

基于 Ethernet 技术的安全关键实时网络*

杨仕平⁺, 桑楠, 熊光泽

(电子科技大学 计算机科学与工程学院, 四川 成都 610054)

Safety Critical Real-Time Networks Based on Ethernet Technology

YANG Shi-Ping⁺, SANG Nan, XIONG Guang-Ze

(School of Computer Science and Engineering, University of Electronic Science and Technology, Chengdu 610054, China)

+ Corresponding author: Phn: +86-28-83201034 ext 8006, Fax: +86-28-83201034, E-mail: yangsp@uestc.edu.cn

Received 2003-09-27; Accepted 2003-11-11

Yang SP, Sang N, Xiong GZ. Safety critical real-time networks based on Ethernet technology. *Journal of Software*, 2005,16(1):121-134. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/16/121.htm>

Abstract: As the applications of real-time computing technology are becoming more and more popular in many safety critical domains such as avionics, national defense and transportation systems, field network faces new requirements and challenges because of the coexistence of different kinds of synchronous real-time, asynchronous real-time and non-real-time communication requirements. The realization approach and schedulability analysis of safety critical real-time network are very crucial because of giving a way to solve the problem. Firstly, the shortcomings of the existing COTS network such as Ethernet are described. And then, a high reliable and real time Ethernet communication protocol known as E&TTE (event- and time-triggered Ethernet) based on event- and time-triggered approach is presented. The E&TTE based real time network is flexible, and the communication time is predictable. At the same time, the network scheduling model is constructed, and the global schedulability analysis is done in this paper. The rationality and feasibility of E&TTE protocol is also proven by a concrete example. With E&TTE protocol, the diverse requirements of safety critical real time network can be met better. In addition, the E&TTE protocol can be widely applied to the field control network of ordinary industry systems.

Key words: safety critical; real-time network; event-triggered; time-triggered; schedulability analysis

摘要: 随着实时计算技术日益广泛应用于航空航天、国防及交通运输等安全关键领域,多类型的同步实时、异步实时和非实时网络传输需求给现场网络提出了新的目标和挑战,其中安全关键实时网络的实现方式与调度分析是需要解决的关键问题。在分析、总结现有 COTS 网络技术不足之处的基础上,基于事件触发与时间触发,提出了一种基于 Ethernet 技术的高可靠实时通信协议 E&TTE(event- and time-triggered Ethernet),使实时网络不但具有较高的灵活性,而且具有较好的可预测性。为证明 E&TTE 协议的合理性与可行性,建立了网络调度模型,

* Supported by the National Defence Pre-Research Project of China under Grant No.2000J6.7.1.DZ0206 (国防科技预研基金); the Project of the "Tenth Five-Year-Plan" of China under Grant No.41315040106 (国家“十五”项目)

作者简介: 杨仕平(1974-),男,四川阆中人,博士生,主要研究领域为高可信嵌入式实时操作系统的防危保障机制与实现,分布式安全关键实时系统及实时网络;桑楠(1964-),男,博士生,副教授,主要研究领域为高可信实时软件技术;熊光泽(1938-),男,教授,博士生导师,主要研究领域为实时计算及嵌入式实时系统软件。

进行了全局调度分析,并通过具体实例进行了例证.E&TTE协议的提出,满足了安全关键实时网络的多种传输需求,同时也可广泛应用于工业现场控制网络.

关键词: 安全关键;实时网络;事件触发;时间触发;调度分析

中图法分类号: TP393 **文献标识码:** A

在后 PC 时代,实时计算技术广泛应用于航空航天、国防、交通运输、核电能源和医疗卫生等诸多安全关键系统(safety critical system,简称 SCS),这些系统之所以称为 SCS,是因为它们一旦失效将会导致生命财产的重大损失以及环境可能遭受严重的破坏,如切尔诺贝利核事故、美国亚利安娜 V 型火箭发射失败及其哥伦比亚航天飞机的坠毁都给人们留下了惨痛的教训.传统的 SCS 由于功能简单且易实现,它们一般都只运行在单一计算机环境中.如今,像航空航天及核电等系统由于其功能不断增加,它们逐渐变得庞大而复杂,传统的单机实现方式已不能满足其多功能的需要.为了降低实现 SCS 的复杂度,通常采取“分而治之”的方法,即把整个大而复杂的 SCS 按功能的不同分割成多个子系统,各子系统分布在多个物理位置相隔的专用节点计算机上,并通过总线或网络相连.由此可见,现在的 SCS 已呈现出分布式特性.分布式 SCS 的正确性不仅依赖于运行结果的逻辑正确性,而且也依赖于运行结果产生的时间正确性,即 SCS 必须在规定的时间范围内正确地响应外部物理过程的变化.由于分布式 SCS 需要网络的支持,且使用网络的主要目的在于通过信息的交联达到功能综合的目标,所以分布式 SCS 特别强调网络的实时性与可靠性.为保证不同功能子系统间通信操作的时间确定性与可靠性,现在的 SCS 大多数都使用专用的通信技术,如满足 MIL-STD^[1]与 ARINC 标准的通信网络,这类网络不但成本较高而且带宽有限,除此还很少有精通此类网络传输技术的专业人才.改善此尴尬局面的方法之一便是充分利用当今十分流行的、价格低廉的 COTS 网络技术,如 CAN, Ethernet, LonWorks, WorldFIP, LIN, P-NET, FF 与 ProfiBus 等,构建可靠实时网络^[2,3].然而, Ethernet 等 COTS 网络的通信时间缺乏确定性,同时也缺乏能保障消息可靠传输的可靠性机制.除此,它们也不能满足现有 SCS 多功能的需求,如周期与非周期消息、实时与非实时消息的混合传输.由于 Ethernet 等 COTS 网络技术存在以上诸多缺陷,目前它们主要应用于非关键领域.要在 SCS 中使用此类网络,必须吸取精华,剔除糟粕,即充分利用其低成本的优点及在非实时领域内的成熟传输技术,并同时改善其通信时间不确定等缺点.

本文首先分析了 CAN 与 Ethernet 等网络的现状,指出其实时性不理想的本质原因在于使用了基于事件触发的网络访问仲裁机制,提出基于 Ethernet 技术设计新型实时网络的目标.紧接着研究了实时网络的最新技术——时间触发,鉴于事件触发与时间触发各有优缺点,阐明了有机组合二者的必要性.然后,基于事件触发与时间触发,提出了可同时传输同步实时、异步实时与非实时消息的安全关键实时通信协议 E&TTE.最后,建立了网络调度模型,进行了全局调度分析,并通过具体实例证明了 E&TTE(event- and time-triggered Ethernet)协议的合理性与可行性.

1 安全关键实时网络的现状

由前可知,现有 SCS 需要可靠实时网络的支持,且这些网络处于整个 SCS 的底层,因而属于现场级的实时网络.目前广泛使用的现场级网络有 Ethernet, CAN, LonWorks 及 LIN 等,它们都属于事件触发(event-triggered,简称 ET)型的通信网络^[3,4].所谓“事件触发”就是指网络上的所有活动都由外部(或内部)事件的出现来触发.例如,如果所读传感器的值发生变化,则广播其新值.事件触发方式又可以分为随机载波监听/冲突检测(CSMA/CD)和载波监听多路获取/冲突避免(CSMA/CA)两类,具有代表性的协议分别是 Ethernet 和 CAN.由于外部事件的出现具有很强的异步性、随机性,因而 ET 型网络的通信时间是难以预测的,具有较强的非确定性.比如, CAN 总线采用带优先级的主竞争方式访问通信介质,网络中的任意节点均可以在任意时刻主动地向其他网络节点发送信息.这种通信方式不分主从,一旦发现总线空闲时,各节点都有权使用网络.在发生冲突时,则采用非破坏性的总线优先仲裁技术:当几个节点同时向网络发送消息时,采用逐位仲裁原则,借助帧头中的标识符,优先级低的节点主动停止发送消息,而高优先级的节点可不受影响地继续发送信息.由此可见, CAN 总线虽然在一定程度上有效

地避免了总线冲突,但只能保证高优先级节点的通信时间,低优先级节点由于被高优先级节点抢占,其通信时间是不可预测的,因而 CAN 总线不能应用于对时间限制要求极高的 SCS。

