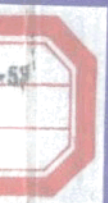


加强学术交流

促进通信发展

1997 通信学术交流论文集

《通信学报》编辑部
华南理工大学 编
广东省通信学会



人民邮电出版社
PEOPLE'S POSTS &
TELECOMMUNICATIONS
PUBLISHING HOUSE



1997 通信学术交流论文集编委会

主 任 牛田佳

副主任 崔 勋 韦 岗

编 委 (按姓氏笔画排序)

马范援 王仲文 史美林 仰书耀

朱近康 毕厚杰 汤国熙 阮秋琦

吴成柯 张家谋 何振亚 郑少仁

荆显英 徐修存 殷勤业 樊昌信

前 言

随着我国通信事业的迅猛发展,通信科研成果也越来越多,由于《通信学报》容量有限,反映我国通信科研成果以及实用技术的论文出现了积压现象,有些论文不能及时发表,有些甚至失去了发表机会。

为了促进通信界各单位各部门的相互了解,加强学术交流,开展对通信热门课题的讨论,同时也给一些研究成果创造一个正式公开发表的机会,我们编辑出版了这本《1997 通信学术交流论文集》。

本论文集中的论文,都是经过本编委会审阅,大部分论文反映了通信工作者近年来的科研成果和学术水平,我们将这些论文奉献给读者,也热切期盼着读者提出宝贵意见,以提高论文集的质量,使今后的工作做得更好。让我们共同努力,为促进我国通信事业的发展做出贡献。

1997 通信学术交流论文集编委会

目 录

面向 CSCW 的高性能网络通信研究	宋 军	顾冠群(1)
具有动态分配重传策略的 CSMA/CD 访问协议性能分析	刘宏立	段正华(6)
移动计算网络的体系结构及漫游协议	郭 峰	刘立群(12)
移动计算网络中漫游主机的认证协议	高 勃 郭 峰	黎长荣(19)
浏览器系统的安全性分析	方 勇 王仲文 何文才	龚 文(24)
TCP/IP 的安全缺陷	方 勇 王仲文 魏占楨	黄 斌(29)
进口防火墙系统存在的安全问题	方 勇 王仲文 刘培鹤	黄 斌 龚 文(34)
一种解决最短路径问题的并行计算模型	沈 实 黄新生 谢千会	周宗潭(40)
对基于虚拟机的智能网业务逻辑执行环境的研究	郭传雄 陈 涓	郑少仁(46)
业务描述语言与 SCF 的业务无关性	吴泽民	郑少仁(51)
智能网专用资源功能软件的实现	李 刚	郑少仁(55)
正弦信号参量的神经网络实时估计	陶 亮	(63)
基于级联的多层前向神经网络的 DCA 算法模拟	曹达仲	徐京皓(68)
斜埃米特矩阵与网络的稳定性	黄炳华	(73)
ATM 交换机在雷达组网通信中的应用	陈永光 卢锡城	吴家铸(79)
ATM 网络上综合实现 IP 互连和传统 LAN 仿真的探索	杨贤债	刘后铭(84)
在 ATM 传输中利用长话音空隙的方法	丁宝峰	(91)
ATM 交换机中 155.52Mbit/s 光电接口的研究与实现	时成阁 Joseph Pereira Dale Hargreaves	(96)
一种多媒体通信接入方法的性能分析	孙 琳 王光兴	(102)
分布式语音数据库中语音信息的动态压缩与存储	郭传雄 郑少仁	(106)
汉语语音理解系统的建模与实现	江铭虎 阮秋琦 林碧琴	袁保宗(110)
基于小波变换和分类矢量量化的遥感图像编码方法	张正阳	吴成柯(117)
综合利用分形技术进行图像数据高效压缩	杨绍国 尹忠科	罗炳炜(124)
基于分割的分形图像压缩编码方法回顾	石 峻	(128)
基于 MPEG 可视通信压缩编码技术研究	杨年法	李金伴(134)
基于贪婪树生长算法的初始码书设计	李弼程 沙基昌 罗建书	周铁强(139)
图像编码中的运动补偿研究	阮秋琦	黄 宁(144)
会议电视系统多点控制单元的设计与实现	刘 勃 攀昌信	王育红(153)
非退化高阶相关免疫函数的存在性	温巧燕 王新梅	肖国镇(158)
具有身份验证的安全密钥协商方案	王光霞	(162)
网络安全技术的研究与进展	曹 阳	甘良才(167)
Z ₂ 上弹性函数的潜特征及构造	陈卫红	祝跃飞(173)
利用交叉奇偶校验进行纠错的方法	郝庭柱 穆志强	张学宽(178)
用重要性抽样方法估计线性分组码同时纠错和检错时的性能	徐大专	许宗泽(183)

