

一种实时以太网介质访问控制协议的时延性能分析

沈钢,魏震,蔡云泽,许晓明,何星,张卫东

(上海交通大学自动化系,上海 200030)

摘要: 本文提出一种新的基于持续竞争的实时以太网介质访问控制协议,该协议能够保证实时信号的发送有确定的最大时延.在新协议下,如果检测到冲突,实时节点并不像普通以太网节点一样停止传输,而是坚持发送竞争信号,利用信道冲突通知非实时节点或者低优先级实时节点停止传输,把信道留给高优先级的实时节点.而且该协议与普通以太网介质访问控制协议兼容,这样实时节点与普通以太网节点能共存于同一网络系统中互相通信.文中详细描述了新型以太网介质访问控制协议,分析了实时信号的发送时延,理论分析和仿真均证明了该协议是可行和有效的.

关键词: 实时性;以太网;介质访问控制

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2003) 02-0175-05

Delivery Delay Analysis of a Real-time Ethernet MAC Protocol

SHEN Gang, WEI Zhen, CAI Yun-ze, XU Xiao-ming, HE Xing, ZHANG Wei-dong

(Automation Department, Shanghai JiaoTong Univ., Shanghai 200030, China)

Abstract: This paper proposes a new persistent contention-based real-time Ethernet MAC protocol that provides a predictable upper bound for the delivery delay of real-time frames. Under the new protocol, if a collision occurs, the real-time station keeps on sending a contention signal instead of stopping transmissions. Through this persistent transmission mechanism the protocol informs non real-time and low-priority real-time stations to stop transmissions and leaves the bandwidth to high-priority stations. Moreover, this protocol is compatible with Ethernet MAC protocol and thus real-time stations can coexist with standard Ethernet stations in the same system. The paper describes the protocol in detail and analyses the delivery delay for real-time traffic. The analysis and the simulation results demonstrate the method is correct and efficient.

Key words: real-time; Ethernet; media access control

1 引言

以太网因为协议简单、价格低等特点,得到了广泛的应用^[1],但是以太网介质访问控制协议本身是不确定的,使得以太网无法满足实时通信应用的要求^[2].为了提高以太网的确定性人们做了不少研究,C Venkatramani 和 T Chueh^[3]提出的 RETHER 采用虚令牌机制,D W Pitty^[4]提出的 TEMPRA 节点根据与监控节点的距离调整各自的发送时延,CSMA/DCR^[5]采用二叉树选择作为冲突仲裁,DOD-CSMA/CD^[5]根据实时传输截止时间的长短来调整发送,还有 V D Kapsalis^[6,7]混合 CSMA/CD 和令牌环协议等.改进的 CSMA/CD 协议实时性有了一些提高,在一定条件下实时数据帧的发送有确定性的最大等待时延.但这些协议最大不足是无法和现有的以太网 MAC 协议^[8]兼容.Y Rajendra^[9]提出了和现有以太网 MAC 协议兼容的实时以太网协议改进方案,通过事先预约信道保证周期信号的传输实时性.但是该协议对于非周期实时信号,如报警信号,没有给出相应的处理方法,而且因为是在传输前预约分配信道,对于系统工作中的变化无法做出反应.

在本文中,我们提出一种新型的面向实时通信应用的以太网 MAC 协议改进方案并分析其时延性能.新协议中,信号传输的实时性是通过持续竞争来实现的,在检测到信道冲突后,非实时节点均停止发送信号,而参与竞争的实时节点坚持发送信号,实时节点优先级不同体现在发送竞争信号的数目不同.而且协议中定义的数据帧的结构、帧间隙长短等均考虑到与以太网标准兼容.

