

# 网络流

## 算法简介

### 几个概念

#### 容量

每条边  $(u,v)$  都有一个权值  $c(u,v)$  被称为容量，而当边不属于这个图时，容量为0

#### 流

流满足以下几个条件：

容量限制：流经过边的流量不能超过该边的容量，即  $f(u,v) \leq c(u,v)$

斜对称性：每条边的流量与其相反边的流量之和为0，即  $f(u,v) = -f(v,u)$

流守恒性：从源点流出的流量等于汇点流入的流量

#### 剩余容量

表示一条边的容量与流量之差  $c_{\{f\}}(u,v) = c(u,v) - f(u,v)$

#### 残量网络

对于流函数  $f$  的残存网络  $G_{\{f\}}$  是网络  $G$  中所有结点和剩余容量大于0的边构成的子图。注意，剩余容量大于0的边可能不在原图中。可以理解为，残量网络中包括了那些还剩下流量空间的边构成的图，也包括虚边（即反向边）。

#### 增广路

在原图中若一条从源点到汇点的路径上所有边的剩余容量都大于0，这条路叫做增广路。

对于网络流，现在主流的有 EK, Dinic, SAP, ISAP 算法

## 算法思想

我们先设点数为  $n$  边数为  $m$

## \$EK\$

使用 \$BFS\$ 进行增广。

具体来说就是从源点一直 \$BFS\$ 走来走去，碰到汇点就停，然后进行增广，要注意一下流量合不合法。

增广方式：把找到的增广路再走一遍，走的时候把这条路的能够成的最大流量减下去，然后给答案加上最小流量。

增广的时候要注意建造反向边，原因是这条路不一定是最优的，这样子程序可以进行反悔。假如我们对这条路进行增广了，那么其中的每一条边的反向边的流量就是它的流量。

时间复杂度为  $O(nm^2)$  效率较低。

## \$Dinic\$

每次增广前，我们先用 BFS 来将图分层。设源点的层数为 \$0\$，那么一个点的层数便是它离源点的最近距离。

何时停止：如果不存在到汇点的增广路（即汇点的层数不存在），我们即可停止增广。

优化：

多路增广：在一次 DFS 中找出多条增广路。

当前弧优化：因为一条边最多可以被增广一次，所以我们下一次进行增广的时候，就可以不必再走那些已经被增广过的边。

时间复杂度为  $O(n^2m)$  在稀疏图上效率和 \$EK\$ 算法相当，但在稠密图上效率要比 \$EK\$ 算法高很多。在求解二分图最大匹配问题时 \$Dinic\$ 算法的时间复杂度是  $O(m\sqrt{n})$

我们要确保找到的增广路是最短的，所以我们每次找增广路的时候，都只找比当前点层数多1的点进行增广（这样就可以确保我们找到的增广路是最短的）。

```
void addEdge(int i,int a,int b,ll c,int d) {
    u[i]=a;
    v[i]=b;
    w[i]=c;
    rev[i]=d;
    nex[i]=first[a];
    first[a]=i;
}
bool bfs(ll s,ll t) {
    memset(d,0x7fffffff,sizeof(d));
    memset(vis,0,sizeof(vis));
    Q.push(s);
    vis[s]=1;
    d[s]=0;
    while(Q.size()) {
        int p=Q.front();
```

```

    Q.pop();
    for(int i=first[p]; i!=-1; i=nex[i])
        if(!vis[v[i]] && w[i]>0) {
            vis[v[i]]=1;
            d[v[i]]=d[p]+1;
            Q.push(v[i]);
        }
    }
    return vis[t];
}
ll dfs(ll x,ll t,ll a) {
    if(x==t || a==0)return a;
    ll flow=0,f;
    for(ll& i=cur[x]; i!=-1; i=nex[i])
        if(d[x]+1==d[v[i]] && (f=dfs(v[i],t,min(a,w[i])))>0) {
            w[i]-=f;
            w[rev[i]]+=f;
            a-=f;
            flow+=f;
            if(a==0)break;
        }
    return flow;
}
ll Dinic(int s,int t) {
    ll flow=0;
    while(bfs(s,t)) {
        for(int i=1; i<=n; i++)cur[i]=first[i];
        flow+=dfs(s,t,oo);
    }
    return flow;
}

// 加边操作

for(int i=0; i<m; i++) {
    a=read();
    b=read();
    c=read();
    addEdge(2*i,a,b,c,2*i+1);
    addEdge(2*i+1,b,a,0,2*i);
}

