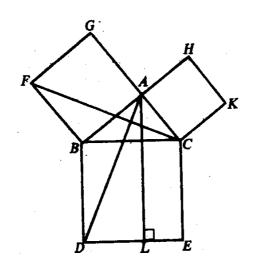
《算法数学》

作者 李煌



内容提要

本书《算法数学》是作者根据计算机科学专业的数理基础课程必修课:大学物理,微积分,离散数学,高等代数,初等数论等学科的教学大纲内的知识形成的一些对于某些算法数学应用问题的计算和方法的总结,在需要读者学习的同时又需要读者去亲自思考才能更好的从本书中获得一些有用的知识。

本书所选内容丰富,短小精简,难度适中,因此是计算机科学专业的学生对于算法数学知识应用上的一个有意义的快速回顾和及时补充,但同时也可以给数学系的科学工作者一些数学研究上的参考,也可供中学生和其它工科专业大学生在业余时间阅读,以提高其数学思维能力或开拓视野之用。

随着中学教育,甚至是大学教育的普及,越来越多的中学生和大学生不满足于仅仅学习知识,被动的接受知识,或者停留在为了考试学习知识的层面,而是希望通过一些有效的途径找寻发现知识的能力,或者参与知识发现的过程和并对知识的存在再思考,而最终的目的是使得自身的思维获得一个有效的开启,从而导致在今后的工作和学习中形成自我的一个清晰地认识和自我风格的培养或者确立。

同时更为重要的是随着社会的不断前进和发展,目前的中学生和大学生的学习任务较之以前会更加繁重,不仅是体力上的更是脑力上的,因此作为一名大学讲师和学者,我又不希望学生再通过课本以外的途径学习可能并不科学和理性的知识,这样只会更加增加学生的负担,而且后果是学生会逐渐在那些课外的学习中增加与日俱增的竞争压力和急于求成的心理或者学习到一些非科学的思维对未来研究工作不利,并由此可能产生对书本知识的蔑视或者旁观情绪,因此本人将自己通过平时在教学和科研工作总结出来的并没有脱离目前计算机专业教学大纲所规定的最基本的知识,来让计算机专业的学生在普通日常的学习中就发现他们所学的知识所蕴含的内涵和营养,而且这个工作将会引起一些共鸣,让后面更多的教育工作者或者学生来继续我们在所学的课本上平凡和无趣的知识上发现一些能引起我们思考或者启迪我们思维的知识。

本人目前被单位南昌理工学院派往本科时期的母校华中科技 大学国家光电实验室做访问学者,书稿是在访学期间挤出宝贵的 时间完成的,由于访学期间忙于工作和学习,可能在书中会有一 些不如人意的表达,但更多的可能是学术上的水平限制给您带来 的不满足感或者不快,但是只要能够达到本书的目的,启发计算 机科学专业的大学生学习算法数学的兴趣和灵感就足够了,至于 要更进一步的学习和研究算法数学则必须看更深更难的学术著 作,而这本书只是一个开始,一个引路!

总而言之由于本书全部内容为本人研究所得,限于本人学术水平,书中难免有些疏忽和错误,恳请读者批评指正!最后最为重要的是在此要感谢 God 和父母对我无私的帮助,特别感谢邱小林博士,李贤喻教授,沈克勇教授,苑鸿骥博士,陈志龙博士,罗木贵教授,刘复祥教授,黄学光副教授,谢书良教授,胡荣群硕士,等前辈对我在科研工作上的帮助,最后感谢本人以前在武汉理工大学计算机系研究生时期的导师钟珞教授和目前的访学导师长江学者冯丹教授在我学习和工作中的教导!

李 煌 17104394@qq. com 2010年5月于 华中科技大学国家光电实验室

目 录

第一章 征	散(积)分1
第一节	高阶导数1
第二节	$\sqrt{1\pm\left(\frac{v}{C}\right)^2} = \frac{1}{\sqrt{1-\left(\frac{v}{C}\right)^2}}$ 的近似在物理学上的应用9
第三节	积分与数学建模14
第二章	代数方程23
第一节	一元 n 次方程 $x^n + px + q = 0$
第二节	一元 n 次方程 $x^n + px^{n-1} = q$
第三节	经典回顾: $x^3 + px + q = 0$
第三章 :	二项式系数 C_n^k
第一节	C _n 的整除性质45
第二节	费尔马小定理47
第三节	二项式定理50
第四章	素数51
第一节	黎曼 zeta 级数51
第二节	圆周率与素数56
第三节	孪生素数

第五章 不	下定方程	59
第一节	不等式与费尔马方程	59
第二节	欧拉猜想和费尔马猜想	61
第六章 组	且合数学	64
第一节	习题	64
第七章 容	密码学	108
第一节	加密概念	108
第二节	对称加密	111
第三节	非对称加密	114
总参考文献	肰	121

第一章 微(积)分

第一节 高阶导数

定理 1.0:

如果函数 f(x)满足条件: (1) 在半闭区间 $[a,+\infty)$ 上有定义, (2) 在此半闭区间上有一直到 n+1 阶的连续导数 $f'(x),\cdots,f^{(n)}(x)$, $f^{(n+1)}(x)$ 则: 必然存在一个 ξ , $a<\xi< x$,满足下面的等式:

$$\lim_{x \to +\infty} \frac{(n+1)!(f(x)-f(a))}{(x-a)^{n+1}} = f^{(n+1)}(\xi)$$

下面证明定理 1.0:

由泰勒公式:

如果函数 f(x)满足条件: (1) 在半闭区间 $[a,+\infty)$ 上有定义, (2) 在此半闭区间上有一直到 n+1 阶的连续导数 $f'(x),\cdots,f^{(n)}(x)$, $f^{(n+1)}(x)$ 则: 必然存在一个 ξ , $a<\xi< x$,满足下面的等式:

$$f(x) = f(a) + \sum_{k=1}^{n} \frac{1}{k!} f^{(k)}(a) (x-a)^{k} + \frac{1}{(n+1)!} f^{(n+1)}(\xi) (x-a)^{n+1}$$
 #:

$$a < \xi < x$$

所以:

$$\frac{\left(n+1\right) \ ! \left(f\left(x\right) - f(a)\right)}{\left(x - a\right)^{n+1}} = \sum_{k=1}^{n} \frac{\left(n+1\right) ! f^{(k)}\left(a\right)}{k! \left(x - a\right)^{n+1-k}} + f^{n+1}\left(\xi\right)$$

其中:

$$a < \xi < x$$

所以: 当 $x \to +\infty$, $\sum_{k=1}^{n} \frac{(n+1)!f^{(k)}(a)}{k!(x-a)^{n+1-k}}$ 的极限为 0, 所以:

$$\lim_{x \to +\infty} \frac{(n+1) ! (f(x)-f(a))}{(x-a)^{n+1}} = f^{(n+1)}(\xi)$$

所以:定理1.0成立。

证明结束。

定理 1.1:

如果函数 f(x) 满足条件: (1) 在半闭区间 $[0,+\infty)$ 上有定义, (2) 在此半闭区间上有一直到 n+1 阶的连续导数 $f'(x),\cdots,f^{(n)}(x)$, $f^{(n+1)}(x)$,则: 必然存在一个 ξ , $0<\xi< x$,满足下面的等式:

$$\lim_{x \to +\infty} \frac{(n+1) ! (f(x) - f(0))}{x^{n+1}} = f^{(n+1)}(\xi)$$

下面证明定理 1.1:

由马克劳林公式:

如果函数 f(x) 满足条件: (1) 在半闭区间 $[0,+\infty)$ 上有定义, (2) 在此半闭区间上有一直到 n+1阶的连续导数

 $f'(x), \dots, f^{(n)}(x)$, $f^{(n+1)}(x)$, 则: 必然存在一个 ξ , $0 < \xi < x$, 满足下面的等式:

$$f(x) = f(0) + \sum_{k=1}^{n} \frac{1}{k!} f^{(k)}(0) x^{k} + \frac{1}{(n+1)!} f^{(n+1)}(\xi) x^{n+1}$$

所以:

$$\frac{\left(n+1\right) \ ! \left(f\left(x\right)-f(0)\right)}{x^{n+1}} = \sum_{k=1}^{n} \frac{\left(n+1\right) ! f^{(k)}\left(0\right)}{k ! x^{n+1-k}} + f^{(n+1)}\left(\xi\right)$$

所以: 当 $x \to +\infty$, $\sum_{k=1}^{n} \frac{(n+1)!f^{(k)}(0)}{k!x^{n+1-k}}$ 的极限为 0, 所以:

$$\lim_{x\to +\infty} \frac{\left(n+1\right) \ ! \left(f\left(x\right)-f(0)\right)}{x^{n+l}} = f^{\left(n+1\right)}\left(\xi\right),$$

其中:

$$0 < \xi < x$$

所以:定理1.1成立证明结束。

定理 1.2:

如果函数 f(x)满足条件: (1) 在半闭区间 $(-\infty,a]$ 上有定义, (2) 在此半闭区间上有一直到 n+1 阶的连续导数 $f'(x),\cdots,f^{(n)}(x)$, $f^{(n+1)}(x)$,则: 必然存在一个 ξ , $x<\xi<a$,满足下面的等式:

$$\lim_{x \to -\infty} \frac{(n+1) ! (f(x) - f(a))}{(x-a)^{n+1}} = f^{(n+1)}(\xi)$$

下面证明定理 1.2:

由泰勒公式:

如果函数 f(x)满足条件: (1) 在半闭区间 $(-\infty,a]$ 上有定义, (2) 在此半闭区间上有一直到 n+1 阶的连续导数 $f'(x),\cdots,f^{(n)}(x)$, $f^{(n+1)}(x)$,则: 必然存在一个 ξ , $x<\xi<a$,满足下面的等式:

$$f(x) = f(a) + \sum_{k=1}^{n} \frac{1}{k!} f^{(k)}(a) (x-a)^{k} + \frac{1}{(n+1)!} f^{(n+1)}(\xi) (x-a)^{n+1}$$
 其

中:

所以:

$$\frac{(n+1)!(f(x)-f(a))}{(x-a)^{n+1}} = \sum_{k=1}^{n} \frac{(n+1)!f^{(k)}(a)}{k!(x-a)^{n+1-k}} + f^{n+1}(\xi),$$

其中:

所以: 当 $x \to -\infty$, $\sum_{k=1}^{n} \frac{(n+1)!f^{(k)}(a)}{k!(x-a)^{n+l-k}}$ 的极限为 0, 所以:

$$\lim_{x \to -\infty} \frac{(n+1) ! (f(x) - f(a))}{(x-a)^{n+1}} = f^{(n+1)}(\xi)$$

所以: 定理 1.2 成立。

证明结束。

定理 1.3:

如果函数 f(x)满足条件: (1) 在半闭区间 $(-\infty,0]$ 上有定义, (2) 在此半闭区间上有一直到 n+1阶的连续导数 $f'(x),\cdots,f^{(n)}(x),\ f^{(n+1)}(x)$,则: 必然存在一个 ξ , $x<\xi<0$,满足下面的等式:

$$\lim_{x \to -\infty} \frac{(n+1) ! (f(x) - f(0))}{x^{n+1}} = f^{(n+1)}(\xi)$$

 $x < \xi < 0$

其中:

下面证明定理 1.3:

由马克劳林公式:

如果函数 f(x)满足条件: (1) 在半闭区间 $(-\infty,0]$ 上有定义, (2) 在此半闭区间上有一直到 n+1阶的连续导数 $f'(x),\cdots,f^{(n)}(x),\ f^{(n+1)}(x)$,则: 必然存在一个 ξ , $x<\xi<0$,满足下面的等式:

$$f(x) = f(0) + \sum_{k=1}^{n} \frac{1}{k!} f^{(k)}(0) x^{k} + \frac{1}{(n+1)!} f^{(n+1)}(\xi) x^{n+1}$$

其中: $x < \xi < 0$

所以:
$$\frac{(n+1)!(f(x)-f(0))}{x^{n+1}} = \sum_{k=1}^{n} \frac{(n+1)!f^{(k)}(0)}{k!x^{n+1-k}} + f^{n+1}(\xi)$$

所以:
$$x \to -\infty$$
, $\sum_{k=1}^{n} \frac{(n+1)!f^{(k)}(0)}{k!x^{n+1-k}}$ 的极限为 0,

所以:

$$\lim_{x \to -\infty} \frac{\left(n+1\right) \; ! \left(f\left(x\right) - f(0)\right)}{x^{n+1}} = f^{\left(n+1\right)}\left(\xi\right)$$

其中: $x < \xi < 0$

所以: 定理 1.3 成立

证明结束。

定理 1.4:

前提 1.4.1: 如果可以将某个特定的函数 f(x) 展开成泰勒级数,并且把展开式进行到 x-a 的任意高的次幂,并且得到的级数的和收敛并等于 f(x)

前提 1.4.2: 如果该函数 f(x) 又可以展开成马克劳林级数, 并且把展开式进行到 x 的任意高次幂,并且得到的级数的和收敛 并等于 f(x)

则有结论:
$$\sum_{n=k}^{+\infty} \left(\frac{f^{(n)}(a)}{n!} C_n^k (-a)^{(n-k)} \right) = \frac{f^{(k)}(0)}{k!}$$

其中 $n \ge k \ge 0$, k 在该等式中是某个固定的整数值。

符号说明: $f^{(n)}(a)$ 表示 f(x)的 n 阶导数在 x = a 的数值, $f^{(k)}(0)$ 表示 f(x)的 k 阶导数在 x = 0 的数值。

下面证明定理 1.4:

因为:如果可以将某个特定的函数 f(x) 展开成泰勒级数,并且把展开式进行到 x-a 的任意高的次幂,并且得到的级数的和收敛并等于 f(x),形式如下:

$$f(x) = f(a) + \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k!} f^{(k)}(a) (x-a)^k$$

又因为:如果又可将某个特定该函数 f(x) 展开成马克劳林级数,并且把展开式进行到 x 的任意高次幂,并且得到的级数的和收敛并等于 f(x),形式如下:

$$f(x) = f(0) + \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k!} f^{(k)}(0) x^{k}$$

所以: $f(x) = f(a) + \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k!} f^{(k)}(a) (x-a)^k = f(0) + \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k!} f^{(k)}(0) x^k$ 且形式相同。

所以:泰勒级数中 x^k 的系数必须和马克劳林级数是一样的,而前者泰勒级数中 x^k 的系数是:

$$\sum_{n=k}^{+\infty} \left(\frac{f^{(n)}(a)}{n!} C_n^k (-a)^{(n-k)} \right)$$

后者马克劳林级数中 x^k 的系数是:

$$\frac{f^{(k)}(0)}{k!}$$

所以:

$$\sum_{n=k}^{+\infty} \left(\frac{f^{(n)} \left(a\right)}{n!} C_n^k \left(-a\right)^{(n-k)} \right) = \ \frac{f^{(k)} \left(0\right)}{k!}$$

证明结束。



思考 1.0: 证明:
$$\lim_{h\to 0} \frac{2(f(x+h)-f(x)-hf'(x))}{h^2} = f'(x)$$

(提示用洛必塔法则)为了减轻读者负担给出证明:

因为:
$$\lim_{h\to 0} \frac{2(f(x+h)-f(x)-hf^{'}(x))}{h^{2}}$$
属于: $\frac{0}{0}$ 类型

所以: $\lim_{h\to 0} \frac{2(f(x+h)-f(x)-hf^{'}(x))}{h^{2}} = \lim_{h\to 0} \frac{2(f^{'}(x+h)-f^{'}(x))}{2h}$

$$= \lim_{h\to 0} \frac{f^{'}(x+h)-f^{'}(x)}{h} = f^{''}(x)$$

证明结束。

思考 1.1: 读者自己发现类似思考 1.0 的二阶导数,三阶 · · · n 阶 导数极限等式。

第二节
$$\sqrt{1\pm\left(rac{v}{C}
ight)^2}$$
 与 $\frac{1}{\sqrt{1-\left(rac{v}{C}
ight)^2}}$ 的近似在物理学上的应用

定理 1.5:

当
$$\mathbf{v} \ll \mathbf{C}$$
 时: $\sqrt{1\pm\left(\frac{\mathbf{v}}{\mathbf{C}}\right)^2} \approx 1\pm\frac{1}{2}\left(\frac{\mathbf{v}}{\mathbf{C}}\right)^2$

证明定理 1.5:

因为当 v << C 时:

$$\sqrt{1 \pm \left(\frac{v}{C}\right)^2} = 1 \pm \frac{1}{2} \left(\frac{v}{C}\right)^2 - \frac{1}{8} \left(\frac{v}{C}\right)^4 \pm \frac{1}{16} \left(\frac{v}{C}\right)^6 - \frac{5}{128} \left(\frac{v}{C}\right)^8 \pm \cdots$$

当 v << C 时:

$$-\frac{1}{8} \left(\frac{\mathbf{v}}{\mathbf{C}}\right)^4 \pm \frac{1}{16} \left(\frac{\mathbf{v}}{\mathbf{C}}\right)^6 - \frac{5}{128} \left(\frac{\mathbf{v}}{\mathbf{C}}\right)^8 \pm \cdots \approx 0$$

所以: 当 v << C 时:

$$\sqrt{1 \pm \left(\frac{v}{C}\right)^2} \approx 1 \pm \frac{1}{2} \left(\frac{v}{C}\right)^2$$

定理 1.5 证明结束。

定理 1.6:

当
$$v \ll C$$
 时:
$$\frac{1}{\sqrt{1-\left(\frac{v}{C}\right)^2}} \approx 1 + \frac{1}{2}\left(\frac{v}{C}\right)^2$$

证明定理 1.6:

因为当 v << C 时:

$$\frac{1}{\sqrt{1 - \left(\frac{v}{C}\right)^2}} = 1 + \frac{1}{2} \left(\frac{v}{C}\right)^2 + \frac{3}{8} \left(\frac{v}{C}\right)^4 + \frac{5}{16} \left(\frac{v}{C}\right)^6 + \frac{35}{128} \left(\frac{v}{C}\right)^{12} + \cdots$$

