高分辨率遥感卫星数据传输中信道编码技术分析与研究

李世忠，顾学迈，鲁 智
（哈尔滨工业大学 航天学院，黑龙江 哈尔滨 150001）

摘 要：根据 RS 编译码原理，结合高分辨率遥感卫星在轨影像实际数据压缩情况，提出将 RS(255,243)和 RS(34,26)两种编码算法进行联合使用的方案，以解决数据传输中误码问题，仿真试验证明该方法在解决有干扰条件下的星地数据传输时，可有效防止和减少误码扩散。

关键词：高分辨率遥感卫星；数据压缩；误码扩散；RS 码；数据传输

中图分类号：P236 **文献标识码**：A

Analysis and study on channel coding technique of high-resolution remote sensing satellite data transmission

LI Shi Zhong，GU Xue Mai，LU Zhi
（School of Astronautics，Harbin Institute of Technology，Harbin 150001，China）

Abstract：According to the principle of the RS code and encode，as well as the actual compressing effect of high-resolution remote sensing satellites，a scheme using RS(255,243) and RS(34,26) is proposed to satisfy the requirement of high-resolution remote sensing satellite data transmission. The emulation experiments show that the method is effective for the data transmission between satellite and the earth under interference condition，and it can prevent and reduce the error diffusion.

Key words：high-resolution remote sensing satellite；data compressing；error code diffusion；RS code；data transmission

随着传感器技术以及相应处理方法的不断发展进步，国内外遥感卫星有效载荷的空间、时间和光谱分辨率不断提高，相应的数据规模呈几何级数增长，对于太阳同步轨道的低轨卫星，星地数据传输中都会遇到低仰角接收误码及受到无线电干扰误码的问题，因此必须研究相应的抗误码技术以解决数据传输中的误码问题。抗误码技术在空间数据传输中也称信道编码。信道编码器是把输入的数字序列映射成信道的输入序列，译码器再反过来，把信道的输出编码序列变成译码器输出的数字序列。其抗误码途径是用信道编码器引入多余度，在译码器中利用多余度尽可能精确地恢复数字信息。如果选用一套有效的编译码算法和技术方案，则对于给定的误码率指标和数据率，只需要比数据不编码传输时更小的载噪比和信噪比[1]。

1 RS 码基本概念

定义 1：有限整数集合 $F=\{0,1,2,3,\ldots,q-1\}$(q 是素数)在模 q 加、模 q 乘运算下构成一个 q 阶有限域，称为伽罗华(Galois)域。

定义 2：在 $GF(q)$中可以找到一个元素 α，使得 $GF(q)$中的 $q-1$ 个非零元素都可以通过 α 的各次幂 $\alpha^0,\alpha^1,\ldots,\alpha^{q-2}$ 生成，元素 α 称为本原元。

定义 3：对纠错码而言，若差错数小于某个数 $d_{\min}$，差错一定可检，称 $d_{\min}$ 为纠错码的最小距离。

定义 4：对某数域上的多项式 $p(x)$，若除了常数 c 以及 $c\times p(x)$外，不能被该数域上的任何其他多项式整除，则称 $p(x)$为该数域上的即约多项式。

定义 5：对于 $GF(q)$中的 m 次即约多项式 $p(x)$，若能被它整除的最简单多项式(x_n-1)的次数 $n\geq q^m-1$，则称该多项式为本原多项式。

定义 6：若 $p(x)$是 $GF(q)$中 m 次即约多项式，则 $GF(q)$域上次数小于 m 的多项式的全体，在模 q 加、模 q 乘运算下构成一个 q^m 阶的有限域，称为 $GF(q)$域的扩域 $GF(q^m)$。

定义 7：将信息流的每 k 个码元分为一组，通过线性变换，映射成由 n 个码元组成的码字，称为(n,k)线性分组码。

定义 8：对于一个(n,k)线性分组码，若将其任意一个码字的码元向左或向右循环移动一位后仍然还是码字，则称该码为(n,k)循环码。

定义 9：对于 $GF(q)$域循环码的生成多项式 $g(x)$，若

含有 $2t$ 个连续幂次的根 $a^{m_0}, a^{m_1}, \cdots, a^{m_0+2t+1}$,则由 $g(x)$ 生成的 (n,k) 循环码称为 q 进制 BCH 码,其码长 $n=q^m-1$,若 a 是本原元 α,则称该码为本原 BCH 码。

