基于网络演算的时间敏感网络时延上界分析模型研究

胡文学 [1, 2] 孙 雷 [1, 2, 3] 王健全 [1, 2, 3] 朱 渊 [1, 2] 毕紫航 [1, 2]

摘 要 时间敏感网络 (Time-sensitive networking, TSN) 作为一种新兴工业通信技术, 能够为工业控制业务提供高可靠及确定性时延保障. 针对时间敏感网络在工业场景中广泛采用的时间感知整形 (Time-aware shaper, TAS) 机制, 提出一种基于网络演算的时延上界分析模型, 对多节点组网下端到端时延上界进行定量分析, 用以评估门控 (Gate control list, GCL) 设置是否满足业务服务质量 (Quality of service, QoS) 需求, 有助于简化多节点组网场景下门控设置复杂度. 模型仿真部分对影响端到端时延的主要因素进行了对比分析, 并通过 OMNeT++ 实时仿真验证了所提出时延上界分析模型的有效性.

关键词 时间敏感网络, 网络演算, 时延上界分析模型, 门控设置

引用格式 胡文学, 孙雷, 王健全, 朱渊, 毕紫航. 基于网络演算的时间敏感网络时延上界分析模型研究. 自动化学报, 2023, **49**(11): 2297−2310

DOI 10.16383/j.aas.c220577

Research on a Latency Upper-bound Analysis Model Based on Network Calculus in Time-sensitive Networking

HU Wen-Xue[1, 2] SUN Lei[1, 2, 3] WANG Jian-Quan[1, 2, 3] ZHU Yuan[1, 2] BI Zi-Hang[1, 2]

Abstract As an emerging technology of industrial communication, time-sensitive networking (TSN) can provide high reliability and deterministic latency guarantee for industrial control traffics. This article proposes a latency upper-bound analysis model based on network calculus for time-aware shaper (TAS) widely used in TSN. The proposed model gives an explicit analysis for upper-bound of the end-to-end latency under multiple TSN-node networking scenarios, which can be used to evaluate the quality of service (QoS)-guarantee performance of the current gate control list (GCL) setting, as well as to help to simplify the complexity of GCL setting. In the model simulation part, the main factors affecting the end-to-end latency are compared and analyzed, and the validity of the latency upper-bound given by the proposed model is verified with OMNeT++.

Key words Time-sensitive networking (TSN), network calculus, latency upper-bound analysis model, gate control list (GCL) setting

Citation Hu Wen-Xue, Sun Lei, Wang Jian-Quan, Zhu Yuan, Bi Zi-Hang. Research on a latency upper-bound analysis model based on network calculus in time-sensitive networking. *Acta Automatica Sinica*, 2023, **49**(11): 2297−2310

时间敏感网络 (Time-sensitive networking, TSN) 具有低时延、高可靠、确定性及多业务统一承载能力, 因而受到工业界广泛关注. 然而, TSN 的标准协议中仅定义了数据转发和处理的方法, 并未对 TSN 在工业环境下的组网进行规范. 因此, 在复杂工业网络环境下, 面向时延、抖动、丢包率及速率等多业务服务质量 (Quality of service, QoS) 指标约束[1], 建立时间敏感网络多节点组网环境下端到端时延分析模型, 对网络在极端情况下的时延性能进行定量分析, 是当前时间敏感网络应用面临的难题, 也是本文拟解决的关键问题.

TSN 是在传统以太网基础上构建的具有确定性时延数据传输能力的新型网络[2]. 传统以太网缺乏确定性的主要原因在于其本质上是一个共享传输介质, 当网络中流量过大时会出现拥塞, 排队时间便无法预测, 确定性也就难以保证[3]. TSN 作为运营技术 (Operational technology, OT) 和信息技术 (Information technology, IT) 融合[4] 的产物, 既能