```

## \$ISAP\$

\$Dinic\$ 算法中，每次求完增广路之后要跑一遍 \$BFS\$ 分层。ISAP的策略是在反图中，从 \$t\$ 到 \$s\$ 点进行 \$BFS\$。

增广过程和 \$Dinic\$ 类似，选择比当前点层数少 \$1\$ 的点来增广，所以也存在当前弧优化。

但不同的是  $\text{ISAP}$  在找增广路的途中会完成下一步的分层，比如现在到了  $s$  号点，其层数为  $d_s$  结束这个点的增广过程后，遍历残量网络上  $s$  的所有出边，找到层最小的出点  $j$  然后令  $d_j = d_s + 1$  当无出边时，则  $d_s = n$  则当  $d_s \geq n$  时，图上不存在增广路，此时即可终止算法。

$\text{ISAP}$  还存在  $\text{GAP}$  优化，记录层数为  $s$  的点的数量为  $\text{num}[s]$  每当将一个点的层数从  $x$  更新到  $y$  时，要同时更新  $\text{num}$  数组的值，当某次更新之后，如果  $\text{num}[x] = 0$  则图中出现断层，必然找不到增广路，则可以直接终止算法(将  $d_s$  标记为  $n$ )

时间复杂度与  $\text{Dinic}$  等同，但是实际时间上优于  $\text{Dinic}$

```
inline void addedge(int u,int v,int val){
    node[++cnt].v=v;
    node[cnt].val=val;
    node[cnt].next=head[u];
    head[u]=cnt;
}

void bfs(){
    memset(dep,-1,sizeof(dep));
    memset(gap,0,sizeof(gap));
    dep[t]=0;
    gap[0]=1;
    queue<ll>q;
    q.push(t);
    while(!q.empty()){
        int u=q.front();
        q.pop();
        for(int i=head[u];i;i=node[i].next) {
            int v=node[i].v;
            if(dep[v]!=-1) continue;
            q.push(v);
            dep[v]=dep[u]+1;
            gap[dep[v]]++;
        }
    }
    return;
}

long long maxflow;
ll dfs(ll u,ll flow){
    if(u==t){
        maxflow+=flow;
        return flow;
    }
    ll used=0;
    for(int i=cur[u];i;i=node[i].next){
        cur[u]=i;
        ll d=node[i].v;
        if(node[i].val&&dep[d]+1==dep[u]){
            int mi=dfs(d,min(node[i].val,flow-used));
```

```

        if(mi){
            node[i].val-=mi;
            node[i^1].val+=mi;
            used+=mi;
        }
        if(used==flow)return used;
    }
}
--gap[dep[u]];
if(gap[dep[u]]==0)dep[s]=n+1;
dep[u]++;
gap[dep[u]]++;
return used;
}
long long ISAP(){
    maxflow=0;
    bfs();
    while(dep[s]<n)    memcpy(cur,head,sizeof(head)),dfs(s,inf);
    return maxflow;
}

//加边操作

for(int i=1;i<=m;i++){
    u=Read();v=Read();w=Read();
    addedge(u,v,w);adedge(v,u,0);
}

```

## 预流推进

思想：从源点疯狂“灌水”，水不停流向汇点，能流多少流多少，最后汇点的水的量，就是最大流。

余流：每个点当前有多少水。

步骤：

假装源点有无限的水，并向周围的点推流，推的流量不能超过自身的余流，也不能超过边的容量，并让周围的点入队（ $s$  和  $t$  不能入队）。  
 不断取队首的元素，对队首元素进行推流。  
 队列为空的时候结束算法，此时汇点的余流即为最大流。

但是有可能会存在两个点之间来回推流，导致死循环。

于是我们需要给每个点设置一个高度，让水只从高出往低处走，在算法进行的时候，不断地对有余流的点更改高度（更新为与它相邻（算反向边）且最低的点的高度+1），直到这些点全部没有余流为止。而此时，因为两个点来回推流的时候，高度会不断上升，而超过  $s$  的高度之后，他们自动会把流还给  $s$  这样就不会死循环了，而  $s$  的初始高度我们设为  $n$  即可。

