0.1 冷冻沙丁鱼

$(A_i, B_i) = (0, 0)$ のイワシは他のどの個体とも仲が悪いので，「$(A_i, B_i) = (0, 0)$ なイワシをどれか 1 匹だけ選ぶ」「$(A_i, B_i) = (0, 0)$ なイワシをどれも選ばない」のいずれかです．勿論，前者の選び方はそのようなイワシの個数に等しいので，以下では $(A_i, B_i) = (0, 0)$ なイワシを除外して考えます．

$(A_i, B_i) = (0, 0)$ 的沙丁鱼会和任意的沙丁鱼组合都会腐化，就有只选一只 $(A_i, B_i) = (0, 0)$ 的沙丁鱼，和 $(A_i, B_i) = (0, 0)$ 一只都不选这两类，显然，前者的选法和 $(A_i, B_i) = (0, 0)$ 的沙丁鱼数量一样。接下来主要对后者情况讨论，即 $(A_i, B_i) \neq (0, 0)$.

イワシの「傾き(かたむ)」を $\frac{A_i}{B_i}$ として，これを既約(きやく)分数(ぶんすう)で表すことを考えます．具体的には，次のように決めます

定义沙丁鱼的“斜率”为 $\frac{A_i}{B_i}$，并且这个数值要表示为分数约分后的结果。更具体的规则如下所示

1. $B_i = 0$ のとき、傾きは $1/0$

$B_i = 0$ 时，斜率为 $1/0$

2. $B_i > 0$ のとき、傾きは $\frac{A_i}{\gcd(A_i, B_i)} / \frac{B_i}{\gcd(A_i, B_i)}$

$B_i > 0$ 时，斜率为 $\frac{A_i}{\gcd(A_i, B_i)} / \frac{B_i}{\gcd(A_i, B_i)}$

3. $B_i < 0$ のとき、傾きは $-\frac{A_i}{\gcd(A_i, B_i)} / -\frac{B_i}{\gcd(A_i, B_i)}$

$B_i > 0$ 时，斜率为 $\frac{A_i}{\gcd(A_i, B_i)} / \frac{B_i}{\gcd(A_i, B_i)}$

ちょっとした場合分けから，傾きと仲の悪さの関係について次のことが言えます．

以下的情况中描述了斜率和相互腐化的关系

1. 傾き $1/0$ のイワシと仲が悪いのは，傾き $0/1$ のイワシ全てのみ．逆もまた然り．

斜率 $1/0$ 的沙丁鱼会与斜率为 $0/1$ 的发生腐化，反之亦然

2. 傾き a/b ($a, b \neq 0$) のイワシと仲が悪いのは，傾き $-$b/a (を a の符号で通分したもの) のイワシ全てのみ．逆もまた然り．

斜率为 a/b($a, b \neq 0$) 的沙丁鱼会与斜率为-b/a 的发生腐化，反之亦然

たとえば以下の傾きが，互いに”仲の悪いつがい”です．

例如以下几组斜率是相互被腐化的

$$1/0 \longleftrightarrow 0/1$$

$$5/3 \longleftrightarrow -3/5$$

$$2/1 \longleftrightarrow -1/2$$

したがって，"仲の悪いつがい"になる傾きのペア (高々 N 通り) 全てについて，連想配列などを使って各傾きになるイワシの個数が求まれば，その後は基礎的な数え上げの範疇です．オーバーフローには気を付けてください．

(A_i, B_i) の制約が大きいので，傾きを有理数の代わりに実数で表現しようとすると (long double でも) 精度が足りないおそれがあります．

因此,可以使用组成“沙丁鱼腐化斜率数对”(共 N 个)，把斜率出现的个数存储在关联数组（例如 C++ 的 map 或 Python 的 dict）当中，然后进行计数即可。请小心数据溢出。

由于此题 (A_i, B_i) 的数值可能很大，如果用相应的小数代替分数，即使是用 long double 精度仍然不够。

```cpp
#include <cstdio>
#include <map>

class ratNode
{
    private:
        long long num,den;
        long long gcd(long long a,long long b)
        {

        }
    public:
        ratNode(long long n,long long d)
        {
            if (d==0)
            {
                den=0;
                if(n>0)
                    num=1;
                else if(n<0)
                    num=-1;
                else
                    num=0;
            }
            else if(d>0)
            {
                long long g = gcd(n,d);
                num = n/g;
                den = d/g;
            }
            else
            {
                long long g = gcd(n,d);
                num = -n/g;
```

```
                den = -d/g;
            }

        }
        bool operator< (const ratNode &o)
        {

        }
};

int main(void)
```

