КАТЕДРА: КОМПЮТЪРНИ СИСТЕМИ И ТЕХНОЛОГИИ
ДИСЦИПЛИНА: АЛГОРИТМИ СТРУКТУРИ ОТ ДАННИ

ЛАБОРАТОРНО УПРАЖНЕНИЕ № 11

ТЕМА: Граф. Представяне на графи. Обхождане на графи.

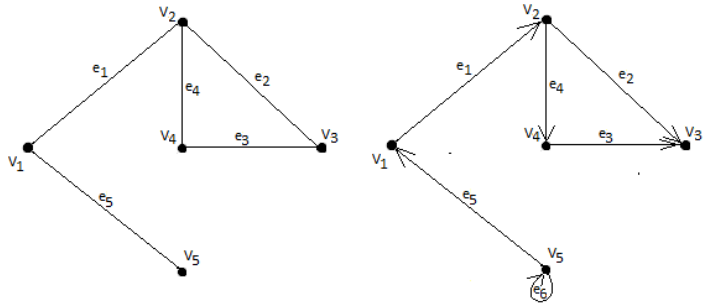
ЦЕЛ:

Целта на упражнението е студентите да се запознаят със основните понятия на графите. След упражнението студентите би следвало да могат да представят графи, както и да реализират обхождане в дълбочина и ширина със тях.

I. ТЕОРЕТИЧНА ЧАСТ

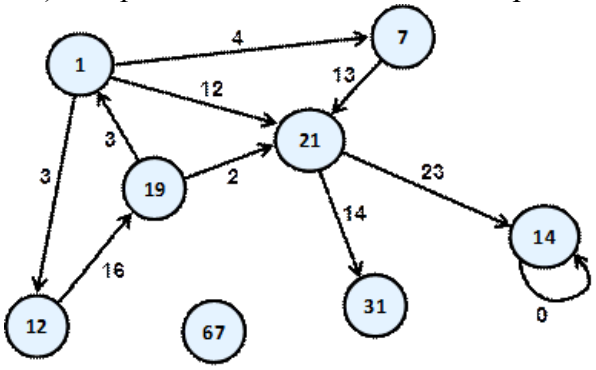
1. Основни понятия за граф.

Графът е съвкупност от две групи елементи – точки (върхове) и линии (ребра), съединяващи някои двойки точки. Най – често точките се изобразяват в равнина, а линиите са прави. Множеството на върховете се бележи с ***V***, а множеството на ребрата с ***E***. Съвкупността ***G(V,E)*** ще наричаме **граф**. При това ако за всяко ребро има дефинирана посока (логическо „начало“ и „край“) се нарича **ориентиран граф**, в противен случай **неориентиран**. При ориентираните графи ребрата се наричат **дъги**.(*фиг.1*.)



Фиг.1. Илюстрация на неориентиран и ориентиран граф

За ребрата може да се зададе функция, която на всяко едно ребро съпоставя реално число. Тези така получени реални числа ще наричаме тегла. Като примери за тегла можем да дадем дължината на директните връзки между два съседни града, пропускателната способност на една тръба и др. Граф, който има тегла по ребрата, се нарича претеглен (weighted). На *фиг.2.* е показано как се изобразява такъв граф.



Фиг.2. Ориентиран граф с тегла на дъгите.

Някои основни понятия и определения при графите са:

- Съседни върхове – върхове свързани с общо ребро или дъга;
- Входящи и изходящи дъги – влизащи и излизащи дъги за връх v_i;
- Инцидентни връх и дъга(ребро) – когато върха се явява начален или краен за дъгата (реброто).
- Съседни дъги (ребра) – две дъги (ребра) са съседни, ако са инцидентни с един и същи връх на графа
- Паралелни дъги (ребра) – когато два върха v_i ,v_j са съединени с повече от една дъга (ребро)
- Степен на връх v_i – броят на инцидентните с върха v_i ребра (дъги) и се бележи с $d(v_i)$;
- Висящи върхове – върхове с $d(v_i)=1$;
- Изолирани върхове – върхове с $d(v_i)=0$ (връх 67 от фиг.2.);
- Примка – когато началният и крайният връх на една дъга съвпадат (връх 14 от фиг.2.);
- Верига – Нека $v_1, v_2, \ldots, v_n, v_{n+1}$ е произволна последователност от върхове. Верига се нарича последователност от дъги $e_1, e_2, \ldots, e_n$, за които $e_i=(v_i, v_{i+1})$ или $e_i=(v_{i+1}, v_i)$, $i=1,2\ldots n$. Върхът v_1 се нарича начален връх за веригата, а върхът v_{n+1} – краен връх на веригата. Дължина на веригата се разбира броя участващи в нея дъги.
- Път – Верига за която $e_i=(v_i, v_{i+1})$ за всяко $i=1,2,\ldots,n$, се нарича път (т.е. последователност от ребра спазваща посоката на ориентирания граф, позволяващи свързване на несъседни върхове).Понятието дължина на път, начален и краен връх на пътя се определят както при веригата;
- Цена на път – ще наричаме сумата на теглата на дъгите участващи в пътя.
- Контур – верига при която началния и крайният връх съвпадат.
- Цикъл – път при която началния и крайния връх съвпадат;
- Прост граф – това е граф без паралелни ребра(дъги) и примки
- Пълен граф – при който за всяка двойка върхове съществува ребро инцидентно с тях.

2. Представяне на граф

Съществуват много различни начини за представяне на граф в програмирането. Различните представяния имат различни свойства и кое точно трябва да бъде избрано, зависи от конкретния алгоритъм, който искаме да приложим. С други думи казано – представяме графа си така, че операциите, които алгоритъмът ни най-често извършва върху него, да бъдат максимално бързи. Без да изпадаме в големи детайли ще изложим някои от най-често срещаните представяния на графи.

- ***Списък на ребрата*** – представя се, чрез списък от наредени двойки (v_i, v_j), където съществува ребро от v_i до v_j. Ако графът е претеглен, то вместо наредена двойка имаме наредена тройка, като третият ѝ елемент показва какво е теглото на даденото ребро.
- ***Списък на наследниците*** – в това представяне за всеки връх v се пази списък с върховете, към които сочат ребрата започващи от v. Тук отново, ако графът е претеглен, към всеки елемент от списъка с наследниците се добавя допълнително поле, показващо цената на реброто до него.
- ***Матрица на съседство*** – графът се представя като квадратна матрица $g[N][N]$, в която, ако съществува ребро от v_i до v_j, то на позиция $g[i][j]$ в матрицата е записано 1. Ако такова ребро не съществува, то в полето $g[i][j]$ е записано 0. Ако графът е

претеглен, в позиция ***g[i][j]*** се записва теглото на даденото ребро, а матрицата се нарича матрица на теглата. Ако между два върха в такава матрица не съществува път, то тогава се записва специална стойност, означаваща безкрайност.

- ***Матрица на инцидентност между върхове и ребра*** – в този случай отново се използва матрица, само че с размери *g[M][N]*, където ***M*** е броят на върховете, а ***N*** е броят на ребрата. Всеки стълб представя едно ребро, а всеки ред един връх. Тогава в стълба съответстващ на реброто ***(v_i, v_j)*** само и единствено на позиция ***i*** и на позиция ***j*** ще бъдат записани 1, а на останалите позиции в този стълб ще е записана 0. Ако реброто е примка, то на позиция ***i*** записваме 2. Ако графът който искаме да представим е ориентиран и искаме да представим реброто от v_i до v_j, то на позиция ***i*** пишем ***1***, а на позиция ***j*** пишем ***-1***.

3. Обхождане на граф

- ***Обхождане в дълбочина***

Обхождане в дълбочина (*Depth First Search - DFS*) е метод за систематично обхождане на всички върхове на даден граф, достижими от даден начален връх. Използвайки този метод върху дърво то той отговаря на префиксно обхождане. Метода се използва най често за намиране на покриващо дърво ***T*** за графа ***G***.

