T1

- subtask 1($n \le 6$):

  暴力枚举每一个树然后判断，复杂度 $O(n^{n-2})$

- subtask 2($n \le 3000$):

  不难注意到可以把树转换成括号序列之后处理，ai 即表示 i 之前还有多少个未匹配的上括号。 那么每一段连续的−1 对答案的贡献是独立的，可以分开处理然后合并。 问题转换成一个序列,x0=a 接下来有 x 个−1,y 个 1，前缀和不存在负数的排列方案数。 简单 $O(n^2)$DP 即可。

- subtask 3($n \le 2000000$):

  这里涉及到卡特兰数的经典证明。我们可以把问题变成 m 个−1,n 个 1 排列，不存在小于−a 的前缀和。

  所有的方案数是$\binom{n+m}{m}$，考虑不合法的方案数。以 a=0 为例。将放一个 1 视为(+1,+1)一个−1 视为(+1,−1)，下图描述了一个不合法的方案，考虑将它第一次越过 y=0 的位置，将那个位置之前的折线以直线 y=−1 轴对称变换，就可以得到一个从(0,−2)走到(n+m,n−m)的方案。容易证明每一个从(0,−2∗a)走到

  (n+m,n−m)的方案都存在恰好一个不合法的方与之对应。

  所以只需要组合数预处理，每次的贡献就是$\binom{n+m}{m}-\binom{n+m}{m-a-1}$，复杂度

  $O(n)$

T2

算法一

好绝望啊这个题怎么做啊！

贪心吧！枚举新的虫洞，看看加在哪里增益最大……

诶？30 分辣！

算法二

假设有一个虫洞(a, b)，那么a向b之后第一个端口连边，b向a之后第一个端口连边。 答案就是第一个端口开始的路径长度辣！

图分成了若干连通块。有一个连通块是一条起点到终点的链，其它的是环。 现在加一个虫洞，分三种情况：

1. 两个端口后面第一个端口隶属于不同连通块：

   两个连通块合并，变成 一条“边数+边数+2”的链。

2. 两个端口后面第一个端口是同一个点：

   新出来一个连通块是自环，原 来的链长+1。

3. 两个端口后面第一个端口属于同一连通块但不是同一个点：

   设这 两个点后面的第一个端口是x, y，设x, y之间有K条边，那么链长减 少$K - 1$，新建一个$K + 1$ 条边的环。

可以发现第 3 种情况没有前两种优，可以不管。

这样好像就证明了贪心的正确性呢，而且线性复杂度模拟也很轻松嘛~

T3

我们可以把一个节点 i 的糖果稠密度 C[i]分成两部分，第一部分是 A[i]对 C[i]的贡献 E[A[i]]，第二部分是剩下的点对 i 的贡献 C[i]-E[A[i]]，设 F[i]=C[i]-E[A[i]]。

对于一个节点 i，我们维护两个信息，一个是 E[i]，另一个是所有连向 i 的点的 F 值所 构成的集合（也可以用两个堆来维护），设这个集合为 Son[i]。

对于全局我们维护一个集合 S，S 的构成如下：我们把每个节点 i 的 min(Son[i])+E[i] 和 max(Son[i])+E[i]两个值加到集合 S 中。

显然，操作 2 的答案就是 E[A[i]]+F[i]，而操作 3 的答案就是 min(S)和 max(S)。

考虑操作 1 怎么维护，把 A[i]的值改成了 j，这个操作会影响的节点是 i、j、A[i]、A[j]、A[A[i]]、A[A[j]]、A[A[A[i]]]，其中 i 的 A 发生了改变， A[i]和 j 的 D、E、F 和 Son 发生 了改变，于是 A[A[i]]和 A[j]的 F 和 Son 也随之改变，于是 A[A[A[i]]]和 A[A[j]]的 Son 也 改变了。

所以分别对这七个节点维护即可，顺便再维护一下 S，常数超级大。

总复杂度是 O(NlogN)

【题目来源】CF643D