

一种基于 TD-SCDMA 的无冲突自组网 MAC 协议^{*})

庞 博 徐雷鸣 向 勇 史美林

(清华大学计算机科学与技术系 CSCW 实验室 北京 100084)

摘 要 本文研究了非理想信道对自组网 MAC 协议的影响,在此基础上提出了一种名为 TAMP 的基于 TD-SCDMA 的自组网 MAC 协议,它可以有效地避免数据分组的冲突,并能让节点同时在自组网和蜂窝网中工作。

关键词 自组网,MAC,TD-SCDMA

A Collision-free MAC Protocol for Wireless Ad Hoc Networks Based on TD-SCDMA

PANG Bo XU Lei-Ming XIANG Yong SHI Mei-Lin

(CSCW Lab, Dept. of Computer Science and Technology, Tsinghua Univ. Beijing 100084)

Abstract This paper researches the working of ad hoc MAC protocols under imperfect radio channel, then presents a MAC protocol called TAMP for wireless ad hoc networks based on TD-SCDMA. This protocol can prevent collisions between data packets efficiently and can work simultaneously in ad hoc network and cellular network.

Keywords Ad hoc, MAC, TD-SCDMA

1 引言

无线自组网(wireless ad hoc networks,简称自组网)是一种移动、多跳、无中心的无线网络。与蜂窝网(如 GSM 网络)不同的是,自组网中的节点(node,即移动终端)可以在不借助预置的网络基础设施(如基站)的条件下与其它节点进行通信,如果两个节点无法直接通信,它们可以借助其它中间节点的转发来间接通信。

近来,一些研究人员开始关注蜂窝网和自组网结合的问题^[1-2]。如果一个蜂窝网终端能够同时支持蜂窝网和自组网通讯,将会大大扩展蜂窝网的应用范围。其中一个用途是通过终端组成自组网来扩展蜂窝网基站的覆盖范围,降低蜂窝网的早期建网成本,在基站覆盖范围以外的终端可以通过其它处于覆盖范围内的终端做转发来接入蜂窝网;另一个用途是可以把蜂窝网终端应用到没有蜂窝网基站覆盖的偏远地区,组成临时性网络,用于抢险、救灾等活动。

TD-SCDMA 是第三代移动通讯标准之一,我们的工作是为 TD-SCDMA 终端增加自组网功能,实现终端与终端之间的直接通信和多跳通信,同时支持话音业务和数据业务。为了实现这一目的,首先需要为 TD-SCDMA 终端设计一个适合于自组网的 MAC 协议(TD-SCDMA Ad hoc Mac Protocol,简称为 TAMP 协议),TAMP 协议需要以现有的 TD-SCDMA 空中接口为基础,分布式地协调自组网中各个节点对于信道的访问。

实际的无线信道环境是非理想的,在非理想的无线信道环境下,MAC 协议如何避免碰撞是 TAMP 协议主要关注的问题。

2 非理想信道及现有 MAC 协议的问题

首先我们介绍什么是非理想的信道环境以及在非理想的信道环境下现有 MAC 协议存在的问题。理想信道假设:任何

两个节点要么能互相通信,要么不会互相干扰。非理想信道不满足这一假设,举例来说,如图 1 所示,节点 2 与节点 1 之间的距离较远,它们之间无法通信,但节点 2 发出的信号可以干扰节点 0 发给节点 1 的分组。也就是说虽然节点 1 和节点 2 不能互相通信,但它们可能互相干扰对方的信号接收。非理想信道产生的原因是:在实际的无线通讯系统中,当干扰的功率小于信号的功率时仍然可能产生干扰,也就是说只有当 C/I(载干比,carrier interfere ratio)大于 CIR_t(CIR_t>0dB,典型值为 10dB)时,干扰才不足以影响信号的正确接收;而当 C/I 介于 0dB 和 CIR_t 之间时,干扰仍然是存在的。

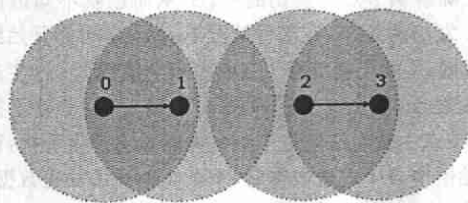


图 1 非理想信道示范场景(灰色圆表示节点的通讯范围)

自组网的 MAC 协议大体可以分为两类,第一类协议是非同步的 MAC 协议,这类协议不需要各个节点间保持时钟同步,主要包括 MACAW^[3]、IEEE 802.11^[4]、RIMA^[5]等。这类协议通过载波监听(CSMA)以及控制分组(如 RTS/CTS 等)的多次交互来减少隐藏终端问题。优点是相对比较简单,各个节点不需要保持时钟同步;缺点是不能保证实时业务所要求的最大延迟。第二类协议是同步的 MAC 协议,这类协议要求网络中所有节点都保持时钟同步,主要包括 ADAPT^[6]、FPRP^[7]、RBRP^[8]、CATA^[9]、ADHOC^[10]等,它们通常能够更好地满足实时业务的 QoS 要求。因为 TD-SCDMA 标准要求各个节点间保持同步,所以我们提出的 TAMP 协议是一个同步的 MAC 协议。

