1$ ;  $i \leq n$ ;  $i++$ )
    for( $j=1$ ;  $j \leq n$ ;  $j++$ ){
         $d[i][j] = w[i][j]$ ; // adaugam distanta ca fiind greutatea muchiei
        // daca e INF, nu e parinte, altfel il adaugam
        if( $w[i][j] == \text{INF}$ )
             $p[i][j] = 0$ ;
        else
             $p[i][j] = i$ ;
    }

for( $k=1$ ;  $k \leq n$ ;  $k++$ )
    for( $i=1$ ;  $i \leq n$ ;  $i++$ )
        for( $j=1$ ;  $j \leq n$ ;  $j++$ )
            if( $d[i][j] > d[i][k] + d[k][j]$ ){
```

```

// Daca ce avem e mai mare decat suma distantelor,
    actualizam
    d[i][j]=d[i][k]+d[k][j];
    p[i][j]=p[k][j];
}

```



Inchiderea tranzitiva

```

for(k=1;k<=n;k++)
    for(i=1;i<=n;i++)
        for(j=1;j<=n;j++)
            d[i][j] = d[i][j] || (d[i][k] && d[k][j]);

```

10 Flow

Definitii

Fie $N = (G, s, t, I, c)$ o rețea.

Lant. Un s-t lanț este o succesiune de vârfuri distincte și arce din G

$$P = [s = v_0, e_1, v_1, \dots, v_{k-1}, e_k, v_k = t]$$

Capacitate reziduală a arcului. Asociem fiecărui arc e din P o pondere, numită capacitate reziduală în P = cu cat mai poate fi modificat fluxul pe arcul e de-a lungul lantului P

$$i_P(e) = \begin{cases} c(e) - f(e), & e \text{ este arc direct in } P \\ f(e), & e \text{ este arc invers in } P \end{cases}$$

Capacitatea reziduală a lantului. Cu cat poate fi modificat fluxul de-a lungul lantului P.

