

CDMA2000 中连接建立的分组延时分析

江俊锋, 曹志刚

(清华大学电子工程系, 北京 100084)

摘要: 分组的 RLP(无线链路协议) 传送延时是连接建立延时的一个重要组成部分. 已有的研究一般假设满负荷的条件计算该部分延时, 但该假设在连接建立的过程中不成立. 本文分析连接建立过程中分组的 RLP 传送延时, 通过考察组成一个分组的所有数据帧在不同轮次的传送状态, 提出了一种迭代计算方法. 仿真结果表明, 提出的方法可以准确地计算连接建立条件下的分组延时. 满负荷条件下的延时和连接建立条件下的分组延时相比较, 前者的延时可比后者的延时多达到 100ms.

关键词: 无线数据通信; 无线链路协议; 连接建立; 分组延时

中图分类号: TN9191.72 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2007) 04-0727-05

Packet Delay Analysis of Session Setup in CDMA2000

JIANG Junfeng, CAO Zhigang

(Department of Electronic Engineering, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

Abstract: Packet delay in radio link protocol layer is the critical part of session setup delay. Previous study assumed saturation to calculate this delay. But the saturation assumption does not hold for session setup. This paper analyzes the RLP packet delay in session setup. Through the study of the transmission status of all frames in the same packet, we propose an iterative calculation method. Simulation results demonstrate that the proposed method can accurately calculate the packet delay in session setup. Comparing the packet delay under the saturation assumption with the packet delay under session setup, we can find that the former delay can be 100 ms longer than the later one.

Key words: wireless data communications; radio link protocol; session setup; packet delay

1 引言

作为 3G 的主要移动通信系统之一, cdma2000 系统已经在许多地区得到成功的应用. 该系统的成功应用, 很大程度依赖于 cdma2000 的空中接口协议. 其中 RLP (Radio Link Protocol, 无线链路协议) 是最重要的空中接口协议之一^[1].

RLP 是基于 NAK (Negative Acknowledgement, 否定确认) 的 SR2ARQ (Selective Repeat Auto Repeat reQuest, 选择性重传) 协议. 发送方接收到上层的分组后, 把分组组装成若干数据帧, 传送给接收方; 接收方检查接收的数据帧的帧号, 通过帧号的不连续检测传输错误; 并且通知发送方重传错误的帧.

研究中一般选择吞吐量和延时作为 RLP 的性能指标. 在这方面, 已经有不少研究工作. 比如, 文献[2, 3] 考察了在信道误帧率为独立同分布 (i. i. d.) 的条件下 RLP

数据帧的延时和吞吐量; 其中, 文献[2] 还给出了计算 TCP 吞吐量的指示. 与文献[2] 和文献[3] 不同, 文献[4] 研究信道误帧率为相关的情况, 给出了数据帧的延时和吞吐量. 近期, 文献[5] 结合 MAC (Median Access Control, 媒体接入控制) 层传送, 研究了信道误帧率为 i. i. d. 和相关的条件下数据帧延时; 而且, 还考察了 RLP 重传对 TCP 性能的影响.

值得注意的是, 上述的研究均假设满负荷的条件, 即发送方始终具有数据帧发送. 该假设在考察一个协议的性能时是可取的. 但是, 该假设不适用于所有的情况, 比如, 连接建立的延时分析. 在一个连接建立的过程中, 上层分组多为信令分组或控制分组, 发送方将这些分组传送到对端, 需要等待对端的响应之后才发送后续的分组. 在 cdma2000 中, RLP 的单程延时可达 100ms, 往返延时可达 200ms. 显然, 在连接建立时, 分组的间隔较大, 发送方不满足满负荷条件.

