

补充题解 - 《经典》 - 第 10 章数学概念与方法

习题10-14 标准差 Standard Deviation, UVa10886

习题 10-21 二项式系数 Binomial coefficients, ACM/ICPC NWERC 2011, UVa1649

习题 10-24 幂之和(Sum of Powers, UVa766)

习题 10-25 因子(Factors, ACM/ICPC World Finals 2013, UVa1575)

习题10-26 方形花园(Square Garden, UVa12520)

习题 10-27 互联(Interconnect, ACM/ICPC NEERC 2006, UVa1390)

习题 - 10-35 Fibonacci Word, ACM/ICPC World Finals 2012, UVa1282

补充题解 - 《经典》 - 第 10 章数学概念与方法

习题10-14 标准差 Standard Deviation, UVa10886

不难想到简单的暴力解法，考虑标准差的计算公式：

$$\begin{aligned}\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n (x_i - m)^2 &= \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i^2 - \frac{2m}{n} \sum_{i=1}^n x_i + m^2 \\ &= \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i^2 - m^2 \quad \text{其中 } m = \frac{\sum_{i=1}^n x_i}{n}\end{aligned}$$

但是这样时间效率并不是很高，即使AC，也是勉强通过。

思考一下有无有更好的办法，随机数生成器最容易出现重复问题。所以我们可以做个试验，使用hash判重(unordered_map)，就会发现在 $g = 0$ 或者 $g = 2^{32}$ 之后就开始所有的 g 都一样。 $g = 0$ 之后的所有输出都是0， $g = 2^{32}$ 的所有输出都是 2^{32} 了。实际上回到题面看的也很容易发现将这两个数字代入之后，所有的seed就永远是固定的数字了，之后就不需要继续循环，直接计算结果并返回即可。

习题 10-21 二项式系数 Binomial coefficients, ACM/ICPC NWERC 2011, UVa1649

对于固定的 k ， $\binom{n}{k}$ 是相对于 n 单调递增的，不难想到使用对 n 使用二分来寻找所有等于 m 的 $\binom{n}{k}$ 。

但是这里存在一个问题，计算 $\binom{n}{k}$ 并且和二分查找中的 mid 比较时很容易溢出，有的同学考虑用浮点数，但是存在误差问题，并且计算速度较慢。不过可以考虑利用递推公式： $\binom{n}{k} = \frac{n-k+1}{n} \binom{n}{k-1}$ ，递推计算，每次先除以 $\binom{n}{k-1}$ 和 n 的最大公约数，之后 n 一定能被 $n - k + 1$ 整除，这样一旦大于 mid ，直接返回结果即可。

但是即使这样仍然可能会乘法时溢出，怎么办呢，使用另外一个技巧：

$$a * b > 2^{63} \leftrightarrow a > 2^{63} / b$$

这样在可以在乘法之前就检测溢出，而且m一定是小于 2^{63} 的，如果发现即将溢出，就可以确定要计算的值一定是大于m的，可以直接返回比较结果。

习题 10-24 幂之和(Sum of Powers, UVa766)

$$\begin{aligned}(n+1)^{k+1} - n^{k+1} &= \sum_{0 \leq i \leq k} \binom{k+1}{i} n^i \\ n^{k+1} - (n-1)^{k+1} &= \sum_{0 \leq i \leq k} \binom{k+1}{i} (n-1)^i \\ &\dots \\ 2^{k+1} - 1^{k+1} &= \sum_{0 \leq i \leq k} \binom{k+1}{i} \cdot 1^i\end{aligned}$$

令 $F_k = \sum_{i=1}^n i^k$ ，对上以上公式求和可得：

$$\begin{aligned}(n+1)^{k+1} - 1 &= \sum_{0 \leq i \leq k} \binom{k+1}{i} F_i \\ (k+1) \cdot F_k &= (n+1)^{k+1} - 1 - \sum_{0 \leq j < k} \binom{k+1}{j} F_j = \sum_{1 \leq j \leq k+1} \binom{k+1}{j} \cdot n^j - \sum_{0 \leq i < k} \binom{k+1}{i} \cdot 1^i\end{aligned}$$