Ethernet 是另一种当前应用最广的现场级网络,它具有速度快、协议简单、易获得等特点。Ethernet 遵循 IEEE802.3 标准,采用带冲突检测的载波侦听多路访问(CSMA/CD)协议解决介质访问冲突。由于 CSMA/CD 协议采用随机争用介质方式访问网络,使得网络节点发送与接收信息的时间变得不可预测,因此传统的 Ethernet 同样不能应用于 SCS。

Ethernet 与 CAN 总线经过几十年的发展,目前已广泛应用于各行各业,如果研究全新的实时通信技术以取代现有的 Ethernet 与 CAN 总线不但造价极高,而且也不现实,为此国内外已经展开了实时 Ethernet 与实时 CAN 总线的研究。由于 Ethernet 能够很好地与 TCP/IP 协议连接,因而关于实时 Ethernet 的研究成为新热点。为了使传统的 Ethernet 具有较好的实时性,部分学者提出了确定性冲突解决和一致的发送时间等方法^[5],目前主要有以下 4 类较典型的改进方式:

(1) 修改媒体访问控制:这种方法主要修改 Ethernet 的 MAC 层,以便能够取得确定的网络访问时间,如 CSMA/DCR 便采用这种方式;

(2) 增加实时通信控制层:这种方法几乎不对原有的 Ethernet 硬件作任何改动,而是在 MAC 层上增加实时通信控制层控制消息的发送与接收。基于这种方法的实时通信技术最多,如令牌传递、虚拟时间令牌、时分多路访问、虚拟时间协议、窗口协议等都使用这种方法^[6]。而我们在“九五”期间开发的实时通信协议 RTCC^[7]也使用这种方法;

(3) 传输整形^[8]:这种方法在传输层(如 TCP/UDP)与 Ethernet 之间增加了一个流量整形器,以使网络的平均负载始终保持在某个较低的规定值,利用低负载、低冲突概率的原理来保证消息传输时间的可预测性;

(4) 交换式以太网^[9]:这种方法充分利用了交换机具有私有冲突域的特点,用交换机取代集线器(hub),以把整个以太网分割成多个独立的冲突域,这样在降低冲突的同时保证了传输时间的可预测性。

尽管国内外已经进行了多年实时 Ethernet 技术的研究,同时也取得了以上多项研究成果,但目前这些网络的实时性都不太理想,因而不能很好地应用于 SCS,其根本原因在于它们都使用了具有异步性、随机性很强的事件触发型总线访问仲裁技术。

2 基于时间触发的新型通信技术

由前可知,普遍应用于非安全关键领域内的 Ethernet 不能满足 SCS 可靠及可预测性通信的需要,其本质缺陷在于事件触发的特有异步性、随机性。为探讨新型的实时通信技术,国内外许多研究机构投入了大量的人力物力进行研究。大量研究表明,设计实时网络的关键在于使用时间触发(time-triggered,简称 TT)方法替代传统的事件触发方法^[3,4,6]。所谓“时间触发”就是指网络上的所有活动都随着时间的前进而有计划地驱动。TT 型网络中的消息主要是面向状态,而不是面向事件,每条消息一直保持到状态改变,且状态只能在规定的的时间间隔上改变。例如,某传感器的旧值保持 15ms 后才改变,这样便可在 15ms 后读传感器并广播其值。目前最常用的 TT 型网络主要采用令牌方式,直接支持实时,它又可以进一步分为:(1) 集中式令牌,具有代表性的协议有 WorldFIP 和 FF 等;(2) 分布式令牌,具有代表性的协议有 FDDI,IEEE802.4 和 ProfiBus 等;(3) 虚拟令牌,具有代表性的协议有 P-NET 等。在分布式令牌和虚拟令牌中,主要通过控制通信节点的运行周期来满足并保证信息的响应时间。但是,这种方式的控制精度低,信息响应时间的变化幅度较大。同时,这两种方式还存在参数不容易设定,而且一旦设定难以改变等缺陷。为研究本质意义上的可靠实时网络,Vienna 大学于 1982 年就积极展开了相关工作的研究,并最终提出了基于时间触发架构(time-triggered architecture,简称 TTA)的时间触发协议 TTP^[10]。TTP 协议共分为 A,B,C 三类,其中 C 类时间触发协议 TTP/C^[11]是专门为 SCS 而设计的。TTP/C 的出现,掀起了可靠实时通信技术的新高潮。经过 20 多年的发展,基于 TTP/C 协议开发出了近 10 种实时网络,其中具有代表性的实时网络有:(1) Honeywell 公司的 SAFEbus,它已经成为 Boeing 777 上的高级航空总线;(2) 美国国家宇航局所使用的 SPIDER,它满足美国军方的新标准 DO254;(3) Audi,Volkswagen 及 Honeywell 公司所采用的 TTA;(4) BMW,DaimlerChrysler, Motorola 及 Philips 所开发的 FlexRay^[12]。以上 4 种可靠实时网络目前主要用于航空航天

电子控制系统及汽车网络两大领域.

由上可知,TT 不同于前面所研究的 ET,二者之间的主要区别在于它们的控制地点:TT 型网络通过一个内在的、集中式的调度表控制它自己的活动及与外部环境间的相互作用,而 ET 型网络则受控于外界环境,并对外部事件的刺激作出响应.TT 型网络对传输媒体的访问由一个基于时分多路访问(time-division multiple access,简称 TDMA)机制的调度表来控制.基于 TDMA 机制,TT 型网络把整个网络传输时间划分为多个长度不等的时槽,且为每个节点都分配一个时槽.在调度表的控制下,使得在任意时刻网络中只有一个节点正在访问网络,而且只有在所分配的时槽内该节点才能传输消息,这样便消除了网络中各节点间的访问冲突.

3 有机组合事件触发与时间触发的必要性

客观上讲,TT 网络与 ET 网络各有优缺点,分别适用于不同的应用领域.TT 网络由于使用集中式调度表控制各节点对网络进行访问,任何时刻只存在唯一一个节点正在访问网络,因而不存在任何节点间的访问冲突,对于集成的分布式安全关键系统^[13],TT 网络更能体现其优越性.由于控制各节点对网络的访问是在系统运行之前离线建好的,因而 TT 是一种静态的、集中的控制方式,它很难满足系统动态变化的需要,灵活性差是这类网络的最大缺陷.除此,TT 网络中的各节点只有在获得通信介质使用权之后才能访问网络,因而其网络访问方式是受控的、被动的.与 TT 网络相反,ET 网络由于各节点的通信要求具有异步性、随机性,因而其通信时间是不可预测的,可预测性差是这类网络的最大缺陷.但 ET 网络允许对资源进行更灵活的分配,网络中的各节点可以在任意时刻访问网络,因而这种网络访问方式是随机的、主动的.除了以上区别外,TT 网络与 ET 网络解决网络冲突的时机也是不同的.TT 网络通过全局调度分析生成一个静态的全局调度表,每个节点知道什么时候被允许发送消息,什么时候被允许接收消息,因而关于网络访问冲突的解决是在设计时静态进行的.而 ET 型网络则通过优先级或回退算法解决访问冲突,因此关于网络访问冲突的解决是在运行时动态进行的.

由前可知,灵活是 ET 网络的最大特点,而可预测则是 TT 网络的最大特点.尽管灵活性与可预测性通常被认为是两个相互矛盾的概念,但现在的 SCS 在需要可预测性的同时也需要较强的灵活性.因此需要在灵活性与可预测性之间找到一种折衷的方法,以便在取得灵活性的同时而不危及系统的可预测性.由于 TT 网络的传输是可预测的、低抖动的,因而非常适合同步(或周期性)实时消息的传输.相反地,ET 网络则非常适用于稀少、偶发(或非周期性)实时消息的传输,如报警条件的监测.除此以外,ET 网络也能很好地支持非实时消息的传输,如系统的在线配置与管理.为了使 SCS 能同时支持同步与异步、实时与非实时消息的传输,必须有机组合 ET 方法与 TT 方法的优点^[14].