Нека ***G(V,E)*** е свързан граф и ***r ∈ V*** (принадлежи).

Построяваме възможно най дълъг път в ***G*** с начало – върха ***r***. Ако този път съдържа всички върхове от ***V***, то тогава той е покриващо дърво ***T*** на ***G*** и с това алгоритъма приключва. В случай че построения път не съдържа всички върхове от графа, то движението се извършва в две посоки: напред – към някой от още не посетените върхове на графа и назад – връщане от текущия връх към неговия пряк родител и избор на някой от наследниците му, който още не е бил посетен. Ако няма такъв друг наследник, се връщаме назад по посетените предшественици, докато намерим такъв, който още има непосетени наследници и от него продължаваме да строим най – дълъг път, който съдържа тези непосетени върхове.

Тъй като графа G е краен и свързан то тази процедура ще приключи след краен брой стъпки и ще върне като резултат покриващо дърво ***T*** на ***G*** с корен ***r***.

Ако графът е ориентиран, движението напред по дъгите се извършва в съответствие с тяхната ориентация.

Един от начините за описание на алгоритъма за обхождане на граф в дълбочина е чрез наредба на върховете му, за да се проследи по лесно кои от тях са посетени. За описанието на алгоритъма в процедурни стъпки са използвани два маркера – *посетен* и *непосетен*.

Алгоритъмът може да се опише чрез следните процедурни стъпки:

0. Нека ***G(V,E')*** е свързан граф и ***|V|=n, V= {v_1, v_2, …, v_n}***. Маркират се всички върхове като непосетени.
1. Полагаме текущ връх ***v=v1***. Инициализираме ***T=v*** – дърво, което има само един връх – неговия корен. Маркираме върхът $\mathbf{v_1}$ като посетен;
2. Избира се най – малкият индекс ***i***, ***2 ≤ i ≤ n***, за който върхът v_i е с маркер непосетен и дъгата ***{v, vi}*** принадлежи на ***E***. Ако такъв индекс не съществува, то продължаваме към **стъпка 3**. В противен случай:
   1) Добавяме дъгата ***{v, v_i}*** към дървото ***T***;
   2) Маркираме върхът v_i с маркер посетен;
   3) Полагаме текущ връх ***v=v_i***;

4) Връщане в началото на **стъпка 2**;

3. Ако текущият връх $v=v_1$, то T е покриващо дърво на G. Преминава се към КРАЙ на алгоритъма;
4. Ако текущият връх v е различен от v_1, то се извършва връщане назад към родителя $p(v)$ на текущия връх v в дървото T и полагаме $v=p(v)$. Извършва се връщане към **стъпка 2**.

- ***Обхождане в ширина***

Обхождане в ширина (Breadth (Width) First Search - BFS) е метод за систематично обхождане на всички върхове на даден граф, при който върховете се обхождат по реда на нарастване на разстоянието (в брой върхове) от началния връх. Този метод се нарича още метод на ветрилото или обхождане по нива, тъй като при обхождането се избира начален връх (корен на покриващо дърво) и първо се посещават върховете, които са свързани чрез дъги с него. След това се посещават върховете които пряко са свързани с наследниците на корена, т.е. са свързани с пътища с дължина 2 от началния връх, и не са били посетени преди това. На следващото ниво се посещават всички върхове от непосетените до момента, които са свързани чрез пътища с дължина 3 от началния връх и т.н.

При обхождане на графа в ширина е удобно, както при предния алгоритъм, да се направи наредба на върховете в G и да се използват маркери. За този алгоритъм е подходящо да се използва и структурата от данни, опашка (Queue).

