Day2题解

T1 锻造

10pts： 人口普查，固输a。

50pts： 对于性质为“有”的测试点，令$f[i]$表示锻造一个i级武器的期望花费。

不难列出$f[i]=f[i-1]+f[i-2]$。

当然你得对$f[1]$特殊处理。

80pts：满分做法但是忘了如何线性求逆元……

100pts： 你知道期望扔硬币多少次能够扔出一个正面吗?

答案为$x=1+\frac{x}{2}$。

不难列出$f[i]=f[i-1]+f[i-2]+(1-\frac{b[i-2]}{c[i-1]})\times(f[i]-f[i-2])$。

（别忘了强化失败会得到一个$i-2$级的武器，我们可以把它“卖”了（其实实际上含义是你重新锻造一个$i-1$级的武器时就不需要再花费$f[i-2]$了））

整理一下上式之后就是$O(n)$好题了。

当然你得对$f[1]$特殊处理。

总结：

这是一道难度并不能拿捏很准的题，应该是一道全场A穿题，希望经过这么多天的毒瘤模拟之后这道题能带给你人生的希望。

T2 整除

测试点	$c\leq$	$t\leq$	$m\leq$	$T\leq$
1	2	10^3	2	50
2	2	10^3	10^9	50
3	2	10^2	10	10000
4	1	10^4	2	50
5	2	10^4	2	50
$6,7,8$	10	10^4	10^9	50
$9,10$	50	10^4	10^9	100

其中所有数据点都满足
$1 \le c \le 50$,$1 \le t \le 10^4$,$1 \le m \le 10^9$,$1 \le T \le 10000$

题解

第一个点 暴力枚举x判断
第二个点 快速幂
第三个点 打表啊孩子
第四个点
就是$x=0 \pmod p$或者$x=1 \pmod p$解只有1和p
注意m等于1的时候要输出$n \pmod{998244353}$
第五个点
既然你都想到一个数了，那么分析一下两个数吧
有两个质数p_1,p_2
必须有$x=0 \pmod{p_1}$或者$x=1 \pmod{p_1}$成立
必须有$x=0 \pmod{p_2}$或者$x=1 \pmod{p_2}$成立
那两两枚举匹配条件考虑一下
假如满足
$x=0 \pmod{p_1}$，$x=0 \pmod{p_2}$那么解一定是p_1p_2
$x=0 \pmod{p_1}$，$x=1 \pmod{p_2}$那么解一定是kp_1这个可以用exgcd求
$x=1 \pmod{p_1}$，$x=0 \pmod{p_2}$那么解是gp_2也可以用exgcd求
$x=1 \pmod{p_1}$，$x=1 \pmod{p_2}$那么解一定是1
如果你不想求出所有解，可以直接输出解的个数，4
第六个点到第八个点
刚刚的分析可以有一点启发
我们不就是找了几个中国剩余定理的同余方程算解吗，好像是一组同余方程只在$[1,n]$内有一个解啊
我们只要对于每个质数枚举它范围内x的解，然后把所有解的个数乘起来就行了
第九个点到第十个点
正解你算了算好像要8s?
出题人没良心卡常？？？
积性筛了解一下

这题作为T1，考察的是人人都会的中国剩余定理和积性筛，知识点清晰，编码难度低，可以说既富有思考的乐趣，又能带来AC的快感，不失为一道好题
用来卡常的分数远远小于NOIP卡常卡的分数，养成常数优化是好习惯，希望大家学会

T3 欠钱

题意简述

一棵动态连边的有根树上，求链上最小边权，要求必须是儿子走到父亲，否则输出0。

思路1

LCT！复杂度$O(n\log n + m\log n)$。

（但是这是NOIP模拟…………）

思路2

二逼出题人的思路：用倍增求链上最小值，合并的时候直接启发式合并（此时就当做无根树）。为了判断是否是儿子走向父亲，再用倍增记一下边的方向，判断一下。

复杂度$O(n\log^2 n+m\log n)$

简单好写，因为n并不是特别大，也能过。

思路3

牛逼验题人的思路：

对森林中的每一棵树，用vector维护每一层（同一深度）的所有节点，用链表把它们串起来，合并的时候即可启发式合并。

关键在于合并的时候如何更新倍增数组。注意倍增数组的信息只会增多，如果我们不重复不遗漏地添加新的信息，那么这部分总复杂度仍然是数组最终的大小：$O(n\log n)$。

如何添加信息呢？注意到当连一条u -> v（u是儿子）的边时，更新的信息都是u子树中的某个点多了一个2^k祖先。这些祖先显然都在v一直向上走的链上。只需枚举u的每一层儿子，然后再从它们的第一个属于“v一直向上走的链”的2^k祖先开始添加信息，再添加它们的2^{k+1}祖先……添加完之后枚举下一层儿子，类似双指针。

总复杂度$O(n\log n+m\log n)$。