$$i(P) = \min\{i_P(e) | e \in E(P)\}$$

- **f-saturat** daca $i(P) = 0$
- **f-nesaturat** daca $i(P) \neq 0$

Flux revizuit de-a lungul lantului P. Fie P un lant f-nesaturat, definim fluxul revizuit ca $f_P : E \rightarrow \mathbb{N}$

$$f_P(e) = \begin{cases} f(e) + i(P), & e \text{ este arc direct in } P \\ f(e) - i(P), & e \text{ este arc invers in } P \\ f(e), & \text{altfel} \end{cases}$$

Proprietate $val(f_P) = val(f) + i(P) \geq val(f) + 1$

Taietura in retea. Fie $N = (G, s, t, I, c)$ o retea.

O tăietură $K = (X, Y)$ în rețea este o (bi)partiție (X, Y) a mulțimii vârfurilor V , astfel încât $s \in X$ și $t \in Y$.

Fie $K = (X, Y)$ o tăietură. Capacitaeta taietorii = suma arcelor care ies din X catre Y.

$$c(K) = c(X, Y) = \sum_{x \in X, y \in Y, xy \in E} c(xy)$$

Informal. O taietura a grafului reprezinta alegerea unui set de muchii care daca sunt scoase, impart graful in 2 partitii si astfel separa sursa de destinatie. Capacitatea unei taieturi este suma capacitatilor muchiilor care fac parte din taietura

Taietura minima. Fie N o retea. O taietura \tilde{K} se numeste **taietura minima in N** daca

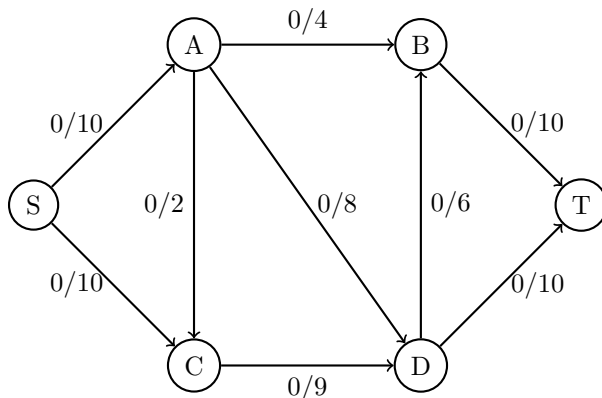
$$c(\tilde{K}) = \min\{c(K) | K \text{ este taietura in } N\}$$

Se poate demonstra: $val(f) \leq c(\tilde{K})$

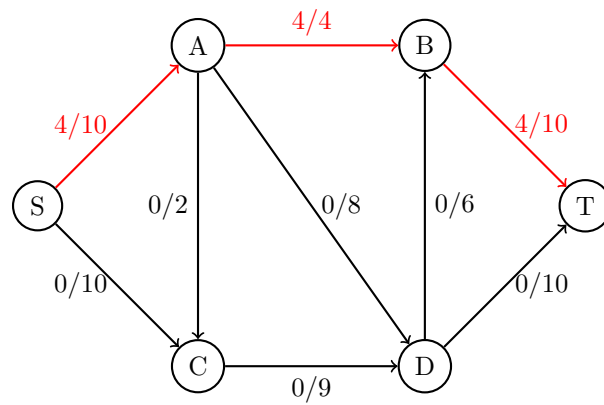
Ford Fulkerson

Complexitate $O(f * E)$