因此,问题自然出现:上述基于满负荷条件的数据帧延时分析,是否仍适用于连接建立的延时分析?此问题可以转化为:在连接建立过程中,数据分组在 RLP 层的传送延时为多少?该问题的研究对于分析连接建立延时具有重要的意义.比如,考察 SIP(Session Initialization Protocol,会话初始协议)协议在 cdma2000 的建立延时^[6],考察切换过程中新连接建立的延时^[7],均要求预先明确分组的 RLP 延时.然而,迄今为止,该问题还未得到彻底的研究.文献[6]给出了上层分组的延时分析;但是该文未考虑 RLP 协议的一些细节,比如该文未考虑重传计时器.而且,该文假设满负荷条件,还假设无线链路上下行具有相同的误帧率.因此,该文分析的是一个理想化的 RLP,不能计算实际的 RLP 分组延时.

本文研究 RLP 的分组延时,分析连接建立条件下的分组延时,通过考察组成一个分组的所有数据帧的传送状态,提出了一个迭代计算方法.此外,本文还比较满负荷条件下的分组延时以及连接建立条件下的分组延时.比较结果表明:在典型的信道误帧率下,前者的数据分组延时可比后者的延时多达 100 ms,说明进行连接建立条件下延时分析是必要的.

2 RLP 协议简介

如前所述,RLP 是一个基于 NAK 的 SR2ARQ 协议.图 1 给出了 RLP 的示例.在叙述该例子之前,先给出一个定义.定义一个 RLP 协议的机制为 $(n_0, n_1, \dots, n_i, \dots, n_m)$;其中 n_i 表示一个数据帧第 i 次重传时发送相同数据帧的最大数目;第 0 次重传表示数据帧第 1 次传送.

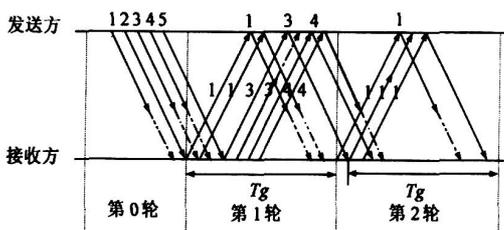


图 1 RLP 机制 (1, 2, 3) 示例

图 1 给出了 RLP 机制(1, 2, 3)的示例.图中实线表示帧正确传送,虚线表示帧传送错误.在第 0 轮,分组第 1 次传送,发送方发送所有的数据帧.由于 $n_0=1$,每一个数据帧发送一次.经过第 0 轮传送,第 1、3、4 号数据帧出错.第 1 轮开始时,接收方要求发送方重传第 1、3、4 号数据帧;由于 $n_1=2$,接收方针对每一个错误的帧发送 2 个 NAK 帧.每一个 NAK 帧将触发发送方重传相应的数据帧.在第 1 轮,接收方为每一个重传的数据帧启动一个计数器,该计数器将在往返延时加上一个保护时间(GuardTime)之后超时.经过第 1 轮重传,第 3、4 号数据帧正确到达接收方;但是,第 1 号数据帧未能

正确传送.当 1 号帧的计时器超时之后,开始第 2 轮重传.在第 2 轮中,接收方将发送 3 个 NAK 帧,要求重传 1 号帧;同时,1 号帧的重传计时器重新启动.如果在计时器超时之前,接收方成功接收到 1 号帧,那么该分组正确接收,提交给上层;否则,该分组传送失败.

由图 1 可见,在第 0 轮时,第 3、4 号数据帧出现了错误累积现象.3 号帧出错之后,接收方无法立即检测错误,因为紧随其后的 4 号帧也出现错误;接收方在正确接收 5 号帧之后,才检测到 3 号帧错误.此种现象称为错误累积.

3 RLP 分组延时分析

3.1 假设和符号定义

假设一个上层分组由 N 个 RLP 数据帧组成;不失一般性,假设 N 个数据帧的帧号为 1 到 N .假设数据帧的误帧率为 p_d ,NAK 帧的误帧率为 p_n .

定义符号 $U(r, e_r, k_r)$ 表示联合概率,表示分组在经历了第 r 轮重传之后,未正确传送的数据帧数目为 e_r ,其中帧号最大的错误帧为 k_r 号帧的概率.

3.1.2 分组的传送状态

如前所述,在连接建立之时,分组的间隔较大;因此可以单独考虑一个分组的传送状况.下面的推导中,我们考察每一轮重传之后,分组的数据帧的传送情况.

