Tree

#1.对于$1 \leq N \leq 10, 1 \leq Q \leq 2000$

因为树是log层的，所以可以直接dfs到底，去寻找叶子的标号

类似线段树的，具体操作是在dfs时维护l,r表示当前这个非叶节点实际对应的叶子的编号区间，在节点上维护翻转标记，对于询问当前区间第x个叶子的x翻转即可

```
void que(int o, int dep, int l, int r, int x)
{
    if(l == r) { printf("%d\n", o - (1 << n) + 1); return ; }
    int mid = (l + r) >> 1;
    int Rev = rev[o];
    if(!Rev)
    {
        if(x <= mid) que(o << 1, dep + 1, l, mid, x);
        else que(o << 1 | 1, dep + 1, mid + 1, r, x);
    }
    else
    {
        if(x <= mid) que(o << 1 | 1, dep + 1, mid + 1, r, x - l + mid + 1);
        else que(o << 1, dep + 1, l, mid, x - mid - 1 + l);
    }
}
```

那么我们的修改也类似，在树上走到要到的o，取反rev[o]即可

#2.对于特殊性质一二

我们发现由于同一层的点，相互没有父子关系，所以重编号不会互相影响，可以直接对于层来打标记，把修改的区间按层拆开，查询与修改都是O(N)的

#3.对于$N \leq 20$

考虑结合算法二的思想，通过在深度上标记，一次翻转一堆互无隶属关系且编号连续的点，这个性质更笼统的表示是这些点都属于一个特定的点——共同的lca的同一层，当我们进入这个lca后，就在深度上打标记。特殊性质一二可以认为是lca为根的特殊情况

现在问题就是找到这个lca，并在它那里打下标记

考虑充分利用这个树的与线段树的共同性质，还是像线段树一样一个非叶节点表示一段区间，那么我们将要处理的连续段拆成log个小段，在这些点上打即可，与区间打懒标记的线段树的代码极为相似

接下来对于标记的处理也有点技巧，可以将其弄成2^20的二进制数表示当前log个深度标记，直接xor上就可以了

关于复杂度?

我们首先会拆出log层，其次每层log线段树处理，你可能会认为是$O(n^2q)$

实际上，对于中间像[2^x,$2^{x+1}-1$]的，会直接在线段树的根就退出，是O(1)的，只有头尾两端可能不连续会O(n)

$\mathcal{O}(NQ)$

#2'

对于特殊性质一二的不同处理

不对层打标记，直接暴力用BIT区间翻转

#3'$N \le 17$

由于不同的性质一二的处理，同理可以得到一个复杂度劣一点的做法$O(n^2q)$，多一个log是因为BIT

Equation

考虑先用裴蜀定理转化，当且$gcd(c_1,c_2,c_3,..,c_k,m)=1$方程有解

假设固定的数的gcd为a，不固定的数的个数为cnt，那么答案可以表示为

$$\sum_{m=1}^{k}\sum_{d|m} f(d,m)[gcd(d,a)=1]$$

其中f(d,m)表示在当前的m下，这些-1与m的gcd恰好为d的方案数，简单反演一下会有

$$\begin{aligned} f(d,m) &= \sum_{d|i,i|m}(m/i)^{cnt}\mu(i/d) \\ &= \sum_{i|\frac{m}{d}}(m/id)^{cnt}\mu(i) \end{aligned}$$

这样的f需要带两个东西，可以化成$h(n)=\sum_{i|n}(n/i)^{cnt}\mu(i),f(d,m)=h(m/d)$

$$\begin{aligned} ans &= \sum_{m=1}^{k}\sum_{d|m}h(m/d)[gcd(d,a)=1] \\ &= \sum_{m=1}^{k}\sum_{d|m}h(d)[gcd(m/d,a)=1] \\ &= \sum_{d=1}^{k}h(d)\sum_{i=1}^{m/d}[gcd(i,a)=1] \end{aligned}$$

对于后面那段，设$g(n)=\sum_{i=1}^{n}[gcd(i,a)=1]$

$$g(n)=\sum_{d|a}\mu(d)n/d$$

考虑枚举a的无平方因子来计算(有平方因子的数的莫比乌斯函数是0), 设a有个pcnt质因子, 那么枚举的复杂度是2^{pcnt}, 计算过程还可以考虑剪枝, 先对全部的2^{pcnt}个数排序, 如果当前枚举的数要大于n, 那么就结束计算

对于答案式数论分块，现在就是对于h函数求前缀和

由于$h=\mu*id^{cnt}$，所以h可以杜教筛，构造一个I去卷就行，然后对于自然数幂和选择你喜欢的方式处理即可

对于线筛求出前$n^{\frac{2}{3}}$，参见这道题目luogu P4449

Trip

考虑条件跟方向即数字相对顺序有关，考虑依次按顺序加点进去，同时还可以满足经过所有的条件

现在限制只转化成了s与t联通，这个条件可以用当前联通块个数来描述，考虑设$dp_{i,j}$表示当前加到第i个点，分成了j个联通块

转移的时候需要记下当前包含s,包含t的联通块出现没有，他们对于转移有特殊考虑