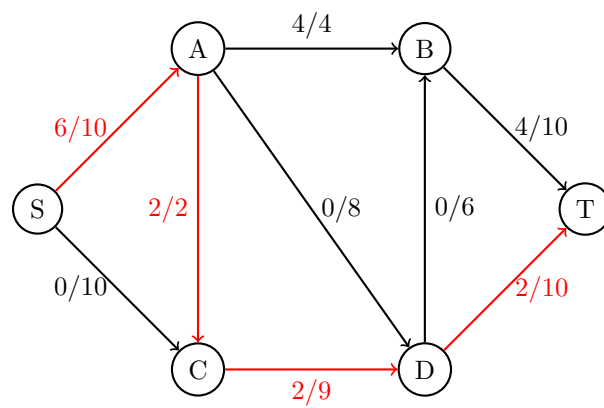
Exemplu Fie graful



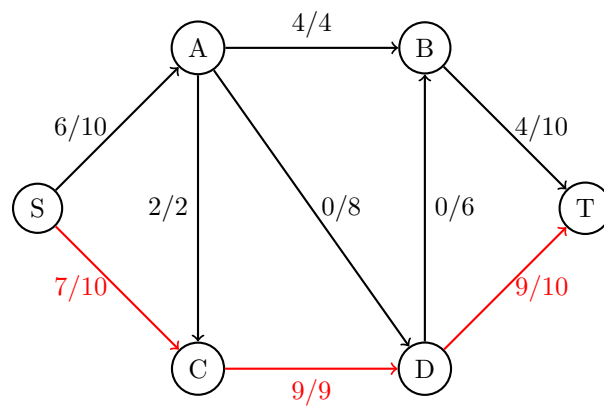
Fie lantul S - A - B - T (flow = 4, total = 4)



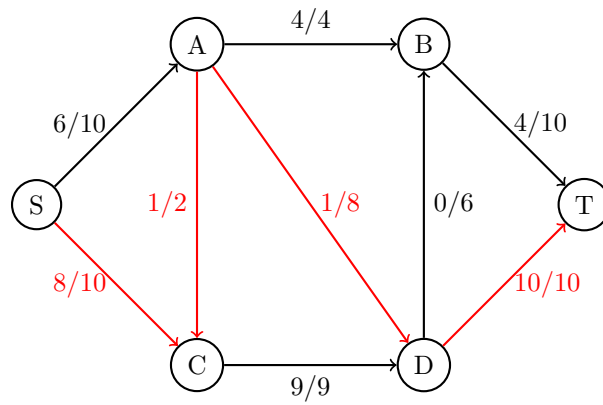
Fie lantul S - A - C - D - T (flow = 2, total = 6)



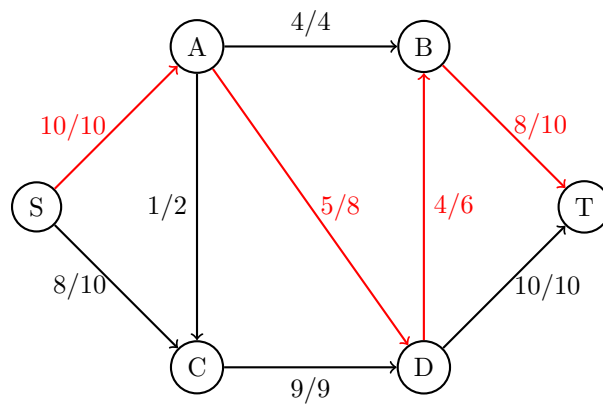
Fie lantul S - C - D - T (flow = 7, total = 13)



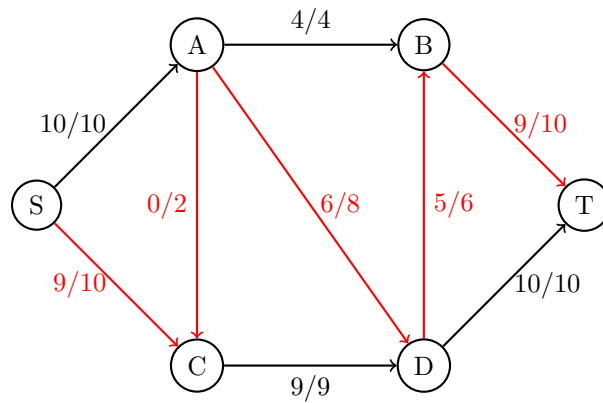
Fie lantul S - C - A - D - T (flow = 1, total = 14)



Fie lantul S - A - D - B - T (flow = 4, total = 18)



Fie lantul S - C - A - D - B - T (flow = 1, total = 19)

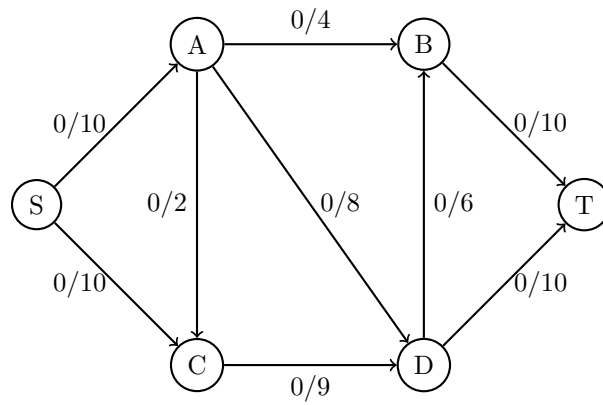


Nu mai avem drumuri de la S la T, deci flow total = 19

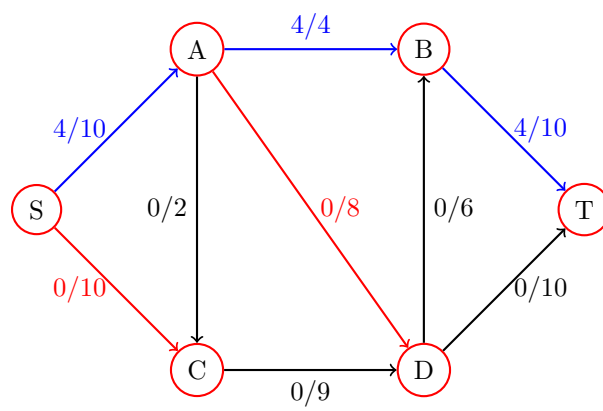
Edmonds-Karp

Complexitate $O(V * E^2)$

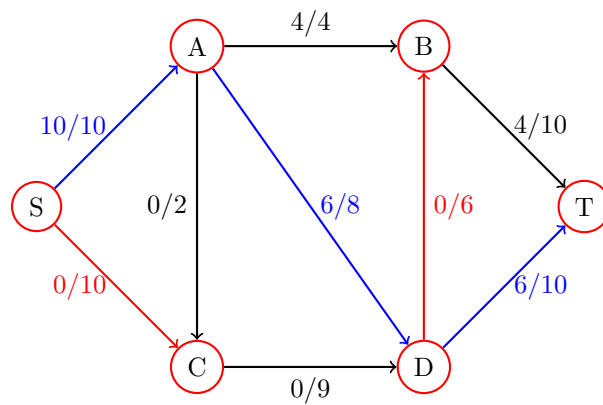
Exemplu Fie graful



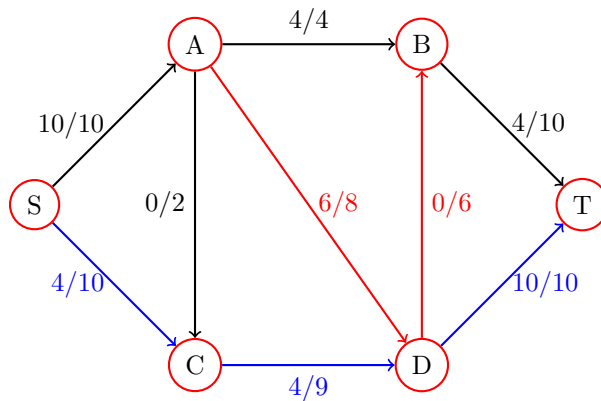
Parcurearea BFS Flow = 4, Total = 4



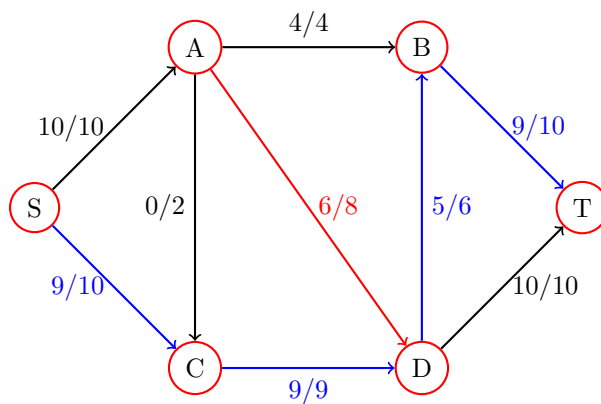
Parcurearea BFS Flow = 6, Total = 10



Parcurearea BFS Flow = 4, Total = 14



Parcurerea BFS Flow = 5, Total = 19



Nu mai putem parcurge BFS, asa ca avem flow total 19

11 Grafuri bipartite

Definitie. $G = (V, E)$ graf neorientat s.n. bipartit \Leftrightarrow există o partiție a lui V în două submulțimi V_1, V_2 (bipartiție):

$$\begin{aligned} V &= V_1 \cup V_2 \\ V_1 \cap V_2 &= \emptyset \end{aligned}$$