连续幂次的起始值 m_0 是可选的,但并无实际意义,因此实用中将 m_0 取为 1。根的个数取 $2t$,则构造出的 BCH 码的纠错能力刚好是 t。

定义 10:RS 码是 $m=1, m_0=1$ 的 q 元本原 BCH 码。

定理 1:若 BCH 码的生成多项式 $g(x)$ 中含有 $2t$ 个连续幂次的根,则该码的最小距离 $d_{min} \geq 2t+1$。对 RS 码而言,$d_{min}=2t+1$,式中 $2t$ 为校验位的长度。

定理 2:$GF(q^m)$ 上任意非零元素 β 一定是 $x^{q^m-1}-1=0$ 的根,即 $\beta^{q^m-1}-1=0$,移项整理可得 $\beta^{q^m}=\beta$。由此可知,当 $m=1$ 时,对 $GF(q)$ 域中的本原元 α,$\alpha^{q-1}=1$。

2 RS 编译码算法

2.1 RS 码的编码算法

RS 编码的重点是求解纠错码多项式 $p(x)$[2],具体的 RS 编码算法如下:

(1) 根据需编码的数据得到数据多项式 $d(x)$

原始的信息数据可用多项式表示为:

$$d(x)=d_{n-1}x^{n-1}+d_{n-2}x^{n-2}+\cdots+d_1x+d_0 \tag{1}$$

(2) 根据纠错的要求构造生成多项式 $g(x)$

由定义9 和定义10 可以推出能纠正 t 个错误的本原 RS 码的生成多项方式为:

$$\begin{aligned} g(x)&=(x-\alpha)(x-\alpha^2)\cdots(x-\alpha^{2t}) \\ &=x^{2t}+g_{2t-1}x^{2t-1}+\cdots+g_1x+g_0 \end{aligned} \tag{2}$$

式中 $g_i(i=0,1,\cdots,2t-1)$ 是 $GF(q)$ 中的元素,α 为 $GF(q)$ 中的一个本原元。

(3) 求纠错码多项式 $p(x)$

如果 $C(x)$ 为 RS 编码后的码多项式,它必须为生成多项式的倍数。即:

$$C(x)=q(x)g(x) \tag{3}$$

为了将原始信息和纠错码分开,需将式(3)转化成与其等价的系统码形式,要求码多项式前 n 项原封不动地照搬原信息位,后 $2t$ 项为校验位,即:

$$C(x)=x^{2t}d(x)+p(x) \tag{4}$$

计算 $p(x)$ 时首先将 $x^{2t}d(x)$ 除以 $g(x)$ 得商式 $q(x)$ 和余式 $r(x)$,即:

$$x^{2t}d(x)=q(x)g(x)+r(x) \tag{5}$$

$$r(x)=x^{2t}d(x) \bmod g(x) \tag{6}$$

式中 mod 指取余数。由式(3)和式(5)可知:

$$C(x)=x^{2t}d(x)-r(x) \tag{7}$$

比较式(4)和式(7)可得:

$$p(x)=-r(x) \tag{8}$$

因此将原始信息数据多项式 $d(x)$ 乘以 x^{2t},然后除以生成多项式 $g(x)$,所得余式乘以 -1 就是纠错码对应的多项式。

2.2 RS 码的译码算法

RS 码的译码算法是从 BCH 码的译码算法演变过来的[3-4],文中重点分析时域译码算法。

(1) 由接收到的码多项式 $R(x)$ 求伴随式 $S(x)$

设码字的码长为 n,则接收多项式 $R(x)$、码字数据多项式 $C(x)$、差错多项式 $E(x)$ 可表示为:

$$R(x)=r_{n-1}x^{n-1}+\cdots+r_1x+r_0 \tag{9}$$

$$C(x)=c_{n-1}x^{n-1}+\cdots+c_1x+c_0 \tag{10}$$

$$E(x)=e_{n-1}x^{n-1}+\cdots+e_1x+e_0 \tag{11}$$

并且有:

$$R(x)=C(x)+E(x) \tag{12}$$

对能纠正 t 个差错的 RS 码,其伴随式为:

$$S(x)=(s_1,s_2,\cdots,s_i,\cdots,s_{2t}) \tag{13}$$

其中,$$s_i=R(\alpha^i)=\sum_{j=0}^{n-1} r_j\alpha^{ij} \tag{14}$$

式(14)中,α^i 为生成多项式 $g(x)$ 的根。

(2) 求差错位置多项式

假设 $R(x)$ 中有 v 个差错分布于 $j1,j2,\cdots jv$,则差错位置多项式可写成:

$$E(x)=x^{j1}+x^{j2}+\cdots+x^{jv} \tag{15}$$

为简化符号,令 $x^{jv}=\beta_i(i=1,2,\cdots,v$,是差错位置序号),则:

$$E(x)=\beta_1+\beta_2+\cdots+\beta_v \tag{16}$$

由于 α^i 为生成多项式 $g(x)$ 的根,故 $C(\alpha^i)=0(i=1,2\cdots 2t)$。由式(12)和式(14)可知:

$$s_{2t}=E(\alpha^{2t})=\beta_1^{2t}+\beta_2^{2t}+\cdots+\beta_v^{2t} \tag{17}$$

式(17)包括 $\beta_1,\beta_2,\cdots,\beta_v$ 共 v 个差错位置未知数,而 $s_1,s_2,\cdots,s_{2t}$ 为已知,因此译码就是解此方程组。由于非线性方程求解困难,所以引入错误位置多项式:

$$\sigma(x)=\prod_{i=1}^{v}(1-\beta_i x)=\sigma_0+\sigma_1x+\sigma_2x^2+\cdots+\sigma_vx^v \tag{18}$$

显然 $\sigma(x)=0$ 的 v 个根是差错位置数的倒数 β_1^{-1}, β_2^{-1}, $\cdots$, β_v^{-1},因此要先求出 $\sigma_0,\sigma_1,\cdots,\sigma_v$ 的值。由根与系数的关系可得:

$$\begin{cases} \sigma_0=1 \\ \sigma_1=\beta_1,\beta_2,\cdots,\beta_v \\ \sigma_2=\beta_1\beta_2+\beta_2\beta_3+\cdots+\beta_{v-1}\beta_v \\ \vdots \\ \sigma_v=\beta_1\beta_2\ \cdots\ \beta_v \end{cases} \tag{19}$$

σ_i 为初等对称函数。结合(18)和(19)两式可得 s_i 和 σ_j 的关系如下:

$$\begin{cases} s_1+\sigma_1=0 \\ s_2+\sigma_1s_1+2\sigma_2=0 \\ s_3+\sigma_1s_2+\sigma_2s_1+3\sigma_3=0 \\ \vdots \\ s_v+\sigma_1s_{v-1}+\cdots+\sigma_{v-1}s_1+v\sigma_v=0 \\ s_{v+1}+\sigma_1s_v+\cdots+\sigma_{v-1}s_2+\sigma_vs_1=0 \end{cases} \tag{20}$$

因为 s_i 为已知，所以若知道 v 则可以从第一个方程开始，逐步求解 $\sigma_0,\sigma_1,\cdots,\sigma_v$。

(3) 求差错位置数

$\sigma(x)=0$ 的求解并不容易，不过由于方程的根的倒数就是差错位置数，即 $\alpha^0,\alpha^1,\cdots,\alpha^{q-2}$ 中的一个(α 为纠错码字生成多项式的本原元)，因此可以采用将这些元素依次代入方程验证的方法确定根，从而得到差错位置数。设接收多项式为：

$$R(x)=r_{n-1}x^{n-1}+\cdots+r_u x^u+\cdots+r_1x+r_0 \tag{21}$$

其中 $0\leq u\leq n-1$，要判断第 u 位是否有错，只要将 α^u 的倒数 $\alpha^{-u}=\alpha^{q-1-u}$(定理 2)代入式(18)所示的 $\sigma(x)$，若 $\sigma(\alpha^{q-1-u})=0$，则 r_u 有错误，否则没有。在对每一位都进行判断后就得到了 $\sigma(x)=0$ 的根，再求根的倒数即为差错位置数 $\beta_1,\beta_2,\cdots,\beta_v$，再将式(18)展开可得各项系数 $\sigma_0,\sigma_1,\cdots,\sigma_v$。