4 基于事件与时间触发方法的安全关键实时网络

对于安全关键实时网络,满足消息的时间约束,即消息的实时性是关键所在.消息的时间约束一般有发送周期、死限(deadline)、传输时间等.为保证节点间消息传输的实时性,在对网络通道进行调度时,实时通信协议需要考虑两个过程:访问仲裁过程和传输控制过程^[3,7].访问仲裁过程决定节点内的哪个或哪些消息可以发送,以及消息的发送次序,而传输控制过程则决定哪个节点以及该节点可在网络通道上不间断地传输消息的时间.由此可见,访问仲裁过程是为了保证各个节点的实时性,而传输控制过程则是为了保证整个网络的实时性.由于网络通道是共享介质,如果不能有效限制各节点占用网络通道的时间,那么其他节点的实时性将无法保证.两个过程只有有机地组合在一起,才能保证通信协议具有良好的实时性.目前大多数实时通信协议都仅侧重于其中一个过程,如令牌环(token ring)强调的是访问仲裁过程,而定时令牌协议,如 IEEE802.4 与 FDDI 则强调的是传输控制过程.由分析可知,访问仲裁过程和传输控制过程的分离是导致令牌环等网络实时性不理想的根本原因.为了同时保证各节点与整个网络的实时性,有机组合访问仲裁过程与传输控制过程是必须的.

4.1 安全关键实时通信协议 E&TTE

为满足安全关键网络的强实时性需求,我们在“九五”期间就展开了相关工作的研究,设计出了实时通信协议 RTCC^[7].经实践证明,RTCC 协议虽然在一定程度上增强了整个网络的实时性,但仍存在以下不足:

(1) RTCC 协议把访问仲裁过程与传输控制过程有机组合在主节点中,并采用单主/单从的命令/响应方式进行多路传输,即主节点每发一次命令,从节点则进行一次消息传输,这样每一次网络传输中都包含命令消息,因而其网络开销较大、通信效率较低;

(2) RTCC 协议不能支持异步实时及非实时消息的传输;

(3) RTCC 协议虽然使用了总线控制器实现传输控制过程,但只提供了一种思路,并未通过系统建模及全局调度分析证明其理论的正确性与可行性;

(4) RTCC 协议只使用静态总线调度表,不能满足安全关键系统动态变化的需要.

为了改善 RTCC 协议的不足之处,同时为了支持同步实时、异步实时及非实时数据混合传输的需要,我们必须研究新的实时通信协议.而由前面的分析可知,TT 方式的主要功能在于传输控制过程,优势在于保证整个网络的实时性.相反地,ET 方式的主要功能则在于访问仲裁过程,优势在于保证各个从节点的实时性.为了能同时保证各个从节点与整个网络的实时性,有机组合 ET 方法与 TT 方法是必要的.基于此思想,本文提出了安全关键实时通信协议 E&TTE^[14,15],该协议在整个安全关键实时网络中的位置如图 1 所示.

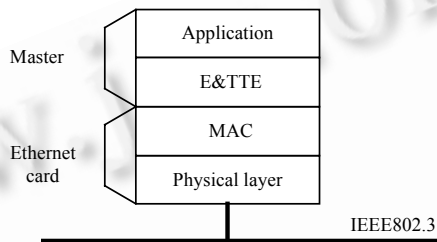


Fig.1 Position of E&TTE located in safety critical real time network

图1 E&TTE协议在安全关键实时网络中的位置

E&TTE 协议是一种混合型的通信协议,它不但能传输同步实时数据,而且也能传输异步实时及非实时数据.实际应用时,它不需要对 Ethernet 硬件作任何改动,是一个位于 MAC 层之上的实时通信控制层.E&TTE 协议有机组合了 ET 与 TT 方法,能同时支持多类网络传输需求,其网络带宽的分配方法是:首先计算出传输同步实时消息所需要的网络带宽,然后再利用剩余的网络带宽来传输异步实时与非实时消息.一旦分配好网络带宽,在 E&TTE 协议中,将首先使用 ET 方法传输异步实时与非实时消息,然后再使用 TT 方法传输同步实时消息,这样,即使在最坏的网络传输情况下仍具有较高的带宽利用率及较低的传输延迟.

E&TTE 协议具有以下特点:

(1) E&TTE 协议采用单主/多从的触发/响应方式进行多路传输,是一种面向节点的协议,一次触发,所有节点至少传输一次,大大提高了网络带宽的利用率;

(2) E&TTE 协议不但能支持同步实时消息的传输,而且也能支持异步实时及非实时消息的传输,并使用时间隔离机制防止异步实时与非实时消息对同步实时消息的干扰;

(3) E&TTE 协议首先使用 ET 传输异步实时及非实时消息,然后再使用 TT 传输同步实时消息,这样在保证同步实时消息传输死限的同时,减小了异步实时及非实时消息的传输延迟;

(4) E&TTE 协议虽然强调有机组合访问仲裁过程与传输控制过程的必要性,但并不像 RTCC 协议那样把它们有机组合在主节点中,而仅仅是在主节点中实现传输控制过程,同时把访问仲裁过程放在各从节点上实现.因而 E&TTE 协议是一种集中控制但分散仲裁的协议,在保证从节点内各类消息传输的同时,增强了各节点内部的灵活性.

(5) E&TTE 协议使用接纳控制机制协调控制整个网络的变更请求,可满足 SCS 动态变化的需要.

为便于叙述,本文假设 SCS 使用如图 2 所示的总线网络拓扑结构.基于此结构,E&TTE 协议把网络节点分为两类:主节点(master)和从节点(slave).主节点只有一个,其余节点都为从节点.主节点用于网络事务管理和启动各从节点进行消息传输,各从节点只能在收到主节点所发出的触发消息后才能进行相应操作.主节点根据整个

网络的调度需求,在规定的时刻采用广播方式向所有从节点发送触发消息.触发消息中规定了某时刻哪个从节点可以访问网络,以及该从节点访问网络的起始时刻及可连续占用网络的时间.各从节点收到触发消息后立即对其解码,以确定各自访问网络的起始时刻及可连续占用网络的时间.各从节点只有在它可以访问网络的时刻才能接收或发送消息,且连续占用网络的时间不能超出预先规定的值.由此可见,E&TTE 协议采用集中控制分散仲裁的方式,不但有机组合了访问仲裁过程和传输控制过程,而且大大增强了各从节点的灵活性.

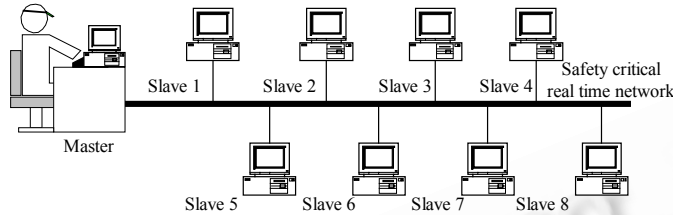


Fig.2 Safety critical real time network based on uni-master/multi-slaves

图2 基于单主/多从的安全关键实时网络

由上面的描述可知,在 E&TTE 协议中,主节点可谓是整个安全关键实时网络的“大脑”,其内部组成结构如图 3 所示^[16].

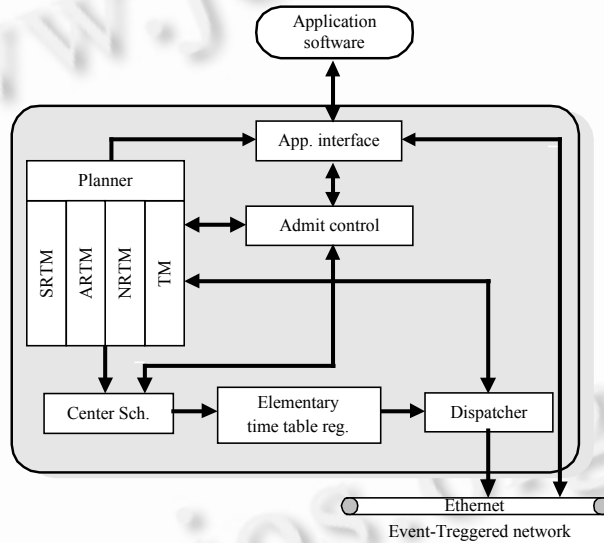


Fig.3 Internal structure of master node

图3 主节点的内部组成结构

通常情况下,从节点中的消息流可分为同步实时消息流、异步实时消息流及非实时消息流 3 类.由于异步实时消息与非实时消息都使用 ET 方法进行传输,为保证异步实时消息先于非实时消息及时可靠地传输,在 E&TTE 协议中,规定异步实时消息的优先级大于非实时消息的优先级.