收稿日期 2022-07-19 录用日期 2023-02-10
Manuscript received July 19, 2022; accepted February 10, 2023
国家重点研发计划基金 (2020YFB1708800), 广东省重点领域研发计划基金 (2020B0101130007), 中央高校基本科研业务费专项资金 (FRF-BD-19-002A) 资助
Supported by National Key Research and Development Program of China (2020YFB1708800), Guangdong Provincial Key Research and Development Program (2020B0101130007), and the Fundamental Research Funds for the Central Universities (FRF-BD-19-002A)
本文责任编委 陈积明
Recommended by Associate Editor CHEN Ji-Ming
1. 北京科技大学自动化学院 北京 100083 2. 北京科技大学工业互联网研究院 北京 100083 3. 北京科技大学自动化学院工业过程知识自动化教育部重点实验室 北京 100083
1. School of Automation and Electrical Engineering, University of Science and Technology Beijing, Beijing 100083 2. Institute of Industrial Internet, University of Science and Technology Beijing, Beijing 100083 3. Key Laboratory of Knowledge Automation for Industrial Processes of Ministry of Education, School of Automation and Electrical Engineering, University of Science and Technology Beijing, Beijing 100083

满足工业控制的实时性和确定性, 又能兼容普通以太网业务流, 实现工业控制数据和非实时以太网数据的混合传输[5]. 然而 TSN 本身并非是一项全新的技术, 最早是由 IEEE 802 音/视频桥接 (Audio video bridging, AVB) 工作组进行标准化, 2012 年更名为 TSN 工作组, 提出了一系列标准集, 其中包括时钟同步、流量调度、路径控制等, 意图在传统以太网基础上重构数据链路层协议, 以对其进行技术增强, 为高优先级工业控制业务提供确定性时延保障. TSN 作为新一代以太网技术, 除了在工业互联网领域应用之外, 还能广泛地应用于航空电子网络、车载网络等多个领域, 因此也得到了学术界和工业界的持续关注[6].

对于 TSN 而言, 其主要任务之一就是保障时间敏感业务流的端到端时延和抖动要求, 因此, 端到端时延的有界性是 TSN 传输确定性的首要特征. 本文主要讨论时延的上界, 并且针对最差情况进行分析. 网络演算是一种基于最小加代数 (Min-plus algebra) 的确定性排队理论, 近年来被广泛引入对网络性能边界进行刻画, 包括对网络节点或端到端时延界限的刻画[7−8]. 文献 [9] 利用以太网 AVB 业务流的固有特性, 分析了在非帧抢占 (Non-preemption) 策略下, 业务流的端到端最差时延; 文献 [10] 分析了在基于信用值的整形器 (Credit-based shaper, CBS) 及异步流量整形器 (Asynchronous traffic shaping, ATS) 下网络拥塞的形成因素, 并对不同速率情况下网络节点的时延性能进行了评估; 文献 [11] 为获得准确的时延上界, 在对其进行分析时, 仅将同时满足队列中有待发报文并且整形器允许数据传输的时间间隔作为获取服务曲线的时间段. 文献 [12−13] 针对 CBS调度整形特征对业务流数据帧的到达曲线和服务曲线进行了刻画, 分析了网络在最差情况下的时延 (Worst-case delay, WCD); 文献 [14−15] 给出了两种不同的 TTEthernet 中速率受限 (Rate-constrainted, RC) 业务流数据的端到端 WCD 分析方法, 而 TTEthernet 普遍被认为在原理上与 TSN 一致, 它们均是采用时间触发传输机制实现多业务流的确定性传输. 文献 [16] 针对 IEEE 802.1Qbv 协议中门控列表 (Gate control list, GCL) 时间分配对端到端时延的影响, 利用网络演算提出了一种基于灵活窗口的 GCL 调度模型, 并对该模型在不同配置下端到端时延的上界进行了分析.

可以看出, 目前 TSN 中基于网络演算的时延边界的分析, 一方面, 对业务流的到达曲线进行刻画十分简单, 多数采用突发长度这个量进行描述; 另一方面, 现有的研究主要基于标准中定义的 CBS 流量整形器对业务流进行端到端时延的分析. 如何通过网络演算对业务流进行建模, 指导流量整形器的设计, 是当前具有挑战价值和研究意义的.

与端到端时延分析时一般所用的整形机制不同, 本文针对 TSN 引入的时间感知整形 (Time-aware shaper, TAS) 机制[17], 利用网络演算对周期性到达的业务流进行极端情况下端到端时延上界分析. TAS 是由 IEEE 802.1Qbv 标准定义, 通过 GCL 来指定每一时刻对应优先级的业务流能否进行消息传输, 在全网时钟同步的情况下, TAS 中 GCL 周期性地控制各队列出口门控的开闭, 并且遵循严格优先级的方式进行传输. 然而 IEEE 802.1Qbv 仅仅对门控机制进行定义, 即在单交换节点中如何通过 GCL 的定义来保证高优先级业务的确定性. 此外, 在多节点协同组网时, 为了避免低优先级业务对高优先级业务的干扰, 一般不会将高优先级业务门控与低优先级业务门控 “重叠”, 这不仅增加了队列门控协同安排的难度, 同时也牺牲了网络带宽, 以此换取高优先级业务传输的 “确定性”.