(4) 求差错幅值

假设 $R(x)$ 中有 v 个差错分布于 $j1,j2,\cdots jv$，则差错多项式可写成：

$$E(x)=e_{j1}x^{j1}+e_{j2}x^{j2}+\cdots+e_{jv}x^{jv} \tag{22}$$

其中 $e_{j1},e_{j1},\cdots,e_{jv}$ 为差错幅值。为简化，令 $x^{ji}=\beta_i$，$e_{ji}=Y_i$ ($i=1,2,\cdots,v$，是差错位置序号)，则：

$$E(x)=Y_1\beta_1+Y_2\beta_2+\cdots+Y_v\beta_v \tag{23}$$

由于 α^i 为生成多项式 $g(x)$ 的根，故 $C(\alpha^i)=0(i=1,2,\cdots,2t)$。由 $R(x)=C(x)+E(x)$ 和 $s_i=R(\alpha^i)$ 可知：

$$s_i=E(\alpha^i)=\sum_{k=1}^{v}Y_k\beta_k^i \tag{24}$$

式(24)中 $\beta_1,\beta_2,\cdots,\beta_v,v,s_0,s_1,\cdots,s_{2t}$ 通过前面步骤求出，译码就是求 $Y_1,Y_2,\cdots,Y_v$ 共 v 个差错幅值未知数方程。直接解方程比较困难，这里用差错位置多项式 $\sigma(x)$ 求解。设 $\sigma_i(x)$ 是去除第 j 个根后 $\sigma(x)$ 余式，则：

$$\sigma_j(x)=\frac{\sigma(x)}{1-\beta_j(x)} \tag{25}$$

将式(18)代入式(25)得：

$$\sigma_j(x)=\prod_{i=1}^{v}(1-\beta_j x)=\sum_{i=0}^{v-1}\sigma_{ji}x^i \tag{26}$$

由式(25)和(26)可得：

$$\sigma(x)=\sigma_j(x)(1-\beta_j x) \tag{27}$$

$$\text{即 } \sigma(x)=\sum_{i=0}^{v-1}\sigma_{ji}x^i-\sum_{i=0}^{v-1}\sigma_{ji}\beta_j x^{i+1} \tag{28}$$

上式两边展开后比较其系数，可得：

$$\sigma_{j(v-1)}=\sigma_{(v-1)}+\sigma_{j(v-2)}\beta_j \tag{29}$$

再将式(24)代入 $\sum_{i=0}^{v-1}\sigma_{ji}s_{v-i}$ 中，简化后得：

$$\sum_{i=0}^{v-1}\sigma_{ji}s_{v-i}=Y_j\sum_{i=0}^{v-1}\sigma_{ji}\beta_j^{v-i} \tag{30}$$

由此可得差错幅值：

$$Y_j=\frac{\sum_{i=0}^{v-1}\sigma_{ji}s_{v-i}}{\sum_{i=0}^{v-1}\sigma_{ji}\beta_j^{v-i}} \tag{31}$$

至此，就实现了差错幅值和差错位置的求取。再将接收多项式在差错位置上的值减去相应的差错幅值就可得到恢复后的数据多项式。

3 RS(255,243)和 RS(34,26)在高分辨率遥感卫星数据传输中的应用

根据高分辨率卫星在轨获取影像实际情况，首先对成像传感器在轨获取的海量数据进行小波变换数据压缩，并对其进行 RS(255,243)的信道编码；然后高级在轨系统 AOS(Advanced Orbit System)对压缩编码后的数据以及其他辅助数据进行数传合路和格式编排，输出码速率恒定的四相相移键控 QPSK(Quad-Phase Shift Key)调制所需的 I、Q 路组帧数据，I、Q 路的帧格式一致，并采用 RS(34,26)对其进行编码，以对 AOS 帧格式数据传输进行误码控制。