这样就可以从i = 0到k从小到大一次性全部递推计算出来。

注意本题是要求有理数结果，所以可以使用有理数类来完成四则运算：

```

1 struct Rational {
2     LL a, b; // a/b
3     Rational operator+(const Rational& r) {
4         if (r.a == 0) return *this;
5         LL na = a * r.b + b * r.a, nb = b * r.b;
6         Rational ans = {na, nb};
7         return ans.reduce();
8     }
9     Rational operator-(const Rational& r) {
10        if (r.a == 0) return *this;
11        Rational ans = {a * r.b - b * r.a, b * r.b};
12        return ans.reduce();
13    }
14    Rational operator/(LL x) {
15        assert(x);
16        Rational ans = {a, b * x};
17        return ans.reduce();
18    }
19    Rational operator*(LL x) {
20        Rational ans = {a * x, b};
21        return ans.reduce();
22    }
23    Rational& reduce() {
24        LL g = gcd(a, b);
25        a /= g, b /= g;
26        return *this;
27    }
28 };

```

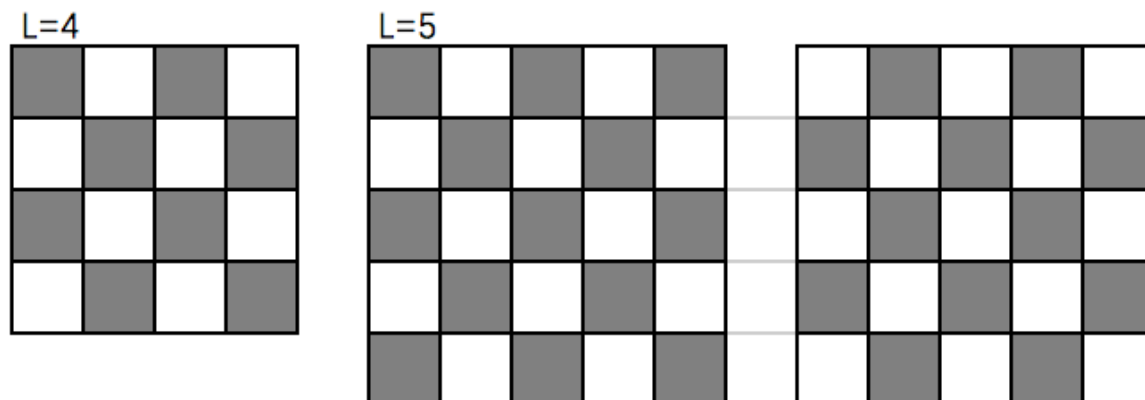
习题 10-25 因子(Factors, ACM/ICPC World Finals 2013, UVa1575)

对于一个整数 k 来说, 考虑其素数分解 $k = p_1^{e_1} \cdot p_2^{e_2} \cdots p_m^{e_m}$ 。则 $f(k) = \frac{(e_1 + e_2 + \cdots + e_m)!}{e_1! e_2! \cdots e_m!}$ 。实际上与 $p_1, p_2 \cdots p_m$ 无关。要求出最小的 k , 那么就可以令 $p_1, p_2 \cdots p_m$ 分别等于最小的素数, 然后对 $e_1, e_2 \cdots e_m$ 依次进行回溯, 其中 $e_i < 63$ 。计算 $f(k)$ 时可能溢出, 所以要提前算出所有可能的 $e_i < 63$ 的素因子分解, 使用《经典》一书中 例题 10-3 选择与除法 (Choose and Divide, UVa10375) 中介绍的方法来计算 $f(k)$ 。

习题10-26 方形花园(Square Garden, UVa12520)