目前,大多数 MAC 协议都是通过发送控制分组(例如

^{*})国家自然科学基金资助项目(60273010)。

IEEE 802.11 协议中的 RTS/CTS) 来避免或减少数据分组的冲突。我们认为发送控制分组的意义在于: 通过控制分组的发送来模拟数据分组的发送, 通过牺牲控制分组来避免数据分组的碰撞。对于某次通讯过程, 我们把此次通讯过程中发送控制分组的阶段称之为竞争阶段; 把发送数据分组的阶段称之为数据阶段。在自组网中, 各个在竞争阶段时处于接收状态的节点, 在数据阶段应该仍旧处于接收状态, 这种状态的一致性(简称一致性关系)在大多数现有的 MAC 协议中是不能完全保证的。在非理想信道环境中, 不能充分满足这种一致性关系会导致数据分组的冲突。下面我们 IEEE 802.11 协议为例来说明这一问题。

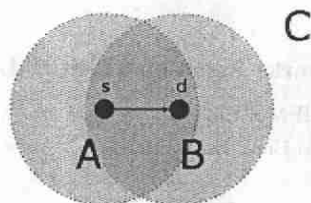


图2 IEEE 802.11 的一致性关系示范场景

如图2所示, 处于发送者(节点 s) 通讯范围内的节点属于集合 A , 处于接收者(节点 d) 通讯范围内的节点属于集合 B , 其它节点属于集合 $C(C = A \cap B)$ 。802.11 协议可以使集合 $A \cup B$ 中的节点满足一致性关系, 即所有处于发送者和接收者通讯范围内的、在竞争阶段处于接收状态的节点在数据阶段仍处于接收状态。对于理想信道来说, 这样就可以避免数据分组的冲突了, 因为集合 C 中的节点不会干扰节点 d 的接收; 但在非理想信道环境下, 这显然是不够的, 因为 C 中的节点可能干扰节点 d 的接收。在 802.11 协议中, 控制分组(RTS/CTS)与数据分组的对应关系是通过控制分组的内容体现的。在图1所示的场景中, 节点2不能正确接收节点1发出的分组, 但是节点2可以干扰节点0发给节点1的分组。因为节点2无法正确解调节点1发出的 CTS, 从而也就不知道该分组是节点1发出的 CTS, 在这种情况下, 节点2可能开始给节点3发送数据, 从而干扰节点1接收节点0的数据。产生这种问题的原因在于, 节点0发送 RTS 分组时, 节点2处于接收状态, 这样节点1就无法知道节点2可能对它产生干扰, 而当节点0开始给节点1发送数据时, 节点2也开始发送数据, 这样就对节点1的接收产生了干扰, 也就是说当节点0发送控制分组和数据分组时, 节点2分别处于不同的状态; 如果在节点0发送 RTS 的同时, 节点2也发送 RTS, 节点1就无法正确接收节点0的 RTS, 也就不会给节点0返回 CTS, 这样通过牺牲控制分组就避免了数据分组的碰撞, 因此不能充分保证一致性关系正是产生数据分组冲突的原因。图3是用 ns^[1] 模拟 802.11 协议在图1场景下工作的结果, 从图中可以看到当节点2到节点3的数据流开始以后, 节点0到节点1的数据流被完全压制。

上面以 IEEE 802.11 协议为例讨论了非同步 MAC 协议在非理想信道环境下的问题, 下面我们再看看同步 MAC 协议在非理想信道下的工作情况。某些同步的 MAC 协议是可以充分满足一致性关系的。例如在 FFRP 协议中, 网络中各个节点(即图2中集合 $A \cup B \cup C$ 中的所有节点)在竞争阶段的状态与数据阶段的状态是完全一致的, 这种一致性是通过控制时槽与数据时槽的一一对应来实现。FFRP 协议中, 控制分组的控制作用并不是通过分组的内容来实现的, 控制分组

只是一个信号, 只要它在特定的控制时槽出现, 就起到了控制作用。相对于 IEEE 802.11 中通过内容来实现控制作用的控制分组, 我们不难发现, 只有这种信号式的控制分组才有可能使得控制过程在非理想信道中充分满足一致性关系, 因为基于内容的控制分组是不能够对集合 C (如图2)中的节点产生控制作用的。但是, FFRP 协议这种控制时槽和数据时槽一一对应的方式使得对信道的调度比较死板, 一旦某个控制时槽中发生冲突, 就会浪费掉与之相对应的数据时槽, 因此从效率角度上说, FFRP 协议这种牺牲控制分组来避免数据分组冲突的做法并不比数据分组本身发生冲突的效率更高, 从这个意义上说, 这种控制似乎是得不偿失的。