3.1.2.1 第 0 轮传送

在第 0 轮传送之后, N 个数据帧中,假设未正确传送的数据帧数目是 e_0 ,其中帧号最大的错误帧为 k_0 号帧.那么有如下的联合概率

$$U(0, e_0, k_0) = \begin{cases} \begin{pmatrix} k_0 - 1 \\ e_0 - 1 \end{pmatrix} p_d^{e_0} (1 - p_d)^{N - e_0} & e_0 \setminus 1, k_0 \setminus 1 \\ (1 - p_d)^N & e_0 = 0, k_0 = 0 \end{cases} \quad (1)$$

其中,式(1)中的第 1 项表示在最前面的 $k_0 - 1$ 个数据帧中,有 $e_0 - 1$ 个发生错误,其概率为 $\begin{pmatrix} k_0 - 1 \\ e_0 - 1 \end{pmatrix} p_d^{e_0 - 1} (1 - p_d)^{k_0 - e_0}$;而 k_0 号帧之后的数据帧均正确,其概率为 $(1 - p_d)^{N - k_0}$;同时第 k_0 号帧也出错,概率为 p_d ;这三项相乘可以得到式(1)的第 1 项.式(1)的第 2 项表示所有的数据帧都正确传送,其概率为 $(1 - p_d)^N$.

下面的推导采用相似的思路.由于篇幅限制,不再详细解释.

3.1.2.2 第 $r(1 \leq r \leq m)$ 轮传送

在经历第 r 轮传送之后,如果 $e_r = 0, k_r = 0$,表示经过第 r 轮传送,不再有出错的数据帧,因此所有第 $r - 1$ 轮的 e_{r-1} 个错误数据帧在第 r 轮传送均正确,于是联合概率 $U(r, e_r, k_r)$ 为

$$U(r, e_r, k_r) = \prod_{k_r=1}^N \prod_{e_r=1}^{k_r} U(r-1, e_{r-1}, k_{r-1})(1-P_r)^{e_r} \quad (2)$$

如果 $e_r \setminus 1, k_r \setminus 1$, 表示仍有出错数据帧, 概率为

$$U(r, e_r, k_r) = \prod_{k_r=1}^N \prod_{e_r=1}^{k_r} U(r-1, e_{r-1}, k_{r-1})H(e_{r-1}, k_{r-1}, e_r, k_r) \quad (3)$$

其中, 式(3)中的 $H(e_{r-1}, k_{r-1}, e_r, k_r)$ 表示第 $r-1$ 轮中, 第 k_r 号帧出错, 在其之前有不少于 e_r 个错误的帧; 经过第 r 轮传送之后, 在这些错误的帧中, 仍未正确传送的帧数目是 e_r-1 . 于是, $H(e_{r-1}, k_{r-1}, e_r, k_r)$ 概率如下式所示.

$$H(e_{r-1}, k_{r-1}, e_r, k_r) = \begin{cases} \begin{pmatrix} e_{r-1}-1 \\ e_r-1 \end{pmatrix} P_r^{e_r} (1-P_r)^{e_r-e_r} & (e_r \setminus 1, k_r = k_{r-1} \setminus 1) \\ \sum_{j=e_r-1}^{\min(k_{r-1}, e_r-1)} \begin{pmatrix} k_{r-1}-1 \\ j \end{pmatrix} \begin{pmatrix} k_{r-1}-1-k_r \\ e_{r-1}-j-2 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} k_{r-1}-1 \\ e_{r-1}-1 \end{pmatrix} @ P_r^{e_r} (1-P_r)^{e_r-e_r} & (e_r \setminus 2, k_{r-1} > k_r \setminus 1) \end{cases} \quad (4)$$

式(4)中的 P_r 表示在第 r 轮中, 所有的 n_r 个 NAK 帧未能使一个数据帧正确重传的概率; 即

$$P_r = (p_d + p_n - p_d p_n)^{n_r}$$

至此, 可以得到一个分组经过 m 轮重传之后, 未能正确传送的概率为

$$P_f = \prod_{k_m=1}^N \prod_{e_m=1}^{k_m} U(m, e_m, k_m) \quad (5)$$

那么, 分组正确传送的概率为 $P_c = 1 - P_f$.