2 实时以太网介质访问控制协议(RT-CSMA/CD)

2.1 实时以太网介质访问控制方法描述

新协议中的数据帧结构定义和以太网标准一致,两者的主要不同之处是介质访问控制方法.RT-CSMA/CD 的基本思想是:有实时数据要发送时,首先侦听信道,如果信道空闲,实时节点开始发送.发送后如果检测到冲突,实时节点并不像普通节点一样停止传输,而是坚持发送竞争信号,竞争信号的长度不小于最小竞争时隙的长度(最小竞争时隙定义为^[10]网络上相距最远的两个节点的信号传播时延的两倍).非实时节点

检测到冲突后都停止信号发送,在实时节点发送完一个竞争信号之前,非实时数据帧都将退出竞争.如果只有一个实时节点参与竞争,该节点在发送完竞争信号之前检测到信道冲突消失,从而取得信道的访问控制权.如果一个实时节点坚持发送完竞争信号后,仍然检测到信道冲突,就知道信道上有两个或者两个以上的实时节点参与竞争.实时节点按照优先级的大小决定是坚持发送竞争信号还是停止传输让出信道给更高优先级的节点,优先级越高的节点坚持发送竞争信号的次数越多.当某个节点发送完一个竞争信号之前,如果检测到信道上的冲突已消失,说明其它的实时节点都已经退出竞争,该节点就取得信道的访问控制权.然后,等待一个信道空闲间隔,重传被破坏的数据帧.

2.2 RT-CSMA/CD 的帧间隙

当节点有数据要发送时,必须等待一段信道空闲时间,才能开始发送数据帧,这段信道空闲时间称为帧间隙.帧间隙是帧传送之间的时间延迟,作用是区分上一帧的结束和下一帧的开始.帧间隙如果太短,超出了网络接口的帧接收能力,将会导致帧的丢失.根据 IEEE802.3 的规定,在接收节点处连续到达的两帧之间的间隙超过 47 位时间,接收节点就可以正确识别连续的两个数据帧,这里 1 位时间定义为节点发送一位比特所用时间.网络部件的不同时间延迟和中继器内部信号重构电路的影响结合在一起能使帧间隙明显缩短^[8],造成接收节点处的帧间隙时间间隔要小于初始发送时的帧间隙时间间隔.考虑到帧间隙收缩的影响,IEEE802.3 规定每个节点在发送数据帧时必须保证信道有 96 位时间的空闲^[8],也即是节点必须等待 96 位时间的信道空闲可以开始数据帧的发送.

在 RT-CSMA/CD 协议中,如果实时节点取得信道后仍然等待 96 位时间延迟再发送数据帧,信道会出现足够长的空闲时间让其它节点加入到竞争中,造成冲突.我们规定,在 RT-CSMA/CD 协议中,实时节点从取得信道后到开始发送数据帧的时延略小于 96 位时间延迟,因为其它节点在 96 位时间的信道空闲间隔内,不会开始信号发送,所以该实时信号的发送不会发生冲突.为了防止因为减小帧间隙引起帧的丢失,协议中需要有一定的措施减少帧间隙的收缩影响,我们通过减少中继器的数目来减小帧间隙收缩.

2.3 实时信号最大发送时延

我们来计算实时节点的最大发送时延.如图 1 所示,设网络中两个节点的信号传输时延 τ ,所有的数据帧等长,发送一帧所需要的时间为 τ ,检测冲突后发出的阻塞信号时宽为 J ,实时节点的竞争信号时宽为 C .设帧间距时间间隔 T_{IFS} ,实时节点从取得信道到开始发送数据帧的时间间隔 T_{IFS} ,要求 $T_{IFS} < T_{IFS}$.设信道上有一个实时节点.试想优先级最高的实时节点数据帧到达时所遇到的最坏情况,如图 1 所示,信道刚好被其他节点占用,实时节点必须等待信道空闲,等待时间是