实际运行时,主节点计算机根据 3 类消息流的属性建立起全局同步实时消息调度表,且每个调度表建立后都存放在 TDMA 周期调度表寄存器中.全局同步实时消息调度表由同步节点标识符(ID)及其传输时间等组成.当网络中的节点个数发生变化时,则由图 3 中的计划调度器进行接纳控制.比如,当需要增加新节点时,如果该节点加入后整个网络中的同步实时消息仍可调度,则接纳之,同时,重新计算同步实时消息调度表;否则,拒绝该节点的加入.由上可知,主节点在整个安全关键实时网络中起到了系统协调、集中控制的作用,它主要负责:

- (1) 保持与维护各信息流的属性表,并提供支持系统配置与管理功能的接口;
- (2) 通过特定的调度策略建立全局同步实时消息调度表,以实现传输过程的集中控制;
- (3) 在每个 TDMA 周期的开始向所有从节点广播触发消息,且触发消息中包含全局调度表.

4.2 E&TTE协议有机组合ET与TT的方法

在 E&TTE 协议中,消息可分为 ET 型消息与 TT 型消息两类,前者是指使用 ET 方法所传输的异步实时及非实时消息,后者是指使用 TT 方法所传输的同步实时消息.为了有效传输 ET 型消息与 TT 型消息,必须对两类消息进行时间隔离.否则,由于 ET 型消息的异步性本质,它们将对 TT 型消息产生有害的干扰,如延迟同步实时消息的传输.在 E&TTE 协议中实现时间隔离的方法是 为 ET 型消息与 TT 型消息各分配一个互不重叠的时间窗口专用于其传输^[16,17],E&TTE 协议有机组合 ET 与 TT 的方法如图 4 所示.

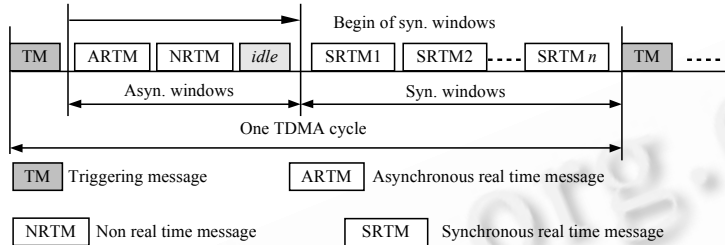


Fig.4 Asynchronous and synchronous window of E&TTE protocol
图4 E&TTE协议中的异步窗口与同步窗口

由图 4 可以看出,一个 TDMA 周期由一个触发消息、一个异步窗口、一个同步窗口组成,且异步窗口位于同步窗口之前,其中异步窗口主要用于异步实时消息及非实时消息的发送,而同步窗口则用于同步实时消息的发送.由于异步窗口与同步窗口互不重叠,防止了两类窗口中的消息相互干扰.为便于触发消息同步,在 E&TTE 协议中,规定一个 TDMA 周期是触发消息时间长度的整数倍.在每个 TDMA 周期内,主节点首先采用广播方式发送触发消息,各从节点收到触发消息后立即进行解码,以确定各节点用于发送同步实时消息的起始时刻及可连续占用网络的时间.由于异步窗口位于同步窗口之前,因此将首先传输异步实时与非实时消息.在每个异步窗口内,网络中的所有从节点都可竞争网络的使用权,一旦竞争成功,便可使用 ET 方法发送各自内部的异步实时消息及非实时消息.由于异步实时消息的优先级较非实时消息的优先级高,所以在每个从节点内,异步实时消息将优先发送.在每个异步窗口内,由于使用 ET 方法发送异步实时消息与非实时消息,因此可能存在多个节点同时请求发送的冲突,其冲突解决方法由 Ethernet 本身确定.必须注意的是,为了防止异步实时及非实时消息对同步实时消息发送的干扰,任何异步实时或非实时消息在发送前,必须确保在异步窗口内有足够的剩余时间用于其网络传输.如果此条件不能满足,则取消该消息的此次发送,并重新进入发送队列进行等待,以便在下一个 TDMA 周期能有机会再竞争发送权.对于剩余的异步窗口时间,则插入空闲比特,如图 4 中的 idle.由此可见,E&TTE 协议有机组合了 ET 方法与 TT 方法,它不但保证了同步实时消息发送的实时性,而且也保证了异步实时及非实时消息发送的灵活性,同时防止了相互干扰.一旦从异步窗口进入同步窗口,各节点按全局调度表中规定的起始时刻及可连续占用网络的时间发送同步实时消息.

4.3 E&TTE协议的帧结构

E&TTE 协议中的帧分为两大类:触发消息帧与数据帧,其中最重要的帧是触发消息帧,它的帧格式如图 5 所示.

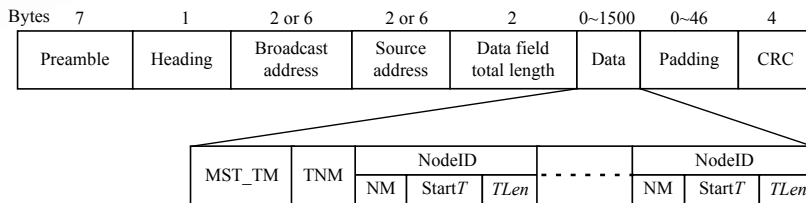


Fig.5 Triggering message frame format in E&TTE protocol
图5 E&TTE协议中的触发消息帧格式

在触发消息的帧格式中,目的地址使用广播地址,其目的在于仅一次触发将使所有从节点都得到至少一次的消息传输机会,这样将大大降低网络开销.触发消息帧格式中的数据字段是触发消息中最重要的字段,它包含由主节点所构建的全局同步实时消息调度表.数据字段的第 1 个子字段为 MST_TM,表示此数据段中的数据为触发消息.第 2 个子字段为 TNM,表示在该 TDMA 周期内所传输同步实时消息的总个数.从第 3 个子字段开始的每个子字段则包含 NodeID,NM,StartT,TLen 这 4 部分内容,其中 NodeID 为同步实时消息所在节点的标识号,表示此 TDMA 周期内哪个节点将有权访问网络;NM 表示节点 NodeID 内所发送同步实时消息的个数;StartT 表示节点 NodeID 访问网络的起始时刻,且以相对于触发消息的时间偏移量来表示;TLen 表示节点 NodeID 可连续占用网络的时间.

由于 E&TTE 协议不但能支持同步实时消息的传输,而且也能支持异步实时消息及非实时消息的传输,因此,网络中的数据帧可分为同步实时数据帧、异步实时消息数据帧及非实时数据帧 3 类.数据帧的帧格式如图 6 所示,其中 D_Type 用以区分 3 类不同的数据帧,M_ID 为消息所在节点的标识号.在 E&TTE 协议中,任意时刻只有一个节点正在发送信息,而其余从节点都将接收到此消息,但只有要使用该消息的从节点才会接受此消息,基于此原理,对于 E&TTE 协议中的数据帧其目的地址都是广播地址.

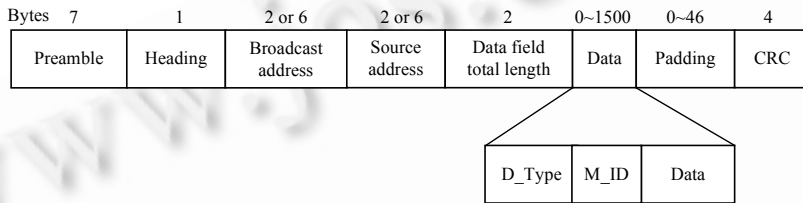


Fig.6 Data frame format in E&TTE protocol

图 6 E&TTE 协议中的数据帧格式

5 安全关键实时网络的调度模型

由前可知,实时通信 E&TTE 协议是事件触发与时间触发的有机组合,同时也是访问仲裁过程和传输控制过程的有机组合,其中时间触发与传输控制过程是关键,它们将保证整个安全关键网络的实时性.时间触发与传输控制过程必须在主节点中实现,即根据网络中所有从节点的传输需求建立全局调度表.一旦建立好全局调度表,基于 TDMA 网络访问机制,便能控制各节点对网络访问的起始时刻及占用网络的时间长度,而在所分配的网络访问时间段内,每个节点内的消息则以优先级的方式被调度.由此可以看出,实时通信 E&TTE 协议首先以静态的、确定的 TDMA 网络访问机制调度各节点,紧接着在各节点内则以优先级的方式调度各消息,这种两级结构化的网络调度模型^[18]不但从整体上保证了网络系统是受控的、消息的实时性,同时也没有破坏各节点内消息调度的灵活性.基于两级结构化调度方式,假设某安全关键实时系统共有 k 个从节点,则其网络调度模型如图 7 所示.