当 v << C 时:

$$\frac{3}{8} \left(\frac{v}{C}\right)^4 + \frac{5}{16} \left(\frac{v}{C}\right)^6 + \frac{35}{128} \left(\frac{v}{C}\right)^{12} + \dots \approx 0$$

所以: 当 v << C 时:

$$\frac{1}{\sqrt{1 - \left(\frac{\mathbf{v}}{\mathbf{C}}\right)^2}} \approx 1 + \frac{1}{2} \left(\frac{\mathbf{v}}{\mathbf{C}}\right)^2$$

定理 1.6 证明结束。

应用 1.0:

定理 1.5 推导宏观低速下的物体动能表达式: $E_k \approx \frac{1}{2} \text{mv}^2$

定理 1.6 推导宏观低速下的物体动能表达式: $E_k \approx \frac{1}{2} m_0 v^2$

具体分析过程: 在大学物理课本中我们知道一个常用的物理公式: 物体动能=物体总能量-物体静止时候的核能,该公式在大学物理课本中用数学语言表示为: $E_K=mc^2-m_0c^2$,其中:

$$m = \frac{m_0}{\sqrt{1 - \left(\frac{v}{C}\right)^2}}$$

下面给出两种不同的推导物体动能 E_K 在宏观低速下的形式:

第一种推导方法: 定理 1.6 推导宏观低速下的物体动能表达式(也是大学物理课本上使用的方法)

$$E_{K} = mc^{2} - m_{0}c^{2} \Rightarrow \frac{m_{0}c^{2}}{\sqrt{1 - \left(\frac{v}{C}\right)^{2}}} - m_{0}c^{2} = m_{0}c^{2} \left(\frac{1}{\sqrt{1 - \left(\frac{v}{C}\right)^{2}}} - 1\right)$$

因为是宏观低速,所以物体的速度远远小于光的速度,所以满足条件: v << C, 所以由(定理 1.6) 当 v << C 时:

$$\frac{1}{\sqrt{1-\left(\frac{v}{C}\right)^2}} \approx 1 + \frac{1}{2} \left(\frac{v}{C}\right)^2$$
所以: $E_K = m_0 c^2 \left(\frac{1}{\sqrt{1-\left(\frac{v}{C}\right)^2}} - 1\right) \approx m_0 c^2 \left(1 + \frac{1}{2} \left(\frac{v}{C}\right)^2 - 1\right) = \frac{1}{2} m_0 v^2$
所以: $E_K \approx \frac{1}{2} m_0 v^2$

第二种推导方法: 定理 1.5 推导宏观低速下的物体动能表达式

因为:
$$m = \frac{m_0}{\sqrt{1 - \left(\frac{v}{C}\right)^2}}$$

因为:物体是在宏观低速运动,所以物体的速度远远小于光的速度,所以满足条件: v << C,所以由(定理 1.5)当 v << C 时:

所以:
$$m = \frac{m_0}{\sqrt{1 - \left(\frac{v}{C}\right)^2}} \approx \frac{1 - \frac{1}{2} \left(\frac{v}{C}\right)^2}{1 - \left(\frac{v^2}{2C^2}\right)} = \frac{m_0 C^2}{C^2 - \frac{v^2}{2}}$$
 所以:
$$m \approx \frac{m_0 C^2}{C^2 - \frac{v^2}{2}}, mC^2 - \frac{mv^2}{2} \approx m_0 C^2, \quad mC^2 - m_0 C^2 \approx \frac{1}{2} mv^2$$
 所以:
$$E_k \approx \frac{1}{2} mv^2$$

思考 1.2: 用定理 1.5 推出的动能表达式 和用定理 1.6 推出的动能表达式哪个更精确?哪个的推导过程更加简洁?您有何看法可以和本书作者通过 qq:17104394 交流。

思考 1.3: 用微积分证明下面四个恒等式,其中有些是欧拉首先发现的,本书重复发现了一些:

$$ctgx = \sum_{n=-\infty}^{\infty} \frac{1}{x + n\pi}$$

$$csc x = \sum_{n=-\infty}^{\infty} \frac{(-1)^n}{x + n\pi}$$

$$csc^2 x = \frac{1}{x^2} + 2\sum_{n=1}^{\infty} \frac{x^2 + (n\pi)^2}{(x^2 - (n\pi)^2)^2}$$

$$\frac{1}{\sqrt{e} - 1} = 1.5 + 4\sum_{n=1}^{\infty} \frac{1}{1 + (4n\pi)^2}$$

这四个恒等式都可以用大学里学的微积分知识很容易的证明,但对微积分学没学过的读者可能有些困难,可以通过作者的QQ:17104394 索要证明过程。

第三节 积分与数学建模

问题:一个现实中的现象,一列火车以恒定加速度a,从左到右水平驶过一个村庄,村庄的铁轨边上站着一个静止不动的农夫,火车某一节车厢内的顶部水平放着一面镜子,镜面朝下,与镜面垂直的正下方的车厢底部正好有一个光源,在火车加速到速度v的时刻,该光源垂直对着镜子发射一束激光,已知光的速度是v的时刻,该光源垂直对着镜子发射一束激光,已知光的速度是v,并且规定光在任何不同的参考系内都是恒定不变的速度,求在火车车厢内的人看到的该激光来回一次的时间v1+v2与火车外村庄的铁轨边上站着一个静止不动的农夫观察到的该激光来回一次的时间v1 的关系。解答:首先建立坐标系:

规定将激光垂直射向镜子的方向为x轴,火车行驶方向为y轴。

(a): 当激光垂直射向镜子,并且到达镜子时候的运动方程: 当激光射向镜子的时候,农夫看到的光线是遵守下面两个运动的 叠加: 水平方向从左到右的(y轴),和火车一样以初速度v,加速度a向前行驶,垂直方向(x轴)以恒定不变的速度向上射向镜子。

$$\begin{cases} y = vt_1 + \frac{1}{2}at_1^2 \\ x = ct_1 \end{cases} \Rightarrow y = \frac{vx}{c} + \frac{ax^2}{2c^2} \Rightarrow \frac{dy}{dx} = \frac{v}{c} + \frac{ax}{c^2}$$

由微积分的曲线长度公式知道距离为:

$$L = \int_{\Delta}^{B} \sqrt{1 + \left(\frac{dy}{dx}\right)^2} dx$$

因此在农夫看来,光线在车厢内达到车顶的时间 t₁ 内走了距离:

$$L_1 = \int_{A=0}^{B=ct_1} \sqrt{1 + \left(\frac{v}{c} + \frac{ax}{c^2}\right)^2} dx$$

(b): 由于激光从车厢底部发射,并射到镜面的时候火车已经运行了一段时间 t_1 ,此时火车的速度变为: $v+at_1$,但是激光由于垂直射到镜面,而立刻改变方向由镜面射向地面,水平方向还是以加速度 a,但初速度变为 $v+at_1$,从左向右沿着(x 轴正方向上),遵守的两个运动的叠加,方程如下:

$$\begin{cases} y = (v + at_1)t_2 + \frac{1}{2}at_2^2 \Rightarrow y = (v + at_1)\frac{x}{c} + \frac{1}{2}a\left(\frac{x}{c}\right)^2 \Rightarrow \frac{dy}{dx} = \frac{(v + at_1)}{c} + \frac{ax}{c^2} \end{cases}$$

由微积分的曲线长度公式知道距离为:

$$L = \int_{A}^{B} \sqrt{1 + \left(\frac{dy}{dx}\right)^2} \, dx$$

因此在农夫看来,光线在车顶又被镜子反射会地面的时间 t_2 内走了距离:

$$L_{2} = \int_{A=0}^{B=ct_{2}} \sqrt{1 + \left(\frac{v + at_{1}}{c} + \frac{ax}{c^{2}}\right)^{2}} dx$$

(c): 虽然火车内的人看到激光射向了地面并且观测完了这个过程, 但农夫还没有看到激光射到了地面, 因为农夫剩下多于车厢内的人的观测时间没有用完, 因此虽然激光已经到达地面但它还必须跟随着火车运行一段时间来用掉这段多余的时间后, 农夫才

能看到激光射到地面,这时候的火车和激光 y 向速度达到了 $v+a(t_1+t_2)$,但 x 向速度激光由于已经到达地面没有镜子反射 了速度不存在了,因此激光跟随火车以初速 $v+a(t_1+t_2)$,加速度 a,并且在时间 $T-t_1-t_2$ 时间内运行了距离如下:

$$s = (v + a(t_1 + t_2))(T - t_1 - t_2) + \frac{1}{2}a(T - t_1 - t_2)^2$$

化简得到:
$$s = (T - t_1 - t_2) \left[v + \frac{1}{2} a (T + t_1 + t_2) \right]$$

有了 (a) (b) (c) 的分析,我们可以知道农夫看到的光线实际上走的距离是 L_1+L_2+s ,而光线在农夫看来走的这段距离用的时间是T,而光速是不变的c,所以可以得到下面的方程:

$$L_1 + L_2 + s = cT$$

将前面的结果代入可以得到:

$$\int_{0}^{ct_{1}} \sqrt{1 + \left(\frac{v}{c} + \frac{ax}{c^{2}}\right)^{2}} dx + \int_{0}^{ct_{2}} \sqrt{1 + \left(\frac{v + at_{1}}{c} + \frac{ax}{c^{2}}\right)^{2}} dx + \left(T - t_{1} - t_{2}\right) \left[v + \frac{1}{2}a\left(T + t_{1} + t_{2}\right)\right]$$

$$= cT$$

注意:这个方程中的 t₁,t₂是车厢内人看到光来回一次的真实时间,T 是农夫观测光一个来回所用的观测的虚幻时间。而且这个方程告诉我们加速度和速度都可以让时间发生虚幻的改变,而且加速度有可能是人类制造时空机器的唯一途径,因为速度是需要使用接近无限的能量来获取达到接近光速的速度时,从而才会有明显的虚幻效果,而加速度仅仅需要的是能提供超强引力场的大质量黑洞来获得,这在工程上是比提高速度更能实际实现的。

显然如果当火车的初速度为 v,加速度 a 为 0 的时候该方程化为:

$$\sqrt{1+\left(\frac{v}{c}\right)^2}\left(ct_1\right) + \sqrt{1+\left(\frac{v}{c}\right)^2}\left(ct_2\right) + \left(T-t_1-t_2\right)v = cT$$

进一步化简可以得到:

$$T = \frac{\left(\sqrt{c^2 + v^2} - v\right)(t_1 + t_2)}{c - v}$$

这个结论可以明确的告诉我们,在匀速运动的火车的车厢内的人看到的光线上下运行来回一次的时间是 t_1+t_2 ,对车内的人来说这是光线来回一次所需的真实的时间,而农夫看到的光线来回一次的真实时间是 T , T 对于时间 t_1+t_2 来说是虚幻时间,它们之间在火车和农夫的相对速度存在的时候是不相等的,只有当火车和农夫之间的相对速度为 0 的时候才能相等,换句话说农夫要想测量到真实的时间必须和火车的速度完全一样才行。读者也可以从数学表达式上来看:

$$T = \frac{\left(\sqrt{c^2 + v^2} - v\right)\left(t_1 + t_2\right)}{c - v}$$

显然可以看出: $T \ge t_1 + t_2$, 且当: v = 0的时候, 取等号。而如果令 $t_1 + t_2 = t$, 是火车内的真实时间, T 是农夫的观测的火车内的时间则是虚幻时间, 关系如下:

$$T = \frac{\left(\sqrt{c^2 + v^2} - v\right) t}{c - v}$$

因此同一物理事件, 在不同的参考系, 观察出来的时间是不同的。

进一步分析: 如果以速度 v 匀速运动的火车车厢内的人去测 量农夫身边的一段铁轨的长度,显然车厢内的人会将车厢通过该 段铁轨的长度通过关系式: 1= vt 计算出来, 而农夫来测量火车经 过这段铁轨的距离会通过关系式: L=vT 计算出来, 所以:

再由:
$$\frac{1}{L} = \frac{t}{T}$$

$$\frac{t}{T} = \frac{c - v}{\left(\sqrt{c^2 + v^2} - v\right)}$$
 所以:
$$1 = \frac{\left(c - v\right) L}{\sqrt{c^2 + v^2} - v}$$

显然1≤L,车厢内的人测量到的铁轨对他来说是真实的长度但是 相对于农夫测量的铁轨长度却变短了, 因为农夫测量到的长度对 火车上来的人来说是虚幻的长度,换句话说,当你以速度 v 匀速 运动时候, 你看到的物体都会变短, 这个长度是对你是真实的, 但对农夫来说却是虚幻的, 在质量下也存在这种虚幻性, 但具体 分析就留给读者,只给出结果,当你在以速度 v 运动的火车上看 到车外的物体的质量都会变大即质量膨胀了,但被观测的物体本 身观测自己的时候得到的是真实的质量,而你所看到的物体在观 察你到时候,虽然你自己的质量对你自己测量是真实的,但是他 们会觉得你的质量变大了即你的质量也膨胀了,对他们来说看到 的是你的虚幻的质量, 但这也不是你所能改变的事实, 对他们来 说测量你的质量 M 和你真实的质量 m 满足关系:

$$M = \frac{\left(\sqrt{c^2 + v^2} - v\right)m}{c - v}$$

最后抽象出农夫列车问题的数学内涵,而抛开可以分析清楚但又容易让人误解的相对性观测方式的具体探讨,而从数学上抽象出下面的容易让人理解并符合客观真实的三个基本:时间,质量和尺度的数学模型:

$$T = \frac{\left(\sqrt{c^2 + v^2} - v\right)t}{c - v}, M = \frac{\left(\sqrt{c^2 + v^2} - v\right)m}{c - v}, L = \frac{\left(c - v\right)l}{\sqrt{c^2 + v^2} - v}$$

注意: 上面的公式中 t,m,l 是物体在和对其观测的观测者之间的相对运动速度为 0 时候的静止测量数值,而 T,M,L 则是物体在和对其观测的观测者之间的相对运动速度为 v 时候的运动测量数值。现在我们由上面的质量公式:

$$M = \frac{\left(\sqrt{c^2 + v^2} - v\right)m}{c - v}$$

开始由纯粹的数学理性来获得理论物理中,动能,动量和牛顿第二定理的虚幻和真实相对的数学模型。具体步骤如下:

因为首先推导动能表达式(使用条件: v << C 和定理 1.5):

$$\begin{split} M &= m \bigg(\frac{\sqrt{C^2 + v^2} - v}{C - v} \bigg) = \frac{mC^2}{(C - v) \Big(\sqrt{C^2 + v^2} + v \Big)} = \frac{mC^2}{(C - v) C \sqrt{1 + \Big(\frac{v}{C} \Big)^2 + (C - v) v}} \\ \\ \mathfrak{M} & \bowtie \frac{mC^2}{(C - v) C \Big(1 + \frac{1}{2} \Big(\frac{v}{C} \Big)^2 \Big) + (C - v) v} = \frac{m}{1 - \frac{1}{2} \Big(\frac{v}{C} \Big)^2 - \frac{1}{2} \Big(\frac{v}{C} \Big)^3} \\ & \Rightarrow M C^2 - mC^2 \approx \frac{1}{2} M v^2 \left(1 + \frac{v}{C} \right) \end{split}$$
所以动能:
$$E = \frac{1}{2} M v^2 \left(1 + \frac{v}{C} \right)$$

再用反演技巧推导牛顿第二定理与动量的虚幻表达式: 因为:

$$E = \int\limits_0^v M \frac{dv}{dt} \left(\frac{3v}{2C} + 1 \right) v dt = \int\limits_0^v M \left(\frac{3v^2}{2C} \right) dv + \int\limits_0^v Mv dv = \frac{1}{2} Mv^2 \left(1 + \frac{v}{C} \right)$$

所以:得到牛顿第二定理的虚幻表达式:

$$F = M \frac{dv}{dt} \left(\frac{3v}{2C} + 1 \right)$$

又因为:

$$F = \frac{dP}{dt}$$

所以: 得到动量的虚幻表达式

得到: $P = Mv \left(\frac{3v}{4C} + 1 \right)$

因此我们得到了下面三个基本的合外力,动能,动量的理论物理基础的数学模型如下:

$$F = M \frac{dv}{dt} \left(\frac{3v}{2C} + 1 \right), \quad E = \frac{1}{2} M v^2 \left(1 + \frac{v}{C} \right), \quad P = M v \left(\frac{3v}{4C} + 1 \right)$$

再次使用条件: v << C

所以:
$$M \approx m$$
, $\left(\frac{3v}{2C} + 1\right) \approx 1$, $\left(1 + \frac{v}{C}\right) \approx 1$, $\left(\frac{3v}{4C} + 1\right) \approx 1$

所以:
$$F \approx m \frac{dv}{dt}$$
, $E \approx \frac{1}{2} mv^2$, $P \approx mv$

注意:这样就获得了我们熟知的牛顿力学的基础公式。

由于光子没有静止质量,因此光子没有静止动量,而只有运动动量,所以它的动量表达式: $P = \frac{7h}{42}$

推导过程如下:

因为:
$$P = Mv \left(\frac{3v}{4C} + 1 \right)$$

因为: v=C

所以:
$$P = Mv \left(\frac{3v}{4C} + 1 \right) = MC \left(\frac{3C}{4C} + 1 \right) = \frac{7}{4}MC$$

因为:
$$E = \frac{1}{2}Mv^2\left(1 + \frac{v}{C}\right)$$

因为: v=C

所以:
$$E = \frac{1}{2}Mv^2\left(1 + \frac{v}{C}\right) = \frac{1}{2}MC^2\left(1 + \frac{C}{C}\right) = MC^2$$