图 1 实时数据帧发送时延

数据帧的发送时间,信道空闲后再等待 T_{IFS} 帧间隙时间间隔,然后实时节点开始发送数据帧但发生冲突,检测到冲突可能的最长时间是 $2\tau + J$,然后发送阻塞信号.紧接着发送竞争信号,在该竞争信号发送结束后仍然检测到信道冲突,知道有其它实时节点也参与竞争,因为该实时节点优先级为最高,它将坚持发送竞争信号直至取得信道访问控制权.前面提到,不同优先级的实时节点在冲突后能发送的竞争信号的最大数目不同.在最坏情况下, m 个实时节点都参与竞争,每个竞争信号的发送导致一个实时节点退出竞争,最高优先级实时节点需要发送 m 个竞争信号才能取得信道的访问控制权.然后等待 T_{IFS} 的信道空闲时间间隔,开始发送数据帧.由图 1 可知,总的最大发送等待时延是 $T_{IFS} + 2\tau + J + mC + T_{IFS}$,是一个确定值,也就是说该实时信号的发送有确定的最大时延.其它优先级的实时节点在保证高优先级的节点发送完成的情况下,也可相应计算出其最大发送时延.

3 实时信号的平均发送时延分析

分析的设定条件如下,其它条件同上文的假设.

(1) 设网络中非实时节点数目为 n ,遵循以太网标准的 1-坚持 CSMA/CD^[8] 协议.实际网络中实时节点的个数远远小于非实时节点的个数,网络中的冲突主要发生在非实时节点之间或者非实时节点和实时节点之间,而实时节点之间发生冲突的机会很少.为了简化分析,设网络只有一个实时节点,遵循上文提出的 RT-CSMA/CD 协议.因为实时节点之间发生的冲突相对整个网络中的冲突来说可以忽略不计,包含一个实时节点的网络和包含少数实时节点的实际网络在实时信号的平均发送时延性能上,结果几乎是一致的.设所有的节点相互独立.

(2) 设每个非实时节点的数据帧(包括新产生的数据帧和冲突后重传的数据帧)的到达服从参数为 λ 的泊松分布,实时节点的数据帧的到达也服从参数 λ 的泊松分布.

(3) 忽略冲突检测时间,忽略帧间距长度.

(4) 信道不存在错传再发.

(5) 每个节点在任何时间点上,最多有一个数据帧准备发送.

根据信道上是否有信号在传送,整个信道分为空闲期 (T_I) 和忙期 (T_B).忙期又分为两种,一种是成功发送忙期,又称有效忙期,信道上没有冲突;另一种是冲突期.信道空闲期结束后,进入忙期,连续的一个空闲期和一个忙期组成一个信道周期,如图 2 所示.实时信号平均发送时延的计算思路是,计算出一个信道忙期中实时信号的总的发送时延,和信道忙期中实时信号平均发送次数,两者相除就是实时信号的平均发送时延.

我们假设空闲期结束信道上首先开始信号传输的节点为 A,紧随其后开始信号传输的节点为 B,设节点 N 为实时节点.因为各个节点(包括实时节点)相互独立,可以认为节点 A 是实时节点的概率是 $1/(n+1)$,是普通节点的概率是 $n/(n+1)$.

图 2(a) 表示在节点 A 开始发送后的 τ 时间内,有其它

节点也在发送信号,发生冲突.信道进入冲突期的概率是 $P_C = 1 - e^{-n_p}$, 设在进入冲突期到信道再次空闲的间隔时间的平均值 \bar{T}_C , 设在这段时间内实时节点的平均发送次数 \bar{N}_{CR} , 实时节点发送信号总的时延的平均值 \bar{D}_{TCR} , 实时节点发送一个数据帧的平均时延 \bar{D}_{CR} .