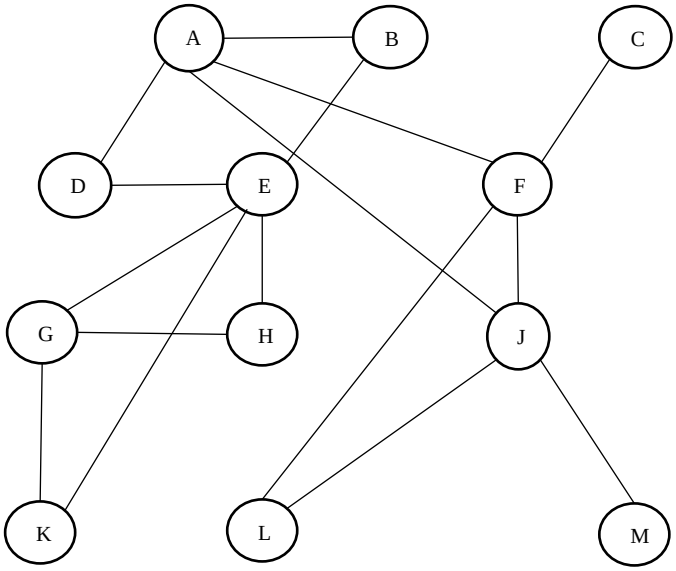
Алгоритъмът може да се опиши чрез следните процедурни стъпки:

0. Нека $G(V,E')$ е свързан граф и $|V|=n$, $V= \{v_1, v_2, \ldots, v_n\}$. Маркират се всички върхове като непосетени.
1. Полагаме текущ връх $v=v1$. Инициализираме $T=v$ – дърво, което има само един връх – неговия корен. Маркираме върхът v_1 като посетен. Поставяме върхът най отзад на опашка Q, която първоначално е празна;
2. Ако опашката Q не е празна, прилагаме следното: Премахваме върхът, който стои най – отпред на опашката и асоциираме текущият връх v с този връх. Изследваме множеството C (съдържащо съседите на текущия връх) от всички върхове v_i, $2 \leq i \leq n$, който са свързани с дъга с текущия връх v.

   За всеки връх v_i принадлежат на C, и ако v_i е с маркер непосетен:
   1) Добавяме дъгата $\{v, v_i\}$ към дървото T;
   2) Маркираме върхът v_i с маркер посетен;
   3) Поставяме върхът v_i най – отзад на опашката Q;
3. Ако множеството от върхове на графа G съдържа само посетени върхове, то T е покриващо дърво на G. В този случай следва КРАЙ на алгоритъма в противен случай се извършва връщане към **стъпка 2**.

II. ПРАКТИЧЕСКА ЧАСТ

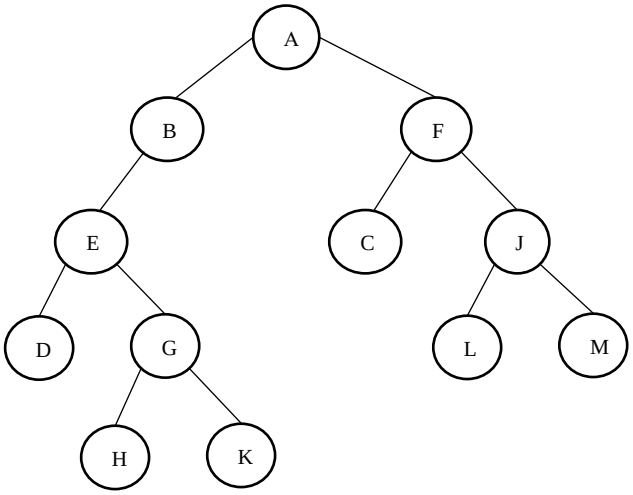
Задачите в тази част са приложени върху следния граф на фиг.3.



Фиг.3. Граф за обхождане

ЗАДАЧА1: *За граф на фиг.3. да се намери покриващо дърво като се използва алгоритъма с обхождане в дълбочина (DFS).*

РЕШЕНИЕ:
Последователността за обхождане на върховете ще е следната:
{A , B, E, D, G, H, K, F, C, J, L, M}
Полученото покриващо дърво е показано на фиг.4.