astfel încât orice muchie $e \in E$ are o extremitate în V_1 și cealaltă în V_2

Notăm $G = (V_1 \cup V_2, E)$

Bipartit complet. $G = (V, E)$ este bipartit complet \Leftrightarrow este bipartit si $E = \{xy | x \in V_1, y \in V_2\}$

Notam cu $K_{p,q}$ daca $p = |V_1|$ si $q = |V_2|$

Numarul maxim de muchii: $\lfloor \frac{N^2}{4} \rfloor$

Observatie. $G = (V, E)$ bipartit \Leftrightarrow există o 2-colorare proprie a vârfurilor (bicolorare): $c : V \rightarrow \{1, 2\}$ (adica pentru orice muchie $e = xy \in E$, avem $c(x) \neq c(y)$)

Teorema König. Fie $G = (V, E)$ un graf cu $n \geq 2$ vârfuri. Avem G este bipartit \Leftrightarrow toate ciclurile elementare din G sunt pare.

Algoritm pentru testare.

- Colorăm cu 2 culori un arbore parțial al său printr-o parcurgere (colorăm orice vecin j nevizitat al vârfului curent i cu o culoare diferită de cea a lui i)
- Testăm dacă celelalte muchii – de la i la vecini j deja vizitați (colorați) au extremitățile i și j colorate diferit

Cuplaj maxim în grafuri bipartite

Definitii. Fie $G = (V, E)$ un graf și $M \subseteq E$.

- M s.n cuplaj dacă orice două muchii din M sunt neadiacente
- $V(M)$ = mulțimea vârfurilor M -saturate
- $V(G) - V(M)$ = mulțimea vârfurilor M -nesaturate

Un cuplaj M^* s.n cuplaj de cardinal maxim (cuplaj maxim):

$$|M^*| \geq |M|, \forall M \subseteq E \text{ cuplaj}$$

Algoritm de determinare.