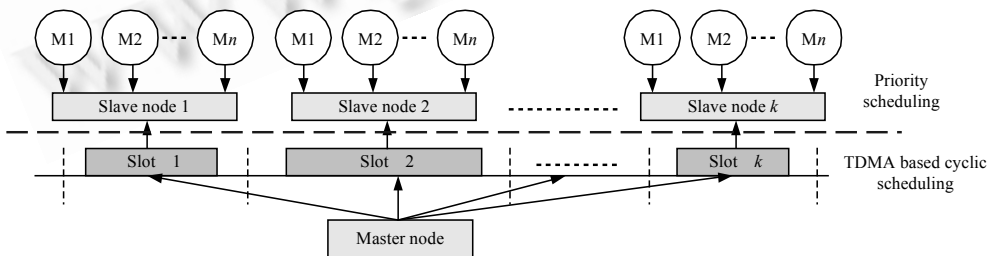


Fig.7 Real time scheduling model based on E&TTE protocol

图 7 基于 E&TTE 协议的实时网络调度模型

6 安全关键实时网络的全局调度分析

由前可知,E&TTE 协议不但能传输同步实时消息,而且也能传输异步实时及非实时消息.对于异步实时及非实时消息的传输,E&TTE 协议使用了带宽预留机制.为异步实时与非实时消息所预留的带宽即为图 4 中的异步窗口.所以关于安全关键实时网络的全局调度分析主要针对同步实时消息,即分析如何在图 4 中的同步窗口内调度整个网络中的同步实时消息.

不失一般性,假设某安全关键实时系统共有 k 个从节点,而任意节点 a 内的每个同步实时消息 $m_{a,i}$ 可用三元组 $\langle S_{a,i}, D_{a,i}, T_{a,i} \rangle$ 表示,其中 $T_{a,i}$ 为节点 a 内同步实时消息 $m_{a,i}$ 的调度周期, $D_{a,i}$ 为节点 a 内同步实时消息 $m_{a,i}$ 的传输死限, $S_{a,i}$ 为节点 a 内同步实时消息 $m_{a,i}$ 的大小(以传输时间表示).由第 5 节可知,为了保证每个同步实时消息的时间限制,E&TTE 协议使用了两级结构化调度机制调度节点内的同步实时消息.为便于叙述,假设每个节点内都存在一个同步实时通道服务器 G_a ,它们专门负责为节点发送与接收同步实时消息.这样,在 E&TTE 协议中使用两级结构化调度机制调度网络中的各同步实时消息时,主节点首先调度各从节点 a 中的同步实时通道服务器 G_a , G_a 再在从节点 a 所分配的通信时槽(slot)内调度各消息.为便于后面分析同步实时通道服务器 G_a 的可调度性,我们首先作如下定义:

定义(通道能力). 不失一般性,假设标准网络的总传输速率为 1.0,当把通道看做是一个虚拟网络时,通道能力 β_a 是指通道的传输速率与标准网络总传输速率的比值.这个比值表示了通道占用标准网络总带宽的比例,所以有 $0 < \beta_a \leq 1.0$.

在 E&TTE 协议中,假设主节点以固定的通道周期 μ_a 周期性地调度同步实时通道服务器 G_a ,而在每个通道周期 μ_a 内,假设同步实时通道服务器 G_a 可使用 $\beta_a \mu_a$ 个时槽发送节点内的同步实时消息,其中 $\beta_a \leq 1.0$,且在其余的时槽间隔 $(1 - \beta_a) \mu_a$ 内,同步实时通道服务器 G_a 被阻塞.另外,假设在同步实时通道服务器 G_a 内使用速率单调调度算法(rate monotonic algorithm,简称 RMA)调度各消息时, G_a 内的 n 个同步实时消息的优先级关系为 $\tau_{a,1} > \tau_{a,2} > \tau_{a,3} > \dots > \tau_{a,n}$,即 $m_{a,1}$ 具有最高优先级, $m_{a,n}$ 具有最低优先级.

当在通道能力为 β_a 的专用通道上传输消息时,根据在文献[19]中的充分必要调度条件,如果同步实时消息 $m_{a,i}$ 可调度,则存在时间 $t \in H_{a,i} = \{D_{a,i} \cup lT_{a,j} \mid j=1,2,\dots,i-1; l=1,2,\dots, \lfloor D_{a,i}/T_{a,j} \rfloor\}$,使下式成立:

$$W_{a,i}(\beta_a, t) = \sum_{j=1}^i \left\lceil \frac{S_{a,j}}{\beta_a} \left\lfloor \frac{t}{T_{a,j}} \right\rfloor \right\rceil \leq t \quad (1)$$

表达式 $W_{a,i}(\beta_a, t)$ 表示在时槽间隔 $[0, t]$ 内由于高优先级消息抢占 $m_{a,i}$ 所造成的最坏累积传输时间.本文定义 $B_{a,i}(\beta_a) = \max_{t \in H_{a,i}} \{t - W_{a,i}(\beta_a, t)\}$ 与 $B_{a,0}(\beta_a) = \min_{i=1,2,\dots,n} B_{a,i}(\beta_a)$,其中 n 是该通道内的同步实时消息总数.注意,当 $m_{a,i}$ 可调度时, $B_{a,i}(\beta_a)$ 表示同步实时通道服务器 G_a 在时槽间隔 $[0, t]$ 内没有传输优先级高于或等于 $\tau_{a,i}$ 的消息的总时间.同时, $B_{a,i}(\beta_a)$ 被称为时槽间隔 $[0, t]$ 内的 i 级非活动周期,而 $B_{a,0}(\beta_a)$ 则被称为最小非活动周期.

通过比较同步实时消息在通道服务器 G_a 与在通道能力为 β_a 的专用通道上的传输情况,可以得出下面定理:

定理 1. 如果同步实时消息流集合 M_a 在通道周期为 μ_a 、通道能力为 β_a 的通道服务器 G_a 上可调度,必须满足:

- (1) 同步实时消息流集合 M_a 在带宽利用率为 β_a 的专用通道上可调度;
- (2) 不等式 $\mu_a \leq B_{a,0}(\beta_a)/(1 - \beta_a)$ 成立.

证明:假设在通道服务器 G_a 内传输的消息除 M_a 内的 n 个同步实时消息 $m_{1,n}, m_{2,n}, \dots, m_{a,n}$ 之外,还包含一个额外的同步实时消息 $m_{a,0}$.消息 $m_{a,0}$ 的调度周期为 μ_a ,其消息大小为 $S_{a,0} = (1 - \beta_a) \mu_a$,同时,消息 $m_{a,0}$ 所分配的优先级最高,可抢占通道内的其他消息.我们需要给定两个条件,并证明即使存在由于消息 $m_{a,0}$ 调用后所造成的抢占, M_a 内的任何消息 $m_{a,i}$ 都可满足其死限.根据文献[19]中的调度分析可知,如果同步实时消息流 $m_{a,i}$ 在通道服务器 G_a 上可调度,则存在时间 $t \in H_{a,i} \cup L_{a,i}$,使下式成立:

$$\sum_{j=1}^i \left\lceil S_{a,j} \left\lfloor \frac{t}{T_{a,j}} \right\rfloor \right\rceil + S_{a,0} \left\lfloor \frac{t}{\mu_a} \right\rfloor \leq t, \text{ 其中 } L_{a,i} = \{l\mu_a \mid l=1,2,\dots, \lfloor D_{a,i}/\mu_a \rfloor\} \quad (2)$$