Фиг.4. Покриващо дърво на графа G чрез алгоритъма DFS.

ПОЯСНЕНИЕ

В табл.1. е представено подробно описание на построяването на покриващото дърво при обхождане в дълбочина на графа от фиг.3. За върховете които не е възможно

продължение на текущия път, е отбелязано връщане назад и търсене на ново продължение (нов клон на дървото) от непосетени върхове.

Табл.1. Описание на алгоритъма DFS

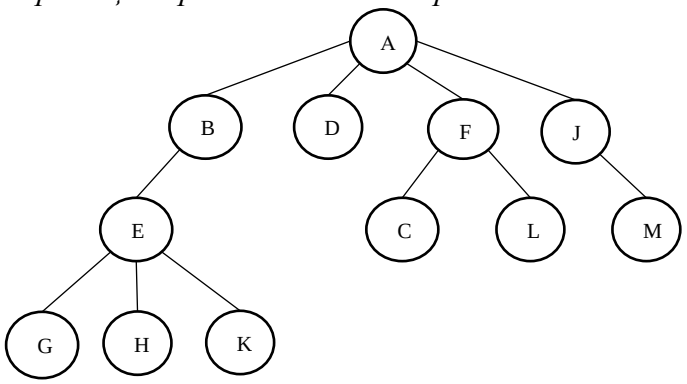
Покриващо дърво ***T(V,E)***	Текущ връх	Непосетени върхове
V= {} E= {}		{A, B, C, D, E, F, G, H, J, K, L, M}
V={A} E={}	***V=A***	{B, C, D, E, F, G, H, J, K, L, M}
V={A, B} E={[A,B]}	***V=B***	{C, D, E, F, G, H, J, K, L, M}
V={A, B, E} E={[A,B],[B,E]}	***V=E***	{C, D, F, G, H, J, K, L, M}
V={A, B, E, D} E={[A,B],[B,E],[E,D]}	***V=D***	{C, F, G, H, J, K, L, M}
V={A, B, E, D} E={[A,B],[B,E],[E,D]}	***V=E*** ***Връщане назад***	{C, F, G, H, J, K, L, M}
V={A, B, E, D, G} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G]}	***V=G***	{C, F, H, J, K, L, M}
V={A, B, E, D, G, H} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H]}	***V=H***	{C, F, J, K, L, M}
V={A, B, E, D, G, H,} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H]}	***V=G*** ***Връщане назад***	{C, F, J, K, L, M}
V={A, B, E, D, G, H, K} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K]}	***V=K***	{C, F, J, L, M}
V={A, B, E, D, G, H, K} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K]}	***V=G*** ***Връщане назад***	{C, F, J, L, M}
V={A, B, E, D, G, H, K} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K]}	***V=E*** ***Връщане назад***	{C, F, J, L, M}
V={A, B, E, D, G, H, K} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K]}	***V=B*** ***Връщане назад***	{C, F, J, L, M}
V={A, B, E, D, G, H, K} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K]}	***V=A*** ***Връщане назад***	{C, F, J, L, M}
V={A, B, E, D, G, H, K, F} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K],[A,F]}	***V=F***	{C, J, L, M}
V={A, B, E, D, G, H, K, F, C} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K],[A,F],[F,C]}	***V=C***	{J, L, M}
V={A, B, E, D, G, H, K, F, C} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K],[A,F],[F,C]}	***V=F*** ***Връщане назад***	{J, L, M}
V={A, B, E, D, G, H, K, F, C, J}	***V=J***	{L, M}

E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K],[A,F],[F,C],[F,J]}		
V={A, B, E, D, G, H, K, F, C, J, L} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K],[A,F],[F,C],[F,J],[J,L]}	***V=L***	{M}
V={A, B, E, D, G, H, K, F, C, J, L} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K],[A,F],[F,C],[F,J],[J,L]}	***V=J*** ***Връщане назад***	{M}
V={A, B, E, D, G, H, K, F, C, J, L, M} E={[A,B],[B,E],[E,D],[E,G],[G,H], [G,K],[A,F],[F,C],[F,J],[J,L], [J,M]}	***V=M*** ***KRAJ***	{}

