

# 个人刷题

## fks

### CF1687C

题解:考虑转化题意,令 $c[i]=b[i]-a[i]$ ,再对 $c$ 作前缀和,那么就转化为了,每次对于 $[l,r]$ 如果 $c[l-1]=c[r]$ ,那么把 $l-r$ 这段区间全部覆盖为 $c[l-1]$ .要求我们最后能把所有 $c$ 都变成0.我们倒着考虑,来看操作是否有效(因为一开始我对于区间两两交的影响很头痛)。考虑最后反正要都变成0.那么必然 $c[l]$ 和 $c[r]$ 也必须要是0.否则做了和没做一个样。那么我们只对是0的考虑。我们把操作存在两个端点的vector里。暴力判断和更新就好了。用set维护非0位置弹出set用于均摊,只染色非0位置)。

### CF1687D

题解:一开始想的,把段都暴力弄出来,后面扫描线做。但发现其实不需要,考虑可爱的区间是 $[k^2, k^2+k]$ ,那么我们就发现,当我们固定了 $a[1]$ 的段,也就是 $a[1]$ 的偏移量的范围确定,后面的段的偏移量也能唯一确定(因为一个段最多从可爱到不可爱,或者从不可爱到可爱,不可能跳变两次(凸性))。那么我们可以发现,一个在不可爱段的最小值,会对下界有影响。一个在可爱段的最大值,会对上界有影响。我们预处理出前驱后继,直接做。每次跳的次数是 $V/i$ 那么就是调和级数

### CF1687E

题解:考虑给出的形式,实际上是每个因子的min和 $\min_{rk2}$ 相加,我们考虑他的选择方式,实际上暗示着我们考虑min\_Max容斥,比较容易的可以得到式子(用广义minmax可以得到),然而我们发现复杂度是 $2^n * n!$ 无法通过。似乎没法优化?我们换个方向,想想能否减小 $n!$ 来简化问题。也就是说挑选出一些代表性的数,来与我们整个数列等价。我们考虑一个定理:一个数最多的因子个数是 $w(n)$ 在 $1e6$ 内,这个函数是7。那也就是,我们可以每次钦定每个因子次小/最小给他选上。

### CF1717E

题解:比较关键的一点就是想到枚举gcd(不枚举比较难做)。利用辗转相减,我们可以发现 $a=x*t, b=y*t, \gcd(n-(x+y)*t, t)$ 就变为了 $\gcd(n, t)$ 但我们考虑要求出 $\gcd(x, y)=1$ 并且 $x+y=c$ 的对数,考虑 $y=c-x, \gcd(x, c-x)=1 \Rightarrow \gcd(x, c)=1$ ,也就是欧拉函数

### CF1717F

(vp) 题解: +1, -1比较难处理,考虑先全部-1,做单选题,每次选一个+2,那么就变成了考虑+2分配给谁的问题。我们做个delta把目标值和当前值作差,考虑每个人要被加几次+2,也就是 $\delta/2$ 那么可以判断掉一些不合法的delta负、delta不能被2整除。比较显然可以得到网络流模型,但我们考虑到有些是无限制,如果按照“最多”的约束连边,则能达到最大流,但没法满足恰好。考虑上下界网络流建图即可。

## ljz

VP的签到题就不写了。

### CF1730D

题意：每次可以把a的前k位和b的后k位交换，问a是否可以变成b。题解：容易发现，对于 $a_i$ 和 $b_{n-i+1}$ 这两个元素的对应关系不管怎么操作都是不会变的。所以有解无解的判断方法就是相同的pair(无序)有偶数个，或者有一个奇数且n是奇数。

### CF1730E

题意：计算有多少个区间满足最大值可以整除最小值。题解：先用单调栈求出以每个元素为最大值最小值的最长区间。我们对每个 $a_i$ 都求出以 $a_i$ 为最大值的满足条件的区间，枚举 $a_i$ 的每个约数 $d$ ( $a_i$ 在一百万以内因此可以 $A \log A$ 预处理)，对于一个约数 $d$ 可以找到离 $a_i$ 最近的 $d$ (左右各一个)，我们只需要计算包含 $a_i$ 和 $d$ 的满足条件的区间，对于左右的 $d$ 注意去重。