另外,我们也可以假设,如果同步实时消息流 $m_{a,i}$ 在通道能力为 β_a 的专用网络上可调度,则存在时间 $t_{a,i}^* \in H_{a,i}$ 使 $B_{a,i}(\beta_a) = t_{a,i}^* - W_{a,i}(\beta_a, t_{a,i}^*) \geq B_{a,0}(\beta_a) \geq 0$ 成立,其中 $i=1,2,\dots,n$. 注意, $W_{a,i}(\beta_a, t_{a,i})$ 是时间 $t_{a,i}$ 的非递减函数. 假设 $t_{a,i}^* = m\mu_a + \delta$, 其中 $\delta < \mu_a$. 如果 $\delta \geq B_{a,0}(\beta_a)$, 则有:

$$\left. \begin{aligned} \sum_{j=1}^i S_{a,j} \left\lceil \frac{t_{a,i}^*}{T_{a,j}} \right\rceil + S_{a,0} \left\lceil \frac{t_{a,i}^*}{\mu_a} \right\rceil &= \beta_a W_{a,i}(\beta_a, t_{a,i}^*) + (m+1)S_{a,0} \\ &\leq \beta_a (t_{a,i}^* - B_{a,0}(\beta_a)) + (m+1)S_{a,0} \\ &= \beta_a (t_{a,i}^* - B_{a,0}(\beta_a)) + (m+1)(1-\beta_a)\mu_a \\ &\leq \beta_a (t_{a,i}^* - B_{a,0}(\beta_a)) + (1-\beta_a)(t_{a,i}^* - \delta) + B_{a,0}(\beta_a) \\ &= t_{a,i}^* + (1-\beta_a)(B_{a,0}(\beta_a) - \delta) \\ &\leq t_{a,i}^* \end{aligned} \right\} \quad (3)$$

上面的不等式意味着所有的同步实时消息流 $m_{a,i}$ 可在通道服务器 G_a 调度. 相反地, 如果有 $\delta < B_{a,0}(\beta_a)$, 那么在 $t'_{a,i} = m\mu_a < t_{a,i}^*$ 时, 则有:

$$\left. \begin{aligned} \sum_{j=1}^i S_{a,j} \left\lceil \frac{t'_{a,i}}{T_{a,j}} \right\rceil + S_{a,0} \left\lceil \frac{t'_{a,i}}{\mu_a} \right\rceil &\leq \beta_a (t_{a,i}^* - B_{a,0}(\beta_a)) + mS_{a,0} \\ &\leq \beta_a (t_{a,i}^* - \delta) + m(1-\beta_a)\mu_a \\ &= \beta_a t'_{a,i} + (1-\beta_a)t'_{a,i} \\ &\leq t'_{a,i} \end{aligned} \right\} \quad (4)$$

既然 $t'_{a,i} \in L_{a,i}$, 则消息流集合 M_a 可被通道服务器 G_a 调度.

当我们比较通道服务器 G_a 与通道能力为 β_a 的专用网络上的消息传输序列时, 可以得知, 在每个通道周期末尾, 通道服务器 G_a 使用了与专用网络相同的通道能力来传输同步实时消息. 然而, 如果同步实时消息流 $m_{a,i}$ 在专用网络上传输, 它们不会被其他消息流阻塞, 可在每个通道周期内更早地完成其传输. 这样, 我们便需要一个额外的条件来限制通道服务 G_a 上的消息传输延迟. 这个限制条件便是定理 1 中的第 2 个条件, 即每个同步实时消息死限之前的最小非活动周期.

使用定理 1, 我们能得到 k 个同步实时通道服务器 G_a 的可行集合, 且每个通道服务器 G_a 由一个通道能力与通道周期参数对 (β_a, μ_a) 组成. 假设 k 个同步实时通道服务器 G_a 的可行集合为 $(\beta_1, \mu_1), (\beta_2, \mu_2), \dots, (\beta_k, \mu_k)$, 这样, 在 E&TTE 协议中, 分配给传输同步实时消息的各节点其传输时间分别为 $\beta_1\mu_1, \beta_2\mu_2, \dots, \beta_k\mu_k$. 在各传输时间内, 各从节点再以优先级的方式发送其中的同步实时消息.

7 基于 E&TTE 协议的实例研究

由于 E&TTE 协议不但能传输同步实时消息, 而且也能传输异步实时及非实时消息. 在此我们假设用于异步实时及非实时消息传输的带宽为 β_{AN} , 当把其余 $1-\beta_{AN}$ 大小的带宽看做是总传输速率为 1.0 的标准网络时, 便可以用定理 1 确定同步实时通道服务器 G_a 的调度周期 μ_a 以及在每个通道周期内应该分配的通道能力 β_a . 为了说明定理 1 的正确性, 我们用表 1 中的节点与同步实时消息作为实例. 在表 1 中共有 4 个节点, 每个节点都包含几个同步实时消息 $\langle S_{a,i}, D_{a,i}, T_{a,i} \rangle$, 且每个消息的死限 $D_{a,i}$ 都等于其调用周期 $T_{a,i}$. 如果使用 RMA 调度算法, 则 4 个节点内的同步实时消息所要求的通道带宽利用率经 $\rho_a = \sum_{i=1}^n \frac{S_{a,i}}{T_{a,i}}$ 计算分别为 0.26, 0.24, 0.17 与 0.03.

Table 1 Parameters of synchronous real time messages in different nodes

表 1 节点及节点内的同步实时消息参数

	Node 1 ($\rho_1 = 0.26$)	Node 2 ($\rho_2 = 0.24$)	Node 3 ($\rho_3 = 0.17$)	Node 4 ($\rho_4 = 0.03$)
$(S_{a,i}, D_{a,i}, T_{a,i})$	(6,78,78)	(3,100,100)	(3,50,50)	(1,80,80)
	(9,110,110)	(8,110,110)	(4,90,90)	(3,140,140)
	(16,160,160)	(9,160,160)	(4,120,120)	
		(13,260,260)	(6,170,170)	
		(10,330,330)		

为了能够调度网络中的所有同步实时消息,必须为每一个同步实时通道服务器 G_a 选择一组 (β_a, μ_a) 。对于 (β_a, μ_a) 的选择,我们首先需要计算出最小的 β_a ,在所有 β_a 之和小于或等于 1.0 的情况下,参数 β_a 是可修改的。由式(4)及 $B_{a,0}(\beta_a)$ 的定义可知, $B_{a,0}(\beta_a)$ 是 β_a 的非递减函数,所以存在最小的 β_a 使 $B_{a,0}(\beta_a)$ 等于 0,此最小的 β_a 意味着调度节点内同步实时消息所需的最小通道能力。例如,当使用 RMA 调度算法调度同步实时消息时,我们可以定义最小通道能力 β_a 等于 $\rho_a/n(2^{j_n}-1)$,这样便可以保证同步实时消息的可调度性,额外的通道能力可以通过最小通道能力 β_a 按比例分配。当计算出各通道能力 β_a 后,便可以用 $B_{a,0}(\beta_a) = \min_i \max_{i \in H_{a,i}} \left(t - \sum_{j=1}^i \frac{S_{a,j}}{\beta_a} \left\lceil \frac{t}{T_{a,j}} \right\rceil \right)$ 计算出最小的 i 级非活动周期 $B_{a,0}(\beta_a)$,一旦 $B_{a,0}(\beta_a)$ 被计算出后,便可以使用定理 1 中的第 2 个条件 $\mu_a \leq B_{a,0}(\beta_a)/(1-\beta_a)$ 计算出最大的通道周期 μ_a 。对于表 1 中的例子,在 4 个节点所分配通道能力之和不大于 1 的情况下,我们可以得到同步实时通道服务器参数对 (β_a, μ_a) 的一组可行分配为 $(0.34,28), (0.32,36), (0.28,59)$ 与 $(0.06,57)$ 。

