T493931 完美质数对

一个直觉的想法是从 $n/2 \to 2$ 往回搜（根据素数定理，每搜 $logn$ 个数会遇到素数 p，$n-p$ 大概也有一个概率取到素数），打表可知 10^6 范围内最大搜索量只有 10^3 量级，那么筛出 10^6 范围内素数之后直接搜就可以。

U279656 线段树查询

若 $l2 \le l1 \wedge r1 \le r2$，称区间 $[l1, r1]$ 被区间 $[l2, r2]$ 包含。

线段树上区间 $[l, r]$ 在某次查询 $[L, R]$ 成为终止节点，当且仅当 $[l, r]$ 被 $[L, R]$ 包含、同时其父节点不被包含。

那么区间 $[l, r]$ 的成为终止节点的次数就是包含它的区间数量减去包含其父节点的区间数量。

复杂度 $O(n+q)$。

U177150 通关

考虑 c_i 互不相同怎么做。这是一个经典问题，将排列的每个位置 i 连一条 $(i \to p_i)$ 的有向边。现在问题就变成每次可以交换两个点的指向，求变成 n 个自环的最小代价。答案就是 $\sum len_i - 1$，其中 len 代表环的长度。

构造比较显然：每次从一个环里剥掉一个点即可，最后一个点不用剥。

考虑 c_i 相同的情况。我们发现一个有意思的事情：假如环中有 2 种及以上的颜色，那么我们也可以达到这个 $len_i - 1$ 的下界。原因是我们时刻都可以找到一个分界点使得两边颜色不同，挑两边颜色段较长的那侧的颜色删掉一个，不断进行就可以消掉这个环（这里可以手玩一下）。

而假如环中只有 1 种颜色，为消掉这种颜色只能将环中的某个点和另外一个环中的某个点交换出边，这样的话两个环会结合成一个大环，且这个环最后贡献的步数至少是 len_i.

不过我们发现了一个关键的性质：我们不会合并异色环，所以我们所有的合并只会在“非异色环与异色环”，“非异色环与非异色环”之间进行。而我们发现这个过程如何选择环和每个环的大小并无直接关系（先将大小为 1 的环扔掉），所以现在问题转化成下面这样：

> 有一堆点，点有颜色，每次可以删掉两个不同颜色的点，代价为 0，也可以删掉一个点，代价为 1，求删掉所有点的最少代价。

这就是一个贪心问题了。所以最后做法就是每次挑同色环个数最多的 2 种不同颜色，合并两个环，最后将剩下的最多 1 种颜色的环暴力合并到异色环里，再消去所有异色环即可。根据上述构造可知步数最优。

注意特判这样一种 case：

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

这种情况下是必须拆掉 1 个自环才能够消掉的。实现复杂度 $O(n \log n)$（可能存在线性方法，实现复杂度较高）

U458497 骨牌密铺

做法1：高度从高->低构造（$j=100\to 1$），枚举所有 $h[i]$ 等于当前高度 j 的列 i，若 $h[i]=h[i+1]$ 就同时减 1，否则单独减 2，就可以完成构造。

做法2：从左->右构造，每次 $i-1\to i$ 送一个“阶梯”（$[m,m-1,\ldots,1]$），如果阶梯高度 m 和 $h[i]$ 奇偶性相同，则阶梯变为 $[m-1,\ldots,1]$ 然后继续；否则，阶梯高度加一变为 $[m+1,m,\ldots,1]$ 然后继续；若过程中 $m>h[i]$ 或者最终 $m>0$ 则无解。