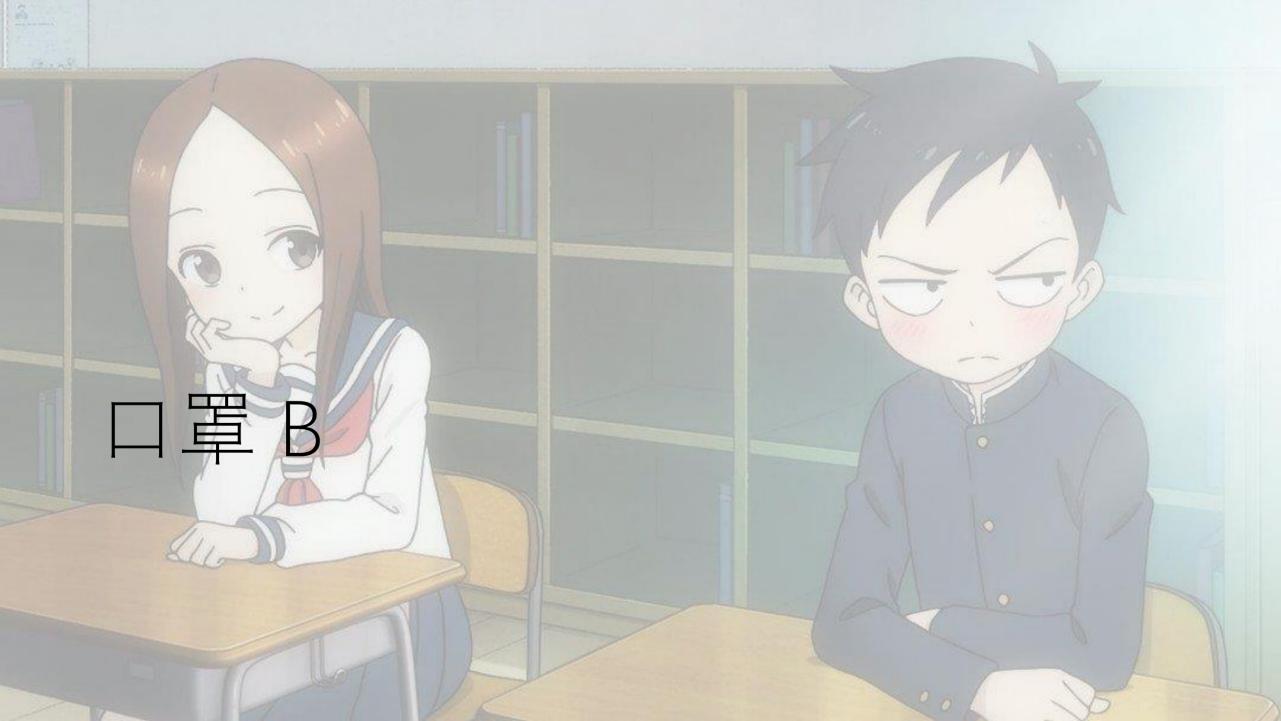
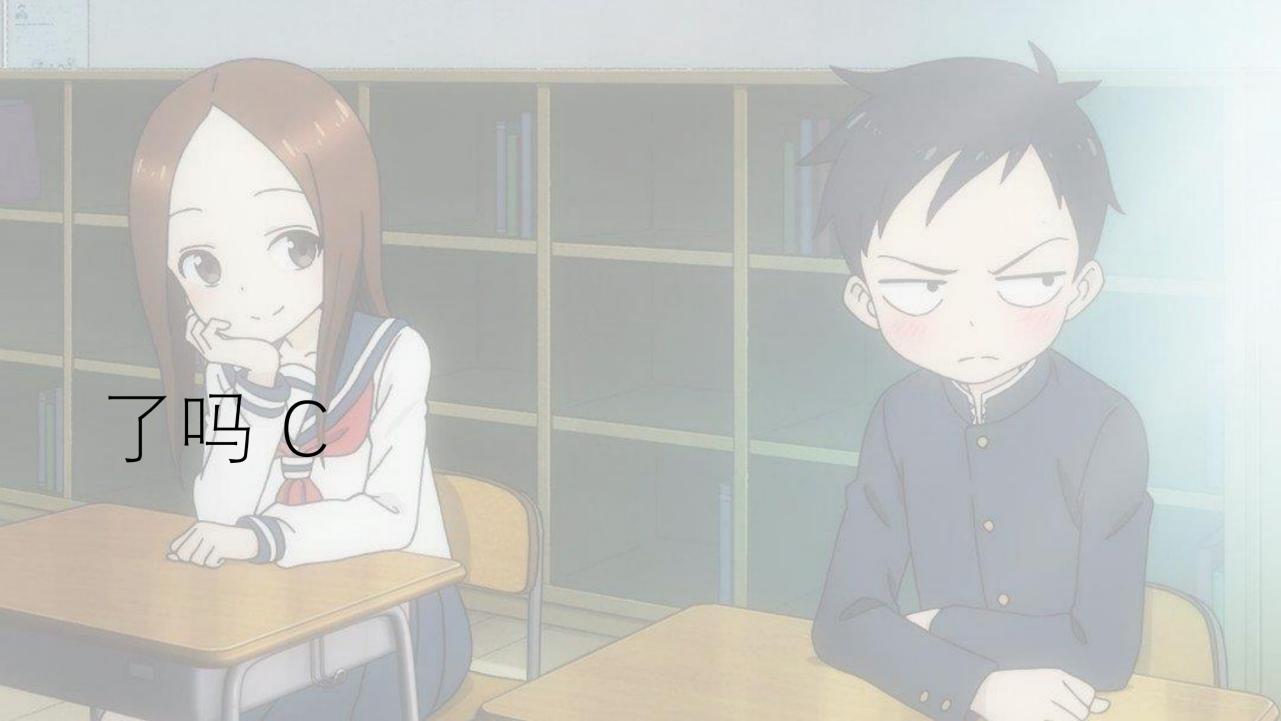
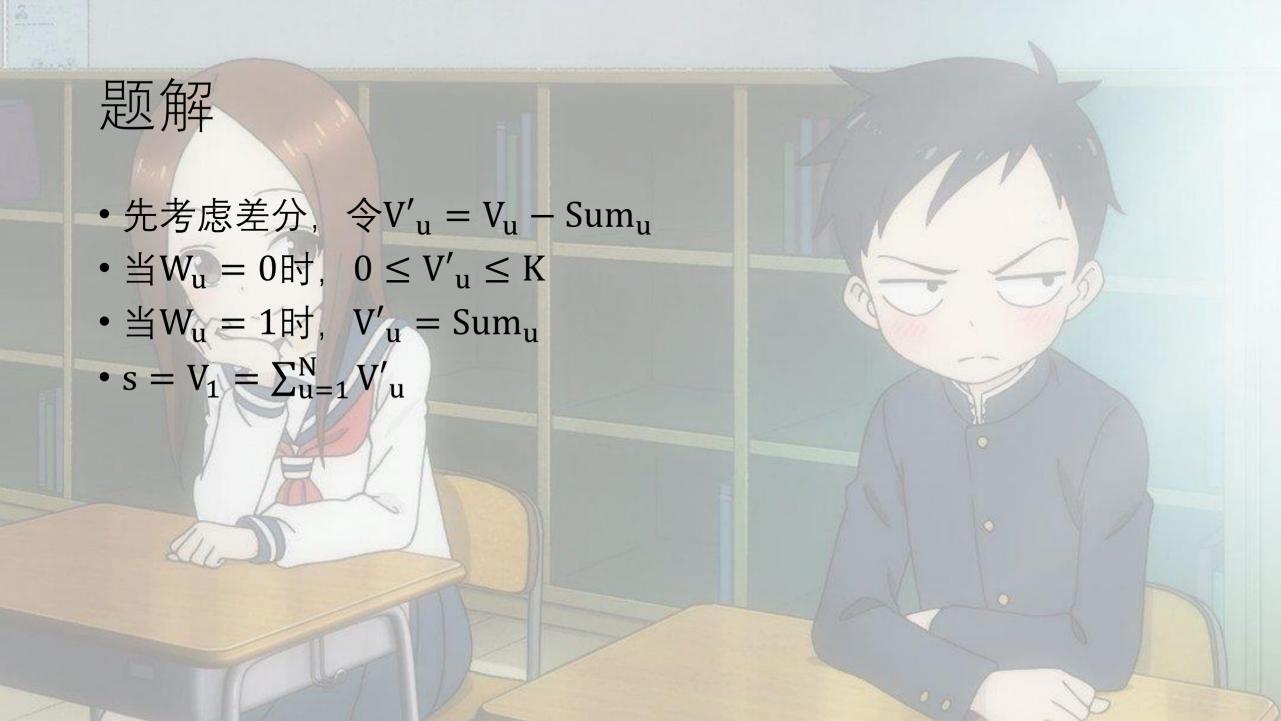