- Reducem problema determinării unui cuplaj maxim într-un cuplaj bipartit G la determinarea unui flux maxim într-o rețea de transport asociată lui G
- Construim rețeaua de transport N_G asociată lui G
- Adăugăm două noduri noi s și t
- Adăugăm arce (s, x_i) , pentru $x_i \in X$ și (y_j, t) , $y_j \in Y$
- Transformăm muchiile $x_i y_j$ în arce (de la X la Y)
- Asociem fiecărui arc capacitatea 1
- Cuplaj M în $G \Leftrightarrow$ flux f în rețea
- $|M| = val(f)$

Proprietati

Proprietatea 1. Fie $G = (X \cup Y, E)$ un graf bipartit și M un cuplaj în G . Atunci există un flux f în rețeaua de transport asociată N_G cu

$$val(f) = |M|$$

Proprietatea 2. Fie $G = (X \cup Y, E)$ un graf bipartit și f un flux în rețeaua de transport N_G asociată. Atunci există M un cuplaj în G cu

$$val(f) = |M|$$

Consecinta. f^* flux maxim în $N \Rightarrow$ cuplajul corespunzător M^* este cuplaj maxim în G
 A determina un cuplaj maxim într-un graf bipartit \Leftrightarrow a determina un flux maxim în rețeaua asociată

Algoritm. Complexitate: $C=1$ (sau $L \leq c^+(s) \leq n \Rightarrow O(mn)$). Fie $G = (X \cup Y, E)$

- Construim N rețeaua de transport asociată
- Determinăm f^* flux maxim în N
- Considerăm $M = \{xy | f^*(xy) = 1, x \in X, y \in Y, xy \in N\}$ (pentru fiecare arc cu flux nenul xy din N care nu este incident în s sau t , muchia xy corespunzătoare din G se adaugă la M)
- return M

12 Grafuri Euleriene

Ciclu eulerian: traseu închis care trece o singură dată prin toate muchiile

Graf eulerian: conține un ciclu eulerian

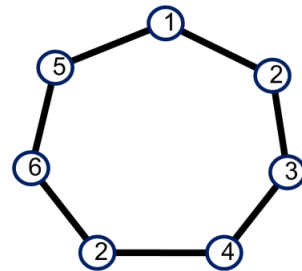
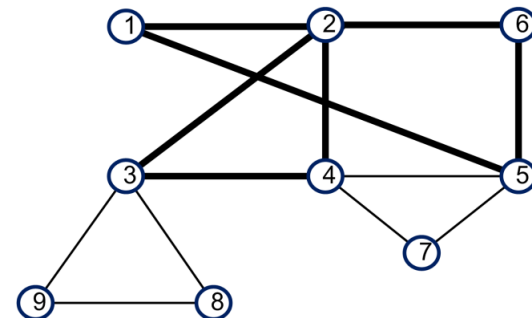
Lant eulerian: Lanț eulerian al lui $G =$ lanț simplu P în G cu $E(P) = E(G)$

Lema Fie $G = (V, E)$ un graf neorientat, conex, cu toate vârfurile de grad par și $E \neq \emptyset$. Atunci pentru orice $x \in V$ există un ciclu C în G cu $x \in V(C)$ (ciclu care conține x , nu neapărat eulerian, nici neapărat elementar).

Demonstrație – Algoritm de determinare a unui ciclu care conține x :

- $i = 1, v_1 = x$
 - $E(C) = \emptyset$
 - Repetă
 - selectează $e_i = v_i v_{i+1} \in E(G) - E(C) \leftarrow$ Dacă $v_i \neq x$, atunci $d_C(v_i)$ este impar.
 - $E(C) = E(C) \cup \{e_i\}$
 - $i = i + 1$
- până când $v_i = x$

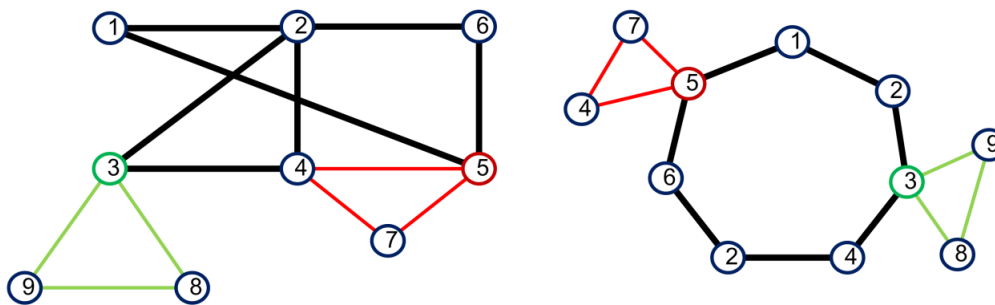
$|E(G)| < \infty$, deci **algoritmul se termină** (v_i ajunge egal cu x)



Teorema lui Euler. Fie $G = (V, E)$ un (multi)graf neorientat, conex, cu $E \neq \emptyset$. Atunci G este eulerian \Leftrightarrow orice varf din G are grad par.

