

深空通信文件传输协议的交织技术研究

焦 健¹, 张钦宇², 李安国^{1,3}

(1. 哈尔滨工业大学, 哈尔滨 150001; 2. 哈尔滨工业大学深圳研究生院, 深圳 518055;
3. 香港大学电机与电子工程系, 香港)

摘 要: 引入喷泉编码技术应用于深空通信, 对 CCSDS 文件传输协议进行改进, 提出了一种针对深空环境长时延、高误码率、丢包率大和链路中断等特点的基于数据包交织的文件传输协议。根据深空通信文件传输的业务需要设计了两种不同的级别概率分布, 接收端只需要接收到一定数量的数据包, 就能够恢复出整个原始信息, 无需或需要很少反馈确认信息。仿真验证交织技术能够简化传输协议, 减少文件传输时延, 增大系统的吞吐量并保证通信的有效性。

关键词: 深空通信; CCSDS 文件传输协议; 喷泉编码; 交织

中图分类号: V443.1 文献标识码: A 文章编号: 1000-1328(2010)11-2584-07

DOI: 10.3873/j.issn.1000-1328.2010.11.023

Research on Packets Interleaving File Delivery Protocol in Deep Space Communication

JIAO Jian¹, ZHANG Qin-yu², LI Victor O. K.^{1,3}

(1. Harbin Institute of Technology, Harbin 150001, China;
2. Shenzhen Graduate School, Harbin Institute of Technology, Shenzhen 518055, China;
3. Dept. of EEE, the Univ. of Hong Kong, Hong Kong, China)

Abstract: A new protocol based on packets interleaving technique in CCSDS file delivery protocol is put forward to solve the problems of huge delay, higher BER and probability of lost packets, intermittence of links in deep space communications in this paper. By adopting the idea of fountain codes method, two different level distributions are proposed to meet channel conditions. The receiving end can succeed in restoring the origin file from a certain number of packet data units, where the transaction can be guaranteed without any acknowledgements or information. Simulation results show that the protocol is able to shorten the file delivery delay, enhance throughput ability and ensure the validity of deep space communication.

Key words: Deep space communication; CCSDS file delivery protocol; Fountain codes; Interleaving

0 引 言

自动重传机制 (ARQ) 是传统的深空通信传输协议解决信息单元丢失的方法。随着深空探测范围的增大, 深空通信的长传输时延导致重传效率很低, 如地球至火星通信, 单向通信时延由相对位置从 6 分钟到最长达到 45 分钟。在如此大传输时延下使用 ARQ, 要求发送端缓存大量的数据等待 ACK 确

认。由于发送端板载处理器的内存容量限制使得传统的 ARQ 设计不适合深空通信。目前, 将差错控制技术扩展到物理层以外成为研究热点, 而传统的前向纠错 (Forward Error Correction, FEC) 分组码 (如 RS 码), 在编码前需要估计信道的丢包率并选定一个码率。若丢包率的估值小于实际信道误码率则无法恢复出原始信息, 而估值过大则造成了不必要的冗余传输。随着 LDPC 码等稀疏图编码的重新

兴起,喷泉编码作为一种无需反馈链路、能够以任意概率逼近香农极限的前向纠错分组技术被应用到深空通信中来^[1],以解决深空通信长、变时延、误码率高和信道非对称的问题。喷泉编码不需要接收到的数据包必须连续,而是只要接收到的数据包足够多就能够恢复出源文件,有利于解决深空通信易中断问题。

深空通信和空间任务相关协议的研究主要是围绕空间数据传输系统的国际标准组织提出的 CCSDS(Consultative Committee for Space Data Systems)建议展开^[2-3]。CCSDS 提出了能够支持空间和地面网络的文件传输协议(CCSDS File Delivery Protocol, CFDP)^[4],以解决文件传输协议在空间链路环境应用的各种问题,保证其在多跳文件传输环境中的正常应用。但是 CFDP 协议未将多个数据包进行相关处理。CFDP 协议将数据链路层的端到端通信信道视为数据单元的二元删除信道,接收端对到达物理层的数据包进行校验,然后向传输协议反馈通信数据包的完整性。传输协议选择接受成功解码的数据包的所有比特信息,或者丢弃一个无法恢复误码的数据包。研究将在喷泉编码的基础上将 CFDP 数据包进行交织,提出一种应用于深空通信的数据包交织传输协议(Packet Interleaving File Delivery Protocol, PI-CFDP),以减少反馈重传的次数,简化协议的握手过程,提高传输效率。