一类多维格码的距离封闭性·····	孔 文	李道本(189)
软扩频系统的性能分析·····	曾兴雯 尹伟谊	刘乃安 郭 峰(195)
一种新的扩频通信快速同步方案·····	林家儒	董雪梅(200)
多径衰减下 CDMA 的检测及其性能分析·····	徐东桂 尹俊勋 徐秉铮	潘柳青(205)
三种 CDMA 系统性能分析与比较·····	孙文江	张 平 胡健栋(210)
新型序列/相位 TCM 直扩多址系统的性能研究·····	仰枫帆	毕光国(215)
用于混合扩频多址室内无线信道的交错编码·····	胡力山	王江舟(223)
适宜微蜂窝无线局域网的宽带 CDMA 芯片·····	李建新 郭 峰	曾兴雯 刘乃安(227)
基于 CDMA 卫星移动通信的个人通信系统的研究·····	吴久银 甘仲民	宋德生(234)
增加射频信道而无三阶干扰的优化载波频率分配方案研究·····		苗 新(240)
中国海关卫星通信专用网·····	曹承毅 杨达生 丛 立	胡礼娟(246)
近距离无线通信中的电波传播特性研究·····	康士峰	李富华(252)
卫星通信系统测试综述·····		阎士权(258)
一种“同步卫星—平流层中继站—地面站”光学卫星通信系统概念·····		
·····	徐继泽 申志福 魏绍康	(263)
一种利用高斯波束进行方向图仿真的新方法·····	周海京 阮颖铮	刘万明(269)
非对称周期查询式限定服务排队系统分析·····		赵东风(274)
波分复用光纤通信系统监控信道新方案·····	吴 扬 徐安士	谢麟振(279)
DDS 与短波实时选频电台·····	梁 涛	赖仪一(285)
通信接收机变频干扰问题的分析·····		吴兴源(288)
综合的声音/数据 CTS 网络的性能分析·····		雷渭侣(295)
一种基于小波变换的心电图 QRS 综合波自动检测算法·····	张 颖	阮秋琦(302)
程控交换机远端模块的研究与开发·····	李 刚 沈 来	郑少仁(309)
非线性交调的频率设计·····		李 丽(314)
用改进的电流传送器实现高阶电流传递函数·····		王海峰(319)
循环预测器的性能估计·····	姚 峻 王少勇 刘俊英	王兆华(323)
星型多跳网路由算法的研究·····	胡 明	李乐民(328)
正弦波振荡器频幅如何自动调控·····		陈一楠(333)

面向 CSCW 的高性能网络通信研究^{*}

宋 军^{**} 顾冠群^{***}

(东南大学计算机系 南京 210096)

摘 要 CSCW(计算机支持协同工作)给计算机网络通信带来了新的挑战,传统的通信协议和协议结构,无论从功能和性能上都无法满足 CSCW 所需要的多媒体群通信要求。本文在开放 CSCW 系统研究和高性能计算机网络研究背景下,提出了“开放 CSCW 系统分层结构”,着重论述了支持 CSCW 的高性能网络通信的通信服务和层次结构,并给出了轻型运输系统和高性能通信平台的实现模型。

关键词 计算机支持协同工作 高性能计算机网络 多媒体通信 群通信

Research on High-performance Network Communication for CSCW

Song Jun Gu Guanqun

(Computer Department of Southeast University, Nanjing 210096)

Abstract CSCW brings a new challenge for computer network communication. The conventional network protocols and protocol architecture, from the aspects of communication function and performance, can not meet the requirement of CSCW for multimedia group communications. From the viewpoints of the studies of open CSCW systems and high-performance computer network, this paper proposes the 'open CSCW system layered architecture' and focuses on the communication servers and layered architecture of high-performance network communication for CSCW. The implementation models of lightweight transport system and high-performance platform are also provided in this paper.

Key words computer supported cooperative work, high-performance computer network, multimedia communication, group communication

1 引言

CSCW 作为一门新兴的交叉科学学科,反映了计算机应用重点的转移,即从传统的问题求解、执行一定的计算任务以提高个人工作效率转向支持用户的交互以提高群体协同工作效率。自从 Iren Greif 和 Paul Cashman 于 1984 年提出 CSCW 这一概念以来,已出现了许多 CSCW 应用系统,如信报系统、会议系统、电子会议室和协同编辑系统等。

* 国家“863”高技术计划和国家自然科学基金资助课题

** 宋 军:博士研究生,主要研究方向是多媒体同步通信、高性能计算机网络和 CSCW

*** 顾冠群:博士生导师,国家级有突出贡献中青年专家,国家“863”高技术计划 CIMS 主题专家组成员,东南大学计算机系主任,长期从事计算机网络与通信和 CIMS 等领域的科研工作

实质上,协同工作应考虑发生在某一特定组织环境中的这一工作所包含的众多相关活动。也就是说,CSCW 应用不是孤立的,而是其根植的组织机构活动的一个部分。而当前所研制出的 CSCW 应用系统,绝大多数是作为独立的系统独自开发的,只支持某一类 CSCW 应用,有意忽视其它 CSCW 应用的存在,不提供机制与其它 CSCW 应用联合工作,这不仅仅不利于用户的使用,而且这也意味者共同的功能将为各个 CSCW 应用不断地重复开发,并且这样的功能模块又不具有互操作性。因此,一个允许多种协同机制共同运作、以开放方式提供不同 CSCW 应用互操作的开放 CSCW 环境,对 CSCW 的成功应用是至关重要的^[1]。网络通信系统是开放 CSCW 环境的关键支撑系统,它需要满足开放 CSCW 环境所支持的所有 CSCW 应用的通信需求。

本文着重研究面向 CSCW 的网络通信,先对 CSCW 系统的通信需求进行分析和归纳,然后较为详细地论述面向 CSCW 的高性能网络通信的通信服务、层次结构和实现模型。

2 CSCW 的通信需求

CSCW 系统的丰富多样性是 CSCW 中并存的众多协同观点的反映。我们可用以下两个主要特点表征 CSCW 系统:支持的交互方式和系统的地理特性;即人们是同步还是异步地进行交互协同,是在同一个地方还是位于不同的地方。这两个特性常被用来将 CSCW 分为如图 1 所示的 CSCW 时空矩阵,此矩阵

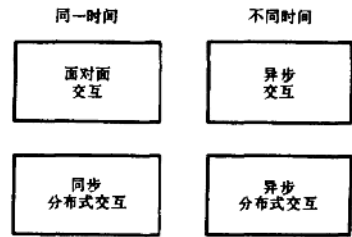


图 1 CSCW 时空矩阵

是研究人员描述和研究种类繁多的 CSCW 系统不同技术特性的一个重要工具,下面我们也将依据这个 CSCW 时空矩阵来分析和归纳 CSCW 的通信需求。

2.1 不同地方,同一时间

就通信需求而言,地理分离协作者间的实时交互是需求最高的 CSCW 类型。该类型的一个重要应用实例是实时多媒体会议系统。实时多媒体会议系统借助连续媒体(如音频和视频)使协作者们能以一种“自然”的方式进行同步交互并实时地交换多媒体信息来探讨共同感兴趣的话题。在这类系统中,需要在所有协作者间实时同步地传输多个相关多媒体流,对多媒体同步、网络协议的性能和功能以及网络资源有着很高的要求。

