

A:

容斥，计算 $1*1-1*2-2*1+2*2$

$x*y$ 表示对所有的 $x*y$ 的块，统计有 s 个全 1 矩形覆盖它，那么将 s^k 加入答案。

以 $1*1$ 为例，统计被多少矩形覆盖。考虑一个矩形的贡献为给一个矩形范围内的点+1，差分后变为给 4 个角落+1 或-1。考虑计算差分后的贡献，转化为统计以 (x, y) 为左下（左上/右上/右下）角的矩形的个数。只需要枚举行然后按列扫描即可。

时间复杂度 $O(N^2 \log k)$

B:

如果给定 trie，我们可以 $O(S)$ 扫描得到答案， S 为 trie 的大小。

考虑莫队，按照串的大小每根号个为一块。这样变为加入/删除一个数，查询两两之间差的平方，用树状数组做到单次 $O(\log N)$

如果只有删除，我们可以用链表做到每次 $O(1)$ 。只需要改变询问的顺序，首先对左端点在同一块内的，右端点倒序排序，然后同时处理一块内的询问。假设这一块左端点为 L ，那么 r 从 $n \sim L$ 维护 $[l, r]$ 的链表，然后每次询问修改根号个再恢复即可

时间复杂度 $O(N^{1.5})$

C:

考虑权值范围为 2 时，用第 i 个点表示第 i 个变为 1 的代价，那么可以转化为一个最大权闭合子图的问题，可以使用网络流解决

注意连边时需要使用线段树优化

当权值较大时可以使用整体二分转化为范围为 2 的情况，可以证明这么做能找到最优解