因为:
$$E = \frac{hC}{\lambda}$$

所以:
$$MC^2 = \frac{hC}{\lambda}$$
 , 所以: $MC = \frac{h}{\lambda}$

所以:
$$P = \frac{7}{4}MC = \frac{7h}{4\lambda}$$

证明结束。

但加速度,平均速度,这些都不存在相对性的虚幻表达式, 因为这些是理论物理的原始定义,这再次说明数学是人类唯一可 以信任的绝对真实理性有唯一标准的科学,而物理的虚幻和真实 却是相对的。下面让我们从虚幻的物理世界回到可爱真实的数学世界,进入第二章的学习。



本章补充:

引力红移:引力红移是天文物理的一个非常重要的基础问题,是 指光线经过恒星表面的引力场时波长会变长,且由于光速不变, 频率则会变小,其价值被用于精确估算恒星的大小和质量,下面 给出引力红移数学表达式推导:

$$\begin{split} v &= \omega r \quad \text{,} \quad \varphi = \frac{-\omega^2 r^2}{2} \text{ ,} \quad \varphi = \frac{-GM}{r} \text{ ,} \quad f = f_0 \Biggl(\frac{c - v}{\sqrt{c^2 + v^2} - v} \Biggr) \\ \text{Fig.} \quad f &= f_0 \Biggl(1 - \frac{1}{2} \biggl(\frac{v}{c} \biggr)^2 - \frac{1}{2} \biggl(\frac{v}{c} \biggr)^3 \Biggr) = f_0 \Biggl(1 + \frac{\varphi}{c^2} + \frac{\varphi \sqrt{-2\varphi}}{c^3} \Biggr) \\ \Rightarrow \frac{f_0 - f}{f_0} = - \biggl(\frac{\varphi}{c^2} + \frac{\varphi \sqrt{-2\varphi}}{c^3} \biggr) = \frac{GM}{rc^2} \Biggl(1 + \frac{\sqrt{2GMr}}{rc} \Biggr) \end{split}$$

对于恒星而言,不可能得到可靠的计算结果,因为恒星的质量 M 和半径 r 一般都是未知的,但是对于太阳,由于其质量 M 和半径 r 已知,则可以通过 $\frac{GM}{rc^2} \left(1 + \frac{\sqrt{2GMr}}{rc}\right)$ 算出光线频率红向移动的偏

移率。

补完。

第二章 代数方程

第一节 一元 n 次方程 $x^n + px + q = 0$

定理 2.0:

如果方程: $x^n+px+q=0$ 有解: x=A,则方程 $x^n-px^{n-1}=\left(-q\right)^{n-1}$ 有解: $x=A^{n-1}+p$ 。

定理 2.0 可以告诉我们代数方程很多对称性。

例如: $x^5 + 13x + 17 = 0$ 有解: x = A,则方程 $x^5 - 13x^4 - 17^4 = 0$ 有解: $x = A^4 + 13$

定理 2.0 的证明如下:

因为:将单个的方程: $x^n + px + q = 0$ 等效为下面的方程组:

$$\begin{cases} x^{n} + ax = 0 \\ bx + q = 0 \\ a + b = p \end{cases}$$

并继续等效下去:

所以: $\begin{cases} x^n + ax = 0 \Rightarrow x (x^{n-1} + a) = 0 \\ bx + q = 0 \Rightarrow b^{n-1}x^{n-1} = (-q)^{n-1} \\ a + b = p \Rightarrow -a = b - p \end{cases}$

所以:
$$\begin{cases} x^n + ax = 0 \Rightarrow x^{n-1} = -a \\ bx + q = 0 \\ a + b = p \end{cases}$$
所以:
$$\begin{cases} x^n + ax = 0 \\ bx + q = 0 \Rightarrow b^{n-1} (-a) = (-q)^{n-1} \\ a + b = p \end{cases}$$
所以:
$$\begin{cases} x^n + ax = 0 \\ bx + q = 0 \Rightarrow b^{n-1} (b - p) = (-q)^{n-1} \\ a + b = p \end{cases}$$
所以:
$$\begin{cases} x^n + ax = 0 \\ bx + q = 0 \Rightarrow b^n - pb^{n-1} = (-q)^{n-1} \\ a + b = p \\ b = p - a = p + x^{n-1} \end{cases}$$

所以:通过方程: $x^n + px + q = 0$ 通过等效变换得到一个新的方程: $b^n - pb^{n-1} = (-q)^{n-1}$, 这个新的方程的根: $b = p + x^{n-1}$, 即新方程的根等于老方程的根的 n-1 次方加上 p。

所以:如果方程: $x^n + px + q = 0$ 有解:x = A,则方程 $x^n - px^{n-1} = (-q)^{n-1}$ 有解: $x = A^{n-1} + p$ 。其中:两个方程中的p,q完全相同。

所以定理 2.0 成立。证完!

定理 2.0 给出一个明显的推论说如果已知方程: $x^n + ax^{n-1} + b = 0$ 有通解公式并知道通解公式的具体形式,则: $x^n + px + q = 0$ 也有通解公式,且后者的通解公式可以通过前者的通解公式获得。

推论 2.0: 如果_n 为正奇数,如果方程: $\mathbf{x}^n + \mathbf{p}\mathbf{x} + (\mathbf{q})^{\frac{1}{n-1}} = 0$ 有解: $\mathbf{x} = \mathbf{A}$, $\mathbf{x}^n + \mathbf{p}\mathbf{x} - (\mathbf{q})^{\frac{1}{n-1}} = 0$ 有解: $\mathbf{x} = \mathbf{B}$,则方程 $\mathbf{x}^n - \mathbf{p}\mathbf{x}^{n-1} = \mathbf{q}$ 有解: $\mathbf{x}_1 = \mathbf{A}^{n-1} + \mathbf{p}$, $\mathbf{x}_2 = \mathbf{B}^{n-1} + \mathbf{p}$ 。 其中: 两个方程中的 \mathbf{p} , \mathbf{q} 完全相同。

推论 2.1: 如果 n 为正偶数,如果方程: $\mathbf{x}^n + \mathbf{p}\mathbf{x} - (\mathbf{q})^{\frac{1}{n-1}} = 0$ 有解: $\mathbf{x} = \mathbf{A}$,则方程 $\mathbf{x}^n - \mathbf{p}\mathbf{x}^{n-1} = \mathbf{q}$ 有解: $\mathbf{x} = \mathbf{A}^{n-1} + \mathbf{p}$ 。其中: 两个方程中的 p,q 完全相同。

推论 2.0 和推论 2.1 说明:如果方程: $x^n + px + q = 0$ 有通解公式,并知道通解公式的具体形式,则方程: $x^n + ax^{n-1} + b = 0$ 也有通解公式,且后者的通解公式可以通过前者的通解公式获得。



思考 2.0: 用伽罗华群理论证明: 方程: $x^5 + px + q = 0$ 是否存在一般情况下根式解?

第二节 一元 n 次方程 $x^n + px^{n-1} = q$

分析:

由: 方程:
$$x^n + px^{n-1} = q$$
, 则有: $x^{n-1}(x+p) = q$

所以:
$$x = \frac{q}{x^{n-1}} - p$$

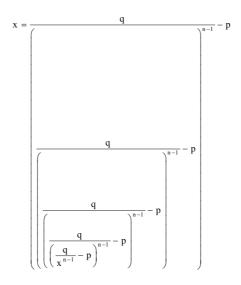
所以:
$$x = \frac{q}{\left(\frac{q}{x^{n-l}} - p\right)^{n-l}} - p$$

所以:
$$x = \frac{q}{\left(\frac{q}{\left(\frac{q}{x^{n-1}} - p\right)^{n-1}} - p\right)} - p$$

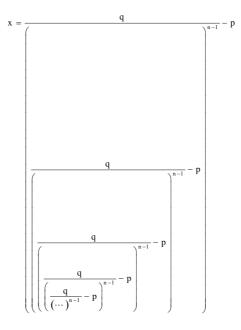
所以:

$$x = \frac{q}{\left(\frac{q}{\left(\frac{q}{x^{n-1}} - p\right)^{n-1}} - p}\right)^{n-1}} - p$$

所以:



所以:



:

无限迭代

结论: -元n次方程 $\mathbf{x}^{n}+\mathbf{p}\mathbf{x}^{n-1}=\mathbf{q}$ 的解可以由 无限迭代连续分式形式表示。

分析结束。

定理 2.1:

如果方程: $x^n + px^{n-2} + q = 0$ 有解: x = A ,则方程: $x^n = p^n \left(q - x \right)^{n-2}$ 有解: $x = A^n + q$ 。

定理 2.1 证明如下:

因为:将单个方程: $x^n + px^{n-2} + q = 0$ 等效为下面的方程组

$$\begin{cases} x^{n} + a = 0 \\ px^{n-2} + b = 0 \\ a + b = q \end{cases}$$

所以: $\begin{cases} x^n + a = 0 \Rightarrow x^n = -a \\ px^{n-2} + b = 0 \Rightarrow p\frac{x^n}{x^2} = -b \\ a + b = q \Rightarrow a - q = -b \end{cases}$

所以: $\begin{cases} x^n + a = 0 \\ px^{n-2} + b = 0 \Rightarrow bx^2 = ap \\ a + b = q \end{cases}$

所以:
$$\begin{cases} x^n + a = 0 \\ px^{n-2} + b = 0 \Rightarrow b(a^2)^{\frac{1}{n}} = ap \\ a + b = q \end{cases}$$

所以:
$$\begin{cases} x^n + a = 0 \\ px^{n-2} + b = 0 \Rightarrow b^n (a^2) = p^n a^n \\ a + b = q \end{cases}$$

所以:
$$\begin{cases} x^n + a = 0 \\ px^{n-2} + b = 0 \Rightarrow b^n = p^n a^{n-2} \\ a + b = q \end{cases}$$

所以:
$$\begin{cases} x^n + a = 0 \\ px^{n-2} + b = 0 \Rightarrow b^n = p^n (q - b)^{n-2} \\ a + b = q \\ b = q - a = q + x^n \end{cases}$$

所以: 通过方程: $x^n+px^{n-2}+q=0$ 通过等效变换得到一个新的方程: $b^n=p^n\left(q-b\right)^{n-2}$,这个新的方程的根: $b=q+x^n$,即新方程的根等于老方程的根的 n 次方加上 q

所以: 如果方程: $x^n + px^{n-2} + q = 0$ 有解: x = A ,则方程: $x^n = p^n \left(q - x\right)^{n-2}$ 有解: $x = A^n + q$

所以定理 2.1 成立,证明结束。

例如: 用定理 2.1 可以证明下面的平凡恒等式成立:

$$\left(\log_{\pm\sqrt{\frac{-pn}{n+q}}}^{n}\right)\ln\left(n+q\right) = \left(\log_{\pm\sqrt{\frac{-pn}{n+q}}}^{n}\right)\ln p + \left(\log_{\pm\sqrt{\frac{-pn}{n+q}}}^{n} - 2\right)\ln\left(-n\right)$$

例如: 高次方程: $x^6 - p^6x^2 - 2p^6qx - p^6q^2 = 0$ 有解:

$$x = \left(\frac{27q^2}{2} + p^3 - \frac{q}{2}\sqrt{729q^2 + 108p^3}\right)^{\frac{1}{3}} \left(\frac{q}{2} + \sqrt{\frac{q^2}{4} + \frac{p^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} + \left(\frac{q}{2} - \sqrt{\frac{q^2}{4} + \frac{p^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} \left(\frac{27q^2}{2} + p^3 + \frac{q}{2}\sqrt{729q^2 + 108p^3}\right)^{\frac{1}{3}}$$

定理 2.2:

如果方程: $x^5 + px + q = 0$ 有两个不同的解: $x_1 = w$, $x_2 = k$, 并且已知 A, A满足: k - w = A, 则 k 的解析表达式必是:

$$\frac{A}{2} \pm \frac{\sqrt{-25A^2 \pm 10\sqrt{5A^4 - 20p}}}{10}$$

四者中之一

本定理的证明在本章思考 2.2 中给出详细过程,读者可以先思考一下如何证明,实在想不出来就去看思考 2.2 的答案。

定理 2.3: $x^n + px^{kn} = q$ 有解:

$$x = cos\left(\frac{2\pi + 2mk\pi}{kn}\right) + i sin\left(\frac{2\pi + 2mk\pi}{kn}\right)$$

其中:

$$k = \frac{2\pi i}{\ln\left(\frac{q}{p+1}\right)} + 1 ; m = \frac{\ln\left(\frac{p+1}{q}\right)}{\frac{4\pi^2}{\ln\left(\frac{q}{p+1}\right)} - 2\pi i}$$

下面证明定理 2.3:

构造方程:

$$x^{n} + px^{kn} = p(\cos 2mk\pi + i\sin 2mk\pi) + \cos\left(\frac{2\pi}{k} + 2m\pi\right) + i\sin\left(\frac{2\pi}{k} + 2m\pi\right)$$

显然该方程有解:

$$x = cos\left(\frac{2\pi + 2mk\pi}{kn}\right) + i sin\left(\frac{2\pi + 2mk\pi}{kn}\right)$$

令:
$$2mk\pi = \frac{2\pi}{k} + 2m\pi$$
, 所以: $2mk^2\pi = 2\pi + 2mk\pi$

所以:
$$(p+1)e^{i2mk\pi} = q$$

所以:
$$e^{i2mk\pi} = \frac{q}{p+1}$$

所以:
$$i2mk\pi = ln \frac{q}{p+1}$$

所以:
$$2mk\pi = \frac{\ln\frac{q}{p+1}}{i} = i \ln\frac{p+1}{q}$$

所以:
$$ki \ln \frac{p+1}{q} = 2\pi + i \ln \frac{p+1}{q}$$
 所以:
$$k = \frac{2\pi}{i \ln \frac{p+1}{q}} + 1 = \frac{2\pi i}{\ln \frac{q}{p+1}} + 1$$
 所以:
$$m = \frac{i \ln \frac{p+1}{q}}{2\pi k} = \frac{\ln \frac{p+1}{q}}{\frac{4\pi^2}{p+1}} - 2\pi i$$

证明结束。

定理 2.4:

 $x^{kt}+px^k+q=0$,有解 x=A,则方程: $x^t-px^{t-1}=\left(-q\right)^{t-1}$ 有解: $x=A^{kt-k}+p$

(证明仿效定理 2.0, 略去)。

定理 2.4 也可以告诉我们代数方程很多对称性。

例如: 当: $k = \log_{x}^{y}$, t = n 时, $y^{n} + py + q = 0$, 有解 y = A,

则方程: $x^n - px^{n-1} = (-q)^{n-1}$ 有解: $x = A^{n-1} + p$ 。

例如: 当: $t = \log_{x}^{y}$ 时, 方程: $y^{k} + px^{k} + q = 0$ 有解:

$$x = A = \left(\frac{-q - y^k}{p}\right)^{\frac{1}{k}}$$

则方程: $x^{\log_A^y} - px^{\log_A^y - 1} = (-q)^{\log_A^y - 1}$

有解: $x = \left(\frac{y}{A}\right)^k + p = \frac{y^k p}{-q - y^k} + p = \frac{pq}{q + y^k}$

所以:
$$\left(\frac{pq}{q+y^k}\right)^{\log^y \choose \frac{p-y^k}{p}^{\frac{1}{k}}} - p\left(\frac{pq}{q+y^k}\right)^{\log^y \choose \frac{p-y^k}{p}^{\frac{1}{k}}}^{-1} = \left(-q\right)^{\log^y \choose \frac{p-y^k}{p}^{\frac{1}{k}}}^{-1}$$
 例如:
$$\left(\frac{1}{2}\right)^{\log^1 - 2} - \left(\frac{1}{2}\right)^{\log^1 - 2} = \left(-1\right)^{\log^1 - 2}$$

$$\left(\frac{1}{0}\right)^{\log^{-1} - 1} = \left(-1\right)^{\log^{-1} - 1}$$

思考 2.1: 用方程: $x^5 + x + 1 = 0$ 判断下面结论是否正确:

方程:
$$x^5 + px + q = 0$$
 的解是: $x = y - \frac{q}{p}$

其中: y 是方程:
$$y^4 \left(1 + \frac{5q}{p}\right) - \frac{10q^2}{p^2}y^3 + \left(p + \frac{10q^3}{p^3}\right)y^2 - \frac{5q^4}{p^4}y + \frac{q^5}{p^5} = 0$$

的其中一个根。或者: y是方程:

$$y^4\!\!\left(\frac{5q}{p}\right)\!\!-\!\frac{10q^2}{p^2}y^3+\!\!\left(p\!+\!\frac{10q^3}{p^3}\right)\!\!y^2-\!\!\left(\frac{5q^4}{p^4}\!+\!p\right)\!\!y\!+\!\frac{q^5}{p^5}\!=\!0$$
的其中一个根。

思考 2.2: 证明定理 2.2: (为了减轻读者负担下面给出证明)

证明:因为已知:k-w=A,所以:k=A+w

因为方程: $x^5 + px + q = 0$ 有两个不同的解: $x_1 = w$, $x_2 = k$

所以: $w^5 + pw + q = 0$, $k^5 + pk + q = 0$

所以: $(A+w)^5 + p(A+w) + q = 0$

所以: $A^5 + 5A^4w + 10A^3w^2 + 10A^2w^3 + 5Aw^4 + w^5 + pA + pw + q = 0$

所以: $A^5 + 5A^4w + 10A^3w^2 + 10A^2w^3 + 5Aw^4 + pA = 0$

因为: $w \neq k$, k-w=A, 所以: $A \neq 0$

所以: $A^4 + 5A^3w + 10A^2w^2 + 10Aw^3 + 5w^4 + p = 0$

所以一元四次方程: $5x^4 + 10Ax^3 + 10A^2x^2 + 5A^3x + A^4 + p = 0$ 的根是 w,

所以: k 是必是
$$\frac{A}{2} \pm \frac{\sqrt{-25A^2 \pm 10\sqrt{5A^4 - 20p}}}{10}$$
 四者中之一

