A

首先不难发现问题可以转化为图上两个点的可达性, 直接建图复杂度为平方。

考虑优化建图，对于每个 $[0, 3^{12})$ 的数值建一个新点, 然后集合里的元素可以指向某一位比自己小的新点，在新点中间只能走比自己大的边。

这样整个建图复杂度就是 $O(3^{12} \times 12)$ 的了， `BFS` 判断连通性即可。

B

Sol 1

观察到在排序过较小的两个木棒一定是相邻的， 那么我们可以枚举这两个木棒，然后面积平方关于第三个木棒的长度是一个四次函数，可以二分/三分求的最优点。

Sol 2

其实三个木棒的长度都一定是相邻的！ 直接 $O(n)$ 枚举即可。

C

通过翻转和将所有元素取反（$a \to n+1-a$），排列可以等价为两种情况：$(1,3,2)$, $(1,2,3)$

暴力

枚举！时间复杂度 $O(n^3)$ 或者 $O(n^2)$。

正解

先考虑 $(1,3,2)$ 的情况，我们枚举中间的点 v 的位置，然后用 $\binom{siz_v-1}{2}$ 减去在同一个子树内的答案即可，我们需要支持快速查询一个子树内小于某个值的点个数，这个可以归约到二维数点，使用任意数据结构可以做到 $O(n\log n)$， `std` 使用的是主席树。

然后是 $(1,2,3)$ 的情况，我们还是先预处理出每个子树小于/大于 v 的点有多少个，然后统计一下贡献就行了。

时间复杂度 $O(n\log n)$ 空间复杂度 $O(n)$ 或者 $O(n\log n)$。

D

考虑分治，假设当前求的区间是 $[L,R]$，中点 $M=\left\lfloor\frac{L+R}{2}\right\rfloor$，首先递归的解决 $[L,M-2]$ 和 $[M+2,R]$ 的贡献。

对于 $s=M,M+1$ 和 $t=M-1,M$ 的贡献，我们可以直接暴力的求解 dag 上的最短路，这部分是 $O(R-L)$ 的。

对于 $s\le M-1,t\ge M+1$ 的部分，距离是

$$d(s,M-1)+d(M-1,t),d(s,M)+d(M,t),d(s,M+1)+d(M+1,t)$$

三者中的最小值，我们考虑每个部分什么时候会产生贡献，分别计算贡献。

以 $d(s,M-1)$ 为例，当

$$d(s,M-1)+d(M-1,t)\le d(s,M)+d(M,t),d(s,M-1)+d(M-1,t)\le d(s,$$

时产生贡献。

整理得：

$$d(s,M-1)-d(s,M)\le d(M-1,t)-d(M,t),d(s,M-1)-d(s,M)\le d(M-1$$

我们对一个 s 将两个不等式左边的值看成两维坐标，类似的对一个 t，将不等式右边的值看成两维坐标，那么这个问题就变成二维数点问题了，可以在 $O((R-L)\log(R-L))$ 的复杂度内解决。

其他的部分也可以类似解决。

最终复杂度 $T(n)=2T(n/2)+O(n\log n)=O(n\log^2 n)$