T1 回文（pali）

原题：CF1628B。

发现只用考虑长度不超过二的子序列。

假如有一个长度超过二的子序列，考虑他的首和尾，如果有一个长度为 1 那么它本身就是一个回文串，如果长度都为 $2,3$，拼接起来显然也是一个回文串。

然后从小到大加入字符串，开一个数组记录每一种字符串是否出现过，增加一个字符串时先去考虑它本身是否回文，再去查找所有能与其组成回文串的字符串就行了复杂度 $O(n\Sigma)$。

T2 交换（swap）

原题：CF1713E。

对于其中一对点 $A_{x,y}(x<y)$ 只会与 $A_{y,x}$ 交换，且发生交换当且仅当 x 与 y 被操作的次数之和为奇数。

考虑贪心地加入限制，加入一个限制就相当于让 x 与 y 被操作的奇偶性相同或不同，可以用带权并查集维护，复杂度 $O(n^2)$。

T3 图论（graph）

原题：CF901D。

考虑原图是树可以直接树形 dp 解决，设 1 为根，f_i 代表点 i 到他父亲节点的边的边权，则 $f_i=C_i-\sum_{j\in son_i}f_j$，所以先求出原图任意一张生成树做一遍 dp，如果 dp 完了之后发现 $f_1=0$，那么直接输出。对于非树边，如果他与树边形成的简单环是偶环，那么他的边权可以直接为 0，如果不为 0，那么可以通过环上一半的边边权加上一个数，一半减去一个数解决。如果形成奇环，设这条边为 (u,v)，1 到 u 路径上的点一个加 $\frac{f_1}{2}$，一个减 $\frac{f_1}{2}$；1 到 v 路径上的点一个加 $\frac{f_1}{2}$，一个减 $\frac{f_1}{2}$；最后 (v,u) 要么加上 $\frac{f_1}{2}$ 要么减去 $\frac{f_1}{2}$ 即可。

T4 线段并（seg）

原题：CF1648D。

对这三个数组做前缀和为 s_1,s_2,s_3
设最后的答案中经过第二行的区间为 $[l,r]$，那么答案为 $s_{1,l}-s_{2,l-1}+s_{2,r}-s_{3,r-1}+s_{3,n}-f_{[l,r]}$。
其中 $f_{[l,r]}$ 为要付出的代价。我们考虑如何计算。
我们可以对区间覆盖的问题做这样一个转换：加入一个区间 $[l,r,k]$(k 为代价)，就是对 $[l,r]$ 区间中的每个点向其他后面在该区间内的点连一条代价为 k 的边，然后就可以用线段树对每个点 i 维护出它走一条边到 j 所需要的最小的代价。
具体而言，我们可以设 w_i 为当前走到 i 所需的最大的 $s_{1,l}-s_{2,l-1}-f_{[l,i]}$，最后答案即为 $\max w_i+s_{2,i}-s_{3,i-1}+s_{3,n}$。

我们的线段树要维护两个值：a_i,b_i 初始为 $-\infty,+\infty$，两个操作，对一个区间的 $b_i\leftarrow\min(b_i,y)$，对全局的 $a_i\leftarrow\max(a_i,b_i-x)$，单点查询。其二操作等价于加入一个 x 后对它之前加入的所有 y 都产生贡献，我们可以这样打懒标记，一个节点上记录 tr_i,mx_i,lzy_i，lzy_i 维护到上次下传之间 y 的最小值，tr_i 维护到上次下传间所有 $x-y$ 产生贡献的最大值，mx_i 维护到上次下传间 x 的最大值。