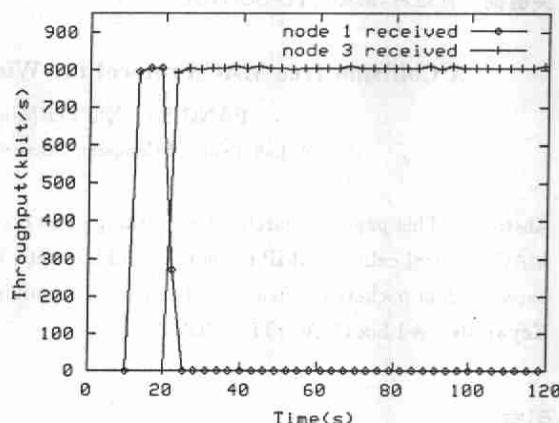


图3 IEEE 802.11 协议在图1场景下的模拟结果

并不是所有同步的 MAC 协议都可以充分满足一致性关系, 例如 RBRP、ADHOC 等协议。RBRP 协议是 FFRP 协议的改进, 为了提高时槽的利用率, 减少由于竞争失败而导致的时槽浪费, 控制时槽与数据时槽不再一一对应, 但这样就不能保证所有节点满足一致性关系。

3 TAMP 协议

3.1 协议假设

在设计 TAMP 协议时, 我们需要充分保证一致性关系, 同时还需要尽量提高协议的效率, 减小由于控制分组的冲突而产生的浪费。为了达到这样的目标, 我们做出如下假设: 如果在接收者处, 干扰的强度低于载波监听的阈值, 则此干扰不会干扰接收者的正常接收。下面说明这一假设的合理性。要确定干扰是否会影响信号的正常接收, 更直接的指标是载干比 C/I , 在一个典型的 CDMA 通讯系统中, 当 $C/I > 7\text{dB}$ 时, 干扰一般不会影响信号的接收。这样我们只需要保证信号接收功率比载波监听阈值高 7dB 或更多, 上面的假设就是合理的。

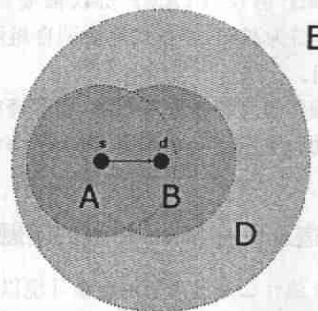


图4 TAMP 协议的一致性关系示范场景

如图4所示,节点 d 的载波监听范围内的所有节点用集合 D 来表示,集合 A 、 B 的意义与图2中的相同,显然 $B \subset D$, E 为位于节点 d 的载波监听范围之外的所有节点的集合, $E = \bar{D}$ 。由上面的假设,TAMP协议只需要让集合 D 中的所有节点符合一致性关系。这样就减少了需要满足一致性关系的节点数量(集合 E 中的节点不再需要满足一致性关系),为提高协议的效率提供了可能。

在上面这个假设的基础上,我们设计了TAMP协议。需要说明的是:节点的移动性使得MAC协议无法保证节点在发送控制分组时的状态与发送数据分组时完全一致。因此,我们先不考虑节点的移动性,有关节点移动性的问题,将在后面予以说明。

下面是TAMP协议正确工作需要满足的一些假设:

1. 所有节点的时间均保持同步;
2. 若干扰的强度低于载波监听的阈值,则此干扰不会干扰接收者的正常接收;
3. 不存在单向链路;
4. 每个节点配有一个半双工的无线收发机,即节点不能同时进行发送和接收;
5. 每个节点配有一个全向天线。

从图5中可以看到,在TD-SCDMA的帧结构中,可分配的最小时间单元是时隙(Time slot,简称TS),按照TD-SCDMA标准,TS0-TS6这7个时隙用来传送蜂窝网中的数据。我们需要从这7个时隙中选出一部分来传送自组网数据,这样才能使终端能够同时在蜂窝网和自组网中工作。