图 2(b) 表示在节点 A 开始发送后的 p 时间内, 其它节点都没有发送信息, 这样节点 A 占据信道, 成功发送, 事件发生概率是 $P_S = e^{-n_p}$. 在节点 A 取得信道后, 如果其它节点有数据帧产生只能等待信道空闲后再发送. 一个数据帧发送成

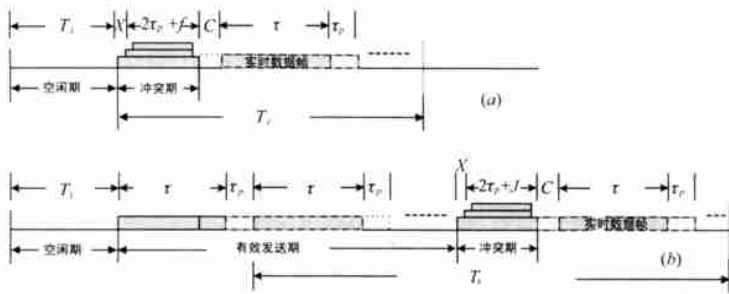


图 2 信道状态. (a) 信道由空闲期进入冲突期;
(b) 信道由空闲期进入有效发送期

3.1 信道由空闲期进入冲突期

根据实时数据帧到达时的信道状况, 分情况讨论.

(1) 实时节点检测到信道空闲开始发送, 但此时信道中已经有信号在传送, 随后发生冲突, 然后实时节点发送阻塞和竞争信号, 取得信道并重发数据帧, 如图 3 所示. 节点 A 是普通节点的概率是 $n/(n+1)$, 在 p 时间内有实时节点发送的概率 $1 - e^{-p}$, 所以事件发生的概率是 $P_{C1} = \frac{n}{n+1}(1 - e^{-p})$, 平均时延 $\bar{D}_1 = p - \bar{X} + J + C$.

定义随机变量 X 为节点 A 开始发送数据帧到实时节点开始发送时刻的时间间隔.

从节点 A 开始发送后的 x 时间间隔内, 没有实时节点发送的概率是 e^{-x} , X 到 p 之间有其它节点发送帧的概率是 $1 - e^{-(p-x)}$, 两者的联合概率是 $(1 - e^{-(p-x)})e^{-x}$, 有

$$P(X > x) = \frac{(1 - e^{-(p-x)})e^{-x}}{1 - e^{-p}}, \quad 0 \leq x \leq p,$$

因此 X 的分布为,

$$F(x) = 1 - P(X > x) = \frac{1 - e^{-x}}{1 - e^{-p}}$$

X 的均值为,

$$\begin{aligned} \bar{X} &= \int_0^p x dF(x) = \int_0^p x \cdot \frac{n e^{-x}}{1 - e^{-p}} dx \\ &= \frac{1}{1 - e^{-p}} \cdot \left. \frac{e^{-x}(-x-1)}{2} \right|_0^p = \frac{1}{1 - e^{-p}} + \frac{p e^{-p}}{1 - e^{-p}} \end{aligned}$$

这样可以得到,

$$\bar{D}_1 = p - \left[\frac{1}{1 - e^{-p}} + \frac{p e^{-p}}{1 - e^{-p}} \right] + J + C$$

此时, 信道成功发送一数据帧, 信道处于如图 2(b) 所示

功后, 根据在发送周期内信道上数据帧的到达情况, 信道可能进入空闲、冲突状态, 或者继续发送另一个数据帧. 设从成功发送完一数据帧后到信道再次空闲的间隔时间的平均值 \bar{T}_S , 设在这段时间内实时节点的平均发送次数 \bar{N}_{SR} , 实时节点发送信号总的时延的平均值 \bar{D}_{TSR} , 实时节点发送一个数据帧的平均时延 \bar{D}_{SR} .

根据信号冲突还是成功发送分两种情况讨论实时信号的平均发送时延.

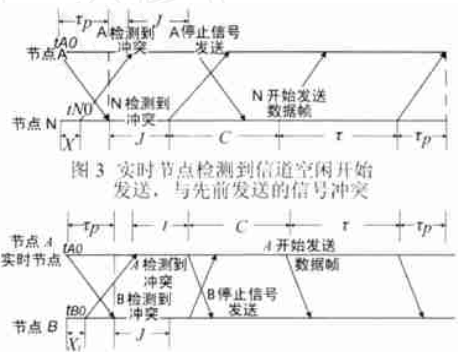


图 3 实时节点检测到信道空闲开始发送, 与先前发送的信号冲突

图 4 实时节点发送后与其它后发送的节点发生冲突

的有效发送期状态, 根据假设信道从成功发送一数据帧到信道空闲的时间间隔内, 实时节点平均发送次数 \bar{N}_{SR} . 所以在情况 (1) 下, 实时节点平均发送次数 $1 + \bar{N}_{SR}$, 总等待时延平均值 $\bar{D}_1 = \bar{D}_1 + \bar{N}_{SR} \bar{D}_{SR}$.