Hierholzer. Complexitate $O(m)$. Determinarea unui ciclu eulerian într-un graf conex (sau un graf conex+ vârfuri izolate) cu toate vârfurile de grad par

- ▶ **Pasul 0** - verificare condiții (conex+vf. izolate, grade pare)
- ▶ **Pasul 1:**
 - alege $v \in V$ arbitrar
 - construiește C un ciclu în G care începe cu v (cu algoritmul din Lema)
- ▶ cât timp $|E(C)| < |E(G)|$ execută
 - selectează $v \in V(C)$ cu $d_{G-E(C)}(v) > 0$ (în care sunt incidente muchii care nu aparțin lui C)
 - construiește C' un ciclu în $G - E(C)$ care începe cu v
 - $C =$ ciclul obținut prin fuziunea ciclurilor C și C' în v
- ▶ scrie C



$C = [1, 2, 3, 8, 9, 3, 4, 2, 6, 5, 4, 7, 5, 1]$

Ciclul conține toate muchiile

\Rightarrow este eulerian

13 Grafuri planare

Definitie. $G = (V, E)$ graf neorientat s.n. planar \Leftrightarrow admite o reprezentare în plan a.î. muchiilor le corespund segmente de curbe continue care nu se intersectează în interior unele pe altele

Harta. Fie $G = (V, E)$ graf planar, M o hartă a sa. M induce o împărțire a planului într-o mulțime F de părți convexe numite fețe. Una dintre acestea este fața infinită (exterioară).

- $M = (V, E, F)$ hartă
- Pentru o față $f \in F$ definim: $d_M(f) = \text{gradul feței } f = \text{numărul muchiilor lanțului închis (frontierei) care delimitează } f$ (câte muchii sunt parcurse atunci când traversăm frontiera)
- $\sum_{f \in F} d_M(f) = 2 * |E|$

Teorema poliedrală a lui Euler. Fie $G = (V, E)$ un graf planar conex și $M = (V, E, F)$ o hartă a lui. Are loc relația $|V| - |E| + |F| = 2$

Consecinta: Orice hartă M a lui G are $2 - |V| + |E|$ fețe

Teorema celor 6 culori. Orice graf planar conex este 6 – colorabil.

```

colorare(G)
    daca |V(G)| ≤ 6 atunci coloreaza varfurile cu
culori distincte din {1,...,6}
    altfel
        alege x cu d(x) ≤ 5
        colorare(G-x)
        colorează x cu o culoare din {1,...,6}
        diferită de culorile vecinilor

```

- **Sugestie implementare** – determinarea iterativă a ordinii în care sunt colorate vârfurile (similar parcurgere BF, sortare topologică)

Teorema lui Kuratowski. Un graf este non-planar \Leftrightarrow contine un subgraf homomorf cu K_5 sau $K_{3,3}$

Loop free planar graph. Fie un graf planar cu $|V| = v$ si $|E| = e \geq 2$, atunci $3 * v \leq 2 * e$ si $e \leq 3 * v - 6$

14 Grafuri Hamiltoniene

Definitie. Un graf este hamiltonian dacă admite un ciclu hamiltonian adică un ciclu care contine toate nodurile grafului.

Conditie necesara. Grafurile hamiltoniene sunt biconexe(nu are noduri critice). Inversa nu este adevarata.

Teorema lui Dirac. Fie G un graf cu ordinul $n \geq 3$. Dacă $\delta(G) \geq n/2$ atunci G este hamiltonian.

Teorema lui Ore. Fie G un graf cu ordinul $n \geq 3$, dacă avem pentru oricare pereche de noduri neadiacente $deg(x) + deg(y) \geq n \rightarrow$ atunci graful este Hamiltonian.

Definitii ajutatoare. Conectivitatea $K(G)$ unui graf G este marimea minima a unei mulțimi de tăiere a lui G .

Se calculeaza prin: Flux maxim = taietura minima

O mulțime de noduri a unui graf G este independentă dacă nu contine noduri adiacente. Numărul de independență $\alpha(G)$ al unui graf G este marimea cea mai mare posibila a unei mulțimi independente a lui G

Teorema lui Chvatal si Erdos. Fie G un graf conectat cu ordinul $n \geq 3$, conectivitatea $K(G)$, și numărul de independență $\alpha(G)$. Daca $K(G) \geq \alpha(G)$, atunci G este hamiltonian.

Teorema lui Goodman si Hedetniemi. Daca G este un graf 2-conectat si liber de $\{K_{1,3}, Z_1\}$ atunci G este hamiltonian