奇慢无比，但是是下一个算法的基础。

## \$HLPP\$

### 步骤：

从  $s$  到  $t$  反向 BFS 使得每个点有一个初始高度。

从  $s$  开始推流，将有余流的点放进优先队列，

不断从优先队列中取出高度最高的点进行推流操作，

如果还有余流，更新高度，重新放入优先队列

优先队列为空时结束算法，此时余流是最大流。

为什么相较于普通的预流推进变快了呢？首先我们用 BFS 预处理了高度，并且因为有优先队列，所以我们可以每次选用高度最高的点，这样大大减少了推流的次数。

### 优化：

$GAP$  优化，同 ISAP 如果某个高度不存在，将所有比该高度高的节点标记为不可到达。（使它的高度为  $n+1$  这样就会直接向  $s$  推流了）。

时间复杂度：理论上是  $O(n^2 \sqrt{m})$  但是有较大常数，实际状况下，一般 ISAP 已经足够用。

```
inline void addEdge(const ll u, const ll v, const ll f) {
    a[u].push_back(edge(v, f, a[v].size()));
    a[v].push_back(edge(u, 0, a[u].size() - 1));
}
inline void relabel(ll n, ll t) {
    h.assign(n, n);
    h[t] = 0;
    cnt.assign(n, 0);
    que.clear();
    que.resize(n + 1);
    ll qh = 0, qt = 0;
    for(que[qt++] = t; qh < qt; ) {
        ll u = que[qh++], het = h[u] + 1;
        for(Iterator p = a[u].begin(); p != a[u].end(); ++p) {
            if(h[p->to] == n && a[p->to][p->next].flow > 0) {
                cnt[h[p->to] = het]++;
                que[qt++] = p->to;
            }
        }
    }
    for(ll i = 0; i <= n; ++i) {
        llist[i].clear();
        dlist[i].clear();
    }
    for(ll u = 0; u < n; ++u) {
```

```

        if(h[u]<n) {
            iter[u]=dlist[h[u]].insert(dlist[h[u]].begin(),u);
            if(e[u]>0)llist[h[u]].push_back(u);
        }
    }
    hst=(nowh=h[que[qt-1]]);
}
inline void push(ll u,edge &ed) {
    ll v=ed.to;
    ll df=min(e[u],ed.flow);
    ed.flow-=df;
    a[v][ed.next].flow+=df;
    e[u]-=df;
    e[v]+=df;
    if(0<e[v]&&e[v]<=df)llist[h[v]].push_back(v);
}
inline void push(ll n,ll u) {
    ll nh=n;
    for(Iterator p=a[u].begin(); p!=a[u].end(); ++p) {
        if(p->flow>0) {
            if(h[u]==h[p->to]+1) {
                push(u,*p);
                if(e[u]==0)return;
            } else nh=min(nh,h[p->to]+1);
        }
    }
    ll het=h[u];
    if(cnt[het]==1) {
        for(ll i=het; i<=hst; ++i) {
            for(List::iterator it=dlist[i].begin(); it!=dlist[i].end();
++it) {
                cnt[h[*it]]--;
                h[*it]=n;
            }
            dlist[i].clear();
        }
        hst=het-1;
    } else {
        cnt[het]--;
        iter[u]=dlist[het].erase(iter[u]);
        h[u]=nh;
        if(nh==n)return;
        cnt[nh]++;
        iter[u]=dlist[nh].insert(dlist[nh].begin(),u);
        hst=max(hst,nowh=nh);
        llist[nh].push_back(u);
    }
}
inline ll hlpp(ll n,ll s,ll t) {
    if(s==t)return 0;
    nowh=0;

```

```
hst=0;
h.assign(n,0);
h[s]=n;
iter.resize(n);
for(ll i=0; i<n;
++i)if(i!=s)iter[i]=dlist[h[i]].insert(dlist[h[i]].begin(),i);
cnt.assign(n,0);
cnt[0]=n-1;
e.assign(n,0);
e[s]=INF;
e[t]=-INF;
for(ll i=0; i<(ll)a[s].size(); ++i)push(s,a[s][i]);
relabel(n,t);
for(ll u; nowh>=0;) {
    if(llist[nowh].empty()) {
        nowh--;
        continue;
    }
    u=llist[nowh].back();
    llist[nowh].pop_back();
    push(n,u);
}
return e[t]+INF;
}
```