(2) 实时节点数据帧到达时信道空闲, 实时节点开始发送, 在开始发送后的 p 时间里, 有其它节点开始信号发送, 信道上发生冲突. 然后实时节点发送阻塞和竞争信号, 并重发数据帧, 如图 4 所示, 事件发生的概率是 $P_{C2} = \frac{1}{n+1}(1 - e^{-n_p})$, 平均时延 $\bar{D}_2 = \bar{X}_1 + J + p + C$.

同上文类似分析, 可以得出 $\bar{X}_1 = \frac{1}{n} + \frac{p e^{-n_p}}{1 - e^{-n_p}}$, 所以有

$$\bar{D}_2 = \left[\frac{1}{n} + \frac{p e^{-n_p}}{1 - e^{-n_p}} \right] + p + J + C$$

同样, 信道也处于有效发送期内, 那么在情况 (2) 下, 实时节点平均发送次数 $1 + \bar{N}_{SR}$, 总等待时延平均值

$$\bar{D}_2 = \bar{D}_2 + \bar{N}_{SR} \bar{D}_{SR}$$

所以有,

$$\bar{N}_{CR} = \frac{(P_{C1} + P_{C2})(1 + \bar{N}_{SR})}{P_C} \quad (1)$$

$$\bar{D}_{TCR} = \frac{P_{C1} \bar{D}_1 + P_{C2} \bar{D}_2}{P_C} \quad (2)$$

3.2 信道上成功发送一数据帧

信道上一个数据帧发送完后, 根据在发送周期内信道上数据帧的到达情况, 信道可能进入空闲、冲突状态, 或者继续发送另一个数据帧.

(1) 在有效发送期内, 信道上可能连续发送成功多个数据帧, 只要是上一个数据帧的发送周期中信道上只有且只有

一个数据帧到达,且该数据帧开始发送后的 p 时间里没有其它数据帧开始发送,事件发生的概率是 $P_{S1} = n e^{-n} e^{-n p}$. 在成功发送完一数据帧后,设再连续发送的数据帧数目的平均值为 \bar{X}_S ,

$$\bar{X}_S = P_{S1}[1 + P_{S1}[1 + \dots]] = \frac{P_{S1}}{1 - P_{S1}} - 1$$

当 $|n e^{-n} e^{-n p}| < 1$ 时,其中实时数据帧数目的平均值 $\left\{ \frac{1}{1 - P_{S1}} - 1 \right\} \frac{1}{n+1}$, 每次发送的平均时延 $\bar{D}_3 = \left\{ \frac{1}{1 - P_{S1}} - 1 \right\} \frac{1}{n+1}$.

(2) 上一个数据帧的发送周期中信道上有且只有一个数据帧到达,该数据帧开始发送后的 p 时间里没有其它帧开始发送,发生冲突,事件发生的概率 $P_{S2} = (1 - e^{-n p}) n e^{-n}$, 我们分析有实时节点参与的情况.

上一个发送周期中到达的数据帧是实时数据帧,事件的概率是 $P_{S2} = \frac{1}{n+1}$,总发送时延平均值是 $\bar{D}_3 + \bar{D}_2$.