ЗАДАЧА2: *За граф на фиг.3. да се намери покриващо дърво като се използва алгоритъма с обхождане в ширина (BFS).*

РЕШЕНИЕ:

Последователността за обхождане на върховете ще е следната:
{A, B, D, F, J, E, C, L, M, G, H, K}
Полученото покриващо дърво е показано на фиг.5.



Фиг.5. Покриващо дърво на графа G чрез алгоритъма BFS.

ПОЯСНЕНИЕ:

В табл.2. е представено подробно описание (стъпка по стъпка) на построяването на покриващото дърво при обхождане в ширина на графа от фиг.3.

Табл.1. Описание на алгоритъма DFS

Покриващо дърво ***T(V,E)***	Опашка Q	Текущ връх и списък с неговите наследници	Спусък с непосетени върхове
V= {} E= {}	*{}*		{A, B, C, D, E, F, G, H, J, K, L, M}
V={A} E={}	*{A}*	*V=A*	{B, C, D, E, F, G, H, J, K, L, M}
V={A, B, D, F, J} E={[A,B],[A,D], [A,F],[A,J]}	*{B, D, F, J}*	*V=A* *C={B, D, F, J}*	{C, E, G, H, K, L, M}

V={A, B, D, F, J, E} E={[A,B],[A,D], [A,F],[A,J],[B,E]}	*{D, F, J, E}*	*V=B* *C={A, E}*	{C, G, H, K, L, M}
V={A, B, D, F, J, E} E={[A,B],[A,D], [A,F],[A,J],[B,E]}	*{F, J, E}*	*V=D* *C={A, E}*	{C, G, H, K, L, M}
V={A, B, D, F, J, E, C, L} E={[A,B],[A,D], [A,F],[A,J],[B,E], [F,C],[F,L]}	*{J, E, C, L}*	*V=F* *C={A, C, J, L}*	{G, H, K, M}
V={A, B, D, F, J, E, C, L, M} E={[A,B],[A,D], [A,F],[A,J],[B,E], [F,C],[F,L], [J,M]}	*{E, C, L, M}*	*V=J* *C={A, F, L, M}*	{G, H, K}
V={A, B, D, F, J, E, C, L, M, G, H, K} E={[A,B],[A,D], [A,F],[A,J],[B,E], [F,C],[F,L], [J,M],[E,G],[E,H],[E,K]}	*{C, L, M, G, H, K}*	*V=E* *C={B, D, G, H, K}*	{} КРАЙ

ЗАДАЧА3: *Да се направи програмна реализация за представяне на граф чрез матрица на съседство.*

РЕШЕНИЕ:

```
……..
void AddEdge(int i, int j)
{
    matrix[i][j] = 1;
    matrix[j][i] = 1;
}

void RemoveEdge(int i, int j)
{
    matrix[i][j] = 0;
    matrix[j][i] = 0;
}

bool HasEdge(int i, int j)
{
    if (matrix[i][j] == 1)
        return true;
    else return false;
}

void GetSuccessors(int i, int n)
{
    for (int j = 0; j < n; j++)
        if (matrix[i][j] == 1)
            AddList(j);
} ……
```

ПОЯСНЕНИЕ:

Чрез горния фрагмент код е направена примерна програмна реализация за представяне на граф чрез матрица на съседство. Методите „AddEdge()“ и “RemoveEdge()” служат за добавяне и премахване на ребро на графа. Метода „HasEdge()“ проверява дали съществува ребро между посочените върхове и метода “GetSuccessors()” връща съседите на даден връх. Функцията AddList() е такава че да реализира добавянето на елемент в края към даден списък.