一旦确定了每个同步实时通道服务器 G_a 的 (β_a, μ_a) ,则可基于 TDMA 网络访问机制在主节点构建一个周期性的同步实时消息调度表。分配给各从节点的传输时间不一定要连续,这样就使得调度表的构建非常灵活。由于 TDMA 的总周期长度 T_{TDMA} 是固定不变的,确定 TDMA 总周期长度的最简单方法就是使 T_{TDMA} 等于最小的通道周期 μ_a 。对于表 1 中的例子,已计算出 (β_a, μ_a) 的一组可行分配为 $(0.34,28), (0.32,36), (0.28,59)$ 与 $(0.06,57)$,其中最小通道周期为 28,则可确定 TDMA 的总周期长度 T_{TDMA} 等于 28,于是 (β_a, μ_a) 的可行分配 $(0.34,28), (0.32,36), (0.28,59)$ 与 $(0.06,57)$ 可被转换为 $(0.34,28), (0.32,28), (0.28,28)$ 与 $(0.06,28)$ 。关于节点与同步实时消息的调度序列如图 8 中的同步窗口所示。

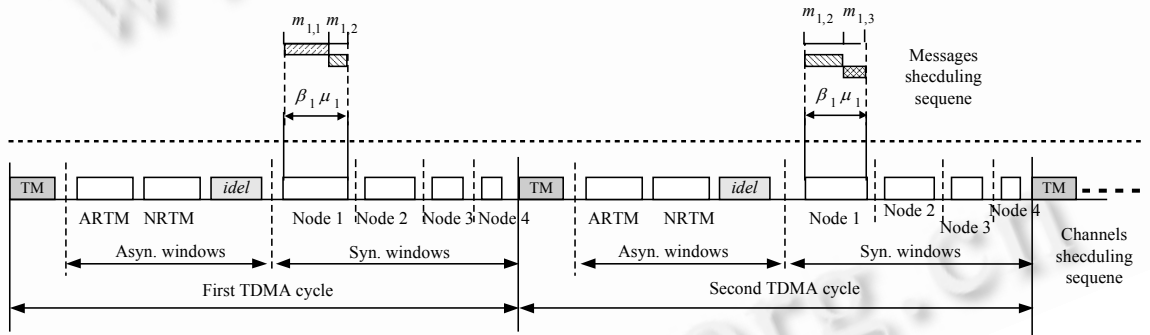


Fig.8 Scheduling sequences of synchronous real time messages based on two levels scheduling scheme

图8 基于两级结构化调度机制的同步实时消息调度序列

为了说明 E&TTE 协议对异步实时及非实时消息传输的支持,假设与剩余带宽 β_{AN} 相对应的异步窗口大小为 8 个时槽单元,而传输触发消息需要 1 个时槽单元。由图 8 可以看出,在实时通信协议 E&TTE 中,主节点调度所有从节点的 TDMA 周期为 $37(=1+8+28)$ 个时槽单元,其中 8 个时槽单元用于传输异步实时及非实时消息,28 个时槽单元分配给 4 个从节点用来传输各自内部的同步实时消息,且各自的传输时间分别为 $9.52(=0.34 \times 28)$, 8.96, 7.84 与 1.68 个时槽单元。

由于 E&TTE 实时通信协议对同步实时消息的调度是建立在两级结构化调度机制之上的,因此除了主节点周期性地调度同步实时通道服务器 G_a (即从节点)外,还有各通道服务器以优先级的方式调度同步实时消息流 $m_{a,i}$ 。为了说明怎样使用优先级调度算法调度每个从节点内的同步实时消息流,我们仍使用表 1 中的例子。由表 1 可知,在节点 1 内包含 3 个同步实时消息,主节点将在每 28 个时槽单元内为节点 1 的通道服务器 G_1 分配 9.52 个时槽单元。假设通道服务器 G_1 使用 RMA 调度算法调度节点内的各消息,则在所分配的 9.52 个时槽单元内,3 个同步实时消息的调度序列如图 8 的上半部所示。

本文在上面通过一个具体的例子说明了实时通信协议 E&TTE 能够很好地支持同步实时、异步实时、非实时消息的传输,并通过全局调度分析计算出了分配给 4 个从节点的同步实时消息传输时间分别为 9.52, 8.96, 7.84 与 1.68 个时槽单元。假设安全关键实时网络在某时刻,如第 100 个时槽单元时 4 个从节点同时收

到触发消息,则如图 5 所示的触发消息帧格式中的数据字段如图 9 所示.必须注意的是,图 9 仅是第 1 个 TDMA 周期内的消息发送情况.由于本文假设异步窗口的大小为 8 个时槽单元,则第 1 个从节点将在第 108 个时槽单元时开始发送同步实时消息,其连续发送的时间为 9.52 个时槽单元.第 2 个从节点将在第 117.52 个时槽单元时开始发送同步实时消息,其发送时间为 8.96 个时槽单元.至于第 3、第 4 个从节点可依次推算.

MST_TM	10	Node 1			Node 2			Node 3			Node 4		
		2	108	9.52	3	117.52	8.96	4	126.48	7.84	1	134.32	1.68

Fig.9 Example of data field located in triggering message frame

图 9 触发消息帧格式中的数据字段实例

8 E&TTE 协议的性能分析及评价

为了对 E&TTE 协议进行性能分析及评价,我们建立了相应的原型实验环境.在原型实验环境中,我们使用了几台通过 Ethernet 相连的 PC 机,其中一台 PC 机用作主节点计算机(master),其余计算机则用作从节点计算机,并针对从节点数为 4,6,8 三种不同网络系统进行了性能分析及评价.在实验环境中,我们让每个从节点既能产生同步实时消息,又能产生异步实时及非实时消息,其中同步实时消息的生成是实现确定的,而异步实时及非实时消息的生成则是随机的.同时我们也假定各从节点计算机上的所有同步实时消息所需带宽之和不会超过实际的总网络带宽,即假设所有同步实时消息都可发送.由于异步实时及非实时消息的生成具有极大的随机性,因而只有这两类消息才会造成整个网络系统的负载超过 1.0.众所周知,端对端的通信延迟是评估网络性能的重要指标,它主要包括消息的产生延迟、排队延迟、发送延迟和传输延迟 4 方面的因素,其中排队延迟及发送延迟是最重要的两个性能指标,我们把二者之和统称为平均等待延迟时间^[20].除此以外,我们也把消息的丢失个数作为分析、评价 E&TTE 协议的另一个重要指标.图 10 与图 11 分别是 E&TTE 协议在不同节点数下的平均等待延迟时间与消息丢失个数.

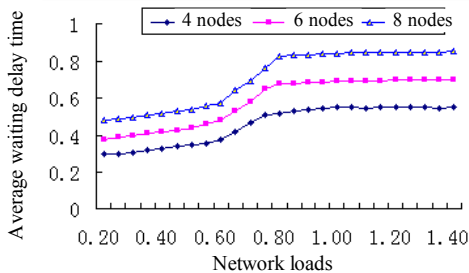


Fig.10 Average waiting delay time versus different network loads and node numbers

图10 不同节点数下的消息平均等待延迟时间

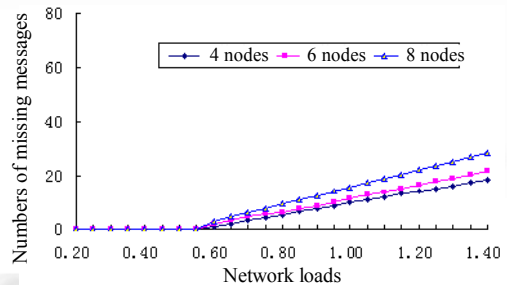


Fig.11 Numbers of missing message versus different network loads and node numbers

图11 不同节点数下的消息丢失数

由图 10 可知,随着从节点数从 4 增加到 8,消息的平均等待延迟时间也将随之增加,比如,在网络负载量为 0.4 时,消息的平均等待延迟时间将从 0.35 个 TDMA 周期增加到 0.55 个 TDMA 周期.而在从节点数固定的情况下,当网络负载小于 0.7 时,消息的平均等待延迟时间增加较缓慢;当网络负载在 0.7~1.0 之间增加时,消息的平均等待延迟时间将有显著增加;当网络负载量超过 1.0 时,消息的平均等待延迟时间则趋于一个恒量.除了消息的平均等待延迟时间之外,我们也将分析消息的丢失情况,由图 11 可知,随着从节点数的增加,消息的丢失个数也将随之增加.而在从节点数固定的情况下,当网络负载量小于 0.7 时,消息的丢失数几乎为 0,而当网络负载量超过 0.7 时,消息的丢失数将直线增加.由上面的分析可知,基于 E&TTE 协议的安全关键实时网络能够很好地支持同步实时、异步实时及非实时消息的混合传输,在网络负载小于 0.7 的情况下,具有较好的性能.即使在网络负载超过 1.0 时,仍能保证同步实时消息完全可靠地传输(这是由协议本身所决定的),同时具有恒定的等待延迟时间,只是在这种情况下,将丢失一定数量的异步实时及非实时消息.