0.2 Pay to Win

我们可以把这个问题反过来想：手中初始是数字 N 最终变为 0。可以采取以下的操作：

1. 如果 x 能被 2 整除，则用 $\frac{x}{2}$ 替代 x 并花费 A 枚筹码
2. 如果 x 能被 3 整除，则用 $\frac{x}{3}$ 替代 x 并花费 B 枚筹码
3. 如果 x 能被 5 整除，则用 $\frac{x}{5}$ 替代 x 并花费 C 枚筹码
4. 用 $x+1$ 或 $x-1$ 替代 x ，花费 D 枚筹码

一种方法是，我们全用花费 D 的方法，这样从 N 到 0 的花费为 ND. 另外，我们可以采用这样的策略：

$$N \xmapsto{D} \ldots \xmapsto{D} ky \xmapsto{k} y$$

其中 $k \in \{2,3,5\}$. 需要说明的是 $y \in \{\lfloor\frac{N}{k}\rfloor, \lceil\frac{N}{k}\rceil\}$. 事实上，如果 $y < \lfloor\frac{N}{k}\rfloor$(同样的理由对 $y > \lceil\frac{N}{k}\rceil$ 也适用)，就有如下的变换序列，比上述序列的花费更低

$$N \xmapsto{D} \ldots \xmapsto{D} k\lfloor\frac{N}{k}\rfloor \xmapsto{k} \lfloor\frac{N}{k}\rfloor \xmapsto{D} \ldots \xmapsto{k} y$$

所以，我们的最优策略是直接用 ± 1 的方式由 N 到 0, 或到某个 $\{\lfloor\frac{N}{k}\rfloor, \lceil\frac{N}{k}\rceil\}$ $(k \in \{2,3,5\})$。特别地，如果记 $f(n)$ 为从 N 到 0 的最小花费，那么如果我们知道了 $f(\lfloor\frac{N}{k}\rfloor)$ 和 $f(\lceil\frac{N}{k}\rceil)$，那么 $f(n)$ 便可容易计算出。

上述讨论可以用动态规划方法实现，但是还需要解决从 N 到 0 有多少状态的问题。可以证明，可达的数字将由以下两式限定

$$\lfloor\frac{N}{2^a3^b5^c}\rfloor, \lceil\frac{N}{2^a3^b5^c}\rceil$$

由于 $0 \le a \le 60, 0 \le b \le 40, 0 \le c \le 30$ (不然分母将大于分子)，可达的数字小于 $2 \times 61 \times 41 \times 31 = 155062$ (为了 Accepted，程序要保证 $f(n)$ 总是在 n 的可达数字以内)

```
#include <bits/stdc++.h>
using namespace std;
typedef long long LL;

LL A, B, C, D;
map<LL, LL> memo;
LL solve(LL N) {
    if (N == 0) return 0;
    if (N == 1) return D;
    if (memo.count(N)) return memo[N];
    LL l2 = (N/2)*2;
    LL r2 = ((N+1)/2)*2;
    LL l3 = (N/3)*3;
    LL r3 = ((N+2)/3)*3;
    LL l5 = (N/5)*5;
    LL r5 = ((N+4)/5)*5;

```

```
    LL res = 1e18;
    if (N < res/D) res = N*D;
    res = min(res, llabs(l2-N)*D + A + solve(l2/2));
    res = min(res, llabs(r2-N)*D + A + solve(r2/2));

    res = min(res, llabs(l3-N)*D + B + solve(l3/3));
    res = min(res, llabs(r3-N)*D + B + solve(r3/3));

    res = min(res, llabs(l5-N)*D + C + solve(l5/5));
    res = min(res, llabs(r5-N)*D + C + solve(r5/5));

    memo[N] = res;

    return res;
}

int main() {
    int T;
    cin >> T;
    for (int t = 0; t < T; t++) {
        memo.clear();
        LL N;
        cin >> N;
        cin >> A >> B >> C >> D;
        cout << solve(N) << "\n";
    }
    return 0;
}
```