1 PI-CFDP 协议设计

CFDP 在选择确认传输模式时,与 TCP/IP 协议相比的最大特点就是传输的协议数据单元(PDU)使用否定确认信息(NAK)而不是确认信息(ACK)的 ARQ 机制^[4]。当传输数据出现错误时,接收端会发送 NAK 请求重传;ACK 只用于文件结尾(EOF) PDU 和传输结束(FIN) PDU。CFDP 的文件传输省略了发送端与接收端握手过程,发送端首先发送一个 MPDU,包含文件名称、大小、源和目的 ID 等信息,通知接收端文件传输开始,直到 EOF 被接收端成功接收。当接收端成功接收到 EOF 时,在返回 ACK(EOF)同时还发送一个统计了全部 k 个 PDU 丢失信息的 NAK,直到所有的 k 个 PDU 文件(包括 MPDU)被接收端正确收到,发送端返回 ACK

(FIN),并关闭发送端。接收端接收到 ACK(FIN)后,传输正式结束。直到 FINPDU 被发送端确认,文件才从缓存中释放。发送端与接收端根据协议设定进行文件传输及确认,每一轮的交互称为一个“spurt”,直到整个传输结束,spurts 的次数为一个随机变量,依赖于信道的误码率和文件大小。

估算 spurts 的期望:假设工作于全双工链路下,这样 ARQ 的差错控制信息能减少延时,设 PDU 文件大小为 PDU_i ,在本文中固定取值 1Kbyte^[5];信道误码率为 P_e ,则 PDU 误传率 $P_{ePDU} = 1 - (1 - P_e)^{PDU_i}$,文件的 PDU(包括 MPDU)的个数设为 N ,定义变量 M_N 为 spurts 的期望值, $M_N = \max(K_1, K_2, \dots, K_N)$,其中 K_i 表示第 i 个 PDU 被接收端成功接收时所需的传送次数,且是以 P_{ePDU} 几何分布且相互独立的随机变量。估算 spurt,有^[6]: $E(M_N) = \sum_{m=1}^{\infty} (1 - (1 - P_{ePDU}^m)^N)$,省略文件发送所需时间和控制操作时间并忽略 NAK、ACK、EOF 等的传输错误概率(信息长度小于 10Byte,误传率极小),传输时延 T_{File} 大小与 spurts 的期望值直接相关: $T_{File} = T_{prop} (1 + 2(M_N - 1))$,前 $M_N - 1$ 个 spurts 有双向传输时延 T_{prop} ,最后返回 FIN PDU 时文件传输结束,所以只计算单向传输时延。

深空信道的误码率(BER)通常在 $10^{-7} \sim 10^{-5}$ 之间,丢包率较大。对不同文件长度参数仿真,传输期望次数为 2~6 个 spurts,见表 1。深空通信传播时延大,反馈重传效率低,如地球至月球的平均单程传输时延为 1.32s。而典型的深空通信下行信道带宽 100Kbit/s,上行信道带宽 1Kbit/s,因此在深空通信的信道条件下通过增加下行链路的传输数据量减少反馈重传,能够缩短文件传输时延。

表 1 文件传输中的 spurt 平均次数

Table 1 Expected number of file transmission spurts

信道 误码率	文件大小/Mb				
	1	2	5	10	100
10^{-8}	1.5556	1.8033	1.9858	2.0062	2.0634
10^{-7}	1.6224	1.8586	1.9969	2.0093	2.0901
10^{-6}	2.0632	2.1230	2.2802	2.4833	3.0500
10^{-5}	3.4120	3.6864	4.0873	4.3278	5.2456