313 分组的传送延时

前面已经计算出分组在每一轮的传送状况及其概率; 本节计算分组传送延时的概率. 其思路是: 给定分组在某一轮的传送状况及概率, 若算出在下一轮中所有出错的数据帧都正确传送的概率, 那么分组延时的概率是这两部分概率的乘积.

31311 在第 0 轮中, 所有帧正确传送

在这种情况下, 分组的延时为 $D = Nt_f + t_d$. 其中 D 为分组的延时, t_f 是数据帧发送间隔, t_d 是数据帧的 RLP 单程延时. 相应地, 这种情况的延时概率为 $U(0, 0, 0)$.

31312 在第 1 轮中, 所有帧正确传送

在该情况下, 分组的延时为 $D = t_d + k_0 t_f + 2t_d + F_1 t_f + D_1 t_f$. 其中, k_0 是第 0 轮中帧号最大的错误帧; F_1 是 k_0 号帧的 n_1 个 NAK 帧中, 使 k_0 帧正确传送的第 1

个 NAK 帧, 其概率是 $P(F_1 = j) = P_1^{j-1} (1 - P_1)$; D_1 是 k_0 号帧因为差错累积而延迟的发送间隔, 其主要原因是就在该帧之前传送的帧发生错误. 可以求出 k_0 号帧之前有 j 个错误帧的条件概率是

$$P((D/n_1) = j | e_0, k_0) = \begin{cases} P(j=0) = 1 & (e_0 = 1, N \setminus k_0 \setminus 1) \\ P(j=k_0-1) = 1 & (N \setminus e_0 = k_0 \setminus 2) \\ P(j=i, 0 \leq i \leq e_0-1) & (N \setminus k_0 > e_0 \setminus 2) \\ 0 & \text{其他} \end{cases} \quad (6)$$

式(6)中, 当 $N \setminus k_0 > e_0 \setminus 2$ 时,

$$P(j=i, 0 \leq i \leq e_0-1) = \begin{pmatrix} k_0-2-j \\ e_0-1-j \end{pmatrix} \begin{pmatrix} k_0-1 \\ e_0-1 \end{pmatrix} \quad (7)$$

于是, 第 1 轮中所有帧正确传送的条件下, 分组延时的概率为

$$P(D = t_d + k_0 t_f + 2t_d + F_1 t_f + D_1 t_f) = U(0, e_0, k_0) (1 - P_1^{n_1})^{e_0} P_1^{F_1-1} P((D/n_1) | e_0, k_0) \quad (8)$$

31313 在第 2 轮中, 所有帧正确传送

在该情况下, 分组的延时为

$$D = t_d + (k_1 + n_1 + D_2) t_f + T_g + 2t_d + F_2 t_f \quad (9)$$

其中, T_g 是重传计时器的计时数值, $T_g = t_d + \text{GuardTime}$, 这里 GuardTime 是保护时间; F_2 类似于 F_1 , 它表示 k_1 号数据帧在它的第 F_2 个 NAK 帧所触发的重传时正确传送; D_2 是帧 k_1 因为差错累积而被延迟重传的发送间隔数目. 本文在第 2 轮中忽略错误累积现象. 从后面的仿真结果中可以看出, 在典型的信道误帧率下, 该近似带来的误差极小. 于是, 式(9)可以简化为 $D = t_d + (k_1 + n_1) t_f + T_g + 2t_d + F_2 t_f$. 相应的分组延时概率为

$$P(D = t_d + (k_1 + n_1) t_f + T_g + 2t_d + F_2 t_f) = U(1, e_1, k_1) (1 - P_2)^{e_1} P_2^{F_2-1} \quad (10)$$

