

# 某科学的超电磁炮 Round Solution



## Accelerator

### 暴力1

直接枚举即可。

### 正解

暴力统计  $b \geq 3$  时的结果，拿 `std::map` 去重的同时统计这些数里有多少个完全平方数。

考虑到所有的  $a^b \leq n$  且  $b = 2$  时共有  $\lfloor \sqrt{n} \rfloor$  种  $a^b$ ，所以拿上面的结果加上  $\lfloor \sqrt{n} \rfloor$  再减去统计有多少个完全平方数即可做到不重不漏统计答案。

实现的时候注意不要使用 `sqrt`，会爆精度，应该使用 `sqrtl`。

考点解析：`sqrtl`、枚举、人类智慧。

## Kuriko

### 暴力1

暴力连边跑暴力 Dijkstra。

### 暴力2

暴力连边跑 01-BFS。

### 暴力3

建模跑暴力 Dijkstra。

## 正解

建模跑 01-BFS。

具体地，每个  $u$ ，从  $u$  向  $a_u$  连边，边权为 0。

每个  $a_u$  枚举其为 0 的二进制位  $x$ ，向  $a_u$  or  $x$  连边，边权为 0。

建图时间复杂度  $O(a_u \log a_u)$ 。

查询时间复杂度  $O(q(n + M))$ 。

考点解析：BFS、图论建模。

## Kamijo

### 暴力1

暴力。

## 正解

单点修改 + 查询直接上线段树。

每个节点维护这段区间里有几个 **a** 几个 **b** 几个 **c**，需要改几个字符能实现没有子序列 **ab** **bc** **abc**，转移有：

```
void pushup(int p){
    t[p].a=t[p*2].a+t[p*2+1].a;
    t[p].b=t[p*2].b+t[p*2+1].b;
    t[p].c=t[p*2].c+t[p*2+1].c;
    t[p].ab=min(t[p*2].ab+t[p*2+1].b,t[p*2].a+t[p*2+1].ab);
    t[p].bc=min(t[p*2].bc+t[p*2+1].c,t[p*2].b+t[p*2+1].bc);

    t[p].abc=min({t[p*2].abc+t[p*2+1].c,t[p*2].ab+t[p*2+1].bc,t[p*2].a+t[p*2+1].abc});
}
```

时间复杂度  $O(q \log n)$ 。

听说还有个矩乘做法，我还没看。

考点解析：DP（？） 、线段树。

## Misaka

先判断出来哪些点能被覆盖。然后对所有金属导体按  $x$  升序排序。

对于性质分，显然的点是，假设从左到右依次存在三个点  $A, B, C$  需要被覆盖，那么不可能出现一个金属导体覆盖了  $A, C$  而另一个金属导体覆盖了  $B$  这种情况。换句话说，一个金属导体一定覆盖了一段连续的点，于是没有后效性，设  $f_{i,j}$  为前  $i$  个点且最后一个被选中的金属导体是  $j$ ，可以 DP。

对于全部的数据，直接多加一维， $f_{i,j,k}$  表示前  $i$  个点，最后一个被选中的上方的金属导体是  $j$ ，下方的是  $k$ ，就可以 DP。

```

f[0][0][0]=0;
for(int i=1;i<=cnt;i++)
    for(int j=0;j<=m;j++)
        for(int k=0;k<=m;k++)
            for(int l=1;l<=m;l++){
                if(dis2(a,i,l)>r*r)continue;
                if(y[l]>r)f[i][l][k]=min(f[i][l][k],f[i-1][j][k]+(l==j?
0:c[l]));
                else f[i][j][l]=min(f[i][j][l],f[i-1][j][k]+(l==k?0:c[l]));
            }

```

考点解析：DP。