

2026 年国际大学生程序设计竞赛贵州省赛

题目讲解

link

黑冰茶命题组

2026 年 9 月 13 日



A - 贵州历史文化名城

B - 福泉

C - 安顺

D - 织金

E - 思南

F - 安龙

G - 大方

H - 普定

I - 黎平

J - 贞丰

K - 石阡

A - 贵州历史文化名城

题目大意

给定由两个小写字母组成的地名拼音，判断它是否属于题目列出的 10 个省级历史文化名城；两个国家级历史文化名城不计入答案。

数据范围

$$1 \leq |a|, |b| \leq 6。$$

A - 贵州历史文化名城

题解

将两个音节以空格连接，把题目给出的 10 个合法拼音存入集合，查询给定字符串是否在集合中即可。

复杂度

合法集合大小为常数，时间与额外空间复杂度均为 $O(1)$ 。

目录

A - 贵州历史文化名城

B - 福泉

C - 安顺

D - 织金

E - 思南

F - 安龙

G - 大方

H - 普定

I - 黎平

J - 贞丰

K - 石阡

B - 福泉

题目大意

给定 n 个非负数。每一时刻先令所有正数减 1，再把至多一个位置 x 更新为 $\max(a_x, v)$ 。每次更新后询问正数个数，最后输出整个序列。

数据范围

$n, q \leq 2 \cdot 10^5$, $a_i, v \leq 10^9$ 。

关键性质

在全局时刻 t ，用 e_i 表示第 i 个数变为 0 的时刻，则其当前值为

$$\max(0, e_i - t).$$

更新 $a_x \leftarrow \max(a_x, v)$ 等价于 $e_x \leftarrow \max(e_x, t + v)$ 。

证明

若之后不再更新该位置，它每过一步恰好减少 1，故剩余值只由“距离消失还有多久”决定。在时刻 t 把值至少提升到 v ，正好把消失时刻至少推迟到 $t + v$ 。

算法

用小根堆维护所有仍为正数的位置的消失事件，并维护正数个数。每个时刻先弹出所有 $e_i \leq t$ 的有效事件，再处理单点更新。

同一位置可能多次更新；为事件附带版本号，弹出时忽略旧版本即可。最后输出 $\max(0, e_i - q)$ 。

复杂度

时间复杂度 $O((n + q) \log(n + q))$ ，空间复杂度 $O(n + q)$ 。

目录

A - 贵州历史文化名城

B - 福泉

C - 安顺

D - 织金

E - 思南

F - 安龙

G - 大方

H - 普定

I - 黎平

J - 贞丰

K - 石阡

题目大意

数轴上有 n 个点 $x_1 < x_2 < \dots < x_n$ 。判断是否存在一条无限长的连续行走路线，使得相邻两次经过点 x_i 的时间间隔不超过 t_i 。

数据范围

$n \leq 2 \cdot 10^5$, $x_i, t_i \leq 10^9$ 。

关键性质

可行当且仅当对每个 i 都有

$$t_i \geq 2 \max(x_i - x_1, x_n - x_i).$$

证明

路线若想无限覆盖所有点，必须不断到达左右两个端点。对任意 x_i ，从一次经过它到完成较远端的往返，至少需要右式时间，因此条件必要。

反之，在 x_1 与 x_n 之间不断往返。点 x_i 两次经过的最大间隔恰为上述两段往返时间中的较大者，因此条件充分。

算法

扫描所有点并检查充要条件即可。

复杂度

时间复杂度 $O(n)$ ，空间复杂度 $O(n)$ 。

目录

A - 贵州历史文化名城

B - 福泉

C - 安顺

D - 织金

E - 思南

F - 安龙

G - 大方

H - 普定

I - 黎平

J - 贞丰

K - 石阡

D - 织金

题目大意

给定序列 a, b 和上限 M 。一次操作选择一个连续区间，将其中每个数 a_i 变为 $\min(2a_i, M)$ 。求把 a 变成 b 的最少操作数，或判断无解。