2.2 不同地方,不同时间

此类 CSCW 系统的一个应用实例是信报系统,支持多媒体电子邮件的异步交换。通信系统必须提供“存储转发”机制以支持异步通信,这在当前的计算机网络中已得到较好的解决。

2.3 同一地方,同一时间

属于这类 CSCW 系统的一个重要应用实例是电子会议室,其目标是通过提供一系列电子辅助设备来提高会议讨论和决策的效率。所有的协作者都位于同一个地方,因此它的通信需求较不同地点类 CSCW 系统低。它所面对的主要通信问题是在有些情况下需在电子会议室里提供桌面多媒体会议系统以提高辅助决策功能。

2.4 同一地方,不同时间

电子公告牌系统是此类 CSCW 系统的一个应用实例。此类通信需求相对较轻,当前的计算机网络能较好地满足其要求。

2.5 CSCW 的通信要求

通过上述分析,CSCW 的通信服务需求可概括为以下两个方面:

① **多媒体通信**^[8]:所传输的信息包括多种信息媒体(如音频、视频、图形、图像和文本等),需要交换大量的数据,而且各种媒体对计算机网络有着各不相同的通信要求。作为多媒体应用语义一个重要组成部分的多媒体同步关系必须在多媒体通信中予以保持。

② **群通信**:所有协作者都需要得到相同的信息,最好能同时(如视频会议系统)。故同一个信息必须及时地从发送者那里播发给其他协作伙伴。

3 面向 CSCW 的高性能网络通信

CSCW 给计算机通信带来了新的挑战,传统的点到点通信协议(如 TCP 和 OSI 的 TP4 等)和协议结构,无论从功能和性能上都无法满足 CSCW 所需要的多媒体群通信要求,需要新的通信机制和服务以支持多媒体群通信^{[2][3]}。图 2 是我们所提出的一个开放 CSCW 系统的分层结构模型,其中的高性能网络通信结构将是以下论述的重点。

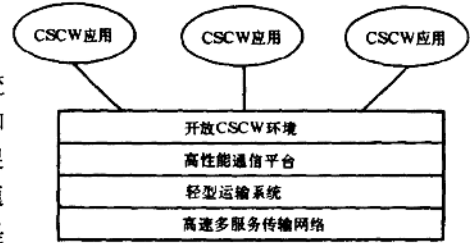


图 2 开放 CSCW 系统的分层结构模型

3.1 高速多服务传输网络

随着光纤技术在通信领域的成功应用,出现了新一代基于光纤通信的高速数据传输网络(ATM, DQDB, FDDI),通信速率从每秒千比特上升到每秒兆比特、每秒吉比特,而网络的误码率却大幅度地从千分之一降到兆分之一、吉分之一,并能提供多种服务质量的数据传输服务,这些使实时传输以音频和视频为代表的多媒体信息成为可能。因此,只有高速多服务传输网络才能满足丰富多采的 CSCW 应用的通信要求。

3.2 轻型运输系统

轻型运输系统是在高速多服务传输网络的基础上提供高性能的运输服务(此系统相当于 OSI 的网络层和运输层),其核心是采用新一代的轻型运输协议,从而能在运输层级满足 CSCW 的通信需求。具体地说,它所提供的运输服务与传统运输服务的主要差别表现在以下四个方面:多点投递,资源控制,灵活的端端通信机制和运输服务质量控制。多址投递能极大地提高网络效率,是 CSCW 需要而传统运输协议不能提供的通信功能;资源控制是对通信过程中所涉及的所有资源的控制,包括资源预留、管理和调度等,为多媒体(特别是等时媒体)的实时传输提供了可靠的保证;灵活的端端通信机制包括一些新的面向多媒体通信的连接管理、差错控制、流量控制机制等,例如在轻型运输协议中普遍采用基于速率的流控机制而不是传统的基于窗口的流控机制来控制多媒体的发送;运输服务质量控制包括运输服务质量的描述、映射、(重新)协商、管理和监测等方面。

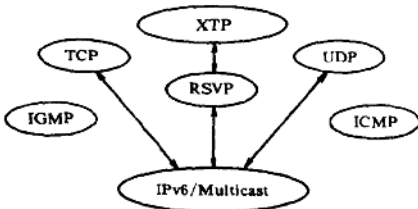


图 3 轻型运输系统的实现模型

一个轻型运输系统的实现模型结构^[9]如图 3 所示。网络层采用新一代的网际互连协议 IPv6,提供多址投递地址族,支持多址投递功能;网络控制协议 ICMP 携带提供 IP 诊断的信息,IGMP 运载组控制信息,提供 query 和 report 两类原语,支持无连接的组管理。在传统的网络层和运输层之间插入一个新的资源预留协议 RSVP^[4],提供通信资源的预留和控制功能,它是一个接收方发起的资源控制协议,工作在运

传输层协议建立连接和资源预留时期。在传输层除传统的 TCP 和 UDP 协议,新增了一个轻型运输协议——快捷运输协议(XTP);XTP 是一个集大成的通用运输协议,是轻型运输系统的核心协议,支持多址投递、组管理和运输服务质量控制,提供快速隐式连接建立、多语义连接关闭、多种差错控制策略和多种流量控制机制等^[10]。此轻型运输系统的实现模型的另一个重要特点是与传统的 TCP/IP 协议结构有良好的向后兼容性。