PI-CFDP 引入喷泉编码技术,将发送端的数据包按逐位异或处理,将一定数量的数据包进行交织处理,产生若干个冗余的数据包,如图 1。根据可靠

性编码理论将整个文件拆成若干数据包,每 k 个固定长度的 PDU 进行相关运算,得到 N 个新处理的数据包(类似于分组码的 k 个输入符号接续 $N - k$ 个校验符号)然后传输。接收端在物理层解码时无法恢复的错误编码包当作丢失来处理;而传输层可以通过接收一定数量的包,利用发送端引入的冗余包保证接收端能够自动恢复丢失的数据单元,最终恢复原文件,不需要反馈确认过程,在保证通信可靠性的前提下缩短文件传输时延和提高吞吐量。

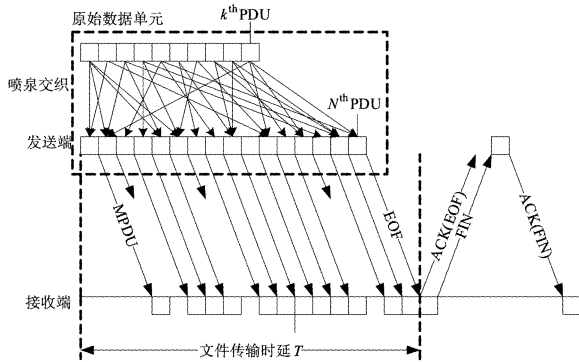


图1 PI-CFDP 协议结构

Fig. 1 PI-CFDP scheme

2 针对不同文件数据单元数量的交织设计

定义参数 $(k, \Omega(x))$, 其中 $\Omega(x) = \sum_i \Omega_i x^i$, 为交织输出符号的级别概率分布表达式, 良好的级别概率分布 $\Omega(x)$ 应满足以下条件:

(1) 编码与解码的复杂度与图的关联数成正比, 级别概率的平均值是关键因子。首先分析交织 PDU 的全选覆盖问题。考虑二分图具有 N 条连接线, 随机连接 k 个输入节点和 k' 个输出节点, 对于一个特定输入节点没有覆盖的概率为 $(1 - 1/k)^N \approx e^{-N/k}$, 则未被选中的输入节点数量为 $k \cdot e^{-N/k}$ 。当分布式编码的输出节点数 k' 接近香农最佳值 k 时, 全选概率大于 $1 - \delta$ 需要条件: $N > k \cdot \ln(k/\delta)$, 要求其级别概率平均值至少为 $O(\ln(k))$, 连接边数为 $O(k \cdot \ln(k))$ 。

(2) 为了避免不必要的冗余, 理想的迭代解码过程中, 每次只有一个校验节点(即分布式数据)级别概率为 1。能满足的有理想孤波分布(Ideal Soliton Distribution, ISD)^[7]: $\Omega(x) = x/k + \sum_{i=2}^k x^i / (i \cdot$

$(i - 1))$, $0 < x < 1$ 。ISD 的编码开销的期望值大约为 $k \cdot \ln(k)$ 。但是 ISD 在实际应用中与理想的情况相差太大, 由于级别概率的波动较大, 很可能发生没有级别概率为 1 的校验节点, 同时一些输入数据包根本没有与之关联的输出节点。

2.1 10^3 数量级的截短理想孤波交织设计

当喷泉编码输入单元数量较小时, 我们通过保证解码过程的平稳持续进行为目的设计级别概率分布。设 LT 码的输入原始数据包数为 k , 定义接收端的一个解码状态 (n, r, c) , n 为此刻未解码的 LT 码的输入包数量, 接收端收到 $(r + c)$ 个 LT 编码包, r 为接收端的 LT 码输出包中度为 1 的包数量, c 为未解码的 LT 码输出包中度大于 1 的包数量。则对于一个具有级别概率 i 的输出包 D_i 来说, 当有 n 个输入包的未解码情况下 ($n = k - j + 1 \leq k$), 在解码的第 j 阶段, 解码的成功概率 $p(i, j)$, $i = 2, 3, \dots, k, j = i, i + 1, \dots, k$ 为^[7]:

$$p(1, k) = 1 \quad (1)$$

$$p(i, j) = i(i - 1) \frac{\prod_{n=0}^{i-3} (j - n - 2)}{\prod_{n=0}^{i-1} (k - n)} \quad (2)$$