数据范围

$n \leq 2 \cdot 10^5$, $M \leq 10^9$ 。

D - 织金

关键性质

设位置 i 被覆盖 c_i 次。若 $0 < a_i$ 且 $b_i < M$ ，则 c_i 被唯一确定：必须满足 $a_i 2^{c_i} = b_i$ 。若 $b_i = M$ ，则只要求 c_i 不小于达到 M 所需次数。

边界情况

$a_i = 0$ 时永远为 0，故 $b_i \neq 0$ 无解；若 $a_i = b_i = 0$ ，该位置可被任意多次区间覆盖。

关键性质

对固定覆盖次数序列 c ，实现它所需的最少区间数为

$$c_1 + \sum_{i=2}^n \max(0, c_i - c_{i-1}).$$

证明

扫描到 i 时，已有区间最多提供 c_{i-1} 层；若 c_i 更大，至少新开 $c_i - c_{i-1}$ 个区间。按层延长已有区间并仅在不足时新开，可以恰好达到这个下界。

算法

从左到右维护 c_{i-1} ：确定值直接取唯一需求； $b_i = M$ 时取不小于最低需求且不小于 c_{i-1} 的值； $a_i = b_i = 0$ 时取 c_{i-1} 。这不会增加当前位置代价，也最有利于后缀。

复杂度

每个数至多翻倍 $O(\log M)$ 次，时间复杂度 $O(n \log M)$ ，空间复杂度 $O(n)$ 。

目录

A - 贵州历史文化名城

B - 福泉

C - 安顺

D - 织金

E - 思南

F - 安龙

G - 大方

H - 普定

I - 黎平

J - 贞丰

K - 石阡

题目大意

数轴上有 n 个站点和 k 种交通工具。状态 (i, c) 表示在站点 i 使用类型 c 。可以付费在同站换乘，也可以付距离费用前往左右最近的、支持同类型的站点。求 s 到 t 的最小费用。

数据范围

$n, k \leq 2 \cdot 10^5$ ，所有站点--类型关系的总数不超过 $2 \cdot 10^5$ 。

状态点

只为输入中出现的每个关系 (i, c) 建一个状态点。

同类型移动边

对每种类型 c ，其可用站点已按坐标有序。只连接相邻两个状态，边权为坐标差。因为前往更远站点必须依次经过这些相邻站点，路径费用会望远镜求和为总距离，所以没有遗漏最短路。

关键性质

在站点 i ，从任意已有类型换到类型 d 的费用仅由目标类型决定，等于 $w_{i,d}$ 。

辅助点建图

为每个站点增加一个辅助点 p_i ：

- $(i, c) \rightarrow p_i$ ，边权 0；
- $p_i \rightarrow (i, d)$ ，边权 $w_{i,d}$ 。

两条边恰好模拟一次换乘，把同站的二次边数降为一次。

起点连接其所有类型并支付初装费用；答案取终点所有类型的最短距离。

算法

在上述非负权稀疏图上运行 Dijkstra 算法。
设关系总数为 $S = \sum m_i$ ，图的点边数均为 $O(n + S)$ 。

复杂度

时间复杂度 $O((n + S) \log(n + S))$ ，空间复杂度 $O(n + S)$ 。

目录

A - 贵州历史文化名城

B - 福泉

C - 安顺

D - 织金

E - 思南

F - 安龙

G - 大方

H - 普定

I - 黎平

J - 贞丰

K - 石阡

题目大意

给定两个长度为 n 的环形 01 串 a, b 。选择 a 中长度恰为 k 的循环连续段并翻转，求有多少种“起点与 b 的旋转量”的组合能使结果等于 b 。

数据范围

$n \leq 10^6, 1 \leq k < n$ 。

关键性质

固定翻转段起点 l 后，翻转结果 $a^{(l)}$ 唯一确定。答案就是所有 $a^{(l)}$ 在 b 的 n 个循环旋转中出现次数之和。

证明

每个合法方案恰好由翻转起点 l 与目标旋转起点 r 决定；合法当且仅当两者生成的长度 n 字符串完全相同，因此可直接按字符串出现次数计数。

算法

预处理 $b + b$ 的所有长度 n 子串双 64 位哈希，并统计频次。

先实际翻转 $a[0 \dots k - 1]$ 。当翻转段从 l 移到 $l + 1$ 时，只有离开段与进入段的两个比特改变；依据它们的位置权值，对整串哈希做 $O(1)$ 增量修改。