3.3 高性能通信平台

传统的高层协议并不支持多媒体群通信^[5];同时仅靠轻型运输系统也不能满足 CSCW 系统的通信需要。所以需在轻型运输系统上建立一个高性能通信平台(相当于 OSI 的会话层到 ACSE 子层),拥有以下四种通信功能实体:通信服务质量(QoS),多媒体同步通信,群通信和多连接管理。

3.3.1 通信服务质量

不同媒体类型有着差异很大的通信要求,而且某一种媒体也可以不同的服务质量传输(如图形可有单色和彩色两种质量)。因此与传统的通信服务相比,高性能通信服务需要一系列的 QoS 参数来准确描述用户所需的传输特性^[11]。在高性能通信平台中还需要以下 QoS 支持机制:QoS 协商机制(在建立连接时)、QoS 重协商机制(由于通信系统的动态特性)、QoS 的映射(在应用层和运输层之间转换 QoS 的表示)等。所有这些 QoS 机制集成在一个统一的 QoS 体系结构中(同时也包括运输层的 QoS 机制)^[6]。

3.3.2 多媒体同步通信

多媒体同步是多媒体的一个重要特性和应用语义的重要组成部分^[12],特别是对音频和视频这样的连续媒体而言。同时,它也是多媒体通信和传统通信的主要不同之处。在高性能通信平台中支持的多媒体同步通信包括以下两个方面:

① **流内同步通信**:指在多媒体通信中,保持单个媒体流的流内同步关系,主要是要消除通信过程中所产生的延迟抖动(jitter)。例如,视频流在通信中要保持每秒 30 帧的等时连续性。

② **流间同步通信**:指在多媒体通信中,维持多个媒体流的流间同步关系(如音频流和视频流的“唇同步”),主要是要消除通信过程中所产生的媒体流间扭曲(Screw)^[13]。

因为轻型运输协议只提供基于 QoS 的流内同步控制机制,所以通信平台要提供单个媒体流的同步控制并根据动态同步策略来保持流间同步。

3.3.3 群通信

通过利用轻型运输系统所提供的多址投递功能,群通信支持在一个协同工作群体间,以连接模式或无连接模式向每个成员发送同样的信息。因为协同工作组是动态的,所以当前工作组的状态信息对群通信是必需的,该信息由上层的开放 CSCW 环境管理、提供。

3.3.4 多连接管理

在应用层,多媒体通信是面向连接的。CSCW 应用需要为每一个媒体建立一个连接。以此来交换大量的多媒体信息。因此,为了便于利用通信平台,多连接管理是必不可少的。它提供一个包含多个连接的统一界面和一系列的功能使用户能方便地建立、增加、修改和撤消连接。

3.3.5 实现模型

高性能通信平台的实现模型如图 4 所示,为两层通信代理(Agent)结构。每个运输代理控制和管理一个运输连接,向运输协议提供所传输媒体的运输服务质量,利用轻型运输协议的多址投递功能向上提供群通信服务,并对多媒体通信进行流内同步控制^[14]。应用连接代理负责协调和管理运输代理,提供多连接管理功能和流间同步控制,将上层用户提供的通信服务质量

转换为运输服务质量下发给运输代理。

3.4 开放 CSCW 环境

该环境在应用级为 CSCW 应用提供一个开放的集成环境。它主要提供信息和资源的共享、工作组的建立和动态管理、公共的分布协同机制、安全机制以及协同工作的活动支持机制等^[7]。采用国际标准(如 ODP 或 CORBA)来保证环境的开放性。



图 4 高性能通信平台实现模型

4 结束语

CSCW 所需的通信服务可归结为两个方面:多媒体通信和群通信。传统的高层网络协议是基于传统的通信网络而设计的,无法有效地利用新一代高速多服务传输网络来提供多媒体群通信服务,业已成为通信系统的性能瓶颈,这给计算机网络研究提出了新的挑战。

本文在开放 CSCW 系统研究和高性能计算机网络研究背景下,提出了“开放 CSCW 系统分层结构”,着重论述了面向 CSCW 的高性能网络通信的通信服务和层次结构,并给出了实现模型。轻型运输系统的实现模型具有两个重要特点:一是采用新一代的网际互连协议 IPv6 和新的轻型运输协议——快捷运输协议(XTP),从而能提供所需的高性能运输服务;二是保留了 TCP 和 UDP 协议,这样与传统的 TCP/IP 协议结构有良好的向后兼容性。高性能通信平台的实现模型采用两层通信代理结构,不仅能满足多媒体群通信的需要,而且便于智能通信功能的引入。我们已实现了轻型运输系统的核心部件和高性能通信平台的基本功能。

参 考 文 献

- 1 Navarro L, Prinz W, Rodden T. CSCW requires open systems. *Computer Communications*, 1993, 16(5): 288~297
- 2 Zitterbart M. High-speed transport components. *IEEE network magazine*, 1991, 15(1): 54~60
- 3 Hass Z. A protocol structure for high-speed communication over broadband ISDN. *IEEE network magazine*, 1991, 15(1): 64~69
- 4 Zhang L, et al. RSVP: a new resource reservation protocol. *IEEE Network*, 1993, 7(5): 8~18
- 5 Mirjana Z V, Niemegeers I G. Multimedia communication systems: upper layers on the OSI reference model. *IEEE journal on selected areas in communications*, 1992, 10(9): 1397~1402
- 6 Campbell A, Coulson G, Hutchison D. A quality of service architecture. In: *ACM SIGCOMM'94*. 6~27
- 7 Navarro L, Medina M, Roddeen T. Environment support for cooperative working. *Upper layer protocols, architecture and applications*, IFIP, 1992: 73~87
- 8 顾冠群, 宋军, 高速多媒体信息通信. *电信科学*, 1995, 11(11): 35~38
- 9 Gu Guanqun et al. An implementation structure for XTP 4.0. *XTP Annual Report*, 1996
- 10 Strayer T, ed. Xpress transport Protocol Specification Revision 4.0. *XTP Forum*, 1995
顾冠群等译. 快捷运输协议规范(中文版)4.0. XTP 论坛, XTP-96-08, 东南大学, 1996
- 11 汪芸, 顾冠群. 网络服务质量(QoS)参数研究. *计算机研究与发展*, 1997
- 12 宋军, 顾冠群. 多媒体及多媒体通信的同步特性研究. 见: 全国第五届多媒体技术学术会议论文集(NCMT'96). 武汉, 1996. 10: 338~343
- 13 宋军, 顾冠群. 多媒体通信媒体间同步技术综述. *电信科学*, 1996, 12(9): 3~9
- 14 宋军, 顾冠群. 连续媒体的高速同步通信. *计算机工程与应用*, 1997

