结论 1

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]=0;
    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□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 $u_1,u_2,u_3\cdots u_k$□

通过画图观察发现虚树上边权和的两倍恰好等于 $\text{dis}(u_1,u_2)+\text{dis}(u_2,u_3)+\cdots\text{dis}(u_{k-1},u_k)+\text{dis}(u_k,u_1)$□

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

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

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。

$(n-i)□$ 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

$${n \choose m-1}+{n \choose m}={n+1 \choose m}\tag{1}$$

证明

$$ \begin{equation}\begin{split} {n \choose m-1}+{n \choose m}&=\frac {n!}{(m-1)!(n-m+1)!}+\frac {n!}{m!(n-m)!}\\ &=\frac {n!}{(m-1)!(n-m+1)!}+\frac {n!}{m!(n-m)!}\\ &=\frac {(n+1)!}{m!(n-m+1)!}(\frac m{n+1}+\frac{n-m+1}{n+1})\\ &=\frac {(n+1)!}{m!(n-m+1)!}={n+1 \choose m} \end{split}\end{equation} $$ $$\sum_{i=0}^n {m+i-1 \choose i}={m+n \choose n}\tag{2}$$ 证明 $$ \begin{equation}\begin{split} \sum_{i=0}^n {m+i-1 \choose i}&={m-1 \choose 0}+{m \choose 1}+{m+1 \choose 2}+\cdots {m+n-1 \choose n}\\ &={m \choose 0}+{m \choose 1}+{m+1 \choose 2}+\cdots {m+n-1 \choose n}\\ &={m+1 \choose 1}+{m+1 \choose 2}+\cdots {m+n-1 \choose n}\\ &={m+2 \choose 2}+\cdots {m+n-1 \choose n}\\ &\cdots\\ &={m+n \choose n} \end{split}\end{equation} $$ $$F(x)=\sum_{n=0}^{\infty}{m+n \choose n}x^n=\frac 1{(1-x)^{m+1}}\tag{3}$$ 考虑数学归纳法证明□ $m=0$ 时 $F(x)=\sum_{n=0}^{\infty}{n \choose n}x^n=\sum_{n=0}^{\infty}x^n=\frac 1{(1-x)}$□证毕。

$m\gt 0$ 时，有

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