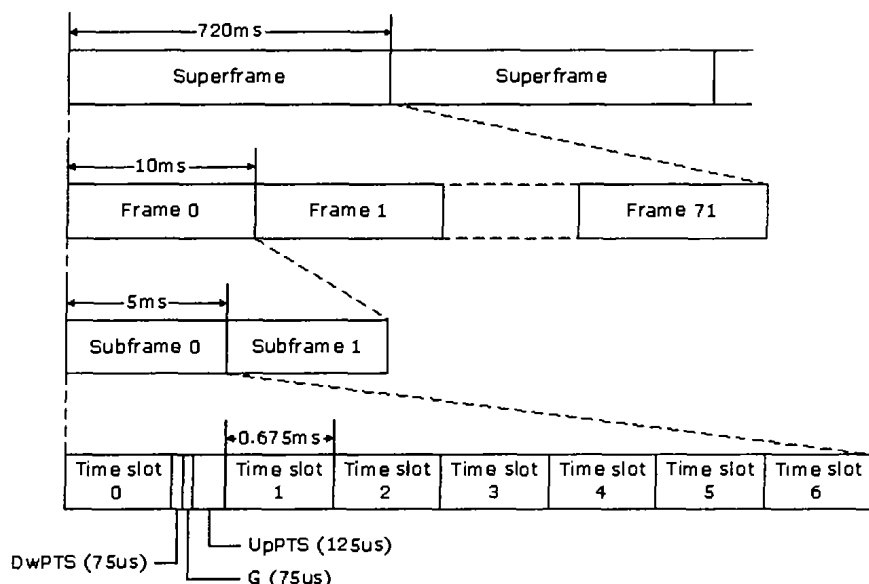


图5 TD-SCDMA的帧结构

关于如何协调蜂窝网和自组网所占用的时隙数量的问题,已经超出了本文讨论的范围。在这里我们只说明当自组网所占用的时隙数量确定后TAMP协议的工作方式,假设把每个子帧(Subframe)的TS3、TS4和TS5时隙分配给自组网使用。为了有效地协调自组网节点对这些时隙资源的访问,我们将这些分散在各个子帧中的自组网时隙在逻辑上连接起来,构成自组网多帧(Multiframe)。这样做的好处是一个多帧中相邻的两个时隙在实际的TD-SCDMA帧结构中并非是相邻的(而是相隔一个子帧),这样就为终端硬件处理留出了充裕的时间。

图6说明了TS3多帧的构成,我们规定一个TS3多帧包含20个时隙,选取20主要是考虑到终端间的同步问题。目前,自组网终端间通过GPS进行同步,GPS模块每隔1s提供

一次时间信号。20个时隙总共是100ms,这样每隔10个多帧就可以做一次同步校准。我们规定TS3多帧用于发送自组网中的小分组(包括各种控制分组和其它短数据分组),采用简化的竞争过程;其它 $TS_n (n \neq 3)$ 多帧用来进行长数据/语音业务的传输。每个自组网节点在开始自组网通信之前需要首先在TS3多帧中抢占一个时隙作为控制时隙,节点通过各自的控制时隙交互控制信息,从而了解网络局部的拓扑结构和信道资源分配情况。由于TS3多帧采用的是简化的竞争过程,因此不能够充分保证一致性关系,这样设计主要是考虑到协议的效率,因为牺牲控制分组来保证短数据分组的传输成功率往往是得不偿失的。TS3多帧的具体竞争方法不是本文讨论的重点,这里就不作详细介绍了。

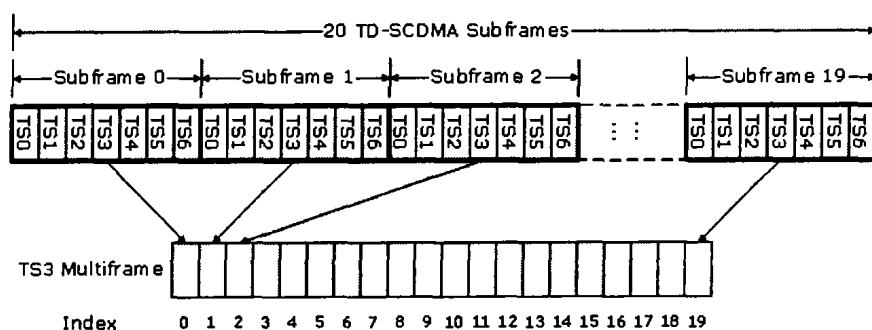


图6 TS3多帧的构成

图 7 是 TS4 多帧的构成,其它 $TS_n(n \neq 3)$ 多帧(如 TS5 多帧)的构成与 TS4 多帧类似。 $TS_n(n \neq 3)$ 多帧与 TS3 多帧的区别在于每个 $TS_n(n \neq 3)$ 多帧包含 40 个时隙, $TS_n(n \neq 3)$

多帧所包含的时隙数比 TS3 多帧多一倍,主要是希望减少控制时隙 CLR 所占用的信道开销(CLR 的作用在后面会介绍)。

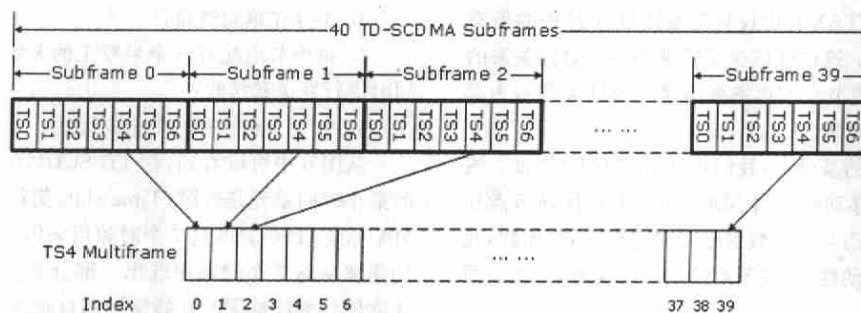


图 7 TS4 多帧的构成

3.2 $TS_n(n \neq 3)$ 多帧的竞争过程(TAMP-UNIT 方法)

根据对数据/话音业务流量(话音业务流量为 16kbps)的分析,我们认为一路数据/话音业务的传输占用 $TS_n(n \neq 3)$ 多帧中等间隔的 10 个时隙比较合适,如图 8 所示。一个 $TS_n(n \neq 3)$ 多帧可容纳 4 个数据/话音的传输单元(Data/Voice Transmission Unit, 简称 Unit),也即最多同时容纳 4 路单向话音链路,每个 Unit 包含 10 个时隙,图 9 是一个 Unit 中各个时隙的名称。在 $TS_n(n \neq 3)$ 多帧中,信道的分配是以 Unit 为单位的。我们把对 Unit 的访问过程称为 TAMP-UNIT 方法,TAMP-UNIT 方法是可以充分保证一致性关系的,这一点会在后面说明。下面我们来介绍 TAMP-UNIT 方法的具体内容。