ISD 分布每次解码成功仅能恢复一个原始数据包: $f_{\text{ISD}} = k \sum_{i=1}^j \Omega_i^{\text{ISD}} p(i, j) = 1$, 即轻微的干扰将使解码中止。好的级别概率分布能保证解码顺利进行, 显然需要保证解码波纹方程尽量大, 解码失败的概率降低, 可视为最大化的解码速度和最小的编码复杂度。设计要在源文件输入节点数较小时以高的概率回复整个文件, 根据文献[8]引入一个优化初始值, 且输入节点有限:

$$\sum_{j=1}^N f(j) = k \quad (3)$$

需要使解码波纹保持一个较大的常量 β , 建立解码波纹方程:

$$f(j) = N \sum_i \Omega_i p(i, j) = \beta \quad (4)$$

β 值与初始包和解码步骤有关, 因为解码过程可视为一个随机游动, 对于解码失败概率与 $f(j)$, 在解码步骤 j 有, 释放了第 j 个输入节点, 节点与已有的包互不相同的概率为 $(k - j - R) / (k - j)$; 由解码概率的转移矩阵可得到:

$$\Omega_i = (k/N) \cdot \beta / (i(i-1)) \quad (5)$$

联立式(3)~(5)得: $\beta = \sum_{i=R+1}^k \frac{i}{(k-R)(i-R)}$, 因此设计级别概率分布类似与截短的理想孤波分布, 归一化得截短理想孤波交织设计(CISD):

$$\Omega(x) = (Rx + k\beta \sum_{i=2}^{k-R} x^i / (i(i-1))) / (R + k\beta) \quad (6)$$

由编译码理论可知, 对于较小的文件, 通过增加交织的深度, 交织后 PDU 包含不同原始数据包的相关信息就越多, 协议对抗丢包和错包的能力越强, 服务质量保障就越好; 但是接收端解交织的复杂度也就越大, PDU 交织和解交织的时间越长。

2.2 10^4 数量级的弱鲁棒性交织设计

Luby 针对 LT 码设计的鲁棒孤波分布 (Robust Soliton Distribution, RSD) 编码复杂度在码长增加时不能满足线性^[9], 对于文件长度较大时应用效果受限。因此我们在深空信道条件参数下参考鲁棒孤波分布重新设计喷泉码的级别概率分布, 以降低交织复杂度。

对于一个 $(k, \Omega(x))$ 的 LT 码, 由参考文献[10]的二分图构造理论分析, 输出级别概率分布为 $\omega(x)$, 输入级别概率分布为 $\nu(x)$, 有: $\omega(x) = \Omega'(x) / \Omega'(1)$, $\Omega'(x)$ 为输出包的平均级别概率。计算 $\nu(x)$ 的分布, 对指定的一个输入包, 度为 l 个邻节点的概率为 $C_N^l (\Omega'(1)/k)^l \cdot (1 - \Omega'(1)/k)^{N-l}$, 为接收到的数据包。则输入节点的级别概率分布满足: $\nu(x) = \sum_{l=1}^N C_N^l (\Omega'(1)/k)^l \cdot (1 - \Omega'(1)/k)^{N-l} \cdot x^l$, 初始条件, 并归一化: $\nu(x) = (1 - \Omega'(1)) \cdot (1 - x) / k^N$ 。对于 $x \in [\delta, 1]$, 构造输入输出分布函数满足 $\nu(1 - \omega(1 - x)) < x$, 即不等式:

$$\begin{aligned} & \nu(1 - \omega(1 - x)) \\ &= \left(1 - \frac{\Omega'(1)}{k} \cdot (1 - (1 - \omega(1 - x))) \right)^N \\ &= \left(1 - \frac{\Omega'(1)}{k} \cdot (\omega(1 - x)) \right)^N \\ &= \left(1 - \frac{\Omega'(1-x)}{k} \right)^N < e^{-N \cdot \Omega'(1-x)} \end{aligned} \quad (7)$$