3.1 RS(255,243)码对影像数据抗误码传输控制

随着卫星影像的空间、时间、光谱分辨率的提高以及有效载荷种类的增加，遥感卫星在轨获取的影像数据对星地数据传输链路产生了巨大的压力，在目前的数据传输条件下必须依托数据压缩技术以解决此矛盾。在数据传输系统中对原始数据进行压缩是减少数据传输量很有效的方法，而且可以减少对传输信道带宽和缓冲存储器容量的要求，并在给定的传输速率下减少传输时间[5]。

由于信道传输特性的不理想和加性噪声的影响，卫星数据在传输过程中会不可避免地发生随机错误和突发错误。尤其是星上压缩后的遥感影像，在受到干扰后，不仅影响自身比特位，还要影响到其他比特位的影像。因此对卫星影像数据进行相应的压缩变换后加入信道编码以解决数据传输的差错控制问题，如图 1 所示。

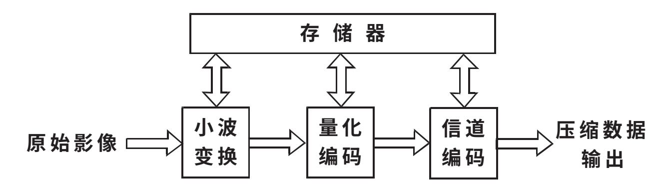


图 1 影像压缩编码原理框图

影像压缩主要由小波变换和量化编码两部分构成。小波变化的功能是对 N 行影像数据形成一个压缩块，对数据的能量进行集中，变换完成后以空间定向树的形式送给量化模块；量化编码接收小波变换后带符号的 13 bit 的小波系数(最高位是符号位)。为了实现压缩，将连续的小波系数看作 12 个连续的比特平面(符号位除外)，每个比特平面单独进行扫描和量化编码处理，且按重要性从高到低进行运算，前级的输出状态作为后级输入，从而形成并行流水硬件结构，实际采用了 12 级并行流水结构，也即进行 12 个比特层的量化[5]。当量化编码内存中存满一个压缩块的小波系数的量化数据时，将其读出到量化编码模块进行 RS 编码。本文根据实际任务要求以及光学遥感影像的压缩算法特点，采用编码效率高的 RS

(255,243) 编码算法对压缩后的影像数据进行误码扩散控制,伽罗华域生成多项式 $x^8+x^7+x^2+x+1$,码生成多项式 $g(x)=\prod_{i=1}^{2t}(x-\alpha^i)$,生成器初始值为 1,码块长度为 $n=255$,信息数据长度为 $k=243$,检验码 $2t=12$,该编码算法可纠正 $t=6$ B 以内的错误,编码效率 95.3%。

3.2 RS(34,26)码对 AOS 帧格式抗误码控制

高级在轨系统 AOS 是国际空间数据咨询委员会 CCSDS (Consultative Committee for Space Data Systems)建议的多遥感器数据合成的帧编码方式,支持多路虚拟信道数据的数传合路。通过对虚拟信道(VCDU)进行动态的管理调度、利用合理的合路机制,可以保证信道的高效率、大容量、多用户空间飞行器的数据处理和传输要求[6]。

为了保证 AOS 帧数据格式的正确性,对 VCDU 主导头、VCDU 插入区以及 VCDU 数据单元 B-PDU 导头的 26 B 采用 RS(34,26) 编码进行纠错,伽罗华域生成多项式 $x^8+x^7+x^2+x+1$,码生成多项式 $g(x)=\prod_{i=1}^{2t}(x-\alpha^i)$,生成器初始值为 112,码块长度为 $n=34$,信息长度为 $k=26$,检验码 $2t=8$,可纠正 $t=4$ B 错误;加入 2 B CRC(1062,1060)编码,生成多项式 $x^{16}+x^{12}+x^5+1$,校验区域为除帧同步头以外的 1 060 B 数据进行校验,具体方法如图 2 所示。