具有动态分配重传策略的 CSMA/CD 访问协议性能分析

刘宏立 段正华

(湖南大学 长沙 410082)

摘要 本文对 CSMA/CD 访问协议作了进一步研究,提出一种新的具有动态分配重传策略的 CSMA/CD 协议,并利用马尔可夫链分析了该协议的性能特性,模拟结果表明新协议的吞吐量和延时特性均优于 CSMA/CD 访问协议和混合协议^[6]。

关键词 CSMA/CD 马尔可夫链 吞吐量 平均延时

Performance Analysis of CSMA/CD Protocol with Dynamic Allocation Retransmission Function

Liu Hongli Duan Zhenghua

(Hunan University, Changsha 410082)

Abstract In this paper, CSMA/CD protocol is further studied, a new protocol with dynamic allocation retransmission function is presented, and the performance and characteristic of this protocol is analysed with Markov chain, simulative result shows that throughput and delay performance of new protocol is better than CSMA/CD and hybrid protocol^[6].

Key words CSMA/CD, Markov chain, throughput, average delay

1 前言

IEEE802 局部网络标准对总线网络规定了两种媒质访问协议:CSMA/CD 和令牌传递。尽管这两种访问协议在总线网络上均已实现,但它们各自仍存在许多缺点。就 CSMA/CD 访问协议而言,随着负载的增加,冲突和重发次数也显著增加,此时网络的吞吐量将大大下降,而且受报文产生的随机性和后退算法等不确定因素的影响,对单个报文没有最大延时的限制,因而高负载时很难满足实时控制和实时通信的要求。

改进 CSMA/CD 协议的关键在于减少高负载条件下的冲突概率。Kiesel 和 Kvehn 提出的 CSMA/CD/DP 协议^[1],其传输策略采用动态优先权,因而具有较低的冲突概率;Gable 和 Sherman 建议的 FB/CSMA/CD 访问协议^[2],基于反馈信息来改变重传策略;利用随机选择和空闲选择算法,Marson 和 Roffinalla 给出了 M/CSMA/RC 及 M/CSMA/IC 访问协议^[3];Wang 和 McGurrin 提出的 CSMA/CD 协议^[4],则是通过过载检测和保护来减少冲突;Apostolopoulos, Sykas 与 Protonotarios 提出了一种控制重传算法的 CSMA/CD 访问协议^[5]。以上这些协议虽然或多或少地改进了 CSMA/CD 的性能特性,但仍不能完全避免新的冲突。

基于以上原因,笔者提出了一种混合协议^[6],这种协议在信道空闲时,采用 CSMA/CD 争用信道,当检测到冲突后,采用 TDMA 争用信道,因而它具有 CSMA/CD 在低负载和 TDMA 在高负载时所提供的良好性能特性。然而由于 TDMA 这样固定的分配系统,当网络工作站

增加以及在负载适中的情况下,浪费信道现象比较严重,影响了混合协议的性能特性。本文对此将提出改进方法,并分析其性能特性,使 CSMA/CD 访问协议更加完善。

2 CSMA/CD 协议的改进方法

对于 CSMA/CD 访问协议,欲发送报文的工作站先侦听总线,如总线上无信息传送,则发送其报文,若侦听到总线忙碌,发送站将报文随机延迟一段时间,然后再重新侦听信道,由于总线的非零传播延时可能造成报文之间的冲突,当出现冲突后,停止发送报文,并将传输报文作废,这时重传策略按超小时间片循环(RR)协议争用信道,如同 TDMA 一样,按给定次序(例如 $1, 2, \dots, M$)以循环方式给每个用户预先分配一个时间片。RR 协议具有以下特点:

(1) 如果当前时间片分配给用户 i ,且 i 已准备就绪,它就在该时间片中发送报文。

(2) 如果用户 i 空闲就把该时间片分配给序列中的下一个用户。

a 如果下一个用户准备就绪,就由它在该时间片中发送报文。

b 如果下一个用户空闲,则重复步骤 2,直至找到一个就绪用户,或是把 M 个用户都巡查一遍。在后一种情况下(所有用户都空闲),该时间片就是未被使用的。

(3) 无论谁使用当前时间片,下一个时间片都要分配给下一个用户。

超小时间片循环(RR)协议是由 Kleinrock 和 Scholl 提出来的^[7],显然 RR 协议在 TDMA 的基础上有了很大的改进,它克服了空闲用户占用信道的现象,本文将这种改进后的访问协议称之为 CSMA/CD/RR 协议。

设总线网络的工作站数为 M ,每个工作站有一个缓冲器,用以缓冲输入的报文,就单缓冲而言,其缓冲器只能容纳一个报文,也就是说,当工作站中的缓冲器装有一个报文后,缓冲器充满,此时新到达的报文将被阻塞而丢失。这一假定使数学分析大为简化,显然每个工作站只存在两种状态:

(1) 积压状态,即缓冲区内有报文时的状态,这种报文可以是冲突报文,也可以是因信道忙碌而存于缓冲器的报文。

(2) 空闲状态,即缓冲区内无报文时的状态。

假定报文长度为端端传播延时 τ 的 T 倍,处于空闲状态的工作站,在一个时隙 τ 内产生或输入报文的概率为 σ ,处于积压状态的工作站,一旦信道空闲,在一个时隙 τ 内发送报文的概率为 ν ,此时积压站的重传延时是均值为 1ν 的几何分布,当积压站的成功传输结束后,工作站由积压状态变为空闲状态。