等价于级别概率分布需满足不等式:

$$e^{-(1+\mu) \cdot \Omega'(1)} < 1 - x \quad (8)$$

若要使不等式(8)成立, 需要:

$$\Omega'(x) > (\mu - \ln(1 - x)) / (\mu + 1) \quad (9)$$

使用弱鲁棒性交织分布 (WRSD)^[9]:

$$\Omega(x) = [\mu x + \sum_{i=2}^S x^i / (i(i-1)) + x^{S+1} / S] / (\mu + 1) \quad (10)$$

则:

$$\begin{aligned} \Omega'(x) &= \frac{1}{\mu + 1} \left(\mu + \sum_{i=1}^{S-1} \frac{x^i}{i} + \frac{(S+1)x^S}{S} \right) \\ &= \frac{1}{\mu + 1} \left(\mu - \ln(1 - x) + x^S - \sum_{i=S+1}^{\infty} \frac{x^i}{i} \right) \end{aligned} \quad (11)$$

因为 $\sum_{i=S+1}^{\infty} x^i / i < 1$, 且 $\sum_{i=1}^{\infty} x^i / i$ 为递增函数, 考虑深空信道的丢包率为 f , 定义参数 $\varepsilon = f / [k(1 - f)]$, 并设 $S = \lceil 4/\varepsilon \rceil$ (其中 $\lceil \cdot \rceil$ 表示上取整), $\delta = \varepsilon/4$, $\mu = \varepsilon/2$, 可证当 $x = 1 - \delta$ 时, $x^S - \sum_{i=S+1}^{\infty} \frac{x^i}{i} > 0$, 则有:

$$\begin{aligned} & \sum_{i=S+1}^{\infty} (1 - \delta)^{i-S} / i < \sum_{i=1}^{\infty} (1 - \delta)^i / (S + 1) \\ &= (1 - \delta) / [\delta \cdot (S + 1)] \\ &\leq \frac{4 - \varepsilon}{\varepsilon} \cdot \frac{\varepsilon}{4 + \varepsilon} < 1 \end{aligned} \quad (12)$$

所以不等式(9)成立, 因此能够证明下式 $e^{-(1+\varepsilon/2) \cdot \Omega'(x)} < e^{-(1+\varepsilon/2) \cdot \mu / (\mu+1)} \cdot (1 - x)^{-(1+\varepsilon/2) / (\mu+1)}$ 。

对于 $x = 1 - \delta$ 的情况, 不等式(8)成立需满足: $-(1 + \varepsilon/2) \cdot \mu < (\mu - \varepsilon/2) \cdot \ln(\delta)$, 将 $\mu = \varepsilon/2$ 代入, 即有 $(1 + \varepsilon/2) \cdot \varepsilon/2 > 0$, 由 ε 的取值显然成立。同时取 $N = (1 + \mu)k$, 此时系统能以高于 $1 - \varepsilon/4$ 的概率从 N 个接收的输出包中恢复 $(1 - \delta)k$ 个输入包, 解码开销为 $O(k \cdot \ln(1/\varepsilon))$, 即编解码具有线性复杂度; 而理想鲁棒孤波分布的 LT 码, 相同参数设计的度分布复杂度为 $O(k \cdot \ln(k/\delta))$ 。

3 仿真结果与数值分析

3.1 文件交织设计方案的仿真和分析

Matlab 仿真, PDU 长度为 1Kbyte, AWGN 信道下最大迭代次数为 10, 累计出现 10 次解码失败或者成功 10000 次, 则解码终止, 信道误码为独立的随机错误。仿真时主要关注的参数是解码失败的次数占总解码次数的比例, 即解码失败概率。

图 2 仿真了文件较小时的 CISD 交织设计在不同信道误码率下解码成败概率小于 10^{-4} 的冗余开销与文件数据单元数量关系, 并分别与理想孤波分

布和鲁棒孤波分布 ($\delta = 0.05, c = 0.03$) 进行了比较。从图 2 中可以看出,相同的解码失败率下 CISD 交织方案的冗余开销要小于 ISD 和 RSD。理想孤波分布与其他两种分布相比需要更多的冗余编码开销,而当输入单元数 k 增加且信噪比较小的情况下,理想鲁棒孤波分布在相同的编码开销能获得更大的解码性能的提升,这是由于理想鲁棒孤波分布要求在较大码长(10^4 数量级)下能接近其设计性能,随着文件交织数据单元的增加,可以采用优化的鲁棒分布 WRSD 交织算法。