### CF1730F

题意：给定一个排列 $p$ 和 $k$ ，找到一个排列 $q$ 满足任意 $i < j$ 都有 $p_{q_i} \leq p_{q_j} + k$ 使得 $q$ 的逆序对数量最少( $n \leq 5000, k \leq 8$ )。题解：我们一个一个考虑 $q$ ，对于 $q_1 \leq p_{q_1}$ 的值只可能是 $[1, k+1]$ 中的一个，如果 $p_{q_1}$ 取了1那 $p_{q_2}$ 的值只可能是 $[1, k+1]$ 中的一个，如果 $p_{q_1}$ 没有取1那么 $p_{q_2}$ 的值还是只能在 $[1, k+1]$ 中取，后面以此类推，也就是说每放置一个 $q$ 我们需要考虑的值只有最小的没被选过的数到这个数 $+k$ 的范围内，这样就可以状压DP了。

### CF1733E

题意： $n \times m$ 的方格图上每个格子有一个箭头，初始时 $(0,0)$ 上有一个小球，以后每一个时刻所有小球都会按照箭头的方向走一个格子，然后 $(0,0)$ 上会新出现一个小球，所有上一个时刻有球的格子都会转换箭头方向(只有向右和向下两种状态)。问第 $t$ 时刻给定的格子是否有球( $t \leq 1e18, 0 \leq x, y \leq 120$ )。题解：我们把所有小球统一考虑，也就是说一共会生成 $t$ 个小球，小球走到 $(x, y)$ 需要 $x + y - 1$ 个时刻，我们考虑有可能经过 $(x, y)$ 的小球一共 $t - x - y + 1$ 个，如果经过当前格子的小球有 $n$ 个，那么其中会有 $\lfloor \frac{n}{2} \rfloor$ 个经过下方的格子，剩下的会经过右边的格子。我们只需要知道 $t$ 时间经过 $(x, y)$ 的小球数量和 $t-1$ 时间经过 $(x, y)$ 的小球数量是否相等就可以判断是否在 $t$ 时刻 $(x, y)$ 上有球。

### CF1720D

题意：给定一个序列 $a_i$ 求 $a_i$ 的一个最长子序列 $b_i$ 满足 $a_{b_p} \oplus b_{p+1} < a_{b_{p+1}} \oplus b_p$ 对于任意 $p$ 成立。注意到两个数 $a < b$ 在二进制意义下，一定是前一段二进制 $a = b$ 后一位上 $a$ 是0 $b$ 是1。前一段二进制表示 $a_{b_p} \oplus b_{p+1} = a_{b_{p+1}} \oplus b_p \rightarrow a_{b_p} \oplus b_p = a_{b_{p+1}} \oplus b_{p+1}$ 这样就可以用0/1trie维护 $a_i \oplus i$ 对于每个 $a_i$ 都在trie中查找前面可以接的最长段。



**CF1709E**

**CF1706D**

**CF1697E**

**CF1696F**

**CF1696G**

**ARC149D**

**ARC149E**

**ARC149F**

**ABC271G**

**ARC148E**

## 个人学习

### ddp

新学了ddp，目前只做了P4719，还未学全局平衡二叉树。ddp实际上就是维护了一段重链的转移矩阵，难点在于矩阵的设计和dp状态的设计，可能有时候dp状态会为了转移，把一些权值给并入，比较抽象。需要维护轻儿子的dp值和当前的dp，每次更新一条重链的权值，再把更新重链顶端的父亲的权值。由于每个点维护了轻儿子的dp，且转移矩阵只和轻儿子的dp有关，所以每次修改的矩阵数只有log

update(2022.10.12)有了点新的理解，全局平衡二叉树感觉就是lct用加权重心建树的方式，把每个平衡树建出来（权重是一个节点对应轻子树的大小）。然后操作就和lct一样，access的时候不需要splay，只需要上传信息即可

From: <https://wiki.cvbbacm.com/> - CVBB ACM Team

Permanent link: [https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2022-2023:teams:fire\\_and\\_blood:week\\_summary\\_1&rev=1665549841](https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2022-2023:teams:fire_and_blood:week_summary_1&rev=1665549841) 

Last update: 2022/10/12 12:44