图 1 给出了 CSMA/CD/RR 协议的马尔可夫链模型。设从某一传输结束开始的第一个时隙工作站检测信道,定义这一时刻为观测瞬间 t_0 ,那么经过一段空闲间隔 I 之后,从图 1 可知,采用 CSMA/CD/RR 协议争用信道的网络系统可能出现两种状态。

第一种状态:如果整个周期内没有发生冲突,那么经过空闲间隔 I 之后,系统将成功传输报文,此时整个周期长度为 $I+T+1$,见图 1(a)。

第二种状态:如果一个周期内出现冲突,那么经过空闲间隔 I 之后,系统中的报文未能成功传送。由于处理冲突的时间为 r ,在此之后,系统进入 RR 状态,在这种情况下,整个周期的长度为 $I+r+M+KT+1$,其中 K 为 M 个超小时间片结束时网络用户处于积压状态的平均数,见图 1(b)。

3 性能分析

考查图 1 所示的协议模型,当系统在观测瞬间 t_0 时的积压站数为已知的条件下,系统在

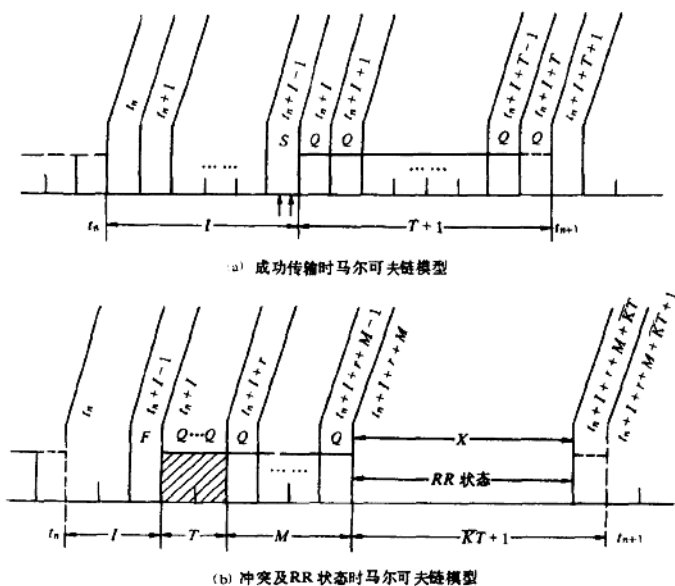


图1 CSMA/CD/RR 访问协议马尔可夫链模型

观测瞬间 t_{n+1} 时的积压站数与系统在观测瞬间 t_n 之前的积压站数无关,只取决于观测瞬间 t_n 的积压站数以及 t_n 与 t_{n+1} 之间到达和发送的报文数。单独考虑某一时隙间的系统状态及状态转移,也具有上述特性,因此采用 CSMA/CD/RR 协议争用信道的总线网络系统满足马尔可夫链的定义。

令 N_i 为第 i 个时隙开始时的积压站数,显然 N_i 是一随机变量。当系统处于空闲状态时,不可能产生新的报文,也不可能发送报文,因此在空闲期间的前 $I-1$ 个时隙内, N_i 是一不随时间变化的量。但是在空闲期的第 t_n+I-1 个时隙内,系统的状态 N_i 是可变的,这一变化决定系统成功传输,还是出现冲突。下面我们分别讨论各个时隙内的转移概率矩阵。

R 表示第 t_n+I-1 个时隙内的转移概率矩阵,系统在第 t_n+I-1 个时隙之后,将出现成功传输或冲突两种可能状态,因此,转移概率矩阵 R 可定义为两个转移概率矩阵($S+F$)之和,其中 S 代表成功传输情况下,第 t_n+I-1 时隙内的转移概率矩阵, F 代表出现冲突时的第 t_n+I-1 个时隙内的转移概率矩阵。 S 与 F 的转移概率分别定义为:

$$S_{ik} = P\{N_{t_n+I} = K \text{ 且成功传送} / N_{t_n+I-1} = i\}$$

$$= \begin{cases} 0 & \text{当 } K < i \\ \frac{(1-\sigma)^{M-i} [i v (1-v)^{i-1}]}{1 - (1-v)'(1-\sigma)^{M-i}} & \text{当 } K = i \\ \frac{(M-i)\sigma(1-\sigma)^{M-i-1}(1-v)'}{1 - (1-v)'(1-\sigma)^{M-i}} & \text{当 } K = i + 1 \\ 0 & \text{当 } K > i + 1 \end{cases} \quad (1)$$

$$f_{ik} = P\{N_{t_n+I} = K \text{ 且出现冲突} / N_{t_n+I-1} = i\}$$

$$= \begin{cases} 0 & \text{当 } K < i \\ \frac{(1-\sigma)^{M-i}[1-(1-v)^i - iv(1-v)^{i-1}]}{1-(1-v)^i(1-\sigma)^{M-i}} & \text{当 } K = i \\ \frac{(M-i)\sigma(1-\sigma)^{M-i-1}[1-(1-v)^i]}{1-(1-v)^i(1-\sigma)^{M-i}} & \text{当 } K = i+1 \\ \frac{\binom{M-i}{k-i}(1-\sigma)^{M-k}\sigma^{k-i}}{1-(1-v)^i(1-\sigma)^{M-i}} & \text{当 } K > i+1 \end{cases} \quad (2)$$