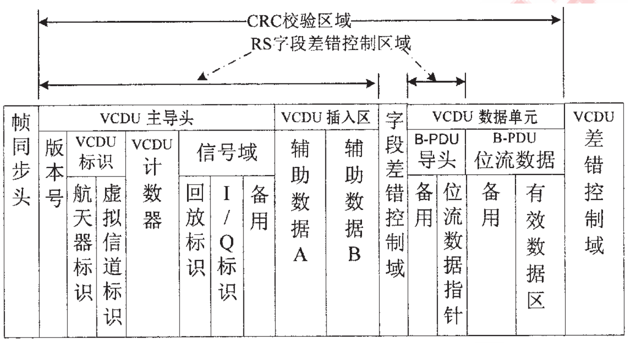
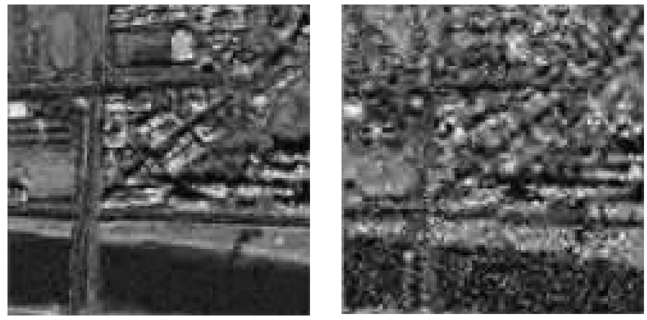


图 2 RS 纠错控制和 CRC 校验示意图

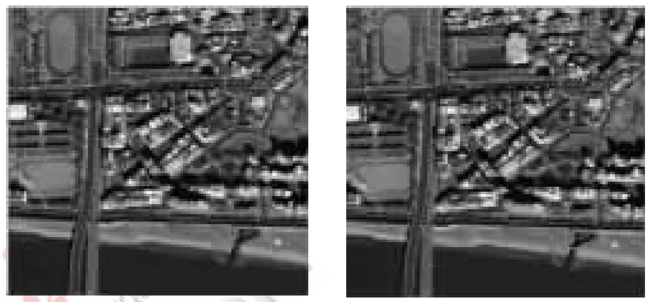
4 试验结果

根据前面的分析,重点对高分辨率影像在信道误码率分别为 10^{-4}、10^{-5} 的情况下进行小波算法压缩,对其加信道编码和不加编码的恢复影像进行比较,图 3、图 4 是在两种误码率情况下的影像恢复。从图 3 中可以看出,当信道的误码率增大时,不加 RS 编码已经出现了严重的失真,恢复影像变得模糊,峰值信噪比 PSNR 极低;从图 4 可看出,加上RS 编码,能够很好地纠正错码,恢复原有的信息,保持良好的影像质量。在误码率达到 10^{-4} 时,不加 RS 编码恢复的影像已经基本上淹没在噪声中,变得不可见;而加上 RS 编码后,仍能保持无误码时的性能,影像依然很清晰。



(a) 误码率 10^{-5}　　(b) 误码率 10^{-4}

图 3 不加信道编码的影像恢复



(a) 误码率 10^{-5}　　(b) 误码率 10^{-4}

图 4 加信道编码的影像恢复

文中根据 RS 编译码原理,结合高分辨率遥感卫星在轨影像实际数据压缩情况,提出应用 RS(255,243)和 RS(34,26)两种编码算法进行联合使用的方案,以解决星地数据传输中的误码问题。仿真试验证明,该方法在解决有干扰条件下的星地数据传输是切实可行的,有效地防止和减少了误码扩散,保护了卫星在轨获取的影像数据,为后续的地面数据处理提供了良好的基础。该方法编码效率高,非常适合遥感对地观测类卫星的软硬件实现。

参考文献

[1] 李世忠,胡莘,顾学迈,等. 传输型对地观测小卫星差错控制技术的分析与研究[J]. 测绘学报,2001,30(4):331-335.

[2] 冯桂,林其伟,陈东华.信息论与编码技术[M].北京:清华大学出版社,2007:157-198.

[3] 肖嵩. 无线信道中的联合信源信道编码研究[D]. 西安:西安电子科技大学博士论文,2004.

[4] 刘悦,刘明业,尚振宏. RS(255,223)码的编译码软件实现[J]. 计算机应用与软件,2006,23(11):46-48.

[5] 李飞鹏,杨志高,秦前清,等. 高分辨率遥感影像的实时压缩算法[J]. 武汉大学学报:信息科学版, 2004,29(3):259-263.

[6] CCSDS 122.0-B-1,Image Data Compression, Recommendation for Space Data System Standards[S], Blue Book.

(收稿日期:2008-12-02)