证明结束。

进一步思考: 因为:
$$w^5 + pw + q = 0$$
, 所以: $-p = \frac{w^5 + q}{w}$, 又因

为:
$$k$$
 必是 $\frac{A}{2} \pm \frac{\sqrt{-25A^2 \pm 10\sqrt{5A^4 - 20p}}}{10}$ 四者中之一,所以: k 必

是
$$\frac{A}{2} \pm \frac{\sqrt{-25A^2 \pm 10\sqrt{5A^4 + 20\left(\frac{w^5 + q}{w}\right)}}}{10}$$
 四者中之一,因为 w 求出: 必

是
$$-\frac{A}{2} \pm \frac{\sqrt{-25A^2 \pm 10\sqrt{5A^4 - 20p}}}{10}$$
 四者中之一,所以: k 必是

$$\underbrace{\frac{A}{2}\pm \frac{10}{5A^{2}\pm10} \left[5A^{4}+20 \left(-\frac{A}{2}\pm \frac{\sqrt{-25A^{2}\pm10\sqrt{5A^{4}-20p}}}{10} \right)^{4} + \frac{q}{\left(-\frac{A}{2}\pm \frac{\sqrt{-25A^{2}\pm10\sqrt{5A^{4}-20p}}}{10} \right)} \right]} = \underbrace{\frac{A}{2}\pm \frac{10}{10}}$$

四者中之一,方程的任意系数 q,p 都在这个复杂的关于方程的根 k 的表达式中出现了。再由伽罗华的理论,我们可知:一般高次方程的两根之差没有根式表达式,否则一般高次就存在根式解了。

第三节 经典回顾:
$$x^3 + px + q = 0$$

分析:

三次方程: $x^3 + px + q = 0$, 让 $x = k \sin \theta, k \neq 0$

 $(k \sin \theta)^3 + pk \sin \theta + q = 0$, 整理成:

$$\left(\sin\theta\right)^3 + \frac{p\sin\theta}{k^2} + \frac{q}{k^3} = 0\tag{0}$$

由三倍角公式:

 $\sin 3\theta = 3\sin \theta - 4\sin^3 \theta$, 整理成:

$$\sin^3\theta - \frac{3\sin\theta}{4} + \frac{\sin 3\theta}{4} = 0 \tag{1}$$

对比 (0) 和 (1) 可得: $\frac{p}{k^2} = -\frac{3}{4}, \frac{q}{k^3} = \frac{\sin 3\theta}{4}$

所以:

$$k = \pm 2i\sqrt{\frac{p}{3}} \tag{2}$$

所以:

$$\sin 3\theta = \frac{4q}{\left(\pm 2i\sqrt{\frac{p}{3}}\right)^3} = \frac{q}{\mp 2i\sqrt{\frac{p^3}{27}}} = \pm \frac{qi}{2}\sqrt{\frac{27}{p^3}}$$
 (3)

接下来关键一步

由欧拉公式:

$$\sin 3\theta = \frac{e^{i3\theta} - e^{-i3\theta}}{2i} \tag{4}$$

由: (3) = (4) 得到:

$$\sin 3\theta = \frac{e^{i3\theta} - e^{-i3\theta}}{2i} = \pm \frac{qi}{2} \sqrt{\frac{27}{p^3}}$$

整理得:

$$e^{i3\theta} - e^{-i3\theta} \pm q \sqrt{\frac{27}{p^3}} = 0 \tag{5}$$

$$e^{i3\theta} = t$$
 ,则: $e^{-i3\theta} = \frac{1}{t}$

则: (5) 化为:

$$t - \frac{1}{t} \pm q \sqrt{\frac{27}{p^3}} = 0$$

方程两边同乘以t,进一步将(5)化为一元二次方程:

$$t^2 \pm q \sqrt{\frac{27}{p^3}} t - 1 = 0$$

所以求解该一元二次方程获得:

$$t = \frac{\mp q \sqrt{\frac{27}{p^3}} \pm \sqrt{\frac{27q^2}{p^3} + 4}}{2}$$

即:

$$e^{i3\theta} = \frac{\mp q \sqrt{\frac{27}{p^3}} \pm \sqrt{\frac{27q^2}{p^3} + 4}}{2}$$
 (6)

对(6)两边取对数:

$$i3\theta = ln \left(\frac{\mp q\sqrt{\frac{27}{p^3}} \pm \sqrt{\frac{27q^2}{p^3} + 4}}{2} \right)$$

所以:

$$\ln \left(\frac{\mp q \sqrt{\frac{27}{p^3}} \pm \sqrt{\frac{27q^2}{p^3} + 4}}{2} \right)$$

$$\theta = \frac{3i}{2}$$
(7)

由 (2) 和 (7):

得到: $x^3 + px + q = 0$ 方程的根为:

$$x = k \sin \theta = \pm 2i \sqrt{\frac{p}{3}} \sin \left(\frac{\ln \left(\frac{\mp q \sqrt{\frac{27}{p^3}} \pm \sqrt{\frac{27q^2}{p^3} + 4}}{2} \right)}{2} \right), \quad p \neq 0$$
(8)

进一步分析 (8) 与 卡丹公式的关系:

将(2):
$$k = \pm 2i\sqrt{\frac{p}{3}}$$
 和 欧拉公式: $\sin\theta = \frac{e^{i\theta} - e^{-i\theta}}{2i}$

代入 $x = k \sin \theta$ 得到:

$$x = \pm 2i\sqrt{\frac{p}{3}} \left(\frac{e^{i\theta} - e^{-i\theta}}{2i} \right) \tag{9}$$

再将(7)代入(9)中得到:

$$x = \pm 2i\sqrt{\frac{p}{3}} \begin{pmatrix} \ln\left(\frac{\mp q\sqrt{\frac{27}{p^3}} \pm \sqrt{\frac{27q^2}{p^3}} + 4}{2}\right) & \ln\left(\frac{\mp q\sqrt{\frac{27}{p^3}} \pm \sqrt{\frac{27q^2}{p^3}} + 4}{2}\right) \\ \frac{e^{i}}{3i} & -e^{-i} & 3i \end{pmatrix} \\ 2i & \\ \end{pmatrix}$$

化简得:

$$x = \pm \sqrt{\frac{p}{3}} \left(\frac{\mp q \sqrt{\frac{27}{p^3}} \pm \sqrt{\frac{27q^2}{p^3} + 4}}{2} \right)^{\frac{1}{3}} - \left(\frac{\mp q \sqrt{\frac{27}{p^3}} \pm \sqrt{\frac{27q^2}{p^3} + 4}}{2} \right)^{\frac{-1}{3}} \right)$$

$$= \left(\frac{-q}{2} + \sqrt{\frac{q^2}{4} + \frac{p^3}{27}} \right)^{\frac{1}{3}} - \frac{\frac{p}{3}}{\left(\frac{-q}{2} + \sqrt{\frac{q^2}{4} + \frac{p^3}{27}} \right)^{\frac{1}{3}}}$$

进一步化简:

$$x = \left(\frac{-q}{2} + \sqrt{\frac{q^2}{4} + \frac{p^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} + \left(\frac{-q}{2} - \sqrt{\frac{q^2}{4} + \frac{p^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}}$$

看到卡丹公式的身影了!

总结论:(1)卡丹公式可由欧拉方程和正弦函数三倍角公式获得。

(2) 得到: $x^3 + px + q = 0$ 方程的复根公式为:

$$x = \pm 2i\sqrt{\frac{p}{3}}\sin\left(\frac{\ln\left(\frac{\mp q\sqrt{\frac{27}{p^3}}\pm\sqrt{\frac{27q^2}{p^3}+4}}{2}\right)}{3i}\right), \quad p \neq 0$$

分析结束。

定理 2.5:

$$x^3-px^2=q$$
 有解:

$$x = \left(\frac{\sqrt{q}}{2} + \sqrt{\frac{q}{4} + \frac{p^3}{27}}\right)^{\frac{2}{3}} + \left(\frac{\sqrt{q}}{2} - \sqrt{\frac{q}{4} + \frac{p^3}{27}}\right)^{\frac{2}{3}} + \frac{p}{3}$$

证明略,读者自己完成,提示证明用定理 2.0 的推论 2.0 并配合卡丹公式完成。

定理 2.6:

$$x^{n} + \left(b - \left(\frac{-q}{b}\right)^{n-1}\right)x + q = 0$$
 有解: $x = \frac{-q}{b}$ 。

例如: $x^{5} + \left(13 - \frac{17^{4}}{13^{4}}\right)x + 17 = 0$,有解: $x = \frac{-17}{13}$ 。

定理 2.7:

$$x^{n} + px + q = 0$$
 有解: $x = \frac{-q}{b}$ 或者 $x = (-a)^{\frac{1}{n-1}}$, a, b 满足:
$$\begin{cases} b^{n-l}a = -(-q)^{n-l} \\ b + a = p \end{cases}$$

下面证明定理 2.7:

因为:将单个的方程: $x^n + px + q = 0$ 等效为下面的方程组:

$$\begin{cases} bx + q = 0 \\ a + b = p \end{cases}$$
$$\begin{cases} x^{n-1} = -a \\ b^{n-1}a = -(-q)^{n-1} \Rightarrow -a = \left(\frac{-q}{b}\right)^{n-1} \end{cases}$$

 $\begin{cases} x^{n-1} = -a \\ b^{n-1}a = -(-q)^{n-1} \Rightarrow -a = \left(\frac{-q}{b}\right)^{n-1} \\ b + a = p \end{cases}$ 所以:

所以:
$$x = (-a)^{\frac{1}{n-1}}$$
或者: $x = \frac{-q}{b}$

所以: $x^n + px + q = 0$ 有解: $x = \frac{-q}{b}$ 或者 $x = (-a)^{\frac{1}{n-1}}$, a, b 满足:

$$\begin{cases} b^{n-l}a = -(-q)^{n-l} \\ b+a = p \end{cases}$$

证明结束!

从定理 2.7 也可以看出来,之所以高次方程不能找到易于理解而且简单通用的解析解公式,都是因为方程组中第一个方程的b的次幂与a的次幂不相同,因此导致该方程组不能使用一元二次方程的性质来求解,这是非常遗憾的事情,也是导致世界如此复杂和奇妙的根源。



思考 2.3: 用卡丹公式证明下面的恒等式:

$$d = \left(\frac{kd}{2} + \sqrt{\frac{k^2d^2}{4} + \frac{\left(k - d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} + \left(\frac{kd}{2} - \sqrt{\frac{k^2d^2}{4} + \frac{\left(k - d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}}$$

为了减轻读者负担,这里给出思考 2.5 的证明:

证明: 构造一个三次方程: $x^3 + (k-d^2)x - kd = 0$

显然该方程的根:

$$x = d$$

而应用卡尔丹公式求解会得到:

$$x = \left(\frac{kd}{2} + \sqrt{\frac{k^2d^2}{4} + \frac{\left(k - d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{3}{4}} + \left(\frac{kd}{2} - \sqrt{\frac{k^2d^2}{4} + \frac{\left(k - d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{3}{3}}$$

$$\text{FILL:} \quad d = \left(\frac{kd}{2} + \sqrt{\frac{k^2d^2}{4} + \frac{\left(k - d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} + \left(\frac{kd}{2} - \sqrt{\frac{k^2d^2}{4} + \frac{\left(k - d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}}$$

所以: 思考 2.3 成立, 证明结束!

思考 2.4: 用卡丹公式和一元二次方程证明下面的恒等式:

$$d = \left(4kd + \sqrt{16k^2d^2 + \frac{\left(4k - 4d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} - \left(\sqrt{\frac{4k - d^2}{3}}\right)^{\frac{1}{3}}$$

为了减轻读者负担,这里给出思考 2.4 的证明:

证明:

因为: 构造一个三次方程: $x^3 + (4k - 4d^2)x - 8kd = 0$

显然该方程的根:

$$x = 2d$$

而应用卡尔丹公式求解会得到:

$$x = \left(4kd + \sqrt{16k^2d^2 + \frac{\left(4k - 4d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} + \left(4kd - \sqrt{16k^2d^2 + \frac{\left(4k - 4d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}}$$

所以:

$$2d = \left(4kd + \sqrt{16k^2d^2 + \frac{\left(4k - 4d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} + \left(4kd - \sqrt{16k^2d^2 + \frac{\left(4k - 4d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}}$$

所以构造一个一元二次方程:

$$x^{2} - 2dx + \frac{4d^{2} - 4k}{3} = 0$$

$$x = \frac{2d \pm \sqrt{4d^{2} + \frac{16k - 16d^{2}}{3}}}{2} = d \pm \sqrt{\frac{4k - d^{2}}{3}}$$

所以:

所以:
$$d + \sqrt{\frac{4k - d^2}{3}} = \left(4kd + \sqrt{16k^2d^2 + \frac{\left(4k - 4d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}}$$

所以:
$$d = \left(4kd + \sqrt{16k^2d^2 + \frac{\left(4k - 4d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} - \sqrt{\frac{4k - d^2}{3}}$$

这就是思考 2.4 的证明结果。

或者:
$$d - \sqrt{\frac{4k - d^2}{3}} = \left(4kd - \sqrt{16k^2d^2 + \frac{\left(4k - 4d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}}$$

这就是思考 2.5 的证明结果。

思考 2.5: 用卡丹公式和一元二次方程证明下面的恒等式:

$$d = \left(4kd - \sqrt{16k^2d^2 + \frac{\left(4k - 4d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} + \left(\sqrt{\frac{4k - d^2}{3}}\right)^{\frac{1}{3}}$$

读者可以看上面思考 2.4 最下面的结论也就证明了思考 2.5 思考 2.6: 通过下面的不定方程组:

$$\begin{cases} p = \left(4gd - \sqrt{16k^2d^2 + \frac{\left(4k - 4d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} \\ q = \sqrt{\frac{4k - d^2}{3}} \end{cases}$$

计算出用p,d表示g的函数关系式: $g = f_0(p,d,k)$,计算出用q,d表示k的函数关系式: $k = f_1(q,d)$

猜想 2.0: 当函数: $g = f_0(p,d,k)$ 和函数: $k = f_1(q,d)$ 中的对除去 2 以外的所有某个固定的任意偶整数 d, p, q 跑遍任意小于 d 的素数的时候,两个函数的交点一定存在。

思考 2.7: 通过下面的不定方程组:

$$\begin{cases} p = \left(4gd + \sqrt{16k^2d^2 + \frac{\left(4k - 4d^2\right)^3}{27}}\right)^{\frac{1}{3}} \\ q = -\sqrt{\frac{4k - d^2}{3}} \end{cases}$$

计算出用 p,d 表示 g 的函数关系式: $g = f_0(p,d,k)$,计算出用 q,d 表示 k 的函数关系式: $k = f_1(q,d)$

猜想 2.1: 当函数: $g = f_0(p,d,k)$ 和函数: $k = f_1(q,d)$ 中的对除去 2 以外的所有某个固定的任意偶整数 d,p,q 跑遍任意小于 d 的素数的时候,两个函数的交点一定存在。提示: 证明猜想 2.0,猜想 2.1 等价于证明哥德巴赫猜想。

第三章 二项式系数 Ck

第一节 C_n 的整除性质

定理 3.0:

任意自然数 p>1,不存在任何一个自然数 n,使得自然数 k 在范围: $1 \le k \le n-1$ 之内都有: $p^2 \left| C_n^k \right|$

符号说明: (符号 0) A|B 表示 B 除以 A 所得余数 为 0。

(符号1) C_n 表示 二项式系数

该定理证明的分析如下:

反证法:

假设: 任意自然数 p>1,必然存在一个自然数 n,使得自然数 k 在范围: $1 \le k \le n-1$ 之内都有: $p^2 \mid C_n^k$

所以(0)成立:

$$p^{2} | (a+1)^{n} - 1 - a^{n}$$
 (0)

关键步骤开始(递推思想):

当: a=1时,由(0)知道: $p^2 | (1+1)^n - 1 - 1^n$,即:

$$p^2 \left| 2^n - 2 \right| \tag{1}$$

当: a = 2时, 由 (0) 知道: $p^2 | (2+1)^n - 1 - 2^n$, 即:

$$p^{2} | 3^{n} - 2^{n} - 1$$
 (2)

关键的一个代数技巧出现:

因为:
$$3^n - 2^n - 1 = 3^n - 2^n - (3 - 2) = (3^n - 3) - (2^n - 2)$$
 (3)

由于 (1), (2) 都成立, 再由于 (3)

得到(4)成立:

$$p^2 \left| 3^n - 3 \right| \tag{4}$$

接下来当: a=3 由 (1) 知道: $p^2 | (3+1)^n - 1 - 3^n$, 即:

$$p^{2} \left| 4^{n} - 3^{n} - 1 \right| \tag{5}$$

相同的代数技巧:

因为:

$$4^{n} - 3^{n} - 1 = 4^{n} - 3^{n} - (4 - 3) = (4^{n} - 4) - (3^{n} - 3)$$
 (6)

由于 (4), (5) 都成立, 再由于 (6)

得到(7)成立:

$$p^{2} \Big| 4^{n} - 4 成立 \tag{7}$$
:

依次类推,我们可以得到下面这个结论:

对于任意自然数m,有 $p^2 \mid m^n - m$

所以: 取m=p,则有 $p^2|p^n-p$

所以: $p \mid p^{n-1} - 1$ 成立

显然 $p \mid p^{n-1} - 1$ 是 错误的,所以原来的假设是不成立的

因此就证明了定理 0: 任意自然数 p > 1,不存在任何一个自然数 n,

使得自然数 k 在范围: $1 \le k \le n-1$ 之内都有: $p^2 \left| C_n^k \right|$ 。分析结束。

第二节 费尔马小定理

费尔马小定理:如果: p是素数,m为整数,则:p m^p-m 。分析:

证明前的准备工作:

定理 3.1: 一个恒等式: 如果 p 是奇数, m 为正自然数,则:

$$m^{p} - m = \sum_{k=1}^{p-1} C_{p}^{k} \left(-m^{p} + (-1)^{(k+1)} \sum_{i=1}^{m} (m+i)^{p-k} \right)$$

定理 3.2: 除了 2 之外其余一切素数都是奇数。

定理 3. 3: 如果 p 是素数,正自然数 k 在范围 $1 \le k \le p-1$ 之内都满足: $p \mid C_p^k$ 。

由于定理 3.2, 定理 3.3 在一般的数论教材中都有证明并作为定理 出现, 这里就不再证明了, 这里着重证明定理 3.1:

因为: p 是奇数, $m \ge 1$,且 $m \in N$,所以由二项式定理:

$$m^{p} = (m+1-1)^{p} = (m+1)^{p} - 1 + \sum_{k=1}^{p-1} C_{p}^{k} (-1)^{k} (m+1)^{p-k} \quad (1)$$

$$(m+1)^{p} = (m+2-1)^{p} = (m+2)^{p} - 1 + \sum_{k=1}^{p-1} C_{p}^{k} (-1)^{k} (m+2)^{p-k} \quad (2)$$

将(2)代入(1)得到(3)

$$m^{p} = (m+2)^{p} - 2 + \sum_{k=1}^{p-1} C_{p}^{k} (-1)^{k} ((m+2)^{p-k} + (m+1)^{p-k})$$
 (3)

由二项式定理可知:

$$(m+2)^{p} = (m+3-1)^{p} = (m+3)^{p} - 1 + \sum_{k=1}^{p-1} C_{p}^{k} (-1)^{k} (m+3)^{p-k}$$
 (4)

$$(m+3)^{p} = (m+4-1)^{p} = (m+4)^{p} - 1 + \sum_{k=1}^{p-1} C_{p}^{k} (-1)^{k} (m+4)^{p-k}$$
 (5)

将(4)代入(3)得到(6),再将(5)代入(6)得到(7):

$$m^p = (m+4)^p - 4 + \sum_{k=1}^{p-1} C_p^k (-1)^k ((m+2)^{p-k} + (m+1)^{p-k} + (m+4)^{p-k} + (m+3)^{p-k})$$

再由二项式定理可知:

$$(m+4)^{p} = (m+5-1)^{p} = (m+5)^{p} - 1 + \sum_{k=1}^{p-1} C_{p}^{k} (-1)^{k} (m+5)^{p-k} \quad (8)$$

将(8)代入(7)得到(9):

$$m^{p} \! = \! \left(m \! + \! 5\right)^{p} \! - \! 5 \! + \! \sum_{k \! = \! 1}^{p \! - \! 1} \! C_{p}^{k} \! \left(-1\right)^{k} \! \left(\! \left(m \! + \! 2\right)^{p \! - \! k} \! + \! \left(m \! + \! 1\right)^{p \! - \! k} \! + \! \left(m \! + \! 4\right)^{p \! - \! k} \! + \! \left(m \! + \! 3\right)^{p \! - \! k} \! + \! \left(m \! + \! 5\right)^{p \! - \! k}\right) \vdots$$

依次类推可得到结论:

$$m^{p} - m = \sum_{k=1}^{p-1} C_{p}^{k} \left(-m^{p} + (-1)^{(k+1)} \sum_{i=1}^{m} (m+i)^{p-k} \right)$$

其中: p 是奇数

证明结束。

再来证明费尔马小定理:

由定理 3.1,定理 3.2,定理 3.3 知道: 当 p 是奇素数时, m 为正 自然数, p m^p-m 成立。

当 m 为 负 自 然 数 时 , 则 : -m 为 正 自 然 数 , 则 : $m^p - m = -((-m)^p - (-m))$, 再由上面的结论,显然 : $p m^p - m$ 也成立。

当m等于0的时,显然: $p|m^p-m$ 成立。

当 p 为偶素数 2 时: $m^2 - m = m(m-1)$, 显然 m, m-1 两个数中 必有一个偶整数, $2 | m^2 - m$ 成立。

分析结束。



思考 3.0: 证明定理 3.4: 如果 p 是奇数, m 为正自然数则:

$$m^{p} - m = \sum_{i=1}^{m} \sum_{k=1}^{p-1} C_{p}^{k} i^{p-k} (-1)^{k+1}$$

显然通过(定理 3.4)(定理 3.2)(定理 3.3)也可以证明费尔马小定理。希望读者自己动脑筋给出证明,由于证明很难读者可以通过作者的 QQ:17104394 索要证明过程。

第三节 二项式定理

定理 3.5:
$$(a-b)^n = a^n - b^n - \sum_{k=1}^{n-1} C_n^k (a-b)^k b^{n-k} 且 n \in Z^+$$

证明如下:

因为:
$$a^n = (a-b+b)^n = (a-b)^n + b^n + \sum_{k=1}^{n-1} C_n^k (a-b)^k b^{n-k} 且 n \in Z^+$$

所以:
$$(a-b)^n = a^n - b^n - \sum_{k=1}^{n-1} C_n^k (a-b)^k b^{n-k}$$

证明结束。



思考 3.1: 证明下面的恒等式:

$$\sum_{k=1}^{\infty} {\alpha \choose k} (-1)^{k+1} y^k (x+y)^{\alpha-k} = \sum_{k=1}^{\infty} {\alpha \choose k} y^k x^{\alpha-k}$$

其中: 0 < |y| < |x|, 且x, y同正或者同负

其中: α是实数

第四章 素数

第一节 黎曼 zeta 级数

定义 4.0: 黎曼 zeta 级数:

$$S(n) = 1 + \frac{1}{2^n} + \frac{1}{3^n} + \frac{1}{4^n} + \dots + \frac{1}{i^n} + \frac{1}{(i+1)^n} + \dots$$

定理 4.0:

黎曼 zeta 级数等价于下面的式:

$$\begin{split} S(n) &= \frac{1}{1 - \left(\frac{1}{2^n} + \frac{1}{3^n} \left(1 - \frac{1}{2^n}\right) + \frac{1}{5^n} \left(1 - \frac{1}{2^n}\right) \left(1 - \frac{1}{3^n}\right) + \frac{1}{7^n} \left(1 - \frac{1}{2^n}\right) \left(1 - \frac{1}{3^n}\right) \left(1 - \frac{1}{5^n}\right) + \cdots \right)} \\ &= \frac{1}{1 - \left(\left(p_0^{-n}\right) + \sum_{i=1}^{\infty} \left(P_i^{-n} \prod_{j=0}^{i-1} \left(1 - p_j^{-n}\right)\right)\right)} \end{split}$$

其中 $p_0 = 2,i$ 是正自然数, p_i 是按照顺序依次排列的正奇素数,

规定: $p_1 = 3$, $p_2 = 5$, $p_3 = 7$, $p_4 = 11$, $p_5 = 13$, $p_6 = 17$, $p_7 = 19$, \cdots 按照连续的素数排列下去。

下面证明 定理 4.0:

由于:

$$S(n) = 1 + \frac{1}{2^n} + \frac{1}{3^n} + \frac{1}{4^n} + \dots + \frac{1}{i^n} + \frac{1}{(i+1)^n} + \dots$$

所以:

$$\frac{1}{2^{n}}S(n) = \frac{1}{2^{n}} + \frac{1}{4^{n}} + \frac{1}{6^{n}} + \frac{1}{8^{n}} + \dots + \frac{1}{(2i)^{n}} + \frac{1}{(2i+2)^{n}} + \dots$$
 (1)

则:

$$S(n)\left(1-\frac{1}{2^n}\right)=1+\frac{1}{3^n}+\frac{1}{5^n}+\frac{1}{7^n}+\frac{1}{9^n}+\frac{1}{11^n}+\frac{1}{13^n}+\cdots$$

则:

$$\frac{1}{3^{n}}S(n)\left(1-\frac{1}{2^{n}}\right) = \frac{1}{3^{n}} + \frac{1}{9^{n}} + \frac{1}{15^{n}} + \frac{1}{21^{n}} + \frac{1}{27^{n}} + \frac{1}{33^{n}} + \frac{1}{39^{n}} + \dots$$
 (2)

所以:

$$\begin{split} &S(n) - \frac{1}{3^n} S(n) \bigg(1 - \frac{1}{2^n} \bigg) - \frac{1}{2^n} S(n) = S(n) \bigg(1 - \frac{1}{2^n} \bigg) \bigg(1 - \frac{1}{3^n} \bigg) \\ &= 1 + \frac{1}{5^n} + \frac{1}{7^n} + \frac{1}{11^n} + \frac{1}{13^n} + \frac{1}{17^n} + \frac{1}{19^n} + \frac{1}{23^n} + \frac{1}{25^n} + \cdots \end{split}$$

则:

$$\begin{split} &\frac{1}{5^n}\bigg(S(n) - \frac{1}{3^n}S(n)\bigg(1 - \frac{1}{2^n}\bigg) - \frac{1}{2^n}S(n)\bigg) = \frac{1}{5^n}S(n)\bigg(1 - \frac{1}{2^n}\bigg)\bigg(1 - \frac{1}{3^n}\bigg) \quad (3) \\ &= \frac{1}{5^n} + \frac{1}{25^n} + \frac{1}{35^n} + \frac{1}{55^n} + \frac{1}{65^n} + \frac{1}{85^n} + \frac{1}{95^n} + \frac{1}{115^n} + \frac{1}{125^n} + \cdots \end{split}$$

所以:

$$\begin{split} &S(n) - \frac{1}{5^n} \bigg(S(n) - \frac{1}{3^n} S(n) \bigg(1 - \frac{1}{2^n} \bigg) - \frac{1}{2^n} S(n) \bigg) - \frac{1}{3^n} S(n) \bigg(1 - \frac{1}{2^n} \bigg) - \frac{1}{2^n} S(n) \\ &= S(n) \bigg(1 - \frac{1}{2^n} \bigg) \bigg(1 - \frac{1}{3^n} \bigg) \bigg(1 - \frac{1}{5^n} \bigg) \\ &= 1 + \frac{1}{7^n} + \frac{1}{11^n} + \frac{1}{13^n} + \frac{1}{17^n} + \frac{1}{19^n} + \frac{1}{23^n} + \frac{1}{29^n} + \frac{1}{31^n} + \frac{1}{37^n} + \frac{1}{41^n} + \frac{1}{43^n} + \frac{1}{47^n} + \frac{1}{49^n} + \cdots \\ \text{III} : \end{split}$$

$$\begin{split} &\frac{1}{7^{n}}\bigg(S(n) - \frac{1}{5^{n}}\bigg(S(n) - \frac{1}{3^{n}}S(n)\bigg(1 - \frac{1}{2^{n}}\bigg) - \frac{1}{2^{n}}S(n)\bigg) - \frac{1}{3^{n}}S(n)\bigg(1 - \frac{1}{2^{n}}\bigg) - \frac{1}{2^{n}}S(n)\bigg) \\ &= \frac{1}{7^{n}}S(n)\bigg(1 - \frac{1}{2^{n}}\bigg)\bigg(1 - \frac{1}{3^{n}}\bigg)\bigg(1 - \frac{1}{5^{n}}\bigg) \\ &= \frac{1}{7^{n}} + \frac{1}{49^{n}} + \frac{1}{77^{n}} + \frac{1}{91^{n}} + \frac{1}{119^{n}} + \frac{1}{133^{n}} + \frac{1}{161^{n}} + \frac{1}{203^{n}} + \frac{1}{217^{n}} + \frac{1}{259^{n}} + \cdots \end{aligned} \tag{4}$$

:

反复这样下去,来获得与(1),(2),(3),(4)类似的(5),(6)…由于(1),(2),(3),(4)…中各项都没有相同的单项,但这些项中的各个单项又都存在于S中,根据容斥原理:所以可以获得方程:(1)+(2)+(3)+(4)+…=S(n)-1,即得到该方程:

$$\begin{split} &\frac{1}{2^n}S(n) + \frac{1}{3^n}S(n)\bigg(1 - \frac{1}{2^n}\bigg) + \frac{1}{5^n}S(n)\bigg(1 - \frac{1}{2^n}\bigg)\bigg(1 - \frac{1}{3^n}\bigg)\\ &+ \frac{1}{7^n}S(n)\bigg(1 - \frac{1}{2^n}\bigg)\bigg(1 - \frac{1}{3^n}\bigg)\bigg(1 - \frac{1}{5^n}\bigg) + \dots + \dots = S(n) - 1 \end{split}$$

将方程化简后求解可以得到:

$$\begin{split} S(n) &= \frac{1}{1 - \left(\frac{1}{2^n} + \frac{1}{3^n} \left(1 - \frac{1}{2^n}\right) + \frac{1}{5^n} \left(1 - \frac{1}{2^n}\right) \left(1 - \frac{1}{3^n}\right) + \frac{1}{7^n} \left(1 - \frac{1}{2^n}\right) \left(1 - \frac{1}{3^n}\right) \left(1 - \frac{1}{5^n}\right) + \cdots \right)} \\ &= \frac{1}{1 - \left(\left(p_0^{-n}\right) + \sum_{i=1}^{\infty} \left(P_i^{-n} \prod_{j=0}^{i-1} \left(1 - p_j^{-n}\right)\right)\right)} \end{split}$$

$$\text{WE $\stackrel{\text{Let}}{=} \circ$}$$

定理 4.1: 关于 1 的恒等式:

$$1 = \left(\left(p_i^{-1} \right) + \sum_{j=i+1}^{\infty} \left(P_j^{-1} \prod_{k=i}^{j-1} \left(1 - p_k^{-1} \right) \right) \right)$$

其中i是正自然数和0, p_i 是按照顺序依次排列的正奇素数,例如: $p_0 = 2$, $p_1 = 3$, $p_2 = 5$, $p_3 = 7$, $p_4 = 11$, $p_5 = 13$, $p_6 = 17$, $p_7 = 19$...,按照连续的素数排列下去。

下面证明定理 4.1

进一步讨论调和级数:

$$S(1) = 1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{3} + \frac{1}{4} + \dots + \frac{1}{i} + \frac{1}{(i+1)} + \dots$$

该调和级数是发散的即:

$$S(1) = 1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{3} + \frac{1}{4} + \dots + \frac{1}{i} + \frac{1}{(i+1)} + \dots = +\infty$$

再由:

$$\begin{split} S(n) &= \frac{1}{1 \text{-} \left(\frac{1}{2^n} + \frac{1}{3^n} \left(1 - \frac{1}{2^n}\right) + \frac{1}{5^n} \left(1 - \frac{1}{2^n}\right) \left(1 - \frac{1}{3^n}\right) + \frac{1}{7^n} \left(1 - \frac{1}{2^n}\right) \left(1 - \frac{1}{3^n}\right) \left(1 - \frac{1}{5^n}\right) + \cdots \right)} \\ &= \frac{1}{1 \text{-} \left(\left(p_0^{-n}\right) + \sum_{i=1}^{\infty} \left(p_i^{-n} \prod_{j=0}^{i-1} \left(1 - p_j^{-n}\right)\right)\right)} \end{split}$$

当: n=1 时

$$\begin{split} S(1) &= \frac{1}{1 - \left(\frac{1}{2} + \frac{1}{3}\left(1 - \frac{1}{2}\right) + \frac{1}{5}\left(1 - \frac{1}{2}\right)\left(1 - \frac{1}{3}\right) + \frac{1}{7}\left(1 - \frac{1}{2}\right)\left(1 - \frac{1}{3}\right)\left(1 - \frac{1}{5}\right) + \cdots\right)} \\ &= \frac{1}{1 - \left(\left(p_0^{-1}\right) + \sum_{i=1}^{\infty} \left(P_i^{-1}\prod_{j=0}^{i-1}\left(1 - p_j^{-1}\right)\right)\right)} \end{split}$$

又因为:

$$S(1) = 1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{3} + \frac{1}{4} + \dots + \frac{1}{i} + \frac{1}{(i+1)} + \dots = +\infty$$

由于为了达到正无穷大的极限,分母必须为0

所以:
$$1 = (p_0^{-1}) + \sum_{i=1}^{\infty} \left(P_i^{-1} \prod_{j=0}^{i-1} \left(1 - p_j^{-1} \right) \right)$$

为了读者看的更加清楚即:

$$1 = \frac{1}{2} + \frac{1}{3} \left(1 - \frac{1}{2} \right) + \frac{1}{5} \left(1 - \frac{1}{2} \right) \left(1 - \frac{1}{3} \right) + \frac{1}{7} \left(1 - \frac{1}{2} \right) \left(1 - \frac{1}{3} \right) \left(1 - \frac{1}{5} \right) + \cdots$$

再由该式子还可以明显获得无穷多关于1的恒等式:

$$1 = \frac{1}{3} + \frac{1}{5} \left(1 - \frac{1}{3} \right) + \frac{1}{7} \left(1 - \frac{1}{3} \right) \left(1 - \frac{1}{5} \right) + \cdots$$
$$1 = \frac{1}{5} + \frac{1}{7} \left(1 - \frac{1}{5} \right) + \frac{1}{11} \left(1 - \frac{1}{7} \right) \left(1 - \frac{1}{5} \right) + \cdots$$
$$\vdots$$

如此反复可以得到无限组(因为素数是无限多的)关于1的等式,最后总结得到关于1的恒等式的通式:

$$1 = \left(p_i^{-1}\right) + \sum_{j=i+1}^{\infty} \left(P_j^{-1} \prod_{k=i}^{j-1} \left(1 - p_k^{-1}\right)\right)$$

其中: $i \ge 0$ 。

定理 4.1 证明完毕。

第二节 圆周率与素数

定理 4.2:

$$\frac{\pi^2}{9} = 1 + \frac{1}{5^2} + \frac{1}{7^2} + \frac{1}{11^2} + \frac{1}{13^2} + \frac{1}{17^2} + \frac{1}{19^2} + \frac{1}{23^2} + \frac{1}{25^2} + \frac{1}{29^2} + \frac{1}{31^2} + \cdots$$
分析:

该圆周率等式的前 1 到 7 项的分母出现了连续 7 个素数,分别是: 5,7,11,13,17,19,23,而且这 7 个连续的素数的规律是 2,4 公差循环。唯一漏掉的素数 3,其平方 9 也出现在等式左边的分母上,而且目前所知的分母在 10 之内的该类型的圆周率公式仅 2 个,分别是欧拉发现的:

$$\frac{\pi^2}{6} = 1 + \frac{1}{2^2} + \frac{1}{3^2} + \frac{1}{4^2} + \frac{1}{5^2} + \frac{1}{6^2} + \frac{1}{7^2} + \frac{1}{8^2} + \frac{1}{9^2} + \frac{1}{10^2} + \frac{1}{11^2} + \frac{1}{12^2} + \frac{1}{13^2} + \cdots$$

$$\frac{\pi^2}{8} = 1 + \frac{1}{3^2} + \frac{1}{5^2} + \frac{1}{7^2} + \frac{1}{9^2} + \frac{1}{11^2} + \frac{1}{13^2} + \frac{1}{15^2} + \frac{1}{17^2} + \frac{1}{19^2} + \frac{1}{21^2} + \frac{1}{23^2} + \frac{1}{25^2} + \cdots$$

所以定理 4.2 是一个有潜在价值的等式,当你第一次看到这个等式的时候,会觉得很难证明,其实证明非常简单:因为

$$\frac{\pi^2}{8} - \frac{\pi^2}{72} = \frac{\pi^2}{9}$$

$$\frac{\pi^2}{8} = 1 + \frac{1}{3^2} + \frac{1}{5^2} + \frac{1}{7^2} + \frac{1}{9^2} + \frac{1}{11^2} + \frac{1}{13^2} + \frac{1}{15^2} + \frac{1}{17^2} + \frac{1}{19^2} + \frac{1}{21^2} + \frac{1}{23^2} + \frac{1}{25^2} + \cdots$$

所以:
$$\frac{\pi^2}{72} = \frac{1}{3^2} + \frac{1}{9^2} + \frac{1}{15^2} + \frac{1}{21^2} + \frac{1}{27^2} + \frac{1}{33^2} + \frac{1}{39^2} + \frac{1}{45^2} + \frac{1}{51^2} + \frac{1}{57^2} + \frac{1}{63^2} + \cdots$$

$$\text{FTU: } \frac{\pi^2}{8} - \frac{\pi^2}{72} = 1 + \frac{1}{5^2} + \frac{1}{7^2} + \frac{1}{11^2} + \frac{1}{13^2} + \frac{1}{17^2} + \frac{1}{19^2} + \frac{1}{23^2} + \frac{1}{25^2} + \frac{1}{29^2} + \frac{1}{31^2} + \cdots$$

 $\widehat{\text{FTU}}: \quad \frac{\pi^2}{9} = 1 + \frac{1}{5^2} + \frac{1}{7^2} + \frac{1}{11^2} + \frac{1}{13^2} + \frac{1}{17^2} + \frac{1}{19^2} + \frac{1}{23^2} + \frac{1}{25^2} + \frac{1}{29^2} + \frac{1}{31^2} + \cdots$

所以:定理4.2成立。

证明结束。

虽然欧拉先发现了 $\frac{\pi^2}{8}$, $\frac{\pi^2}{6}$,但他忘了公布 $\frac{\pi^2}{9}$,导致后人遗忘了定理 4.2,本书认为这是欧拉故意开的玩笑。



思考 4.0: 还存在 $\frac{\pi^2}{2}$, $\frac{\pi^2}{3}$, $\frac{\pi^2}{4}$, $\frac{\pi^2}{5}$, $\frac{\pi^2}{7}$, $\frac{\pi^2}{10}$ 由整数的平方倒数之和构成的形式吗?

思考 4.1: 欧拉还有哪些为大家所熟知的数学方法虽然大家熟知,但大家却很少使用过? 这个思考 4.1 就在本章的前面和下面的章节有答案。

第三节 孪生素数

猜想 4.2: p,q 是一对孪生素数,且0 < p,q = p + 2则: $q 与 q^2$ 之间至少有一对孪生素数。



思考 4.2:

p, q=p+2, p, q 都是素数的充要条件: $4(p-1)!+(q+2)\equiv 0 \pmod{pq}$,希望读者自己动脑筋给出证明,证明需要用到中国剩余定理来计算,对某些读者会有难度,可以通过作者的 QQ:17104394 索要证明过程。

第五章 不定方程

第一节 不等式与费尔马方程

定理 5.0:

已知: 费尔马方程: $x^n + y^n = z^n$, 规定: $x < y < z, x, y, z, n \in Z^+, n \ge 2$ 则可以得到结论: x > n(z - y)

注明:该不等式是首先被德国物理学家数学家热尔曼发现的,但是她的证明方法非常复杂,下面给出这个不等式最简洁的证明:由第三章第三节中二项式定理:

$$(z-y)^n = z^n - y^n - \sum_{k=1}^{n-1} C_n^k (z-y)^k y^{n-k}$$

又因为: $x^n + y^n = z^n$, 所以: $x^n = z^n - y^n$ 所以:

$$(z-y)^n = x^n - \sum_{k=1}^{n-1} C_n^k (z-y)^k y^{n-k}$$

又因为: $x < y < z, x, y, z, n \in \mathbb{Z}^+, n \ge 2$

所以:

$$(z-y)^n = x^n - \sum_{k=1}^{n-1} C_n^k (z-y)^k y^{n-k} > 0$$

即:

$$x^n > \sum_{k=l}^{n-l} C_n^k \left(z-y\right)^k \, y^{n-k} \geq C_n^l \left(z-y\right) y^{n-l}$$

即:

$$x^{n} > C_{n}^{1} \left(z - y\right) y^{n-1}$$

即:

$$x^{n} = x \cdot x^{n-1} > n(z-y)y^{n-1}$$

因为: $x < y < z, x, y, z, n \in Z^+, n \ge 2$,所以: $0 < x^{n-l} < y^{n-l}$

所以: x > n(z-y)

证明完毕。



思考 5.0: 关于该不等式是否还有其它证明,请读者自己思考,如果实在没有别的思路,可以通过 qq:17104394 向作者索要另外新的证明。

第二节 欧拉猜想和费尔马猜想

预备 5.0: 欧拉猜想:

不定方程: $x^n + y^n + z^n = w^n, n \ge 4$ 没有非 0 正整数解。

预备 5.1: 费尔马猜想:

不定方程: $x^n + y^n = z^n$, $n \ge 3$ 没有非 0 正整数解。

定理 5.1:

费尔马猜想不成立,则欧拉猜想也不成立,欧拉猜想成立,则费 尔马猜想一定成立。

证明定理 5.1, 证明如下:

费马方程: $x^n + y^n = z^n$, 将方程两边平方,得到 $\left(x^n + y^n\right)^2 = \left(z^n\right)^2$ 又因为:

$$(x^{n} + y^{n})^{2} = x^{2n} + y^{2n} + 2x^{n}y^{n} = x^{2n} + y^{n}(y^{n} + x^{n}) + x^{n}y^{n} = (x^{2})^{n} + (yz)^{n} + (xy)^{n}$$

$$(x^{n} + y^{n})^{2} = x^{2n} + y^{2n} + 2x^{n}y^{n} = y^{2n} + x^{n}(x^{n} + y^{n}) + x^{n}y^{n} = (y^{2})^{n} + (xz)^{n} + (xy)^{n}$$
得到欧拉方程:

所以:费马方程可以转换为两个与之等价的欧拉方程的形式。所以,费马方程如果存在整数解,则欧拉方程:

$$(x^2)^n + (yz)^n + (xy)^n = (z^2)^n$$
, $(y^2)^n + (xz)^n + (xy)^n = (z^2)^n$

也存在整数解,即证明了定理1的前半句话:费尔马猜想不成立,则欧拉猜想也不成立。

接下来: 如果欧拉方程: $x^n + y^n + z^n = w^n, n \ge 4$ 没有非 0 整数解

的猜想成立,

$$(x^2)^n + (yz)^n + (xy)^n = (z^2)^n, n \ge 4$$

 $(y^2)^n + (xz)^n + (xy)^n = (z^2)^n, n \ge 4$

这两个方程中的x,y,z是完全相同,由于这两个方程都为欧拉方程,因此这两个方程其整数解是不存在的,因此x,y,z不能同时都为非 0整数,所以 $x^n+y^n=z^n,n\geq 4$ 有整数解也是不成立的,即费马猜想也成立。即证明了定理 5.1 的后半句话:欧拉猜想成立,则费尔马猜想一定成立。定理 5.1 证明结束。



思考 5.1

费尔马说自己有一个关于其猜想的初等证明是否是一个谎言呢?如果是谎言,为何数学家也要撒谎呢?数学家的的谎言是善意的还是恶意的呢?法尔廷斯曾经说过除了黎曼猜想再也没什么难题可以让他去研究了,还有一个数学家保罗·厄多斯说过:一个数学家必须是在每个星期都有一些新的研究工作才成为数学家,这句话表明了数学家也喜欢吹牛吗?如果是,他们的信心和信念来自何处?请读者有何看法请和本书作者通过qq:17104394交流。

思考 5.2 在费马猜想不成立的情况下,方程:

 $x^n + y^n + z^n = w^n, n \ge 3$ 的整数解个数是否少于,多于,等于 $x^n + y^n = z^n, n \ge 3$ 的整数解的个数呢?

思考 5.3 证明恒等式:

$$\begin{split} & \left(2a_{1}b\right)^{2} + \left(2a_{2}b\right)^{2} + \left(2a_{3}b\right)^{2} + \dots + \left(2a_{n-2}b\right)^{2} + \\ & \left(a_{1}^{2} + a_{2}^{2} + \dots + a_{n-2}^{2} - b^{2}\right)^{2} = \left(a_{1}^{2} + a_{2}^{2} + \dots + a_{n-2}^{2} + b^{2}\right)^{2}, \quad n \geq 3 \end{split}$$

本章补充: 三角函数的一个基本问题

该问题是:任意给一个三角函数的表达式,能否化为单一的一个三角函数表示。例如:将 $\frac{1}{1+{\rm ctg}\beta}$; $\beta \in \left(0,\frac{\pi}{2}\right)$ 化为单一的一个三角

函数。本书给出的答案是(有趣的是答案就是证明本身):

$$tg\alpha = \frac{1}{1 + ctg\beta}, \sharp + : \alpha = \arcsin\left(\frac{1}{\sqrt{\left(ctg\beta + 1\right)^2 + 1}}\right)$$

第六章 组合数学

第一节 习题

习题 6.0: 某君举步上高楼,或上一个台阶,或上二个台阶,问此 君上 n 级台阶高楼有多少种不同的方式?

答案 a: f(n)=f(n-1)+f(n-2),f(1)=1,f(2)=2,其中: n 是台阶个数为正整数,f(n) 是爬楼梯的不同方法数。

答案 b: $f(n) = \sum_{i=0}^{\frac{n}{2}} C_{i+\frac{n}{2}}^{2i}, n$ 是台阶个数其为正偶整数。

$$f(n) = \sum_{i=0}^{\frac{n-1}{2}} C_{i+\frac{n+1}{2}}^{2i+1}, n$$
 是台阶个数其为正奇整数。

习题 6.1: 某君举步上高楼,或上一个台阶,或上二个台阶,或上三个台阶,可此君上 n 级台阶高楼有多少种不同的方式? 答案 a: f(n)=f(n-1)+f(n-2)+f(n-3),f(1)=1,f(2)=2,f(3)=4,其

音采 a: f(n)=f(n-1)+f(n-2)+f(n-3), f(1)=f, f(2)=2, f(3)=4, 共中: n是台阶个数为正整数,f(n)是爬楼梯的不同方法数。

答案 b: $f(n) = \sum_{i=0}^{\left\lfloor \frac{n}{3} \right\rfloor} \left[\sum_{j=0}^{n-3i} C_{n-3i-j}^{i} C_{n-2i-j}^{i}, n$ 是台阶个数为正整数,f(n)

是爬楼梯的不同方法数。

习题 6.2: 某君举步上高楼,或上一个台阶,或上二个台阶,或上 k 个台阶,问此君上 n 级台阶高楼有多少种不同的方式?

答案 a:
$$f(n)=f(n-1)+f(n-2)+f(n-k)$$
, 初值:

$$f(1) = 1, f(2) = 2, f(3) = 4, \dots + f(k-1) = f(k-2) + f(k-3), f(k) = 1 + \sum_{j=0}^{\left\lfloor \frac{k}{2} \right\rfloor} C_{k-j}^{j}$$

其中: n 是台阶个数为正整数, f(n) 是爬楼梯的不同方法数。

答案 b:
$$f(n) = \sum_{i=0}^{\left\lfloor \frac{n}{k} \right\rfloor \left\lfloor \frac{n-ki}{2} \right\rfloor} C_{n-ki-j}^{j} C_{n-(k-1)i-j}^{i}$$

其中: n 是台阶个数为正整数, f(n) 是爬楼梯的不同方法数。

习题 6.3: 某君举步上高楼,或上一个台阶,或上二个台阶,或上三个台阶,…或上k个台阶,问此君上n级台阶高楼有多少种不同的方式?

答案 a: $f(n)=f(n-1)+f(n-2)+f(n-3)+f(n-4)+\cdots+f(n-k)$, 初值:

$$f(1) = 1, f(2) = 2, f(3) = 4, \dots f(k-1) = f(k-2) + f(k-3) + \dots f(0),$$

$$f(k) = f(k-1) + f(k-2) + f(k-3) + \dots f(0)$$

其中: n 是台阶个数为正整数, f(n) 是爬楼梯的不同方法数。

答案 b:

$$f(n) = \sum_{i_k=0}^{\left \lfloor \frac{n}{k} \right \rfloor} \left[\sum_{i_{k-l}=0}^{\frac{n-ki_k}{k-l}} \right] \cdots \sum_{i_2=0}^{\left \lfloor \frac{n-ki_k-(k-l)i_{k-l}-\cdots-3i_3}{2} \right \rfloor} \frac{(i_2+i_3+i_4+\cdots+i_k)!}{i_2!i_3!i_4!\cdots i_k!} C_{n-(k-l)i_k-(k-2)i_{k-l}-(k-3)i_{k-2}-\cdots-2i_3-i_2}^{i_2+i_3+i_4+\cdots+i_k}$$

其中: n 是台阶个数为正整数, f(n) 是爬楼梯的不同方法数。

习题 6.4: 求公差为 d 的等差数列的等 n 次幂的和: s(d,n) 的递归表达式:

$$\begin{split} S\big(d,n\big) &= 1 + \big(1+d\big)^n + \big(1+2d\big)^n + \big(1+3d\big)^n + \dots + \big(1+\big(k-2\big)d\big)^n + \big(1+\big(k-1\big)d\big)^n \\ n &\geq 2, \ k,d \in Z^+ \end{split}$$

答案:

$$S\!\left(d,n\right)\!=\!\frac{\left(kd+1\right)^{n+1}-kd^{n+1}-1\!-\!\sum_{i=1}^{n-1}C_{n+i}^{i}S\!\left(d,i\right)\!d^{n+1-i}}{\left(n+1\right)\!d}$$

习题 6.5: 求伯努利数和欧拉数的递归表达式:

答案:
$$E_0 = 1, E_1 = 1, B_0 = -1, B_1 = \frac{1}{6}, n \ge k \ge 1, n, k \in \mathbb{Z}^+$$

(1):
$$E_n = (2n-1)! \sum_{k=1}^n \frac{2^{2k}(2^{2k}-1)B_kE_{n-k}}{(2k)!(2n-2k)!}$$

(2):
$$B_n = (2n-1)! \sum_{k=1}^n \frac{2^{2k} B_k (2^{2n-2k-1}-1) B_{n-k}}{(2^{2n-1}-1)(2k) ! (2n-2k) !}$$

提示:利用欧拉的系数对比法,并利用 ctgx,csc x,tgx,sec x 的幂级数展开和导数关系: $(\csc x)^{(1)} = -\text{ctgx} \csc x, (\sec x)^{(1)} = \text{tgx} \sec x$ **习题 6.6**:利用递归数列: $a_n = aa_{n-1} - a_{n-2}; a_0 = 0; a_1 = 1$,给出一个方程使得该方程的根是: $\cos \frac{p\pi}{q}; \forall p,q \in Z$,答案实例:

(1):
$$\cos\frac{\pi}{17}, \cos\frac{3\pi}{17}, \cos\frac{5\pi}{17}, \cos\frac{7\pi}{17}, \cos\frac{9\pi}{17}, \cos\frac{11\pi}{17}, \cos\frac{13\pi}{17}, \cos\frac{15\pi}{17}, \frac{1}{2}$$

这九个实数是方程:

$$x^9 - 2x^7 - \frac{x^6}{8} + \frac{21}{16}x^5 + \frac{5}{32}x^4 - \frac{5}{16}x^3 - \frac{3}{64}x^2 + \frac{5}{256}x + \frac{1}{512} = 0$$

的九个根。

(2):
$$\cos\frac{2\pi}{19}, \cos\frac{4\pi}{19}, \cos\frac{6\pi}{19}, \cos\frac{8\pi}{19}, \cos\frac{10\pi}{19}, \cos\frac{12\pi}{19}, \cos\frac{14\pi}{19}, \cos\frac{16\pi}{19}, \cos\frac{18\pi}{19}$$

这九个实数是方程:

$$x^{9} - 2x^{7} + \frac{x^{8}}{2} + \frac{21}{16}x^{5} - \frac{7}{8}x^{6} - \frac{5}{16}x^{3} + \frac{15}{32}x^{4} + \frac{5}{256}x - \frac{5}{64}x^{2} + \frac{1}{512} = 0$$

习题 6.7: 编写 c 语言非递归程序实现下面的递归数列某一项的计算:

$$L(n)=L(n-1)+L(n-2)+L(n-3),L(0)=2,L(1)=1,L(2)=3$$

提示用公式计算:

$$f\left(n\right) = \sum_{i=0}^{\left\lfloor\frac{n}{3}\right\rfloor \left\lfloor\frac{n-3i}{2}\right\rfloor} \frac{n-i}{n-2i-j} \ C_{n-2i-j}^i C_{n-3i-j}^j$$

由于 c 语言对算法数学很重要,是一个基本要求,所以下面给出程序:

```
可以在 vc++6.0 下编译运行
#include <stdio.h>
#include<string.h>
double c(long int n,long int m)
{
    double t1,t2;
    long p,i;
    t1=1;
    t2=1;
```

```
p=n;
       if((n==0) | | (m==0))
       return 1;
       else
   {
         for (i=1; i \le m; i++)
           t1=t1*p;
           p=p-1;
         for (i=m; i>0; i--)
         t2=t2*i;
        return (t1/t2);
void main (void)
   unsigned long i, j, n;
   double t;
   while(1)
     t=0;
     scanf("%lu",&n);
     for (i=0; i \le (int)(n/3); i++)
       for (j=0; j \le (int) ((n-(3*i))/2); j++)
        t=t+c(n-3*i-j, j)*c(n-2*i-j, i)*(n-i)/(n-2*i-j);
     printf("\nL\%lu=\%f\n", n, t);
```



思考 6.0: 递归是什么意思,分形数学和递归有何关联? 本章习题很难,需要过程的读者可以和作者通过 qq:17104394 索取

本章补充: (以下程序可以在 vc++6.0 下运行)

为了进一步提高读者的程序的思维能力,补充三个 C 语言编写的 经典小程序,一个是走迷宫,一个是八皇后,一个阶乘计算,作 为研究组合数学的工具。注明:下面三个程序没有用什么特别算 法,只是形式化描述,但已够用!