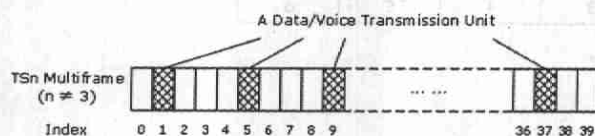


图 8 Unit 的构成

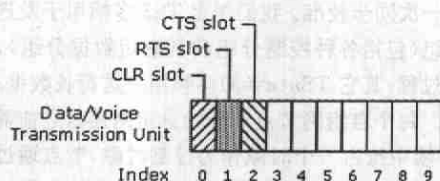


图 9 一个 Unit 中各个时隙的名称

Unit 的竞争过程:

1. 如果节点 s 在 Unit ni (Unit ni 表示 $TS_n(n \neq 3)$ 多帧的第 i 个 Unit, $i=1 \sim 4$) 的 CLR slot 没有听到载波(也没有收到 CLR 分组),那么它可以竞争 Unit ni ;否则它就不能竞争 Unit ni 。
2. 如果节点 s 决定竞争 Unit ni ,那么它在 Unit ni 的 RTS slot 发送 RTS 分组。
3. 如果 RTS 分组的节点 d 正确接收到了该 RTS 分组,而且节点 d 在 Unit ni 的 CLR slot 也没有听到载波(且没有收到 CLR 分组),那么节点 d 就在 Unit ni 的 CTS slot 中发送 CTS 分组给节点 s 。
4. 如果节点 s 正确收到了 CTS 分组,则此次竞争成功。节点 s 可以在 Unit ni 的非 CLR slots 中发送数据,并且可以一直使用 Unit ni ,直至自己主动放弃 Unit ni 。只要在上一个

Unit ni 中正确收到了节点 s 发来的数据,节点 d 就要在当前 Unit ni 中的 CLR slot 发送 CLR 分组。同时 CLR 分组还起到 ACK 的作用,用来告诉节点 s 那些分组已经被正确接收。也就是说 CLR 的控制作用是双重的,CLR 作为一个信号,起到了避免其它节点竞争 Unit ni 的作用;而 CLR 的内容又起到了 ACK 的作用。

Unit 的放弃过程:

1. 如果节点 s 要放弃 Unit ni ,那么它就停止在 Unit ni 的非 CLR slots 中发送数据。
2. 只有在上一个 Unit ni 中正确收到了数据,节点 d 才会在当前 Unit ni 中的 CLR slot 发送 CLR 分组。因此如果在上一个 Unit ni 中没有收到任何数据,节点 d 就不会发送 CLR 分组,这样 Unit ni 就可以被其它节点竞争,也就是说 Unit ni 被放弃了。

图 10 是节点在 Unit 的竞争/放弃过程(TAMP-UNIT 方法)中的状态变迁图。

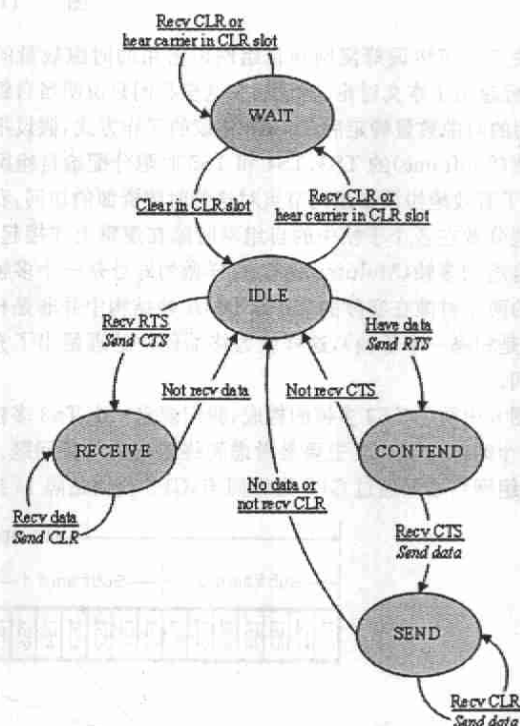


图 10 TAMP-UNIT 方法的状态变迁图

下面来说明 Unit 的竞争/放弃过程(TAMP-UNIT 方法)可以满足一致性关系,也就是要说明集合 D (如图 4 所

示)中所有在竞争阶段处于接收状态的节点在数据阶段不会变为发送状态。如果节点 s 对 Unit ni 的竞争过程成功,那么节点 s 的目的节点 d 就会在下一个 Unit ni 的 CLR slot 中发送 CLR 分组,所有在 CLR slot 听到载波的节点都不能竞争 Unit ni ,也就是说集合 D 中的所有节点都不能竞争 Unit ni 。而任何一个节点在发送数据前都要先参与竞争,这样所有没有参与竞争 Unit ni 的节点在数据阶段都不能进行发送,一致性关系得以满足。