每个起点查询当前哈希在目标旋转哈希表中的频次并累加。

复杂度

期望时间复杂度 $O(n)$ ，空间复杂度 $O(n)$ ；双 64 位哈希的碰撞概率极低。

确定性做法

若要求完全避免哈希碰撞，可利用以下等价条件：对某个旋转后的 b ，

- a 与它的汉明距离恰为 k ；
- 两串相邻异或差分的汉明距离恰为 2。

第二条保证所有不同位置在环上构成一个连续段。两类所有循环汉明距离均可用 NTT 卷积求出，总复杂度 $O(n \log n)$ 。

目录

A - 贵州历史文化名城

B - 福泉

C - 安顺

D - 织金

E - 思南

F - 安龙

G - 大方

H - 普定

I - 黎平

J - 贞丰

K - 石阡

G - 大方

题目大意

维护一个 01 串，支持区间翻转。询问时可从给定区间删除一个连续子串，求余下字符中 1 的数量与 0 的数量之差的绝对值的最大值。

数据范围

$$n, q \leq 2 \cdot 10^5。$$

关键性质

将字符 1 记为 +1、字符 0 记为 -1。设询问区间总和为 S ，删除子串的和为 x ，目标就是最大化 $|S - x|$ 。因此只需知道允许空子串时的最大、最小子段和 M, m ，答案为

$$\max(M - S, S - m).$$

G - 大方

算法

线段树节点维护总和，最大/最小前缀、后缀与子段和。这些量都能由左右儿子 $O(1)$ 合并；区间翻转时成对交换最大值与最小值并取反，再打懒标记。

复杂度

每次操作 $O(\log n)$ ，空间复杂度 $O(n)$ 。

目录

A - 贵州历史文化名城

B - 福泉

C - 安顺

D - 织金

E - 思南

F - 安龙

G - 大方

H - 普定

I - 黎平

J - 贞丰

K - 石阡

题目大意

给定有向图，可以翻转边的方向。求使每个顶点入度至少为 1 所需翻转的最少边数，或判断无解。

数据范围

$n \leq 2000$, $m \leq 10000$ 。

入度资源

初始入度为 0 的点各需要一单位入度。入度为 $d \geq 2$ 的点在保持入度至少为 1 的前提下，最多可以提供 $d - 1$ 单位多余入度。

关键性质

翻转边 $u \rightarrow v$ 会使 u 的入度增加 1、 v 的入度减少 1，等价于让一单位入度资源沿原边的反方向 $v \rightarrow u$ 转移，代价为 1。

建图

建立网络：

- 源点向每个入度至少为 2 的点 v 连容量 $\deg^-(v) - 1$ 、费用 0 的边；
- 对每条原边 $u \rightarrow v$ ，连网络边 $v \rightarrow u$ ，容量 1、费用 1；
- 每个零入度点向汇点连容量 1、费用 0 的边。

若能向汇点发送等于零入度点个数的流量，最小费用就是最少翻边数；否则无解。

算法

用势能 Dijkstra 的逐次最短增广路求最小费用流。需要增广的流量不超过 n 。

复杂度

记网络点数 $V = O(n)$ 、边数 $E = O(n + m)$ ，时间复杂度 $O(nE \log V)$ ，空间复杂度 $O(E)$ 。

目录

A - 贵州历史文化名城

B - 福泉

C - 安顺

D - 织金

E - 思南

F - 安龙

G - 大方

H - 普定

I - 黎平

J - 贞丰

K - 石阡

题目大意

允许插入、删除、替换单个字符。求把字符串 u 变成 v 的最短操作序列数量，答案模 998 244 353。

数据范围

$|u|, |v| \leq 5000$ 。

编辑距离 DP

令 $f_{i,j}$ 表示将 u 的前 i 个字符变为 v 的前 j 个字符所需的最少操作数。边界为

$$f_{i,0} = i, \quad f_{0,j} = j.$$

对于 $i, j \geq 1$, 转移为

$$f_{i,j} = \min \begin{cases} f_{i-1,j} + 1, & \text{删除 } u_i, \\ f_{i,j-1} + 1, & \text{插入 } v_j, \\ f_{i-1,j-1} + [u_i \neq v_j], & \text{匹配或替换.} \end{cases}$$