ЗАДАЧА 4: *Да се направят функции които реализират, инициализация на граф, търсене на връх, търсене на дъга, добавяне на връх, добавяне на дъга, изтриване на връх и изтриване на дъга. Към графа да се добавят и функции които реализират обхождане в дълбочина и ширина.*

РЕШЕНИЕ:

```
……..
//инициализация на граф
void init(link* gr[n])
{
    for (int i = 0; i < n; i++)
        gr[i] = NULL;
}

// търсене на връх в графа
int search_node(link* gr[n], char c)
{
    int flag = 0;
    for (int i = 0; i < n; i++)
        if (gr[i])  //проверка, дали даден връх съществува
            if (gr[i]->key==c)
                flag = 1;
    return flag;
}

// търсене на дъга в графа
int search_arc(link* gr[5], char c1, char c2)
//c1 и c2 - ключовите стойности на възлите, които
//свързва търсената дъга
{
    int flag = 0;
    if (search_node(gr, c1) && search_node(gr, c2))
    {
        int i = 0;
        while (gr[i]->key != c1)
            i++;
        link* p = gr[i];
        while (p->key != c2 && p->next != NULL)
            p = p->next;
        if (p->key == c2)
            flag = 1;
    }
    return flag;
}


//включване на връх в графа
void add_node(link* gr[n], char c)  // с е добавената стойност
{
    if (search_node(gr, c))
    {
        cout << "\nВърхът вече съществува!\n";
    }
    else
    {
        int j = 0;
        while (gr[j] && (j < n))
            j++;
        if (gr[j] == NULL)
```

```
        {
            gr[j] = new link;  // създаване на нов връх
            gr[j]->key = c;   // установяване на ключовата стойност
            gr[j]->next = NULL;   //и указателя
        }
        else
        {
            cout << "\nПрепълване на структурата!\n";
        }
    }
}

//включване на дъга
void add_arc(link* gr[n], char c1, char c2)
{
    int i = 0;  link* p;
    if (search_arc(gr, c1, c2))
    {
        cout << "\nДъгата вече съществува!";
    }
    else
    {
        if (!(search_node(gr, c1)))
            add_node(gr, c1);
        if (!(search_node(gr, c2)))
            add_node(gr, c2);
        while (gr[i]->key != c1)
            i++;
        p = new link;  // създаване на нов елемент
        p->key = c2;   // в списъка на съседство
        p->next = gr[i]->next;
        gr[i]->next = p;
    }
}

//премахване на връх от графа
void del_node(link* gr[n], char c)
{
    if (search_node(gr, c))
    {
        int i = 0;
        while (gr[i]->key != c)  //търсене на върха който се изтрива;
            i++;
        link* p;
        link *q=gr[i];
        while (gr[i] != NULL)
        {
            p = gr[i];
            gr[i] = p->next;
            delete p;
        }
        //изтриване на върха и на дъгите, излизащи от него
        for (i=0;i<n;i++)
            if (gr[i])
            {
                p = gr[i];
                while ((p->key != c) && (p->next != NULL))
                {
                    q = p;
                    p = p->next;
                }
                if (p->key == c) // изтриване на дъгите влизащи във върха
```