相对于 FPRP 协议,当一次竞争失败时,TAMP 协议对于信道的浪费会比较少。因为在 TAMP 协议中并没有把时隙分为控制时隙和数据时隙,也就没有控制时隙与数据时隙的一一对应关系,只有 CLR slot 被固定用来做控制分组的发送。竞争失败的节点只需要做随机退避,之后就可以进入下一次竞争。

需要说明的是,只有当数据分组长度较长,需要占用多个 Unit 才能传送完毕时(例如一次打电话的过程),使用这种竞争的方法才是经济的。如果数据分组长度很短,用这种竞争方法往往是不合适的。因为在 TD-SCDMA 的空中接口规范中,MAC 层的最小控制单元是时隙,不论控制分组多么短,每个控制分组也需要占用一个时隙的时间。如果数据分组可以在一个或几个时隙中发送完毕,那么控制分组所占用的信道比例就会很高。这也正是我们规定在 TS3 多帧中用简化的竞争过程来发送短数据分组的原因。

对于 Unit 的竞争,无线节点的移动使得数据分组仍然存在碰撞的可能。既然不能完全避免数据分组的碰撞,退一步来看,我们希望节点能在尽可能短的时间内发现碰撞并对信道重新进行竞争。在 TAMP 协议中,一旦接收节点 d 在上一个 Unit ni 中发现冲突,它就不会在当前 Unit ni 中的 CLR slot 发送 CLR 分组,没有收到 CLR 分组,发送节点 s 就不会再继续发送数据,这样 Unit ni 就被释放了,节点 s 会重新开始竞争信道。

3.3 TAMP-UNIT 方法的吞吐量分析

从理论上分析 TAMP-UNIT 方法的吞吐量可以在一定程度上了解协议的性能,并为协议参数的选择提供一定的依据。我们参考了 Sousa 和 Silvester 在文[12]中提出的模型,使用离散 Markov 链来进行吞吐量分析。下面是我们的模型所需要的一些假设:

1. N 个节点构成全连接的自组网,即任何两个节点间都可以直接进行通讯。

2. 系统中可用的 Unit 的数量为 M ,如果只有 TS3 和 TS4 多帧用于自组网通讯,则 $M=4$,如果 TS5 多帧也用于自组网通讯,则 $M=8$ 。

3. 每个节点至多只占用一个 Unit。

4. 数据分组的长度用传输该分组所占用的 Unit 个数来表示,并且假定数据分组长度符合参数为 q 的几何分布,即数据分组长度为 k 的概率 $P[L=k]=(1-q)q^{k-1}$ [13],容易得到数据分组平均长度 $La=1/(1-q)$ 。

5. 空闲节点在某个多帧中有数据要发送的概率为 p ,也就是说空闲节点在某个多帧中选择一个 Unit 来竞争的概率为 p 。

由于数据分组的长度符合几何分布,具有无记忆性,因此系统状态可以用当前正在发送数据的节点的数量(也就是占用的 Unit 的数量)来表示,故系统的状态数为: $|S|=\min(N, M)$ 。令 P_{km} 为从状态 k 转换到状态 m 的转移概率,即从有 k

个节点在发送数据变为有 m 个节点在发送数据的概率。在某多帧 t 开始前系统状态为 k ,即有 k 个节点在发送数据;假设在多帧 t 开始时有 i 个节点完成数据发送变为空闲状态,这 i 个节点可以在多帧 t 重新成为发送者,这样在多帧 t 开始时网络中共有 $N'=N-(k-i)$ 个空闲节点可能成为发送者。由于在多帧 t 结束时系统的状态为 m ,这样就有 $m'=m-(k-i)$ 个节点在多帧 t 内成功地竞争到 Unit 并开始发送数据,也就是说在多帧 t 内有 m' 个节点成功发送了 RTS 并且成功收到了 CTS。我们假设在多帧 t 中有另外 n' 个空闲节点尝试发送 RTS 但没有收到 CTS。这样在多帧 t 中,有 $m'+n'$ 个节点参与了信道的竞争,有 $N'-m'-n'$ 个节点保持空闲。由于刚刚被释放的 i 个 Unit 要到下一个多帧才能被重新竞争,因此多帧 t 中可供空闲节点进行竞争的 Unit 总数为 $M-k$,这样, N' 中的某个节点竞争某个空闲 Unit 的概率为 $p/(M-k)$ 。我们将 m' 个竞争成功的节点定义为集合 A ,这些节点所竞争到的 Unit 定义为集合 MA ,显然 MA 的元素个数也是 m' , A 中的元素与 MA 中的元素是一一对应关系; n' 个没有竞争成功的节点组成集合 B ,所有未被成功竞争的 Unit 组成集合 MB (不包括刚刚释放的 i 个 Unit)。如果 B 中的某个元素与 MB 中的某个元素对应(表示 B 中的这个节点试图竞争 MB 中的这个 Unit,但没有成功),那么 B 中至少还有一个元素与 MB 中的该元素对应,也就是说至少有两个节点去竞争这个 Unit,否则这个 Unit 就应该属于集合 MA 。