补充1: 走迷宫

在一个 n*m 的迷宫里,每一个坐标点有两种可能:0 或 1,0 表示该位置允许通过,1 表示该位置不允许通过,如地图:

 $\begin{array}{c} 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \\ 1 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \\ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1 \ 1 \\ 1 \ 0 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1 \\ 1 \ 0 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1 \\ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \\ \end{array}$

说明:该程序是以这个地图为迷宫,并且规定计算机从框 1 处开始走这个迷宫,走出迷宫的目标是框 0,程序将给出一条路径从起点走到终点的位置,规定行号,列号来定位一个通路或者绝壁。

```
/*作者: 李煌老师备课《人工智能》写于 2004 年 10 月 1 号 */ #include<stdio.h> void main() /*走迷宫*/ {
    int i, g, k, j, xx, yy, gx=5, gy=5, b[100][100];
    struct ly {
    int x;
    int y;
    int d;
} a[100];
```

```
b[0][0]=1; b[0][1]=1; b[0][2]=1; b[0][3]=1; b[0][4]=1; b[0][5]=1;\\
b[0][6]=1;b[1][0]=1;b[1][1]=1;b[1][2]=1;b[1][3]=0;b[1][4]=0;
b[1][5]=0;b[1][6]=1;b[2][0]=1;b[2][1]=1;b[2][2]=0;b[2][3]=1;
b[2][4]=0; b[2][5]=1; b[2][6]=1; b[3][0]=1; b[3][1]=0; b[3][2]=0;\\
b[3][3]=1;b[3][4]=1;b[3][5]=0;b[3][6]=1;b[4][0]=1;b[4][1]=0;
b[4][2]=1;b[4][3]=0;b[4][4]=0;b[4][5]=1;b[4][6]=1;b[5][0]=1;
b[5][1]=0;b[5][2]=0;b[5][3]=0;b[5][4]=1;b[5][5]=0;b[5][6]=1;
b[6][0]=1;b[6][1]=1;b[6][2]=1;b[6][3]=1;b[6][4]=1;b[6][5]=1;
b[6][6]=1;
i=1;
a[i]. x=1;
a[i]. y=1;
a[i]. d=1;
while(1)
{
g=1;
for (k=i-1;k>=1;k--)
xx=a[i].x-a[k].x;
yy=a[i].y-a[k].y;
if(xx==0 \&\& yy==0)
g=0;
if(a[i].d==9)
g=0;
if(b[a[i].x][a[i].y]==1)
g=0;
}
if ((a[i].x !=gx || a[i].y !=gy) && g==1)
i=i+1;
a[i]. d=1;
if (a[i-1], d==1)
\{ a[i]. x=a[i-1]. x;
a[i]. y=a[i-1]. y+1;
if(a[i-1].d==2)
\{ a[i]. x=a[i-1]. x+1;
```

```
a[i]. y=a[i-1]. y+1;
if(a[i-1].d==3)
a[i]. x=a[i-1]. x+1;
a[i]. y=a[i-1]. y;
if(a[i-1].d==4)
a[i]. x=a[i-1]. x+1;
a[i].y=a[i-1].y-1;
if(a[i-1].d==5)
a[i].x=a[i-1].x;
a[i].y=a[i-1].y-1;
if(a[i-1].d==6)
a[i]. x=a[i-1]. x-1;
a[i]. y=a[i-1]. y-1;
if(a[i-1].d==7)
a[i]. x=a[i-1]. x-1;
a[i].y=a[i-1].y;
if(a[i-1].d==8)
a[i].x=a[i-1].x-1;
a[i]. y=a[i-1]. y+1;
continue;}
if (g==0)
i--;
a[i].d++;
```

补充 2: 八皇后问题:

八皇后问题是一个古老而著名的问题,是回溯算法的典型例题。 该问题是十九世纪著名的数学家高斯 1850 年提出: 在8×8格的 国际象棋上摆放八个皇后,使其不能互相攻击,即任意两个皇后 都不能处于同一行、同一列或同一斜线上,问有多少种摆法。高 斯认为有 76 种方案。1854 年在柏林的象棋杂志上不同的作者发 表了 40 种不同的解,后来人用图论方法解出 92 种结果。

注明: 以上关于八皇后的资料出自百度百科

```
/*作者: 李煌老师备课《人工智能》写于 2004 年 10 月 1 日*/
#include <stdio.h>
main() /* 8皇后的所有解*/
{ int i, g, k, j, n=8, s, x, y, a[20];
   i=1; s=0; a[1]=1; a[0]=1;
                                                    ----\n");
printf("\n-
  while(1)
  \{ g=1; 
   for (k=i-1;k>=1;k--)
     {
       x=a[i]-a[k];
       if (x<0) x=-x;
       if(x==0 | x==i-k)
       g=0;
      if (i<n && g==1)
       {i++;a[i]=1;continue;}
       if (i \le n \&\& g==0)
       for (j=1; j \le n; j++)
       if(a[i]==n) i--;
      if (i\leqn && g==0)
      a[i]=a[i]+1;
      if (g==1 && i==n)
     s++;
     for (j=1; j \le n; j++)
     printf("%d", a[j]);
     printf(" ");
      if (i==n && g==1)
      for (j=1; j \le n; j++)
      if(a[i]==n) i--;
      if(i<=n && g==1)
      a[i]=a[i]+1;
      if (a[0]==2 \&\& g==0 \&\& i==n)
      {
             break;
      } }
```

```
printf("\n-----
                                                       ---\n");
      printf("%d 皇后有%d 个解\n", n, s);
      getchar();
运行结果:
15863724 \quad 16837425 \quad 17468253 \quad 17582463 \quad 24683175 \quad 25713864 \quad 25741863
26174835 \quad 26831475 \quad 27368514 \quad 27581463 \quad 28613574 \quad 31758246 \quad 35281746
35286471 35714286 35841726 36258174 36271485 36275184 36418572
36428571 36814752 36815724 36824175 37285146 37286415 38471625
41582736 41586372 42586137 42736815 42736851 42751863 42857136
42861357 \quad 46152837 \quad 46827135 \quad 46831752 \quad 47185263 \quad 47382516 \quad 47526138
47531682 48136275 48157263 48531726 51468273 51842736 51863724
52468317 52473861 52617483 52814736 53168247 53172864 53847162
57138642 57142863 57248136 57263148 57263184 57413862 58413627
58417263 61528374 62713584 62714853 63175824 63184275 63185247
63571428 \quad 63581427 \quad 63724815 \quad 63728514 \quad 63741825 \quad 64158273 \quad 64285713
64713528 64718253 68241753 71386425 72418536 72631485 73168524
73825164 74258136 74286135 75316824 82417536 82531746 83162574
84136275
```

8 皇后有 92 个解

补充 3: 阶乘计算:

阶乘(factorial)是基斯顿·卡曼(Christian Kramp, 1760 -1826)于 1808 年发明的运算符号。阶乘,也是数学里的一种术语。

任何大于 1 的自然数 n 阶乘表示方法:

 $n!=1\times2\times3\times.....\times n$ 或 $n!=n\times(n-1)!$

或者我们很少看见过的: f(n) = (f(n-1) + f(n-2))(n-1); f(0) = f(1) = 1, n! = f(n) 这种形式出现在错排问题中, 在一般的组合数学课本中都有介绍。

注明: 以上关于阶乘介绍的资料出自百度百科和文献[1]

```
//作者: 李煌老师 email: 420111197702177316@163.com
//qq: 17104394
//写于 2009年4月14日下午
\#define sss 65100
#define ppp 1
#include <iostream.h>
#include <iomanip.h>
#include <stdio.h>
void main()
unsigned short
s[sss], ss[sss], i, k[sss], kkk[sss], kkk[sss], kkkk[sss], t[2], m, jw, jww,
unsigned long j;
double n=0.0;
char 1k=' \setminus 001';
while(1)
   cout<<" / / 作者: 李煌老师备课《c语言程序设计》写的程序"<<endl;
   cout</"//用于计算大整数的阶乘和连续阶乘之和: "<<end1;
   cout<<" / / 1~17110阶乘,并计算连续阶乘和,计算"<<endl;
   cout</"//范围如右: 1! +···+17110! "<<endl;
   cout</"//作者:南昌理工学院计算机系李煌老师,写于2009年4
   月14日下午"<<endl;
   cout<<"/></"// EMAIL: 420111197702177316@
   1 6 3. C O M"<<endl;
   cout << " / QQ: 17104394" << endl;
   cout<<"//>
/ / 软件版权:南昌理工学院计算机系李煌老师软件工作室!
   "<<endl<<endl;</pre>
   if (1k=='\001')
    printf("请输入一个数字告诉计算机计算到多少为止?");
    else
   printf("您输入的不是数字,请重新输入一个数字告诉计算机计算到
多少为止! ");
   1k=' \setminus 001';
    }
```

```
mv: scanf("%lf", &n);
   if((n<0.0)&&(1k=='\001')||(n>17110.0))
    if (n>17110.0)
    printf("您输入的数字超过了计算范围,请重新输入!");
    printf("您输入的不是合法数字,请重新输入!");
    n=0.0;
    goto mv;
    \verb"cout"<\!<\!endl";
    cout<<endl;</pre>
    for (i=0; i \le ss-1; i++)
        s[i]=0;
       ss[i]=0;
    j=(unsigned long)n;
    m=1;
    k[0]=1;
         for(i=1;i<=sss-1;i++)
             k[i]=0;
    if ((unsigned long)n==0)
      m=0;
      goto next;
while (j \le (unsigned long)n)
    {
        kk[0]=1;
          kkk[0]=1;
    for (i=1; i \le ss-1; i++)
         kk[i]=0;
        kkk[i]=0;
```

```
while (m \le j)
          t[0]=m%10;
            t[1]=m/10;
            jw=0;
          for (aa=0; aa<=sss-1; aa++)
          kk[aa] = (((k[aa]*t[0])%10) + jw)%10;
          jw=(k[aa]*t[0])/10+(((k[aa]*t[0])%10)+jw)/10;
          j_W=0;
         for (aa=0; aa \le ss-1; aa++)
          kkk[aa]=(((k[aa]*t[1])%10)+jw)%10;
          jw=(k[aa]*t[1])/10+(((k[aa]*t[1])%10)+jw)/10;
          k[0]=kkkk[0]=kk[0];
            jw=0;
            jww=0;
           ss[0]=(((s[0]+k[0])%10)+jww)%10;
        jww=(s[0]+k[0])/10+((((s[0]+k[0])%10)+jww)/10);
            s[0]=ss[0];
              for (aa=1; aa<=sss-1; aa++)
         k[aa]=(((kk[aa]+kkk[(aa-1)])%10)+jw)%10;
jw=(kk[aa]+kkk[(aa-1)])/10+(((kk[aa]+kkk[(aa-1)])%10)+jw)/10;
          ss[aa]=(((s[aa]+k[aa])%10)+jww)%10;
         jww=(s[aa]+k[aa])/10+((((s[aa]+k[aa])%10)+jww)/10);
          s[aa]=ss[aa];
next: if(ppp)
 cout<<"李煌备课写的代码"<<endl;
```

```
if(m==0)
 {cout</setw(2)</"0"<<"的阶乘=";
 goto ne;
cout<<setw(2)<<m<<"的阶乘=";
ne:aa=sss-1;
while (aa \ge 1)
if ((k[aa]==0)&&(k[(aa-1)]!=0))
goto loop;
aa=aa-1;
}
loop: aa=aa-1;
      while (aa \ge 1)
      cout<<k[aa];
      aa=aa-1;
      }
cout << k[0] << endl;
if (m==0)
break;
m=m+1;
}
j=j+1;
cout<<endl<<"李煌备课写的代码"<<endl;
if ((unsigned long)n==0)
         {
         cout<<"0!=";
           s[0]=1;
           goto nextnext;
  for(j=1; j \le ((unsigned long)n-1); j++)
         cout<<j<<"!+";
    cout << j << "!" << end 1 << '=';
nextnext: aa=sss-1;
```

```
while (aa \ge 1)
if ((s[aa]==0)\&\&(s[(aa-1)]!=0))
goto loop1;
aa=aa-1;
loop1: aa=aa-1;
     while (aa \ge 1)
     {cout<<s[aa];
      aa=aa-1;
cout << s[0] << end1 << end1;
if((unsigned long)n==0)
    break;
xne: n=0.0;
lk=getchar();
if(lk=='q')
 cout<<end1<<"由于您按了键盘上的Q字母健使您退出了软件系统,给您
带来了不便请您原谅! "<<endl;
}
else
    if(lk=='v')
    cout<<"/>
// 软件版本号: 1.0 || 时间: 二零零九年四月一十四
号 || "<<endl;
    goto xne;
```

运行程序,输入17110,可以得到17110的阶乘结果:17110!

= 441361998797007375747222938192232456102512979030152142978631764062639119254611882154227950608615419420073158119389327136111207761685465681976144465136683017913024339266823099304975937869110898198419482815066339994616807927009066909790119925184070240167067879303859427277183007433464386518756024813885198921081515586266749115938781042453208003450186365291133558838968138372603628005032199669437045734074599572417038699184610395569723615300927915340591790352171806605311122870546023135131614424198246487095591926065716332663288678342839685680041020175099770141865975905727720504369545666806650313097807135424437481709757950149997537774908979002864947527177102610064633538670917491576470300712536913545225408316047873609019191221427338423418798767395841236593730652961362607809111034126963671215673141944290628478421321196542178623171716368384693631203598417512704649802229018896236463587461975386750397627972448624142019608333077249630084365401960101907805749613674496932657139755803417610616989834951687949170883537253663434783007556111755324281743911002019298576817974156188171306470168874829182074830851691565574962877913905168217936686069407649693932484720908020090199131549306692349951045840138255194624763568819398911398548781514341312393595479811690448491185949263207201920333686979915471157913

15196057707109711203344802432718674258114631764855624001391660280563695497771466834222348245782301402614456222948335231532210181651834645356031519104069554437469017846747035662574876265888326363088431957727165916032698107292598699882994112008101506332406221011 1851711154075135878143963389870138761919895767379789318658333162157234359216719023138771236294926667359644353717919016922184221244199461196215399034507907095614577680263184496104926679604038954710855993426598382595874541824792423929446973268049883386963984511617892970619556198517409435805202210618552937033891308600672467093396386528124992707933676053238405806934063436390828217687884162615743112470998816767922394847603463750665165726062830571831013382613087667439309395327929846352851771059193684075905504806657607821639344655607689169018257337454498291932197411879259638024138886212608446903601478521011133317141786951697030147792730511120301202383831933856463536531938340524111709818775165776626053841702960738327762369136665143231869738934246284100054838755105619331587559427685183695400753364110747360694065506763351448042201970508431363669162551593407991661458213906838185980490759965986202609725089135782717915823687934450565213886764065116251631477474092210239422338363934805918818130746701151705511015593863765682506947063826868006018641132764605327698284893147967637279410372558029513972719845

251247346917940840077265380982629803726992550064010981569881471226464727966366226471415896443962704501861744317445481275607928416811373078522938303417616570415668526487541073200789885753669091883298136672038796224600307337652224907803486995914403141628633019105781851293627279333931210466165360851500550539852721940997262075860518292834494221053447286993582267494867604217042529550415139403085774533008888219785377602291468163179251470916758892695065729658032010500846522701349715543371338738035303792340603343651834059259821616027568683086891645397452902167380153839645340490682657433 3423624219850312198944135073288122173308167018953752507231784386481785067674443981947121765607595061574831025860629988252864902491268770430708581431507319910687344284246484001209931120824373682809609717249013236169222166109329686089390141624554940459601373031331850872124475667453951033603285579784493157538244114819395538232 389115109743485661269761538904801840499152470691369009112810716036552983293475353577272405382805396459232439497944231048078578784217512943831546140288544069258129299693453556544597492188705938076696932684785505452934844712919532022002317905486753329685736753045414655323584952159035255414317194532670340287444952517375803422721428154096298916201501216581994511577505941820238170528145177515