31314 在第 r 轮中, 所有帧正确传送

类似于第 2 轮中所有帧正确传送的情况, 可得到相应于第 r 轮所有帧正确传送条件下的延时概率为

$$P(D = t_d + (k_{r-1} + n_{r-1}) t_f + (r-1) T_g + 2t_d + F_r t_f) = U(r, e_r, k_r) (1 - P_r)^{e_r} P_r^{F_r-1} \quad (11)$$

31315 分组的有效平均延时

于是, 考虑上述所有的分组延时, 可以得到分组的平均有效延时如下:

$$D = \sum_i P(D = t) t / P_c \quad (12)$$

之所以考虑有效平均延时, 是因为有些数据帧在经历 m 次重传之后仍未能正确传送. 这部分数据帧将被丢弃, 因此包含这部分数据帧的分组也被丢弃. 而被丢弃分组不能列入有效的分组的计算之中; 所以在式(12)中考虑了分组正确传送的概率 P_c .

4 仿真和数值分析

首先,我们采用数值计算和仿真方法验证上述分析的正确性.表 1 给出了仿真条件和计算参数^[8].仿真工具采用 ns2. 仿真统计一个 SIP 连接建立分组的延时,对每组参数仿真 1000 次,然后求出平均的延时.

表 1 仿真参数

参数	数值	参数	数值
RPL 机制	(1,2,3), (1,1,1,1,1)	帧大小	96Byte
p_d	0.0120.25	分组大小	10 帧
p_n	0.05, 0.10	单程延时	100ms
帧传送间隔	20ms	GuardTime	60ms

图 2 给出了仿真结果和数值计算结果.其中横轴是数据帧的误帧率,范围是 01 01 到 0125, NAK 帧的误帧率是 0105,属于典型的无线链路误帧率;纵轴为分组平均有效延时.从图 1 可以看出,理论分析的数值计算结果和仿真结果吻合较好.由此,可以得到如下的一些结论:(1)采用提出的分析方法可以较准确地计算出连接建立条件下分组的延时;(2)对于典型的误帧率,理论分析所采用的近似是可以接受的.

可以由图 2 还可看出,采用不同的 RPL 机制,分组的延时不同.机制(1,2,3)的延时比机制(1,1,1,1,1)的延时更小.其原因是:机制(1,2,3)中,一旦数据帧出现错误,在第 1 次重传时,用 2 个 NAK 帧触发重传;而机制(1,1,1,1,1)只用一个 NAK 帧触发重传.显然,在第 1 次重传时,2 个 NAK 帧使一个错误帧正确重传的概率要大于仅有 1 个 NAK 帧的情况.因此,在机制(1,2,3)中,一个错误帧能更早得到正确的传送;所以分组的延时更小.

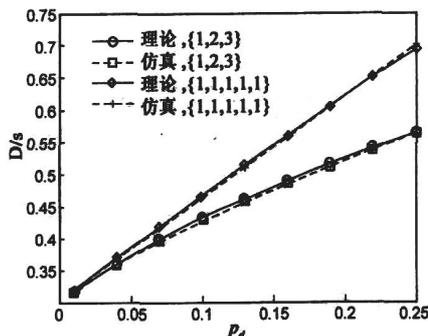


图 2 连接建立条件下 RPL 的分组延时 ($p_n=0.05$)

接着,我们比较连接建立条件和满负荷条件下的分组延时,考察采用满负荷假设计算连接建立条件下延时的误差.

图 3 给出了机制(1,2,3)和机制(1,1,1,1,1)在连接建立条件和满负荷条件下的分组延时.满负荷是现有工作所采用的假设^[6,7].对于满负荷条件,采用仿真方法得到分组延时.仿真的过程中,发送方始终具有分

组发送.其中图例/连接建立0表示连接建立时的延时.