上一个发送周期中到达的数据帧是普通数据帧,在开始发送后的 p 时间里没有实时数据帧到达,事件的概率是

$$P_{S2 p} = \frac{n}{n+1} (1 - e^{-p}), \text{总发送时延平均值是 } \bar{D}_1.$$

(3) 上一个数据帧的发送周期中信道上有 2 个或者 2 个以上的数据帧到达,事件发生的概率是 $P_{S3} = 1 - e^{-n} - n e^{-n}$, 同样我们只考虑实时节点参与的冲突情况.

实时数据帧在上一个发送周期中到达,概率是 $P_{S3} = \frac{n}{n+1} (1 - e^{-p})$,总发送时延平均值是 $\bar{D}_3 + \bar{D}_2$.

实时数据帧在普通数据帧开始发送后的 p 时间里到达,概率是 $P_{S3 p} = \frac{n}{n+1} e^{-p} (1 - e^{-p})$,总发送时延平均值是 \bar{D}_1 .

所以我们得到,

$$\bar{N}_{SR} = \left(\frac{1}{1 - P_{S1}} - 1 \right) \frac{1}{n+1} + [P_{S2} (P_{S2} + P_{S2 p}) + P_{S3} (P_{S3} + P_{S3 p})] (1 + \bar{N}_{SR}) \quad (3)$$

$$\bar{D}_{ISR} = \left(\frac{1}{1 - P_{S1}} - 1 \right) \frac{1}{n+1} \bar{D}_3 + (P_{S2} P_{S2} + P_{S3} P_{S3}) (\bar{D}_3 + \bar{D}_2) \bar{D}_{TCR} + (P_{S2} P_{S2 p} + P_{S3} P_{S3 p}) \bar{D}_1 \quad (4)$$

由式(3)、(4)可以求出 \bar{N}_{SR} 和 \bar{D}_{ISR} ,代入到式(1)、(2)得到 \bar{N}_{CR} 和 \bar{D}_{TCR} .

节点 A 是实时节点的概率是 $\frac{1}{n+1}$,这样信道从进入有效发送期到信道再次空闲的时间间隔内,实时节点的平均发送次数 $\frac{1}{n+1} + \bar{N}_{SR}$,节点 A 的发送可以认为没有等待时延,所以这段时间间隔内实时节点信号发送时延总和 \bar{D}_{ISR} .

实时信号平均发送时延是由信道忙期中实时信号的总的发送时延和实时信号平均发送次数相除得到

$$\bar{D}_N = \frac{P_C \bar{D}_{TCR} + P_S \bar{D}_{ISR}}{P_C \bar{N}_{CR} + P_S \left(\frac{1}{n+1} + \bar{N}_{SR} \right)}$$

4 仿真结果

仿真的假设条件如下:设网络长度 500 米,其中有 27 个普通节点,遵循 IEEE802.3 以太网介质访问控制协议;3 个实时节点,遵循 RT-CSMA/CD 协议,其中 RT0 优先级最高.数据帧的传输速率 10Mb/s,信道时延 $5.1282 \times 10^{-9} \text{s/m}^{[8]}$. 每个节点的数据帧的到达均服从参数为 λ 的泊松分布,为了检测在重载下,协议是否能保证实时信号在规定的时间内传输,的值选择较大,设 $\lambda = 125$ 帧/s. 数据帧的长度为定长 4096bits,冲突阻塞信号的长度 32bits^[8],竞争信号长度 $9.0 \times 10^{-6} \text{s}$,帧间距时间间隔是 $9.6 \times 10^{-6} \text{s}^{[8]}$,实时节点从取得信道到开始发送数据帧的时间间隔是 $8.0 \times 10^{-6} \text{s}$.

