

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 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 dp 第一次 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 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 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 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、连通性

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。

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=1596198176

Last update: 2020/07/31 20:22