Q 表示系统在忙碌期间每个时隙内的转移概率矩阵,由于忙碌期间,每个工作站只能产生报文,而不能发送报文,故忙碌期间每个时隙内的转移概率矩阵均为 Q ,整个忙碌期间的转移概率矩阵为 n 个时隙的转移概率矩阵之乘积。 Q 的转移概率定义为:

$$q_{ik} = \begin{cases} 0 & \text{当 } K < i \\ \binom{M-i}{K-i}(1-\sigma)^{M-k}\sigma^{k-i} & \text{当 } K \geq i \end{cases} \quad (3)$$

当报文成功传送结束之后,系统中的积压站数减 1,为了描述这一事实,我们用矩阵 J 来表示积压站数减 1,矩阵中的元素定义为:

$$j_{ik} = \begin{cases} 1 & \text{当 } K = i-1 \\ 0 & \text{其它} \end{cases} \quad (4)$$

因此成功传输时的转移概率矩阵 P' 为:

$$P' = SQ^{T+1}J \quad (5)$$

让 X 表示整个 RR 状态下的转移概率矩阵,对于循环(RR)协议而言,前 M 个超小时间片主要作为用户的预约时间片,在此期间用户不能传送报文,只能产生报文,故 M 个超小时间片的转移概率矩阵为: Q^M ,对于 $KT+1$ 段的转移概率矩阵(见图 1(b)),由于每个积压工作站按固定顺序分配一定长度的时间段,其长度为报文长度 T ,且每个积压工作站具有相同的统计特性,设每个积压工作站在其分配的时间段内的转移概率矩阵为 Y ,则有:

$$X = Q^M \cdot Y^k \cdot Q \quad (6)$$

其中 Q 表示 RR 状态结束之后必须经过一个时隙系统方能进入 CSMA/CD 状态。

进入 RR 状态后,所有的积压站均可成功传送报文,设每个积压站在第一个时隙内的转移概率矩阵为 B ,则其它时隙的转移概率矩阵均为 Q ,于是有:

$$Y = B \cdot Q^{T-1} \cdot J \quad (7)$$

其中 Q 和 J 的具体意义及表达式如前述。上式中 B 的转移概率定义为:

$$b_{ik} = \begin{cases} 0 & \text{当 } K < i \\ \frac{i}{M} \binom{M-i}{K-i} (1-\sigma)^{M-k}\sigma^{k-i} & \text{当 } K \geq i \end{cases} \quad (8)$$

因此出现冲突时的转移概率矩阵 P'' 为:

$$P'' = FQ^T X = FQ^T \cdot Q^M (B \cdot Q^{T-1} \cdot J)^k Q \quad (9)$$

最后我们可以给出系统在一个周期内的转移概率矩阵 P

$$\begin{aligned} P &= P' + P'' \\ &= SQ^{T+1} \cdot J + FQ^{T+M} (BQ^{T-1}J)^k Q \end{aligned} \quad (10)$$

4 性能参数

(1) 吞吐量 S

让 $\pi = [\pi_0, \pi_1, \pi_2 \dots \pi_m]$ 代表每个周期开始的观测瞬间系统处于稳定状态时积压站数的概率分布, 则有:

$$\pi = \pi \rho \quad \text{且} \quad \sum_{i=0}^M \pi_i = 1$$

由图 1 可求出整个系统的吞吐量为:

$$S = \frac{\sum_{i=0}^M \pi_i [P_S(i)T + (1 - P_S(i))\bar{K}T]}{\sum_{i=0}^M \pi_i [\bar{I} + P_S(i)(T + 1) + (1 - P_S(i))(r + M + \bar{K}T + 1)]} \tag{11}$$

$P_S(i)$ 表示当 $N_{in} = i$ 时, 系统在一个周期内报文成功传输的概率。

$$P_S(i) = \frac{[(M - i)\sigma(1 - \sigma)^{M-i-1}(1 - v)^i + iv(1 - v)^{i-1}(1 - \sigma)^{M-i}]}{1 - (1 - v)^i(1 - \sigma)^{M-i}} \tag{12}$$

\bar{I} 表示 $N_{in} = i$ 时, 系统进入成功状态或冲突状态之前的平均空闲长度。

$$\bar{I} = \sum_{k=0}^{\infty} kP[\bar{I} = k] = \frac{1}{1 - \delta} \tag{13}$$

\bar{K} 表示 $N_{in} = i$ 时, 系统在 RR 状态下, 成功传送报文的平均数, 显然 \bar{K} 包括两个部分, 即进入 RR 状态之前的积压站数 i , 以及在时间间隔 $(r + M)$ 内新到达的且成功传送的报文数, 当系统处于稳定状态时, 该值的表达式为 $(M - i)(r + M)\sigma$, 因此有:

$$\bar{K} = i + (M - i)(r + M)\sigma \tag{14}$$

当 $(r + M)\sigma \geq 1$ 时, 则有:

$$\bar{K} = M$$

(2) 报文平均延时 D

由于报文的平均延时定义为从源站开始产生一个报文到目的站收到该报文为止的时间间隔, 设每个周期内成功传送报文的个数为 N_i , 那么平均值为:

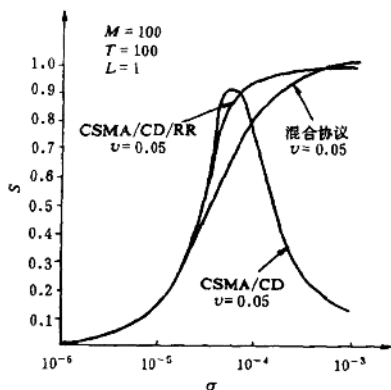
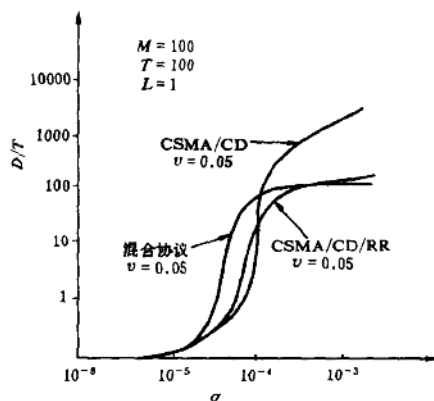
$$\bar{N}_i = \sum_{i=0}^M \pi_i [P_S(i) + \bar{K} \cdot (1 - P_S(i))] \tag{15}$$