9 结 语

安全关键实时系统的相关研究是近年来国防、航空航天及汽车工业等领域的研究热点之一,其中安全关键实时网络的实现方式与调度理论是需要解决的关键问题.本文首先分析了现有 COTS 网络技术的诸多不足之处,指出了其缺陷的本质原因在于使用了基于事件触发的总线访问仲裁机制.为设计出新型的实时网络,研究了近几年的热点网络技术——时间触发.由于事件触发网络的优点在于灵活性好,但通信时间的可预测性较差;而时间触发网络的优点则在于可预测性好,但灵活性差.为了有机组合两类网络的优点,提出了实时通信协议 E&TTE.E&TTE 是一种基于事件触发型 Ethernet 的时间触发网络,它有效地组合了事件触发与时间触发方法,其中事件触发用于传输异步实时与非实时消息,而时间触发方法则用于传输同步实时消息.为说明 E&TTE 协议的合理性与可行性,建立了网络调度模型,进行了全局调度分析,并通过具体实例进行了例证.分析表明,本文所提出实时通信协议 E&TTE 优于 RTCC 协议,其研究成果具有较高的实用价值.对于 E&TTE 协议的具体实现方案还有待于进一步的研究,拟在我校自主开发的实时操作系统 CRTOS 2.0 中实现对 E&TTE 协议的支持,这也是我们下一步的研究计划.

References:

- [1] Murdock JR, Koenig JR. Open systems avionics network to replace MIL-STD-1553. *Aerospace and Electronic Systems Magazine*, 2001,16(8):15-19.
- [2] Navet N, Song YQ, Simonot F. Worst-Case deadline failure probability in real-time applications distributed over CAN (controller area network). *Journal of Systems Architecture*, 2000,46(7):1-16.
- [3] Wang Z, Wang TR, Sun YX. Survey of real time schedule theory and the state-of-the-are of its application in industrial real time communication system (Part 1). *Information and Control*, 2002,31(2):146-163 (in Chinese with English abstract).
- [4] Gunnter H, Thomas T. Time-Triggered architecture for safety-related distributed real-time systems in transportation systems. In: *Proc. of the Fault Tolerant Computing Symposium 28*. Munich: IEEE Computer Society Press, 1998. 402-407.
- [5] Pang LP, Tian YM, Li SL, Han ZF. Communication protocols of hard real systems. *Mini-Micro Systems*, 2000,21(4):393-396 (in Chinese with English abstract).
- [6] Zhao H. Study of real time connections and communications in Fieldbus networks. *Journal of Computer Research and Development*, 1997,34(5):362-367 (in Chinese with English abstract).
- [7] Wang ZP, Xiong GZ. An Ethernet-based hard real-time communication protocol. *Journal of Computer Research and Development*, 2000,37(10):1252-1258 (in Chinese with English abstract).
- [8] Kweon SK, Shin KG. Achieving real-time communication over Ethernet with adaptive traffic smoothing. In: *Proc. of the IEEE Real-Time Technology and Applications Symp*. Washington: IEEE Computer Society Press, 2000. 90-100.
- [9] Krommenacker N, Divoux T, Rondeau E. Using genetic algorithms to design switched Ethernet industrial networks. *Industrial Electronics*, 2002,1(1):152-157.
- [10] Hermann K, Gunter G. TTP—A protocol for fault-tolerant real-time systems. *IEEE Computer*, 1994,27(1):14-23.
- [11] Time-Triggered protocol TTP/C high-level specification document. TTTech Computer Technology AG, Vienna, 2002. <http://www.ttagroup.org/ttp/specification.htm>
- [12] Kopetz H. Fault containment and error detection in the time-triggered architecture autonomous. In: *Proc. of the 6th Int'l Symp. on Decentralized Systems*. Pisa: IEEE Computer Society Press, 2003. 139-146.
- [13] Lee YH, Kim D, Younis M, Zhou J. Partition scheduling in APEX runtime environment for embedded avionics software. In: *Proc. of the Real-Time Computing Systems and Applications*. Washington DC: IEEE Computer Society Press, 1998. 103-109.
- [14] Maier R. Event-Triggered communication on top of time-triggered architecture. *Proc. of the Digital Avionics Systems Conference*, 2002,21(2):135-141.
- [15] Almeida L, Fonseca J, Fonseca P. Flexible time-triggered communication on a controller area network. In: *Proc. of the Work-in-Progress Session, 19th IEEE Real-Time Systems Symp. (RTSS)*. 1998. <http://www.cse.unl.edu/rtss98wip/proceedings/>
- [16] Ferreira J, Pedreiras P, Almeida L, Fonseca JA. The FTT-CAN protocol for flexibility in safety-critical systems. *Micro*, 2002,22(4): 46-55.

[17] Pedreiras P, Almeida L, Gai P. The FTT-Ethernet protocol: Merging flexibility, timeliness and efficiency. In: Proc of the 14th Euromicro Conf. on Real-Time Systems. Vienna: IEEE Computer Society Press, 2002. 134-142.

[18] Deng Z, Liu S. Scheduling real-time applications in an open environment. In: Proc. of the IEEE Real-Time Systems Symp. Los: IEEE Computer Society Press, 1997. 308-319.

[19] Lehoczky J, Sha L, Ding Y. The rate-monotonic scheduling algorithm: Exact characteristics and average case behavior. In: Proc. of the IEEE Real-Time Systems Symp. Santa Monica: IEEE Computer Society Press, 1989. 166-171.

[20] Gu GQ, Ding XQ, Wu JY. Design and performance evaluation of a hybrid real-time communication protocol. Journal of Computer Research and Development, 1998,35(1):19-23 (in Chinese with English abstract).

附中文参考文献:

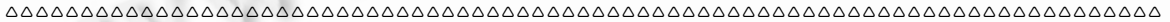
[3] 王智,王天然,孙优贤.工业实时通讯网络(现场总线)的基础理论研究 with 现状(上).信息与控制,2002,31(2):146-163.

[5] 庞丽萍,田亚敏,李胜利,韩宗芬.硬实时系统的通信协议.小型微型计算机系统,2000,21(4):393-396.

[6] 赵海.现场总线网络中实时连接和实时通信的研究.计算机研究与发展,1997,34(5):362-367.

[7] 王志平,熊光泽.一种基于 Ethernet 的硬实时通信协议.计算机研究与发展,2002,37(10):1252-1258.

[20] 顾冠群,丁心泉,吴介一.混合型实时通信协议的设计及性能评价.计算机研究与发展,1998,35(1):19-23.



2005 年智能计算及其应用国际研讨会

会议通知

为了适应我国高技术计划“智能计算的理论与应用研究”的需要,推动我国深入开展智能计算的研究,加强国际交流与合作,在国家宇航学会、教育部等资助下,中国地质大学将举办一次高水平的智能计算国际研讨会(International Symposium on Intelligence Computation,简称 ISICA 2005),会议定于 2005 年 4 月 4 日~6 日在中国地质大学举行.会议将邀请演化计算方面各主要分支的国际知名专家来参加此次会议,还将出版论文集并送检索机构检索.欢迎有兴趣者参加此次研讨会.

一、会议的主要议题

神经网络	影像库的自动分析	航天器中的演化硬件
智能 GIS	多目标优化	数字和组合优化
模糊系统	动态优化	机器学习
人工免疫系统	生物信息学	蚁群方法
粒子群方法	演化数据挖掘	遗传算法、遗传程序设计、基因表达式程序设计等在科学数据分析中的应用

二、联系方式

联系地址: 中国地质大学计算机科学与技术系
 邮政编码: 430074
 联系人: 蔡之华 李晖 李振华
 联系电话: 027-67883713
 电子信箱: jsjb@cug.edu.cn; zhcai@cug.edu.cn