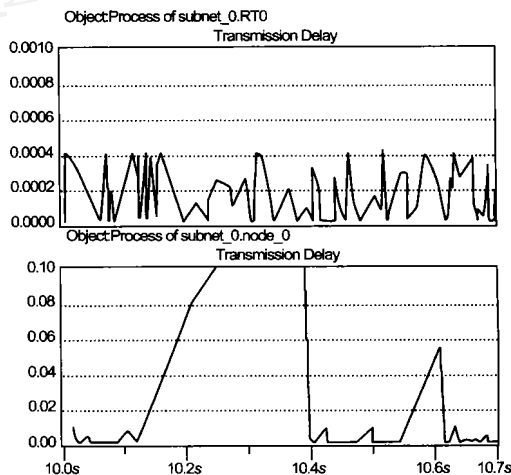


图 5 实时节点和普通节点发送数据帧时的发送时延
图 5 是实时节点 RT0 和非实时节点 mode. 0 发送数据帧时的发送时延. 根据前文的分析,RT0 的最大发送时延

$$T_{DELAY} = T_{IFS} + 2 p + J + mC + T_{IFS} +$$

将数值代入,可以得到

$$T_{DELAY} = 4.625282 \times 10^{-4} \text{s}$$

从仿真数据可以得到,RT0 的最大发送时延是 $4.2104 \times 10^{-4} \text{s}$,小于 T_{DELAY} ,仿真结果与理论分析相符. 根据仿真数据可以看出实时节点的发送时延远小于普通节点的发送时延,并且即使在重载下也有确定的最大发送时延,仿真结果证明了 RT-CSMA/CD 协议是有效的.

5 结束语

实时以太网介质访问控制协议为实时通信协议设计提供了一种新的思路. 本文提出的实时以太网介质访问控制协议,保证了实时数据传输有确定性的最大时延,并且和现有的以太网介质访问控制协议兼容. 文中分析假设节点的数据帧到达服从泊松分布,而实际上自相似分布模型更能描述实际情况,自相似模型下的性能分析是值得进一步研究的问题.

参考文献:

[1] Bogga D R, Mogul J C, Kent C A. Measured capacity of an Ethernet: myths and reality[A]. Proceedings of the SIGCOMM '88 Symposium [C]. California: SIGCOMM, 1988.

- [2] Miclot M,Roncagli B. Is there a future for Ethernet in industrial control [J/OL]? <http://www.manufacturing.net/magazine/planteng/archives/1998/ple1001.98/108520.htm>,1998.
- [3] Venkatramani C,Chieh T. Supporting real-time traffic on Ethernet [A]. Proceedings of the IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS '94) [C]. S Juan Puerto Rico :RTSS,1994.
- [4] Pritty D W,Malone J R,Smeed D N,et al. A real-time upgrade for Ethernet based factory networking[A]. In :Proceedings of IECON[C]. Orlando ,Florida :IECON,1995. 1631 - 1637.
- [5] Lann G,Riviere N. Real-time communications over broadcast networks : the CSMA/DCR and the DOD-CSMA/CD protocols[A]. Proceedings of the IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS '94) [C]. S Juan Puerto Rico :RTSS,1994.
- [6] Kapsalis V D,Koubias S A,Papadopoulos G D. Implementation of a MAC-layer protocol (GIT-CSMA/CD) for industrial LANs and its experimental performance[J]. IEEE Transactions on Industrial Electronics,1997,44(6) :825 - 839.
- [7] Kapsalis V D,Koubias S A,Haralabdis H C. New hybrid MAC-protocol for real-time bus networks[A]. IEE proceedings of Commun[C]. UK:IEEE,1994.325 - 333.
- [8] ANSI/ IEEE Std 802. 3. Information technology-local and metropolitan area network[S].
- [9] Rajendra Y,Prashant P,Raphael F. A reservation-based CSMA Protocol for integrated manufacturing networks[J]. IEEE Transactions on Systems,Man and Cybernetics,1994,24(8) :1247 - 1258.
- [10] Tanenbaum A S. Computer Networks [M]. Beijing: Tsinghua Univ. Press,1997.

作者简介:



沈 钢 男,1975 年 3 月出生长于长沙,现为上海交通大学博士研究生,目前主要研究方向为实时以太网、工业控制网络实时介质访问控制协议等。

魏 震 男,1975 年 8 月出生上海,现为上海交通大学博士研究生,目前主要研究方向为网络控制系统等。