如果想得到最大周长, 则显然各个涂色格子之间的公共边越少越好。根据 L 的奇偶性分情况讨论。

L 为偶数时(下图以 $L=4$ 为例), 如果 $n \leq \frac{L^2}{2}$, 则可以做到每个涂色格子均无公共边, 所求周长为 $4*n$



如果 $n > \frac{L^2}{2}$ ，则需要考虑涂在哪里损失最小，如上图所示，首先考虑涂在角上的2个白色格子，涂色之后周长不变。接着考虑涂在边上的白色格子，每吐一个格子周长减少2。如果还有未涂色的，就只能涂在不靠边的白格子内，每涂一个周长减少4。

L为奇数时，参考上图中的L=5，则要分两种情况考虑，细节逻辑请参考L为偶数的情况。

习题 10-27 互联(Interconnect, ACM/ICPC NEERC 2006, UVa1390)

仔细思考之后不难发现，当前图的状态只需要考虑连通分量的个数以及每个连通分量的大小。

假设当前已经有了k个连通分量，考虑当前每个连通分量的点的个数 C_i ，则数组 $S=C[0,1,...k]$ 可以作为一个整体来考虑，状态转移时，所有可以连的边有 $n \cdot (n-1)$ 个，而其中能让连通分量个数减少的有 $\sum_{0 \leq i, j \leq k, i \neq j} C_i \cdot C_j$ 个。记 $D(S)$ 为所求的让所有点连通的期望操作次数， S_{ij} 为 i, j 所在的分量连通之后的行程的新的状态， p, e 分别为通过一次操作让 S 长度减少1的概率以及数学期望。

则有：

$$e = \sum_{0 \leq i, j \leq k, i \neq j} \frac{1}{n(n-1)} C_i C_j (1 + D(S_{ij}))$$

$$p = \sum_{0 \leq i, j \leq k, i \neq j} \frac{1}{n(n-1)} C_i C_j$$

$$D(s) = e + (1 + D(s)) * (1 - p) \rightarrow D(s) = \frac{e}{p} + \frac{(1-p)}{p}$$

边界情况就是当 $\text{len}(S) = 1$ 时， $D(S)=0$ 。

下面考虑最坏情况下的时间复杂度，有k个连通分量的状态点的个数就相当于把整数n切分成k个数字形成一个无序集合的方案个数，其实这个数字就是2类 Stirling Nubmer。对于这个数字的讨论已经超越《经典》的范围，有兴趣的读者可以参考《具体数学》的相关章节。但是在本题中，实际上只会遍历到极少一部分的状态空间，所以上算法的速度还是比较快的。如果读者有更精确的推导证明，请联系笔者。

习题 - 10-35 Fibonacci Word, ACM/ICPC World Finals 2012, UVa1282

P在 F_n 中出现，只有3种情况：在 F_{n-1} 中；在 F_{n-2} 中；一部分在 F_{n-1} 的结尾，另一部分在 F_{n-2} 的开头。不难想到使用记忆化搜索，记 D_n 为P在 F_n 中出现的次数，L为P的长度，则状态转移方程为：

$$D_n = D_{n-1} + D_{n-2} + \sum_{i=1}^{L-1} (F_{n-1} \text{以 } P_{0..i} \text{ 结束且 } F_{n-2} \text{以 } P_{i+1}..L-1 \text{ 开始})。$$

边界条件为：

$$\text{len}(F_n) < L \rightarrow D_n = 0$$

$$\text{len}(F_n) = L \rightarrow F_n = p ? 1 : 0$$

那么下一步的关键就是要判断 F_n 是否以指定的字符串开始。这个很容易根据 F_n 的递归特性写出递归判断的算法。判断 F_n 是否以指定的字符串开始的逻辑类似。详情参见本题代码。上述DP算法的时间复杂度为 $O(n \cdot L^2)$ 。

事实上，本题还有更漂亮简洁的算法，详情参见ACM/ICPC的官方题解。