同时维护达到最短距离的网格路径数 $g_{i,j}$, 累加所有使上述转移取得最小值的前驱方案数。

复杂度

时间复杂度和空间复杂度均为 $O(|u||v|)$ 。

关键性质

一条最短网格路径确定了 $d = f_{|u|,|v|}$ 个编辑操作。这些操作可以按任意顺序执行，因此每条最短网格路径对应恰好 $d!$ 个操作序列。最终答案为

$$g_{|u|,|v|} \cdot d! \pmod{998\,244\,353}.$$

目录

A - 贵州历史文化名城

B - 福泉

C - 安顺

D - 织金

E - 思南

F - 安龙

G - 大方

H - 普定

I - 黎平

J - 贞丰

K - 石阡

题目大意

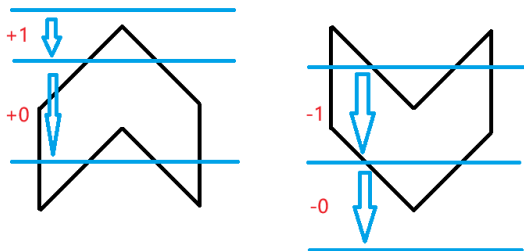
给定一个简单多边形。对每个不经过顶点的水平高度 h ，求多边形在直线 $y = h$ 以上部分的连通块数。

数据范围

$n, q \leq 2 \cdot 10^5$ ，坐标绝对值不超过 10^9 ；所有顶点纵坐标互异。

关键性质

从 $+\infty$ 向下移动水平线时, 连通块数只会在局部纵坐标极值处改变: 凸的局部极大点令答案 $+1$, 凹的局部极小点令答案 -1 , 其他顶点贡献 0 。



算法

为每个顶点计算事件值 $\Delta \in \{-1, 0, 1\}$ ，按纵坐标从高到低排序并求前缀和。每个询问二分找到所有 $y_i > h$ 的事件，其前缀和即答案。

复杂度

预处理 $O(n \log n)$ ，每次询问 $O(\log n)$ ，空间复杂度 $O(n)$ 。

目录

A - 贵州历史文化名城

B - 福泉

C - 安顺

D - 织金

E - 思南

F - 安龙

G - 大方

H - 普定

I - 黎平

J - 贞丰

K - 石阡

题目大意

给定小写字符串 s ，统计既是回文串、又至多包含两种不同字符的子串数量。

数据范围

$n \leq 10^6$ 。

回文限制

用 Manacher 算法求每个奇、偶中心的最大回文半径 p_c 。

双色限制

定义 L_r 为满足 $s[L_r \dots r]$ 至多包含两种字符的最小左端点。用双指针维护窗口内各字符的出现次数，即可按 $r = 1, 2, \dots, n$ 依次求出所有 L_r 。

对于中心 c 、半径 d 的区间 $[c - d, c + d]$ ，该区间满足双色限制当且仅当：

$$L_{c+d} \leq c - d.$$

令 q_c 表示中心 c 满足双色限制的最大半径，我们有：

$$q_{c+1} \geq q_c - 1.$$

按 $c = 1, 2, \dots, n$ 的顺序依次求解 q_c 。求解当前中心时，先令 $q_c = q_{c-1} - 1$ ，再根据双色判定条件逐次尝试将 q_c 增加 1，直到无法继续增大。

由 $q_{c+1} \geq q_c - 1$ 可知 $c + q_c$ 单调不降，因此所有中心上成功增大 q_c 的总次数为 $O(n)$ ，求出全部 q_c 的时间复杂度为 $O(n)$ 。

最终答案

最终，每个中心的贡献即：

$$\min(p_c, q_c).$$

奇、偶中心分别扫描并累加即可。

复杂度

时间复杂度 $O(n)$ ，空间复杂度 $O(n)$ 。