// 加边操作

```
for(register int i=m; i>0; --i) {
    u=read(),v=read(),f=read();
    addEdge(u,v,f);
}
```

至此洛谷的两道模板题（基础版和加强版）结束

## 补充：最小割

由最大流最小割定理知，最小割等于最大流，如果求割边数量，则要将每条边的容量变为  $1$ ，重新跑最大流模板即可。

### 经典问题

现在有  $n$  个物品， $2$  个集合  $A$  和  $B$ 。如果将一个物品放入  $A$  集合产生了  $a_i$  的代价，放入  $B$  集合会产生  $b_i$  的代价，还有  $m$  个限制条件形如  $u_i, v_i, w_i$ 。其表示如果  $u_i, v_i$  不在同一集合，会产生  $w_i$  的代价，每个物品必须且只能属于一个集合，求总共最小代价。

对于放在集合  $A$  产生的代价，我们可以从源点  $s$  向这个点连一条容量为  $a_i$  的边，对于放在集合  $B$  产生的代价，我们可以从这个点向汇点  $t$  连一条容量为  $b_i$  的边，于是利用最小割的思想，因为一个点只能属于一个集合，所以两条边至少要有一条被选中，不然会有从  $s$  到  $t$  的流。

而对于最后一种情况，不妨设  $u_i$  在  $A$  集合里， $v_i$  在  $B$  集合里，所以现在是  $s \rightarrow u_i \rightarrow v_i \rightarrow t$  而想要承担  $w_i$  的代价，我们只需要在  $u_i, v_i$  之间连一条  $w_i$  的边，因为另一种情况也有可能，所以这条边要是双向的，于是图就构建完毕了。

## 代码练习

### 1. <https://www.luogu.com.cn/problem/P1345>

给定点总数  $n$  边总数  $m$  源点  $s$  汇点  $t$  边是双向边，问最少割掉多少个点才能让源点汇点失去联系

很明显是一个最小割，但这里割的是点不是边，于是需要拆点（太长时间不做连基本操作都忘了的  $wzb$  是屑...）， $s$  到  $n$  是出点，分别对应坐标  $+n$  的  $n+1$  到  $2 \times n$  是入点，对于正常的  $m$  条边，我们从  $u$  到  $v+n$  连一条权值为  $inf$  的边，反向权值为  $0$ 。因为是双向的，所以  $v$  到  $u+n$  的边也是  $inf$  的，反向权值为  $0$ 。为  $inf$  的原因是我们不要割掉这种边，我们的目的是割掉入点和出点之间的边，表示割掉这个点。而源点和汇点显然不需要割掉，所以对于其他的点我们都从入点到出点连一条正向为  $1$  反向为  $0$  的边。

```
while(~scanf("%d %d %d %d",&n,&m,&s,&t)) {
    cnt=1;
    memset(head,0,sizeof(head));
    ll u,v;
    for(int i=1;i<=n;i++){
        if(i==s||i==t){
            addedge(i+n,i,inf);
            addedge(i,i+n,0);
        }else{
            addedge(i+n,i,1);
            addedge(i,i+n,0);
        }
    }
    for(int i=1; i<=m; i++) {
        u=Read();
        v=Read();
        addedge(u,v+n,inf);
        addedge(v+n,u,0);
        addedge(v,u+n,inf);
        addedge(u+n,v,0);
    }
    n<<=1;
    printf("%lld\n",ISAP());
}
```

Last update: 2020-2021:teams:legal\_string: https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:legal\_string:%E7%8E%8B%E6%99%BA%E5%BD%AA:%E7%BD%91%E7%BB%9C%E6%B5%81%E5%85%A5%E9%97%A8&rev=1626082803  
2021/07/12 王智彪:网络流入门

From: <https://wiki.cvbbacm.com/> - CVBB ACM Team

Permanent link: [https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:legal\\_string:%E7%8E%8B%E6%99%BA%E5%BD%AA:%E7%BD%91%E7%BB%9C%E6%B5%81%E5%85%A5%E9%97%A8&rev=1626082803](https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:legal_string:%E7%8E%8B%E6%99%BA%E5%BD%AA:%E7%BD%91%E7%BB%9C%E6%B5%81%E5%85%A5%E9%97%A8&rev=1626082803)

Last update: 2021/07/12 17:40