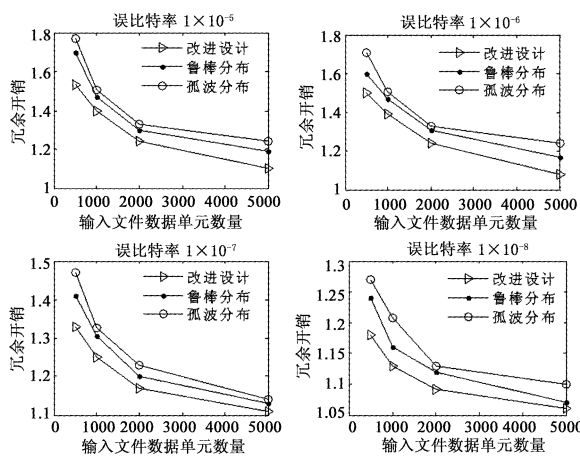


图 2 CISD 分布解码失败概率 10^{-4} 的编码冗余开销比较

Fig. 2 Decoding performance of different degree distribution and redundant symbols

图 3 比较了随着输入信息单元数量 k 在 5000 到 100000 区间,WRSD 分布设计解码失败概率为 10^{-4} 时不同信噪比下需要的编码冗余开销。根据前文分析,该设计在输入信息单元数 k 大于 5000 时,能以线性复杂度进行数据单元交织,而性能与理想鲁棒孤波分布的解码性能几乎一致。随着编码输入单元数 k 的增加,WRSD 分布设计使达到解码失败概率为 10^{-4} 所需要的冗余开销逐渐减小,当编码输入单元数 k 超过 100000 后,解码性能可以逼近 LT 码理想鲁棒孤波分布设计的 0.03 冗余开销。

3.2 时延性能的仿真和分析

由于 PI-CFDP 在发送端要对数据包进行交织,并发送 N 个交织后的数据包;在接收端需要对接收到的数据包解交织,也增加了处理时延,但相对于深空通信中的传播时延还是有利的,PI-CFDP 文件传输时延为: $T_{FD} = (T_{PDU} + T_{process}) \cdot N + T_{prop}$,其中 N

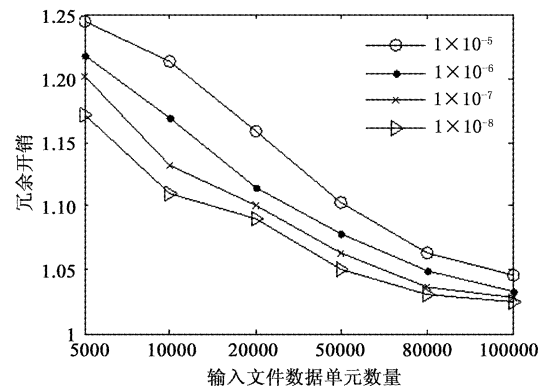


图 3 WRSD 分布解码失败概率 10^{-4} 的编码冗余开销

Fig. 3 The overhead of WRSD versus the number of origin file PDUs at decoding failure rate of 10^{-4}

为保证接收端能以 99.99% 恢复 k 个原始数据包需要发送的数据包, $T_{process}$ 为 PDU 交织时延,根据参考文献[11]估算喷泉交织所需的时延,对于 CISD 消耗约为 0.3ms/Kbyte 而 WRSD 约为 0.17ms/Kbyte。仿真以地球-月球、地球-火星之间最大距离为例,相关的参数参考 NASA 火星轨道器 MTO 的通信手册列于表 2。

表 2 空间通信仿真参数取值

Table 2 The value of deep space communication simulation parameters

参数	取值范围
文件大小/Mbyte	1, 2, 5, 10
信道误比特率	$10^{-8}, 10^{-7}, 10^{-6}, 10^{-5}$
信息速率/(Mb/s)	0.5, 1, 5, 10
传播时延/s	1.352(地球-月球), 1337.66(地球-火星)

