

# 结论

## 1、树上最远距离

树上到每个点距离最远的距离一定为树上一条直径的两个端点之一。

分别从两个端点开始  $\text{dfs}$  即可  $O(n)$  求取每个点的树上最远点。

证明见 [链接](#)

或者可以考虑树形  $\text{dp}$  第一次  $\text{dfs}$  维护每个节点子树方向上的最远距离和次远距离。

第二次  $\text{dfs}$  维护每个节点祖先方向上的最远距离，答案即为子树方向上的最远距离和祖先方向上的最远距离的较大者。

```

int dp[MAXN][3], hson[MAXN], dis[MAXN];
void dfs1(int u, int fa){
    dp[u][0] = dp[u][1] = dp[u][2];
    for (int i = head[u]; i; i = edge[i].next) {
        int v = edge[i].to;
        if (v == fa) continue;
        dfs1(v, u);
        if (dp[v][0] + edge[i].w > dp[u][0]) {
            hson[u] = v;
            dp[u][1] = dp[u][0];
            dp[u][0] = dp[v][0] + edge[i].w;
        }
        else if (dp[v][0] + edge[i].w > dp[u][1])
            dp[u][1] = dp[v][0] + edge[i].w;
    }
}
void dfs2(int u, int fa) {
    dis[u] = max(dp[u][0], dp[u][2]);
    for (int i = head[u]; i; i = edge[i].next) {
        int v = edge[i].to;
        if (v == fa) continue;
        if (v == hson[u])
            dp[v][2] = edge[i].w + max(dp[u][1], dp[u][2]);
        else
            dp[v][2] = edge[i].w + max(dp[u][0], dp[u][2]);
        dfs2(v, u);
    }
}

```

## 2、树的遍历代价

给定一棵树，树上有一些关键点，问任意从树上选一点出发，遍历所有关键点后回到起点的最短路径长度

为多少。

建立虚树。先考虑虚树上的叶子结点  $v$  必为关键节点，设  $u = fa(v)$

发现不管  $v$  是否为起点，都需要遍历  $edge(u, v)$  两次(出发与返回)。

而要达到  $v$  必须达到  $u$  于是考虑把  $v$  删去，把  $u$  作为关键节点，答案加上  $2 \times edge(u, v)$  继续重复上述过程。

最终发现答案为虚树上边权和的两倍。

设关键点按原树上的  $\text{dfs}$  序排序后为  $u_1, u_2, u_3, \dots, u_k$

通过画图观察发现虚树上边权和的两倍恰好等于

$\text{dis}(u_1, u_2) + \text{dis}(u_2, u_3) + \dots + \text{dis}(u_{k-1}, u_k) + \text{dis}(u_k, u_1)$

而加入一个点  $v$  作为新关键点时只需要查询  $\text{dfs}$  序与  $v$  相邻的两个点，记为  $u_i, u_{i+1}$

则答案增量为  $\text{dis}(u_i, v) + \text{dis}(v, u_{i+1}) - \text{dis}(u_i, u_{i+1})$

删除一个关键点操作类似。

### 3、连通分量转化

无向图的边双连通分量可以通过给所有边定向转化为强连通分量。

必要性证明：

如果图中存在桥，则无论怎么给桥定向，图最终均不能成为强连通分量。

充分性证明：

如果一个图是边双连通分量，考虑任选两个点，于是从其中一个点出发必有两条边不重复的路径到达另一个点。

考虑将这两条路径定向，使之构成一个有向环，然后缩点，继续重复上述操作，最终可以将整个图缩成一个点，即整个图变成一个强连通分量。

注意路径定向时只定向缩点间的路径，缩点内部点可以互达，所以缩点内部路径不需要再次定向，于是也不会产生矛盾。

### 4、平方和

$\sum_{i=1}^n i^m$  的解只有  $(n, m) = (1, 1), (24, 70)$

### 5、随机排序

随机打乱一个长度为  $n$  的循环，则循环的每个元素将等概率出现在长度为  $1 \sim n$  的循环中。

考虑某个元素出现在长度为  $i$  的循环中的概率，有

$$\$ \$ p = \frac{C_{n-1}^{i-1} (i-1)! (n-i)!}{n!} = \frac{1}{n} \$ \$$$

其中  $C_{n-1}^{i-1}$  表示从其他  $n-1$  个元素中选择  $i-1$  个元素与该元素构成循环， $(i-1)!$  表示长度为  $i$  的循环的所有圆排列可能。

$\$n!\$$  表示满足该元素处于长度为  $\$i\$$  的循环的条件后其他元素的排列可能， $\$n!\$$  表示全部可能性。

## 6、组合数

$$\sum_{k=0}^m \binom{n}{k} = \binom{n+1}{m}$$

证明

$$\begin{aligned} & \sum_{n=0}^{\infty} \binom{m+n}{m-1} x^n = \frac{1}{(1-x)^{m+1}} \quad (1) \\ & \sum_{n=0}^{\infty} \binom{m+n}{m} x^n = \frac{1}{(1-x)^{m+2}} \quad (2) \end{aligned}$$

$m > 0$  时，有

```
 $$ \begin{aligned} & \frac{1}{(1-x)^{m+1}} = \frac{1}{(1-x)^m} \cdot \frac{1}{(1-x)} \\ &= \left( \sum_{n=0}^{\infty} (m+n-1) \choose n x^n \right) \left( \sum_{n=0}^{\infty} x^n \right) \\ &= \sum_{n=0}^{\infty} x^n \sum_{i=0}^{m+n-1} (m+i-1) \choose i \\ &= \sum_{n=0}^{\infty} (m+n) \choose n x^n \end{aligned} $$
```

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

**Permanent link:**

[https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:legal\\_string:jxm2001:other:%E7%BB%93%E8%AE%BA\\_1&rev=1597023286](https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:legal_string:jxm2001:other:%E7%BB%93%E8%AE%BA_1&rev=1597023286)

Last update: 2020/08/10 09:34

