你还没有卸载吗

测试点1

输出0即可。

测试点$2 \sim 3$

暴力即可

测试点$4 \sim 5$

因为当$x > A_1$的时候$\lfloor \frac{A_1}{x} \rfloor = 0$，由此可以暴力枚举小于$A_1$的x，大于的时候整体处理。

测试点$6 \sim 7$

即 $\lfloor \frac{A_1}{x} \rfloor = \lfloor \frac{A_2}{x} \rfloor$

出题人乱设的部分分。其实是想提醒你考虑$\lfloor \frac{A_1}{x} \rfloor$的取值种类。

测试点$8 \sim 10$

呈上，你只需要发现$\lfloor \frac{A_1}{x} \rfloor$的取值种类是$\mathcal{O}(\sqrt{A_i})$种。然后这题就没了，你可以用类似整除分块的写法求出有多少组这样的取值。复杂度 $\mathcal{O}(T\sqrt{A_1})$。

你还没有AK吗

测试点$1\sim 2$

暴力枚举初始的x,y，然后不断进行`x=x+y;y=x+y`判断是否存在某一时刻$x=X$。

测试点$3\sim 4$

我们只枚举初始x的取值，设$y=k$，然后带入`x=x+y,y=x+y`的过程里去，这样每一个时刻x的值就是$ak+b$的形式，其中a,b是定值，然后就是判断$ak+b=X$是否有$k\in[1,M]$的解了。

测试点$5\sim 6$

如果你将上面的a,b输出，或仔细想了想，你是可以得到$a=f_i,b=f_{i+1}$，其中i为奇数。

然后就是求$xf_i+yf_{i+1}=N(x\in[0,N],y\in[0,M])$的解的个数，因为$\gcd(f_i,f_{i+1})=1$，我们可以用扩欧求某一个特解$x_0,y_0$，而我们知道满足条件的$x\equiv x_0 \bmod f_{i+1}, y\equiv y_0 \bmod f_i$，因此我们可以找到$x$最大且满足条件的解$(x_1,y_1)$，和$x$最小且满足条件的解 (x_2,y_2)，于是可以算出在当前情况下，解的个数为$\frac{x_1-x_2}{f_{i+1}}$。复杂度为 $\mathcal{O}(n\log^2 X)$

测试点$7\sim 10$

如果你又输出了每一组x_0,y_0，你会发现刚好是$x_0=-f_{i-1},y_0=f_{i-2}$

为什么？可以归纳法证明：

假设$-f_if_{i-1}+f_{i+1}f_{i-2}=1$成立。

那么

$$\begin{aligned}&-f_{i+1}f_i+f_{i+2}f_{i-1}\\=&-f_{i+1}(f_{i-1}+f_{i-2})+(f_{i+1}+f_i)f_{i-1}\\=&-f_{i+1}f_{i-2}+f_if_{i-1}=-1\end{aligned}$$

所以$-f_{i+2}f_{i+1}+f_{i+3}f_i=1$(注意上面我们枚举的是$i$为奇数的情况)

然后就可以优化掉一个log

关于细节

若没开`__int128`,你会WA on test 2,4,6,7,8,9,10

若没判断`X=0`,你会WA on test 1,2,4,6,8,10

若只枚举到了70个斐波那契数,你会WA on test 2,4,7,8,10

赛道改造

考虑 $w_i, p_i \le 10$ 该怎么做：

因为最短路的变化量一定不超过 10， 因此，我们可以去 $check$ 每个答案是否可行。

当考虑能否将最短路变到 $> L$ 的长度时，只要满足一下两点中任意一点，我们就将这条边拿出来：

- $dis_{1,a_i} + w_i + dis_{b_i,n} \le L$
- $dis_{1,b_i} + w_i + dis_{a_i,n} \le L$

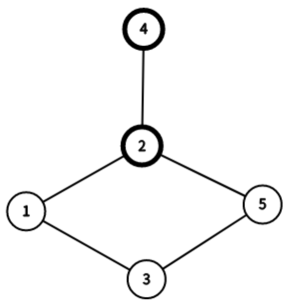
  其中，$dis_{x,y}$ 表示 x, y 之间的距离。

  那么，这些边是在我们操作后有可能成为长度 $\le L$ 的最短路上的边的，如果存在一条边，满足
- 满足上面的条件
- $dis_{1,a_i} + w_i + p_i + dis_{b_i,n} > L$
- $dis_{1,b_i} + w_i + p_i + dis_{a_i,n} > L$
- 处于在所有长度 $\le L$ 的最短路上， 也就是位于 $1 \to n$ 的 **必经之路** 上。

  前三个都是好判断的，考虑到第 4 个条件类似与**桥**的定义，因此，我们可将将这些边新建一张图，然后跑 tarjan ，求出桥即可。

  注意，此处的 **必经之路** 与桥的定于略微不同，当从 1 开始跑 tarjan 时，只有一个边通向的点可以到达 n ，并且满足桥的定义时，我们才认定它为 **必经之路** 。简单特判一下就行了。

  简单来说，下图边 $(2, 4)$ 不能称作为桥。



接下来，发现有单调性，二分即可。时间复杂度 $\mathcal{O}(n \log m + m \log V)$

你还没有导光吗

我们发现，最佳的方式应该是所有人朝着 k 号人跑，然后如果遇见就跟上，当 k 号光炬燃烧完了，就直接续上，因此每个跟上的人相当于将燃烧时间 $+t$ 秒。

接下来考虑二分，因此，我们转化成一下问题：

> 两个队列，必须按顺序点燃，每个物品点燃要 a_i 代价，之后会获得 t 的收益，初始的收益为 t，要求任何时候收益不能为负，问是否能将所有人点燃。

然后，我们考虑将每个队列分成若干个组，满足每个组点燃后总收益会增加，但是点燃任意一个前缀的收益会减少。

如果我们可以将每个队列全部分组，那么可以贪心选择，就是能点尽点，如果某时刻不行就回答否，否则回答是。

如果不能完全分组，那么将不能分组的物品拿出来，这些物品点燃每个前缀收益会减少。

此时，我们注意到最后总收益是确定的，因此我们可以时间倒流，将贡献加上 $\sum a_i - t$，并且将这些物品 reverse，那么就成了顺序点燃，每次点燃一个物品会付出 t 的代价，然后可以获得 a_i 的收益，要求任何时候收益不能为负。

因此我们可以将贡献取负，然后倒着搞一下之前的算法就行了。