见到了 Alex_Wei。他没我高，真是太菜了（这是 Marsrayd 建议我写的，不代表本人立场）。

魔术师（card）

> 有一副牌，正反两面都有数，各是一个排列。你要任意排列，使得正面排列和反面排列的最大公共子串最大是多少。$T \le 100, n \le 2000$。

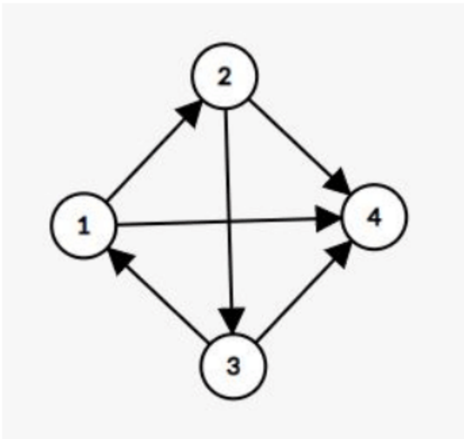
首先公共子串形如：

```
    1   2   3   4
1   2   3   4
```

容易发现这些是同一个置换环上的一条链。我们求出所有的置换环，并且尝试把它们分成一些链，并拼起来。

玩一玩发现，任意个长度为 i 和 $i+1$ 的链可以拼起来。所以我们枚举这个 i，然后枚举所有置换环的长度，再枚举有多少个 i，求出有多少个 $i+1$，贡献进答案里。由于不同的置换环长度只有 $O(n^{0.5})$ 种，所以总复杂度就是 $O(Tn^{1.5}\ln n)$ 或者 $O(n^2\ln n + Tn\ln n)$。

只会心疼割割（giegie）

> 定义一张图 G 是「gie 图」，当且仅当：
>
> - G 是简单有向图；
> - 将 G 的所有边去掉方向之后形成一张无向完全图；
> - G 中不存在任何一张子图与下图同构：
>
> 
>
>
> 「最小割」：称一个边集是点 u, v 的**割**，当且仅当去掉这个边集中的边之后 u 无法到达 v。称所有割中**大小最小**的一个为 u, v 的**最小割**，其大小记作 $\operatorname{cut}(u, v)$。
>
> 现在给出一张 n 个点的「gie 图」和 q 个询问。对于每个询问，给出一个点 u，你需要对所有 $v \ne u$ 给出 $\operatorname{cut}(u, v)$ 的值。
>
> 为了避免不必要的讨论，我们还额外保证**这张图中不存在没有入度的点**。
>
> $n \le 5000, q \le 300$。

首先满足这个性质的图有几个性质：

1. 只有一个强连通分量。
2. 任意两点间的最短路小于等于 3。
3. 等价于，可以到达一个点的所有点可以构成一个全序集，有一个【gie 树】的构造方法，我不会！！！

对于这道题，我们不妨在任意竞赛图上做这道题。最小割也就是：

$$cut(u,v)=\min_{S,u\in S,v\notin S}\sum_{(x,y)\in E}[x\in S,y\notin S] \tag{1}$$

我们考虑 $cost(S)\to cost(S\cup\{k\})$ 的变化量（设为 w_k）：

$$w_k=\sum_{x\notin S,x\neq k}[(k,x)\in E]-\sum_{x\in S}[(x,k)\in E] \tag{2}$$

再考虑 $S\to S\cup\{k\}$ 后 w_i 的变化量：

$$\begin{aligned} w_i &= \dots \\ &= w_i-1 \end{aligned}$$

竟然和具体 S 的取值无关，所以只要先把 w 排好序就能够快速查询了。

递增树列

> 给定一棵 n 个点的有根树，问排列 p 的数量，使得 $\forall i,\mathrm{dep}(\mathrm{lca}(p_i,i_{i-1}))\le\mathrm{dep}(\mathrm{lca}(p_i,i_{i+1}))$。$n\le 80$。

首先我们把序列反过来变成递减，不难发现 lca 序列是逐渐走向根的一条链的子集。设 $f_{u,i}$ 表示最终 lca 在 u 子树内、剩下 i 个点没有走的方案数，合并的话，限制条件就是不能连续走进同一个子树里，可以容斥，容斥完每个子树就是独立的，只有它分成了几段是有用的，我们用 EGF 相乘来统计即可。

异世界的文章分割者

二分，然后对于每个 l，贪心找到最大的 r；并且对于每个 l,r，维护出 $F(l,r)$。这个当然可以用数据结构来解决。更简单的办法是，考虑单个序列的 F 的计算，可以在后缀树上 dp 解决。而这个问题，我们可以倍增，然后二分，来规约到单个 F 的计算。

Matrix

首先 B 的每行的和都是相等的，每列的和也都是相等的，否则无解。

我们把行看作是左部点，列看作是右部点，那么 $B_{i,j}$ 就是 i,j 的边的容量，这是一张 K 正则图，我们只要找到它的一个边染色就做完了。