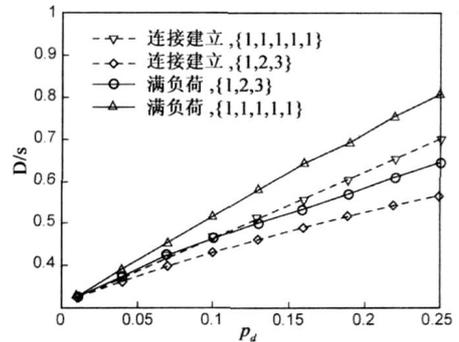


图 3 满负荷和连接建立条件下的延时比较 ($p_n=0.10$)

由图 3 可见,在两个条件下分组延时的确有差别.比如,对于 $p_d=0.15$ 时,机制(1,1,1,1,1)在两个条件下的延时差别接近 100ms.我们可以根据协议的运作机制分析满负荷产生误差的原因.在满负荷条件下,新的数据帧不是连续发送,一个分组的数据帧传送会被其他分组的重传数据帧延迟.也就是说,满负荷条件下的分组延时比连接建立时的延时多一部分时间;该部分时间是:一个分组从传送其第一个数据帧到传送其最后一个数据帧的过程中,被其他分组的重传数据帧延迟的时间.由图 3 可见:基于满负荷假设的数据帧延时分析,不适用于连接建立时的延时分析;准确地计算连接建立条件下的延时,不应采用满负荷条件.

5 结论

本文分析了 cdma2000 连接建立条件下分组的 RPL 延时,提出了一种迭代计算方法;利用该方法可以准确地计算连接建立时分组的 RPL 延时.在 cdma2000 系统中,满负荷条件下分组的 RPL 延时,可以比连接建立条件下的延时多达 100ms.采用满负荷条件,分析连接建立条件下的分组延时将会有较大的误差.

参考文献:

- [1] 3GPP2 Data Service Options for Spread Spectrum Systems: Radio Link Protocol Type 3. V 2. 0 [OL]. http://www.3gpp2.org/Public_html/specs/index.cfm. 2005.
- [2] F Khafizov, M Yavuz. Analytical model of RPL in IS2000 CDMA networks [A]. In Proc IEEE VTC. 02Fall [C]. Vancouver, Canada: IEEE, 2002. 487-491.
- [3] J M Harris, M Airy. Analytical model for radio link protocol for IS95 CDMA systems [A]. In Proc IEEE VTC. 00Spring [C]. Tokyo, Japan: IEEE, 2000. 2434-2438.
- [4] Y Wu, Z Niu, J Zheng. Performance model for TCP over link layer on correlated channels for wireless data communication [A]. In Proc IEEE VTC. 04Fall [C]. Milan, Italy: IEEE, 2004. 2565-2569.

- [5] H Lin, S K Das. Performance Study of link layer and MAC layer protocols to support TCP in 3G CDMA systems [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2005, 4(5): 489- 501.
- [6] S K Das, E Lee, K Basu, S K Sen. Performance optimization of VoIP Calls over wireless links using H. 323 protocol [J]. IEEE Transactions on Computers, 2003, 52(6): 742- 752.
- [7] N Banerjee, W Wu, K Basu, S K Das. Analysis of SIP2based mobility management in 4G wireless networks [J]. Computer Communications, 2004, 27(8): 697- 707.
- [8] F Khan, S Kuma, K Medepalli, S Nanda. TCP Performance over cdma2000 RLP[A]. In Proc. IEEE VTC. 00Spring[C]. Tokyo, Japan: IEEE, 2000. 41- 45.

作者简介:



江俊锋 男, 1979 年 10 月出生出生于福建省. 清华大学电子工程系博士生, 主要研究方向是无线网络的 MAC 协议、链路协议分析、移动性管理等. E2mail: jjf02@mails. thu. edu. cn



曹志刚 男, 1939 年 7 月出生出生于上海, 1962 年毕业于清华大学无线电电子学系, 现任清华大学电子工程系教授、博士生导师、微波与数字通信国家重点实验室副主任、教育部远程教育专家委员会副主任、总装航天装备标准化委员会委员、中国教育电视台专家组长、国家政府采购网专家、中国通信学会会士、中国通信学会学术工作委员会副主任、纽约科学院 member、中国电子学会高级会员、IEEE 高级会员、日本电子信息通信工程师学会 (IEICE) 海外会员等. 主要研究方向是宽带移动通信, 卫星通信等. E2mail: czg2dec@tsinghua. edu. cn