由于整个周期的平均长度为 L , 那么 L/\bar{N}_i 表示该周期内传输每个报文所花费的时间, 亦称之为报文平均延时, 因此

$$D = L/\bar{N}_i = \frac{\sum_{i=0}^M \pi_i [\bar{I} + P_S(i)(T + 1) + (1 - P_S(i))(r + M + \bar{K}T + 1)]}{\sum_{i=0}^M \pi_i [P_S(i) + \bar{K}(1 - P_S(i))]} \tag{16}$$

5 模拟研究及分析

本文根据参考文献[8]所提出的模拟研究方法, 对改进后的 CSMA/CD 协议进行了模拟, 图 2 和图 3 给出了 CSMA/CD、混合协议与 CSMA/CD/RR 三种协议的 σ 与 S 及 D 之间的关系曲线。

图 2 σ 与 S 关系曲线图 3 σ 与 D 关系曲线

从图 2 可知,轻负载条件下,三种协议的吞吐量特性基本相同,随着 σ 增加,CSMA/CD 与 CSMA/CD/RR 协议吞吐量特性基本相近,而混合协议由于重传策略,采用 TDMA 固定分配系统,在负载适中时,吞吐量特性最差,当 σ 足够大时,CSMA/CD/RR 与混合协议的 S 趋于 1,而 CSMA/CD 协议则因 σ 的上升使吞吐量下降,特别是 σ 足够大时,报文冲突无限增加,以致总线网络无法正常工作。

从图 3 可知,在轻负载条件下,三种协议延时曲线基本一致,随着 σ 增加,CSMA/CD 和 CSMA/CD/RR 协议仍具有良好的延时特性,但混合协议在负载适中时仍具有一定的报文延时,当 σ 足够大时,CSMA/CD/RR 与混合协议的延时 D 仍维持在一定范围内,而 CSMA/CD 协议则随 σ 的上升, D 急剧上升,以致网络系统无法正常工作。

参 考 文 献

- 1 Kiesel M, Kvehn J. A new CSMA/CD protocol for local area networks with dynamic priorities and low collision probability. IEEE, 1983, SAC-1
- 2 Gable M G, Sherman R H. Carrier sense multiple access with feedback, Local Networks and Distributed Office System. 1: 67~82
- 3 Marson M A, Roffinala D. Multiple channel local area network protocols. IEEE, 1983 SAC-1(5)
- 4 Wang T R, Mcgurrian F. CSMA/CD LANS with overload detection and protection. Computer Networks and ISDN system, 1986(11):111~120
- 5 Apostolopoulos T K, Sykas E D, Protonotarios E D. Performance analysis of a retransmission control algorithm for local area networks. Computer Communications, 1985, 8(3)
- 6 刘宏立,何诚,丁钟琦.有限缓冲混合协议性能分析.通信学报,1989,10(5)
- 7 Kleinrock L, Scholl M. Packet switching in radio channels, new conflict-free multiple access schemes for a small number of data users. In: ICC conf Rec. June, 1977
- 8 刘宏立,何诚,丁钟琦.总线网络协议模拟方法研究.大自然探索,1990
- 9 刘宏立,段正华.一种新型总线局部网混合协议性能分析.见:第二届全球华人智能控制与自动化大会.西安,1997
- 10 Liu H L, Duan Z H. Performance analysis of a hybrid TDMA-CSMA/CD protocol for bus network. In: IEEE ICIPS'97. Beijing, China, 1997

移动计算网络的体系结构及漫游协议^{*}

郭 峰 刘立群

(西安电子科技大学综合业务网国家重点实验室 西安 710071)

摘 要 本文研究了移动计算网络的协议体系,提出了主机散步与漫游的概念。在讨论了 IETF 漫游协议的基础上,提出了一种漫游协议的软件实现方案。实验结果表明,本文实现的漫游软件不仅在功能上可支持移动主机在基于 TCP/IP 的网络上漫游,并基本满足实用的要求。

关键词 主机漫游 移动计算网络 TCP/IP

Architecture and Roaming Protocol for Mobile Computing Network

Guo Feng Liu Liquan

(Xidian University, Xi'an 710071)

Abstract This paper investigates protocol architecture of mobile computing network. Concepts of host walking and roaming are introduced, which clarifies functional confusion for protocol and software design. Software that supports host roaming through IP sub-networks is implemented. Application test shows that the software satisfies both function and performance requirements in the existing Internet environment.

Key words host roaming, mobile computing networks, TCP/IP

1 引言

在设计诸如因特网(Internet)这样的计算机网络时,人们做了这样的假定:网络中的主机(包括计算机、路由器等)是固定的。近年来,随着便携式计算机的普及和无线局域网、无线数字蜂窝网技术的不断成熟,在网络中出现了频繁移动的主机。这样,如何使这些移动的主机能够方便地访问网络成为现存诸如 TCP/IP 等协议体系的大问题。

为了在互联网上实现主机在 IP 子网间漫游,美国哥伦比亚大学、IBM 等早在九十年代初便率先开展了这方面的研究工作^[3~5],互联网学会下属的工程技术委员会(TETF)也成立了网间漫游工作组专门从事这一课题的研究。该工作组已提出了在现存的 IP 协议之上实现网间漫游的基本框架^[1],但具体的内容尚在研究之中。本文首先研究基于互联网的移动计算网络,给出主机移动对各层协议的要求。进而提出实现主机移动的方法。其次,介绍 IETF 漫游协议的原理,在此基础上提出一个实用的漫游软件实现方案,并给出实验结果与性能分析。最后给出结论。

* 本文受到国家自然科学基金项目 No. 69402008 的部分资助