为了计算 P_{km} ,我们需要统计可以让系统状态由 k 变为 m 的所有变迁的数量,然后乘以每种变迁发生的概率。一个可能的变迁需要符合以下三条原则:

1. 集合 A 中的元素与集合 MA 中的元素是一一对应的。
2. 集合 B 中的元素可以与 MB 中的任何一个元素对应。
3. 如果 MB 中的某个元素与 B 中的某个元素对应,那么它至少还与 B 中的另外一个元素对应。

转移概率 P_{km} 的计算公式为:

$$P_{km} = \sum_{i=0}^{\min(k, M-m)} P_{kmi} \quad (k < M \text{ 时})$$

$$\text{当 } i < M-m \text{ 时, } P_{kmi} = \sum_{n'=0}^{N'-m'}$$

$$\left\{ P \left[\begin{matrix} i \text{ nodes} \\ \text{become idle} \end{matrix} \right] P \left[\begin{matrix} \text{a particular valid} \\ \text{transmission} \end{matrix} \right] \cdot \left(\text{number of valid} \right) \right\}$$

$$\text{其中的 } P \left[\begin{matrix} i \text{ nodes} \\ \text{become idle} \end{matrix} \right] = B(k, 1-q, i) = C_k^i (1-q)^i q^{k-i}.$$

某个变迁发生的概率

$$P \left[\begin{matrix} \text{a particular valid} \\ \text{transmission} \end{matrix} \right] = (1-p)^{N'-m'-n'} \left(\frac{p}{M-k} \right)^{m'+n'}$$

所有变迁的数量可以通过两部分的乘积来得到,其中第一部分是划分集合 A, MA, B, MB 的方法数,第二部分是每种划分方法中 A 与 MA, B 与 MB 中元素映射的数量。也就是说:

$$\left(\text{number of valid} \right) = \left(\text{number of} \right) \cdot \left(\text{partitions} \right).$$

$$\left(\left(\begin{matrix} \text{number of} \\ \text{mappings} \\ \text{of set } A \end{matrix} \right) \cdot \left(\begin{matrix} \text{number of} \\ \text{mappings} \\ \text{of set } B \end{matrix} \right) \right)$$

其中:

$$\left(\text{number of} \right) = C_{N'}^{m'} \cdot C_{M-k}^{m'} \cdot C_{N'-m'}^{n'}$$

$$\begin{aligned} \left(\begin{array}{l} \text{number of} \\ \text{mappings} \\ \text{of set } A \end{array} \right) &= m'! \\ \left(\begin{array}{l} \text{number of} \\ \text{mappings} \\ \text{of set } B \end{array} \right) &= \sum_{y=0}^{\min(M-m-i, n')} (-1)^y y! \cdot C_{M-m-i}^y \cdot C_n^y \cdot \\ &\quad (M-m-i-y)^{n'-y} \end{aligned}$$

当 $i = M - m$ 时: $P_{km} = \sum_{i=0}^k \{ C_k (1-q)' q^{k-1} (1-p)^{N'-m'} \cdot (\frac{p}{M-k})^{m'} C_{N'}^{m'} \cdot C_{M-k}^{m'} \cdot m'! \}$ (此时不应存在未竞争成功的节点, 故不考虑 n' 相关项)

对于临界情况, 当 $k=M$ 时:

$P_{km} = P_{Mm} = C_M^{M-m} (1-q)^{M-m} q^m$ (此时不存在竞争过程, 因为没有空闲的 Unit 可供竞争)

由以上公式, 我们可以得到转移概率矩阵 P 。有了转移概率矩阵 P , 通过公式 $\pi = \pi P^{[14]}$ 容易获得该有限状态 Markov 链的平稳分布 π 。通过平稳分布就可以得到网络的吞吐量 $Th = \sum_n m \pi_n$ 。

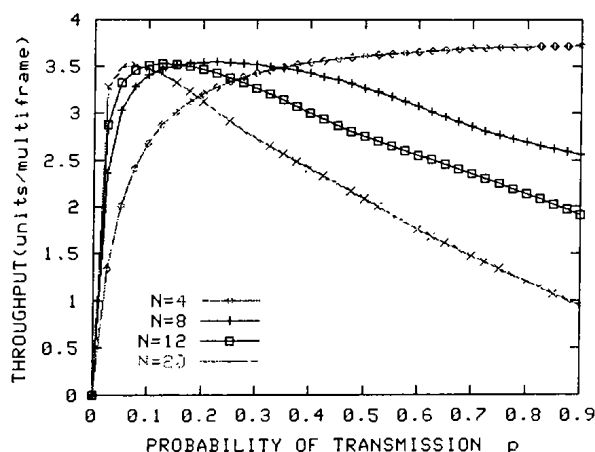


图 11 当 $La=20, M=4$ 时吞吐量随 p 的变化

在图 11 中, 我们固定分组的平均长度 $La=20$, 系统的 Unit 总数 $M=4$, 计算得到网络的吞吐量随着概率 p 的变化曲线, 从图中可以看出当网络中的节点数 $N=4$ 时, 吞吐量随着 p 的增大而增大, 这是因为此时网络中的节点数 N 等于 Unit 总数 M , 因此每个节点都可以分配到一个 Unit 而不发生冲突。而当 $N>M$ 时, 随着 N 的增大, 吞吐量的峰值所对应的 p 也相应的减小, 但吞吐量峰值基本保持不变。