3548406318275924103515855763885382212845838638695376510838824912209558893355753149253337995168209673771498508515744015102319794903092612330038949460229347169158589393206684738901729423028846958118252483747026295830968458714453312969955032898377115590331851617606038910676123359354629759143388216252779937553465651946643135553323001380248561207848298411065064679340880011899976117693744572480263913980984653244730007539390580066800647932007055653978782932147816075179144924915573099071881998419370314647149241423412825175 2555024385917951362857145372467910887300818805514174722099705027984368833292998651406668131143268608818285686649706813401722962100562055921560708813586549386353627277455822604085356233551178059047181969363175006775592674331540302865855255318667778998682861395277109753254045562794854273564711842770106018436161316695274888814 729071587209558524212657748355618892601488965510304624263424765039055966618322264602871637143514194172879973686561998300024315725093571962818540394231792152413298780239483068737396871078699868643 458604208470989533160807008364451511892954854990976872801491198300998643954911709533567472812496049482246994683931762139197059925866961822209415455294893370669164147642771145754208521021135851823930060352771798484945763826527429359022226972882511539883167096339850224215647315788617265086612291186142705244276270051174319656428536563499786847355592026136054110000645142257241831417081028021 430831881130063598481715375906368291857368759224975713549821137200105576565917178623506886927010765395035664909680794953828809471092969471416088592101202134583207072970620029152832678563295891991

第七章 密码学

第一节 加密概念

定义 7.0: 什么是加密:

一个加密 S 可以用数学符号描述如下:

 $S={P, C, K, E, D}$

其中

P——明文空间,表示全体可能出现的明文集合,

C——密文空间,表示全体可能出现的密文集合,

K——密钥空间,密钥是加密算法中的可变参数,

E——加密算法,由一些公式、法则或程序构成,

D——解密算法,它是 E 的逆。

各符号之间有如下关系:

C = Ek(P),表示:用 K 中的加密密钥,用 E 对明文 P 加密后得到密文 C

P = Dk(C) = Dk(Ek(P)),表示:用 K 中的解密密钥,用 D 对密文 C 解密后得明文 P

定义 7.1: 什么是对称加密:

一个对称加密系统 S 可以用数学符号描述如下:

 $S=\{P, C, K, E, D\}$

其中

P——明文空间,表示全体可能出现的明文集合,

C——密文空间,表示全体可能出现的密文集合,

K——公钥和私钥相同,

E——加密算法,由一些公式、法则或程序构成,

D——解密算法,它是 E 的逆。

各符号之间有如下关系:

C = Ek(P),表示:用 K,用 E 对明文 P 加密后得到密文 C P = Dk(C) = Dk(Ek(P)),表示:用 K 中的解密密钥,用 D 对密文 C 解密后得明文 P

定义 7.2: 什么是非对称加密系统:

一个对称加密系统 S 可以用数学符号描述如下: $S=\{P,C,EK,E,DK,D\}$

其中

P——明文空间,表示全体可能出现的明文集合,

C——密文空间,表示全体可能出现的密文集合,

EK——公开公钥,

DK——保密私钥,

E——加密算法,由一些公式、法则或程序构成,

D——解密算法,它是 E 的逆。

各符号之间有如下关系:

C = Ek(P), 表示: 用 EK 公开公钥,用 E 对明文 P 加密后得到密文 C

P = Dk(C) = Dk(Ek(P)),表示:用 DK 保密私钥,用 D 对密文 C 解密后得明文 P

定义 7.3: 不可破译的密码:

一个密码,如果无论密码分析者截获了多少密文和用什么技术方法进行攻击都不能被攻破,则称为是绝对不可破译的。绝对不可破译的密码在理论上是存在的,但是却不可以实际使用的理想密码。

已知结论 0: 密码学界在理论上已经证明了任何实际可以使 用的密码如果在足够资源的使用下都能够被破解。

定义 7.5: 一个实际使用的密码算法的安全性:

如果不能被密码分析者根据可以利用的有效资源在有效时间 内所破译,则称为是计算上的不可破译。

定义 7.6: 一个实际使用的密码算法的安全性的判断标准:

根据已知结论 0 我们知道,一个实际使用的密码算法是在理论上一定能被破解的,再根据定义 5,我们知道一个密码算法的安全性取决于密码分析者手中可以利用达到破解效果的资源,因此如果一个实际使用的密码算法如果让密码分析者所必须的最小有效破解资源越大约安全。例如加密算法 1 需要至少 100 台 A 计算机就能在有效时间内破解,而加密算法 2 却需要至少 1000 台 A 计算机才能在有效时间内破解,则加密算法 2 的安全性更高。

第二节 对称加密

常识 7.0: 对称加密是落后的加密算法体制,但其安全性要高于公钥加密算法但在实际使用上并不安全和方便,并且设计难度很低。

常识 7.1: 如果用数论来设计对称加密算法那将可以做到完全无法破解的程度,但密文的体积会是原来明文的数倍,所以很少用来实际加密明文,而一般工程界用布尔逻辑和抽象代数设计对称加密算法,因为这样做会让密文和明文比不会过大,并且加密速度很快,对明文的大小也没有限制,但用布尔逻辑和抽象代数设计难度大,安全性低。

常识 7.2: 用数论知识设计对称密码非常简单,而且安全性非常高,但用布尔逻辑和抽象代数设计难度大,而且设计出来对称加密算法安全性不高,一般会在合理的时间范围内被破解。

常识 7.3: 对称加密就类似于 私人小轿车的门,当司机离开自己的轿车时,用自己保管的钥匙关上车门,才离开,当回来时,再用自己的保管的钥匙打开车门,换句话说 关门和开门 都是拥有私人轿车钥匙的司机保管的钥匙来完成,而这把钥匙是由司机来秘密保管的,而对称加密算法就是将明文用私钥加密,而解密的时候再用私钥解密,加密密钥和解密密钥是同一把钥匙的一种加密算法。

定理 7.0: 下面的这个算法是一个安全的对称加密算法

- (1) 随机给两个任意巨大的正整数 n 和 d , d^2 < n ,并且对 n 和 d 保密,且 n 是多个大素数的乘积得到的;
- (2) 加密:每次加密时随机给出任意巨大的正整数w,且w是多个大素数的乘积得到的,并且对于正整数明文m(例如李煌的身份证号码420111197702177316作为明文)满足:m<d,通过下面的计算(计算为:C=nw+md+mn)变为密文C,然后丢弃w;

(3) 解密:
$$m = \frac{C \mod n}{d}$$
。

证明: 该算法解密是可逆的

因为: m < d, $d^2 < n$

所以: $md < d^2 < n$

因为: C = nw + md + mn

所以: md = C mod n

所以: $m = \frac{C \mod n}{d}$

证明该算法是对称的:

因为加密方程: C = nw + md + mn,用了保密密钥: n 和 d

因为解密方程: $m = \frac{C \mod n}{d}$, 用了保密密钥: $n \land d$

所以:加密和解密用的密钥是完全一样的。

所以:该算法是对称加密算法。

证明该算法的安全性:

因为方程: C = nw + md + mn 中对敌人来说有 n, w, m, d 四个未知数,只有一个已知数 C ,在这种情况下是无法破解的。

假设: 敌人知道 一个明文 \mathbf{m}_1 对应的密文 \mathbf{C}_1 ,即敌人知道方程: $\mathbf{C}_1 = \mathbf{n}\mathbf{w}_1 + \mathbf{m}_1\mathbf{d} + \mathbf{m}_1\mathbf{n}$ 中的 \mathbf{m}_1 , \mathbf{C}_1 , 但是还有三个未知数 \mathbf{n} , \mathbf{w}_1 , \mathbf{d} ,这种情况下还是无法破解的。

假设: 敌人知道 一个明文 \mathbf{m}_1 对应的密文 \mathbf{C}_1 ,并且还知道另外一个明文 \mathbf{m}_2 对应的密文 \mathbf{C}_2 ,即敌人知道方程组:

$$\begin{cases} C_1 = nw_1 + m_1d + m_1n \\ C_2 = nw_2 + m_2d + m_2n \end{cases}$$

该方程组有 2 个方程, 4 个未知数, 无法求解, 即无法破解, 推 广假设敌人知道 n 组明文和密文对, 就有 n 个方程, n+2 个未知数, 还是无法求解, 既无法破解, 所以该算法可以对抗这种攻击, 而其它方式的攻击不存在, 所以该算法是安全的。所以定理 7.0 成立。



思考 7.0: 请读者用你所学过的数学知识设计一个对称加密算法,最好是用数论的知识。

第三节 非对称加密

常识7.4: 为什么加密算法要公开,而不能保密

原因:如果一个加密算法不公开的话,就无法做成加密软件 和加密机器商业公开出售并直接用在需要大量使用的商业和军事 领域,因为加密软件也好,加密机器也好一旦出售公开使用或者 在军事战争中由于酷刑折磨下的无可奈何地出卖或者战利品中的 偶然截获,这些加密软件或者加密机器就能落入黑客或者机器分 析师的手中, 然后被黑客或者机器分析师快速精确地分析出对应 的加密算法,再交给数学家来破解,这样一来还是等效于被公开 了算法。当然如果一个加密算法不公开也没有任何途径或者手段 落入破解方的手中,那这个加密算法要想被破解几乎是不可能的, 这就是为什么古代的很多密码至今未被破解的原因, 因为只有加 密的人和加密的人最信赖的朋友才知道明文是怎么被加密的,但 是这种不公开的加密只用于极其保密或者最高机密的场合,无法 商业使用也无法在战争中大规模使用,而且总让人担心泄密或者 带来实际使用上的不方便, 因此没有太大的实用价值。因此设计 加密算法如果是通过保密加密算法本身来作为加密的安全前提那 就不能算的上是设计加密算法, 因为这样的加密算法任何一个人 都能够设计。

常识 7.5: 通过在一个可以修改的软件中设计一个口令密码想避免 让非法用户使用的想法是无法做到的。

原因:因为不管是合法还是非法的用户输入了口令后,软件系统都会根据口令来判断是否正确,不正确跳到退出,正确跳到继续进入,而黑客会利用技术手段找到软件在判断后的那个跳转

语句,将其修改为不管正确还是错误都跳到继续进入的地方或者 修改为错就跳到继续进入,正确就退出。这就是为何任何商业软件都能被盗版的原因,因为这种想通过口令密码避免非法用户使用的想法就是无法做到的。因此为了避免这种灾难,可以将软件 判断口令是否正确而相应跳转的部分做成不可修改的方式给用户 使用,例如将判断口令是否正确而相应跳转的这部分程序代码做 到一个只读存储器中。

常识 7.6: 什么是公钥加密算法,公钥算法的设计难度在哪?

一个公钥加密算法,加密的部分使用加密公钥,解密的时候使用保密私钥,是一种非对称加密方式,非对称加密算法类似于关门的过程,任何人都可以把房门关上,是公开的,关房门是任何人都可以做到的,而只有那些拥有钥匙的人才能打开房门,而这些钥匙是需要保密保管的,只能放在那些有权利打开房门的人手中。

公钥算法设计的难度:

第一:公钥加密和私钥解密的数学关联是单向哈希函数,就 是通过公钥加密是很容易的,而通过公钥推出私钥是困难的从而 导致破解很难,就像关门容易,但如果没有钥匙则开门很难。

第二:私钥必须唯一,不能存在其它私钥,就类似于开房门的钥匙必须是一把,如果其余所有别人家的钥匙中有一户人家的钥匙也能开你们家的大门,那你家的大门就不安全了。

第三:加密后的密文必须能够通过私钥解密成明文,这就类似于门关上了,必须能有钥匙打开这门,如果任何钥匙都无法打开这扇门,也失去了门的作用。

常识 7.7: gcd(x,y)=1表示 x,y 两个整数只有公约数 1,也就是 x,y 互素。例如:27 和 4 就是互素的,即:gcd(27,4)=1,但是 33 和 55 不是互素的,因为:gcd(33,55)=11。

定理 7.1: 下面的这个算法是一个安全的公钥加密算法 该算法基于的数学难题是: 已知 n,s , gcd(n,s)=1 , 求 x,y 满足 方程:

$$\begin{cases} nx \equiv 1 \pmod{y} \\ sx \equiv 1 \pmod{y} \end{cases}$$

算法如下(m是明文,满足0 < m < q):

- (1) 选取 2 随机整数: q,s任意大,满足: gcd(q,s)=1, q < s;
- (2) 通过: p = sq 1 和方程: $qd \equiv 1 \pmod{sp}$,先后依次计算出 p,d;
- (3) 计算: n = pq + d,满足: gcd(n,s) = 1,公开 n,s,保密 p,q, 丢弃 d,若不满足 gcd(n,s) = 1,则跳回(1)重新开始;
- (4) 加密: C = tn + ws + m,满足: t, w, v 为每次加密时取的随机整数,且t, w, v 任意大,满足: gcd(t, s) = 1,gcd(w, n) = 1,gcd(t, w) = 1 ,gcd(t, w)
- (5) 解密: $m = \frac{((Cq-v) \mod p) (((Cq-v) \mod p) \mod q)}{q}$.

说明:为了满足0 < m < q,又不公开q的数值,可以给出q位数的数值或者比q还小很多的数值或者比q还小很多的数值或者比q还小很多的数值的位数值,为了(3)中容易满足:gcd(n,s)=1,可将(1)中的s取为多个中型大小的素数(例如 500 位的素数)的乘积。(4)中为了满足:gcd(t,s)=1,gcd(w,n)=1,gcd(t,w)=1,gcd(t,n)=1,gcd(w,s)=1,可以将t,w取为多个中型大小的素数(例如 500 位的素数)的乘积。

证明如下:

(a) 首先证明该算法符合公钥加密算法的体制要求。

算法中的步骤(1),(2),(3)产生了公开的公钥: n,s 和保密的私钥: p,q。算法中的步骤(4)用公开的公钥 n,s 对明文 m加密,产生了不可理解的密文 C,v。算法中的步骤(5)用保密的私钥 p,q 对密文 C,v 解密,并将密文 C,v 还原为明文 m。显然这符合公钥算法的基本体制要求。

(b) 其次证明加密和解密是可逆的

因为: C = tn + ws + m

所以: Cq = tnq + wsq + mq

所以: Cq - v = tnq + wsq + mq - v

因为: n = pq + d

所以: Cq - v = tnq + wsq + mq - v = t(pq + d)q + wsq + mq - v

所以: $Cq - v = tpq^2 + t(qd-1+1) + w(sq-1+1) + mq - v$

所以: $Cq - v = tpq^2 + t(qd-1) + w(sq-1) + (t+w-v+mq)$

因为: p = sq - 1

所以: gcd(q,p)=1

因为: gcd(q,s)=1

所以: gcd(q,sp)=1

所以方程: $qd \equiv 1 \pmod{sp}$ 存在解 d

因为: 0 < (t + w - v) < m

所以: 0 < (t + w - v + mq) < m(q+1) < p

所以: $(Cq-v) \mod p = (t+w-v+mq)$

因为: 0<m<q

所以: 0 < (t+w-v) < q

所以: $((Cq-v) \mod p) \mod q = t + w - v$

所以: $((Cq-v) \mod p) - (((Cq-v) \mod p) \mod q) = mq$

所以:
$$m = \frac{((Cq-v) \mod p) - (((Cq-v) \mod p) \mod q)}{q}$$

所以:解密是可逆的。

(c) 证明该算法的安全性: 证明通过公钥无法得到私钥

因为: q保密,且q与s没有任何数学关联

所以:通过s完全无法得到q

因为: p = sq - 1 是一个方程,敌人只知道一个已知数s,两个未 知数p,q 和这一个方程

所以:通过s和该方程,敌人无法得到p,q

因为: $n = pq + d = (sp - q)q + d = sq + d - q^2$

因为: 保密q, 丢弃d;

所以:虽然n,s公开,但方程: $n=sq+d-q^2$ 中有两个未知数,却只有一个方程,所以敌人无法通过n,s知道q和d是多少,也就更不可能知道p是多少,所以:通过n无法得到p,q

所以:通过公开的公钥n,s无法得到保密的私钥p,q。

(d) 该算法私钥的唯一性

该算法的私钥唯一性这点是由

数学难题: 已知n,s, gcd(n,s)=1, 求x,y满足方程:

$$\begin{cases} nx \equiv 1 \pmod{y} \\ sx \equiv 1 \pmod{y} \end{cases}$$
 和条件: $x < s < y$

保障的。因为凡是满足这个方程的x,y都可以用来解密,x作用相当于q,y的作用相当于p,但是这个方程的解x,y却无法有效获得,因为这是一道数学难题相当于求解方程:

$$\begin{cases} nx - 1 = ay \\ sx - 1 = by \end{cases}$$

即:

$$x = \frac{a - b}{as - nb}, y = \frac{n - s}{as - nb}$$

但a,b 未知, x,y 是待求量也是未知的, 所以这在数学上是没办 法求解的, 只能用计算机去穷尽搜索。

(e) 是否可以用程序实现:

购买本书的读者,该算法的实现程序源代码可以通过本书作者的QQ: 17104394 索要。该算法的演示可执行程序在下面的网址下载: http://download.csdn.net/source/2051618

所以由 (a), (b), (c), (d), (e) 的证明我们可以知道 定理 7.1 成立。 本章结束!



思考 7.1: 请读者用你所学过的数学知识设计一个非对称公钥加密 算法,最好是用数论的知识。

总参考文献

- [1] 卢开澄. 组合数学. 北京: 清华大学出版社
- [2] 洪帆. 离散数学. 武汉: 华中科技大学出版社
- [3] 胡迪炳,李元杰,李曼云.大学物理.武汉:华中科技大学出版社
- [4] 数学教研室. 复变函数. 西北电讯工程学院
- [5] 冯登国. 信息安全导论. 武汉: 武汉大学出版社
- [6] 闵嗣鹤. 初等数论. 北京: 高等教育出版社
- [7] 数学手册编写组. 数学手册. 北京: 高等教育出版社
- [8] 爱因斯坦. 狭义与广义相对论浅说. 北京: 北京大学出版社