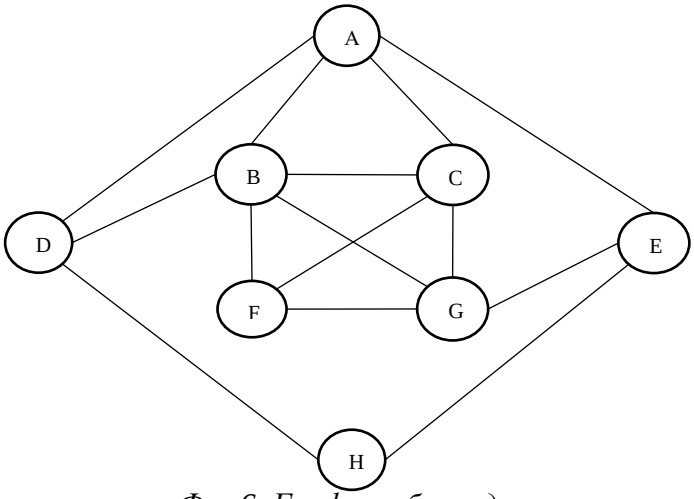
```
                    {
                        q->next = p->next;
                        delete p;
                    }
            }
    }
    else { cout << "В графа няма такъв връх!"; }
}

//премахване на дъга от графа
void del_arc(link* gr[n], char c1, char c2)
{
    if (search_arc(gr, c1, c2))
    {
        int i = 0;
        while (gr[i]->key != c1)
            i++;
        link* p = gr[i], * q=gr[i];
        while (p->key != c2)
        {
            q = p;
            p = p->next;
        }
        q->next = p->next;
        delete p; //премахване на върха от списъка на съседство
    }
    else { cout << "\nВ графа няма такава дъга!"; }
}

// функция реализираща обхождане в ширина
void bfs(link* gr[n], char k)
{
    int m[n]; // масив за регистриране на обходените върхове
   // memset(m, 0, 10);
    for (int i = 0; i < n; i++) m[i] = 0;
    init_que();      //инициализация на помощната опашка
    push_queue(k); //поместване в опашка на първия елемент
    while (!empty_queue()) //докато опашката не е празна
    {
       // cout << "------------------";
        char s = pop_queue();     //извличане на поредния елемент от опашката
        int j = convert(gr,s); //функция, която връща индекса на елемента на масива от
списъците на съседство, чиято стойност е k.
        if (m[j] == 0)     //Възелът не е посетен
        {
            m[j] = 1;
            cout << s << " ";//регистриране и визуализация на възела
            //cout << "---------";
        }
        for (link* t = gr[j]; t != NULL; t = t->next)
        {
            int h = convert(gr, t->key);
            if (m[h] == 0)  // възела не е посетен
                push_queue(t->key); // включване на възела в опашката
        }
    }
}

// функция реализираща обхождане в дълбочина
void dfs(link* gr[n], char k, int m[])
{
    cout << k <<" ";
```

```
    int j = convert(gr, k);
    m[j] = 1;
    for (link* t = gr[j]->next; t != NULL; t = t->next)
    {
        int h = convert(gr, t->key);
        if (m[h]==0)
            dfs(gr, t->key, m);
    }
}
```

ПОЯСНЕНИЕ:

Чрез горните функции е описан граф чрез комбинирано представяне. Чрез функция init() се инициализира графа като gr[] е масив от указатели от тип структура. В случая всеки елемент на масива ще представлява отделни списъци които съдържат всички съседи за дадения връх. (Това беше обяснено подробно в лекцията за графа) . Функциите search() и add() търсят и добавят върхове и дъги в съответния граф. Функциите del_() изтриват върхове и дъги от съответния граф, а чрез функциите bdf() и dfs(), се представя съответния граф чрез методите му на обхождане.

III. Задачи за семинарни упражнения



Фиг.6. Граф за обхождане

1. Да се намери покриващо дърво на свързания граф от фиг.6. като се използва алгоритъма DFS.
2. Да се намери покриващо дърво на свързания граф от фиг.6. като се използва алгоритъма BFS.
3. Да се създаде матрица на съседство за графа на фиг.6.

IV. Задача за лабораторни упражнения.

1. Използвайки задача 3 от практическата част и получената матрица от задача 3 в раздел III, представете графа на фиг.6 програмно. Направете така че потребителя да може да проверява между кои върхове съществува ребро и между кои не.
2. Да се реализира задача 4 от практическата част, като се добавят и липсващите фрагменти и функции от кода.

3. Редактирайте предната задача (задача 2), така че като се добавя нова дъга към даден връх тя да отива като последен елемент от списъка, а не като първа след текущия връх. Обходете графа на фиг. 6. чрез функциите реализирани за обхождане в дълбочина и ширина.