图 4 仿真对比了地月通信时,不同传输速率和文件长度 CFDP 协议与 PI-CFDP 协议的文件传输时延随着信道误比特率变化的性能曲线,由于地球-月球之间的传播时延和 PDU 的处理时延具有相同量级,文件传输时延受文件大小和传输速率变化的影响较大。从图 4 中可以看出信道高误码率较高时 PI-CFDP 协议有一定的优势,体现了协议设计初衷——通过减少文件重传次数降低文件传输时延。

而地球-火星之间的传播时延远远大于 PDU 的处理时延,所以文件传输时延主要由传播时延决定,其它因素影响较小。图 5 比较了地球火星通信时,4 种不同传输速率下比较 CFDP 协议与 PI-CFDP

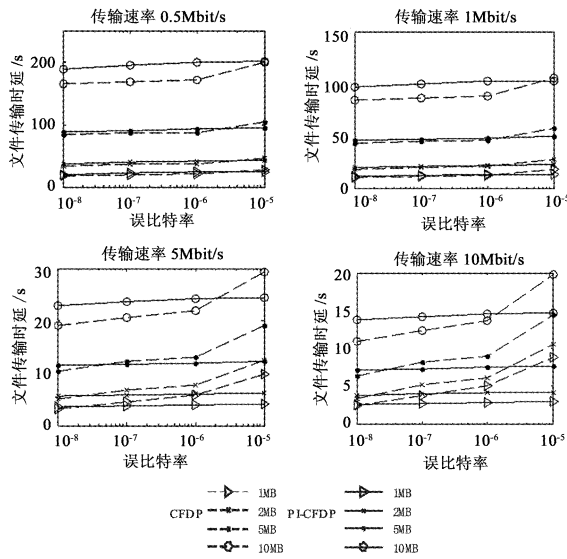


图 4 地月通信文件传输时延仿真

Fig. 4 Numerical results of the expected file delivery time between Earth and Moon

协议的文件传输时延随着文件长度和信道误比特率变化的性能曲线。对 4 种传输速率的仿真中,左边子图为 CFDP 仿真的传输时延,右边子图为 PI-CFDP 协议的仿真传输时延。可以看出若采用 CFDP 协议,发送端需要等待 NAK 信息,额外的传播时延增大了文件传输时延。而由于 PI-CFDP 传输协议不需要接收端反馈 ACK 或 NAK 信息,使得深空通信中的传播时延大大减小。

4 结 论

尽管喷泉编码提出的背景主要针对广播和组播协议,但是其不需要反馈链路的特性在深空通信传播时延大、链路衰减快、信道传输非对称、链路易中断等特点的信道模型下,具有重要意义。结合喷泉编码技术设计的数据包交织的 PI-CFDP 协议,优点是在发送端采用交织技术代替反馈的否定确认信息或确认信息,由于每个数据包包含了多个原始数据包的信息,丢失的数据包在接收端能够得到还原,不需要发送端重传,从而降低了文件传输时延,增大了吞吐量,特别是在长距离通信的背景下(如地球-火星通信);缺点是发送端和接收端需要编译码设备和数据包存储设备,还会增加文件处理的时延。但是随着大容量星上处理和存储设备应用,以及大规模、可编程逻辑器件的发展,该方法不仅适用于深