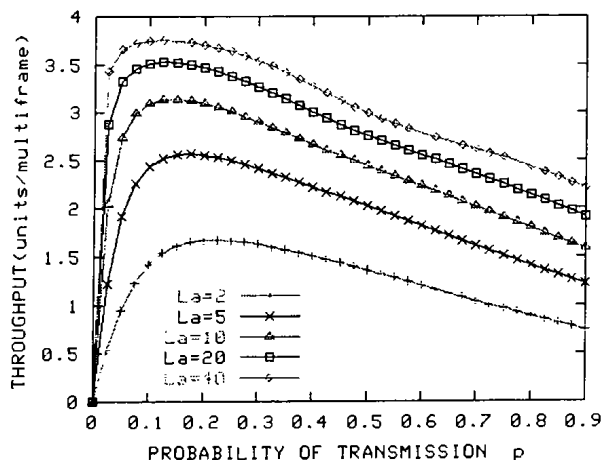


图 12 当 $N=12, M=4$ 时吞吐量随 p 的变化

在图 12 中, 我们固定 $N=12, M=4$, 让 La 变化。从图中可以看出随着 La 的增大, 网络的吞吐量在各个 p 值下都会增大, 但吞吐量的峰值所对应的 p 值会相应减小。从这张图我们可以看出 TAMP-UNIT 方法在发送长数据分组时会得到更高的吞吐量。

结束语 本文提出了自组网 MAC 协议的一致性关系, 通过一致性关系解释了现有 MAC 协议在非理想信道环境下所存在的问题。为了实践自组网和蜂窝网结合的可能性, 我们提出了一种基于 TD-SCDMA 技术的自组网 MAC 协议——TAMP, 并把一致性关系的思想应用到 TAMP 协议中的 TAMP-UNIT 方法的设计中。在非理想的信道环境中, 如果不考虑节点的移动, TAMP-UNIT 方法可以完全避免数据分组的冲突, 也就是完全克服隐藏终端的问题; 如果考虑节点的移动, TAMP-UNIT 方法也能够快速发现冲突, 并开始重新竞争信道。最后我们运用理论计算的方法, 对 TAMP-UNIT 方法的性能进行了评价。

参考文献

- Li H, Lott M, Weckerle M, Zirwas W, Schulz E. Multihop communications in future mobile radio networks [A]. In: The 13th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications [C], 2002, 1: 54~58
- Yamao Y, Otsu T, Fujiwara A, Murata H, Yoshida S. Multi-hop radio access cellular concept for fourth-generation mobile communications system [A]. In: The 13th IEEE Intl. Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications [C], 2002, 1: 59~63
- Bharghavan V, Demers A, Shenker S, Zhang L. MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LAN's [A]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review [C], 1994, 24(4): 212~225
- ANSI/IEEE Std 802.11, 1999 Edition. <http://www.ieee.org>
- Garcia-Luna-Aceves J J, Tzamaloukas A. Reversing The Collision-Avoidance Handshake in Wireless Networks [A]. In: Proc. ACM/IEEE Mobicom 99 [C]. Seattle, Washington, 1999
- Chlamtac I, Farago A, Myers A D, Syrotiuk V R, Zaruba G. A performance comparison of hybrid and conventional MAC protocols for wireless networks [A]. In: IEEE 51st Vehicular Technology Conf. Proc. VTC 2000-Spring [C]. Tokyo, 2000, 1: 201~205
- Zhu Chenxi, Corson M S. A five-phase reservation protocol (FPRP) for mobile ad hoc networks [A]. INFOCOM '98 [C], 1998, 1: 322~331
- Marina M K, Kondylis G D, Kozat U C. RBRP: a robust broadcast reservation protocol for mobile ad hoc networks [A]. In: IEEE Intl. Conf. on Communications, ICC 2001 [C]. 2001, 3: 878~885
- Tang Z, Garcia-Luna-Aceves J J. A protocol for topology-dependent transmission scheduling in wireless networks [A]. In: IEEE Wireless Communications and Networking Conf. WCNC [C], 1999, 3: 1333~1337
- Borgonovo F, Capone A, Cesana M, Fratta L. ADHOC: a new, flexible and reliable MAC architecture for ad-hoc networks [A]. In: IEEE Wireless Communications and Networking Conf. WCNC [C]. 2003, 2: 965~970
- Fall K, Varadhan K. The ns Manual [EB/OL]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns-documentation.html>, 2004
- Sousa E S, Silvester J A. Spreading Code Protocols for Distributed Spread Spectrum Packet Radio Networks [J]. IEEE Transactions on Communications. 1988, 36(3): 272~281
- 许承德. 概率论与数理统计 [M]. 哈尔滨工业大学出版社, 2000
- 林元烈. 应用随机过程 [M]. 清华大学讲义, 2001