2. 涨工资

在 dfs 树上考虑这个问题。

先考虑 $k=0$ 怎么做，可以把路径分为两部分：链和环。

根据经典结论，所有环都可以通过基本环（即由一条非树边以及其端点在树上的路径组成的环）异或得出，因此环的部分可以直接对基本环做线性基。

链的部分不难发现一定是 dfs 树上的链异或上一些环得到的，可以直接用 dfs 树上的链。设 x 到根路径上边权异或和为 p_x，则路径异或和为 $p_s \oplus p_t$。

因此直接把 $p_s \oplus p_t \oplus d$ 放线性基里跑一下即可。

考虑 k 更大的情况，本质上是选择了一些断点 $v_1, v_2 \dots v_k (v_0 = s, v_{k+1} = t)$，那么此时链的部分为：

$$\bigoplus_{i=0}^{k} 2^{k-i}(p_{v_i} \oplus p_{v_{i+1}})$$

可以拆贡献变成：

$$2^k p_s \oplus p_t \oplus \bigoplus_{i=1}^{k} 2^{k-i}(2p_{v_i} \oplus p_{v_i})$$

而环的部分是 $\bigoplus_{i=0}^{k} 2^{k-i} x_i$，其中 x_i 是任意一个在环的线性基里的数。

直接把 $2p_{v_i} \oplus p_{v_i} \oplus x_i$ 看作一个整体，设其组成的集合为 S（可以用 fwt 求出），答案可以写作：

$$\max 2^k p_s \oplus 2^k d \oplus p_t \oplus \bigoplus_{i=0}^{k} 2^{k-i} s_i$$

其中 $s_1, s_2 \dots, s_k$ 是 S 集合中的任意元素，s_0 是任意在环的线性基里的数。

考虑从高位到低位贪心，设所有元素的最高位为 z，那么维护一个数组 $f_{i,j}$ 表示考虑完大异或式的前 i 项，大于等于 $i+z$ 的位取到全局最大（考虑 $2^k p_s \oplus 2^k d \oplus p_t$），第 i 位到第 $i+z-1$ 位组成 j 是否可行，转移可以 fwt。

总复杂度 $O(m \log V + qkV \log V)$，可以获得 76pts。（这是原做法，下面是 zak 提供的更优做法）

我们发现每一轮都要先 fwt 过去再 fwt 回来很浪费，能不能直接维护 fwt 数组呢？事实上是可以的。

考虑每一轮里我们对 $f_{i,j}$ 都做了什么，不难发现有这样三步：

1. 令 $f_{i,j}$ 中的奇数项或者偶数项设为 $f_{i-1,\frac{j}{2}}$，其余项为 0。

2. 让 f_i 卷上一个已知的数组 g。
3. 若存在 $f_{i,j}=1$ 满足最高位（第 v 位）为 1，则令 $f_{i,j}=f_{i,j+2^v},f_{i,j+2^v}=0(j<2^v)$。

我们发现第一步和第三步都可以通过撤销 fwt 在最高位处的合并得到只对 $j<2^v$ 进行 fwt 的结果，进行一点分讨即可得到新 f。

于是只需在开头和结尾分别做两次 fwt 即可，总复杂度降为 $O(m\log V+qV(k+\log V))$，可以通过。