空通信,也适合于战术移动网络、传感器网络等延时容许网络。

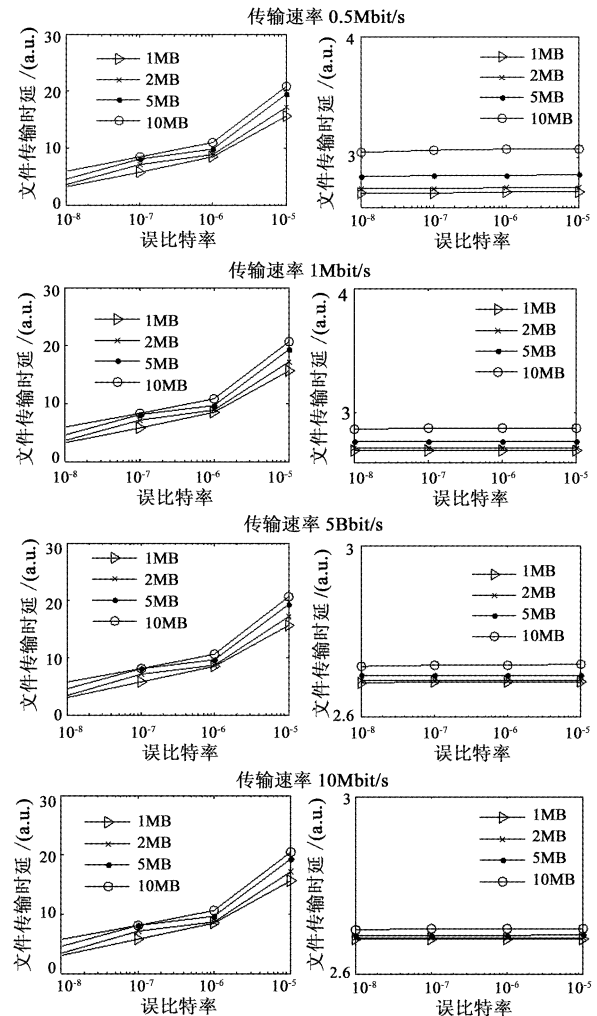


图 5 地火通信文件传输时延仿真

Fig. 5 Numerical results of the expected file delivery time between Earth and Mars

未来的研究工作是构建一套基于典型深空探测环境的仿真系统,在系统参数(路径长度、传输时延、阻塞概率、通信中断概率、带宽、丢包率、中继节点缓存大小等)变化的情况下,验证结合信道编码的跨层协议性能;考察不同编码交织方式下的长距离文件传输协议的性能,以及各编码参数对协议的影响。研究 PI - CFDP 协议的其它相关问题,并在已有空间协议体系下规范 PI - CFDP 协议,使得运行不同协议的节点之间能够互通互联,完成文件的存储和传递。

参 考 文 献

- [1] Jiao J, Zhang Q Y, Li H. Design of concatenated fountain code in deep space communication[C]. 5th International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, Beijing, 2009.
- [2] CCSDS. CCSDS file delivery protocol (CFDP) Part1: Introduction and overview, CCSDS 720. 1 - G - 3[EB/OL]. 2007. <http://ccsds.org>.
- [3] CCSDS. CCSDS file delivery protocol (CFDP) Part2: Implementers guide, CCSDS 720. 2 - G - 3 [EB/OL]. 2007. <http://ccsds.org>.
- [4] CCSDS. CCSDS File Delivery Protocol (CFDP) Recommendation for space data system standards, CCSDS 727. 0 - B - 4 [EB/OL]. 2007. <http://ccsds.org>.
- [5] Gao J L, Segui J S. Performance evaluation of the CCSDS file delivery protocol-latency and storage requirement[C]. Aerospace Conference, Big Sky, MT, 2005.
- [6] Lee D, Baek W. Expected file-delivery time of deferred NAK ARQ in CCSDS file-delivery protocol[J]. IEEE Transactions on Communications, 2004, 52(8): 1408 - 1416.
- [7] Luby M. LT codes[C]. The 43rd Annual IEEE Symposium on Foundations of Computer Science, Vancouver, BC, Canada, 2002.
- [8] Luby M. Information additive code generator and decoder for communication systems, U. S. Patent 6307487[P/OL]. 2001. <http://patft.uspto.gov/>.
- [9] Shokrollahi A. Raptor codes[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2006, 52(6): 2251 - 2567.
- [10] Luby M, Mithzenmacher M, Shokrollahi A. Efficient erasure correcting codes [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2001, 47(2): 569 - 584.
- [11] Byers J W, Luby M, Mitzenmacher M. A digital fountain approach to asynchronous reliable multicast[J]. IEEE Journals on Selected Areas in Communications, 2002, 20(8): 1528 - 1540.

作者简介:焦健(1983 -),男,哈尔滨工业大学电子与信息
技术研究院博士研究生,研究方向为深空通信传输协议及信
道编译码性能。

通信地址:深圳市南山区西丽大学城哈工大校区通信工程
(518055)

电话:13723799240

E-mail:hellojesus@sina.com

(编辑:余 未)