- 对于一条路径, 我们肯定还是能早到一个点就早到一个点。因为这样选择的机会就更多
- 对于每个点和每条边,对于每个时刻预处理出从这个时刻开始最小的等待时间
- 直接做状压DP, 记录当前已经到过的点和当前到的最后一个点, 枚举路径上下一个点转移
- 时间复杂度O(2<sup>N</sup>N<sup>2</sup>)



- idea来源: WC2019数树
- 就是求有多少棵树和给定的这棵树,相同的边的数目不小于N-K+1
- 考虑二项式反演,即钦定一些边一定是相同的边
- 现在考虑如何计算这种情况下的方案数。相当于有M个联通块,大小分别为 $a_1, a_2, \cdots, a_M$ ,那么方案数就是 $N^{M-2}a_1a_2 \cdots a_M$
- · a<sub>1</sub>a<sub>2</sub> ··· a<sub>M</sub>组合意义就是每个联通块选一个点的方案数
- 树形dp, 设F[u][k][0/1]表示以u为根的子树中钦定了k条边的方案数, 0/1表示有没有在当前的联通块中选择一个点





- •可以把每个 $W_u = 1$ 的点的贡献扔到子树中每个 $W_u = 0$ 的点上
- 对于每个 $W_u = 0$ 的点,如果它的祖先中有n个 $W_u = 1$ 的点,那么 其对总和的贡献就是 $V'_u \times 2^n$
- 写出每个 $W_u = 0$ 的点的生成函数,就是 $\frac{x^{2^n(K+1)}-1}{x^{2^n}-1}$
- 令所有生成函数乘起来的结果为 $\frac{Q(x)}{P(x)}$ ,那么 $Q(x) = P(x^{K+1})$
- ·考虑求出P(x) mod x<sup>S+1</sup>, 然后做求逆和卷积就可以求出答案了

- •可以直接做多项式exp, 但是常数比较大
- 因为只有 $2^n \le S$ 的时候才有意义,所以只有 $O(\log_2 S)$ 种生成函数
- •对于祖先中有 $n \cap W_u = 1$ 的点,只有项数为 $2^n$ 倍数的项系数非0
- 考虑按照n从大到小的顺序把生成函数乘起来。对于同一个n的用二项式定理展开,乘法直接用FFT做就可以了,这时候卷积的长度是 $O(\frac{S}{2^n})$
- •由于 $S + \frac{S}{2} + \frac{S}{4} + \cdots = O(S)$ , 所以总的复杂度就是 $O(S \log_2 S)$