因此, 论文的创新点如下:

1) 本文基于不同队列间 “可重叠” 的机制对业务时延上界进行分析, 引入了低优先级队列对高优先级业务传输的干扰;

2) 为进行端到端时延上界的分析, 本文引入了基于网络演算的时延上界分析模型, 以对门控设置是否满足业务 QoS 要求进行评判, 保证在简化门控设置的同时, 保证高优先级业务的时延要求.

此外, 本文还搭建了基于 OMNeT++ 的仿真平台, 模拟实际网络运行模式, 对业务流端到端时延的分布情况进行仿真, 以验证对于时延上界的分析是有效的.

1 网络演算理论

网络演算 (Networks calculus) 是近十多年来由 Cruz[18] 开创, 并由 Parekh 等[19]、Chang[20]、Boudec 等[21] 发展起来的, 用于进行分组交换网络资源需求分析的理论. 它是一种网络队列系统性能定量分析的重要且有效的数学工具, 主要被应用于确定排队系统的分析中. 最初提出这种理论是为解决网络 QoS 的资源预留问题[22], 经过将其发展完善和系统化后, 网络演算已经可以广泛地应用于各种类型网络的性能分析中, 特别是在网络端到端性能分析方面有其独特的优势.

网络演算是基于最小加代数的一组结论, 包括最小加代数下的卷积、反卷积等. 网络演算的基本

分析工具为: 到达曲线和服务曲线, 它采用包络方法来描述网络业务的到达和服务, 其中, 到达曲线限制了业务流的到达过程, 而服务曲线限制了网络节点的输入、输出行为. 网络时延的上界由到达曲线和服务曲线间水平方向上的最大距离决定, 而数据积压的上界由两条曲线间垂直方向上的最大距离决定. 此外, 网络演算还被广泛应用于网络 QoS 研究的建模和理论分析中, 因为它具备了从理论上分析 QoS 控制机制所必需的业务流的流量特性模型、路由器的调度策略及性能界限三个基本要素[23].

网络演算又可以细分为确定网络演算和统计网络演算[22]. 确定网络演算提出了一个网络性能的确定性边界分析框架, 可用于推导 QoS 分析中常见的性能参数的边界, 如时延、队列长度、有效带宽等. 但其未考虑统计复用带来的好处, 通常会高估实际的流量资源需求, 存在资源利用率低的缺点. 为此, 最近几年有研究人员提出了统计网络演算, 它能克服确定网络演算的缺点, 但使用起来比较复杂.

下面对本文所用到网络演算理论的数学基础和基本工具[21] 进行总结.

1.1　基本定义

定义 1. 广义递增函数集合

设函数 $f(\cdot)$ 连续且存在一阶导数, 则广义递增函数集合的定义为

$$\begin{aligned} F = \{&f(t)|f(t)=0, \forall t<0; \\ &f(0)\geq 0; \\ &\forall u\leq t,\ f(u)\leq f(t),\ u,\ t\in[0,\ +\infty)\} \end{aligned} \tag{1}$$

最小加卷积类似于传统卷积法, 但意义不同, 其定义如下.

定义 2. 最小加卷积

对于 $\forall f,\ g\in F$, 函数 f 和函数 g 的最小加卷积运算为

$$(f\otimes g)(t)=\inf_{0\leq u\leq t}\{f(t-u)+g(u)\} \tag{2}$$

当 $t<0$ 时, $(f\otimes g)(t)=0$.

1.2　到达曲线和服务曲线

到达曲线和服务曲线是网络演算中的两个基本分析工具, 是网络演算用以评估时延上界的重要依据. 现假设有一个网络节点 NE, 它的一端用于接收输入到 NE 中的数据, 另一端是在经过一定时延后输出的处理后的数据. 可以用累积函数 $I(t)$ 来表示输入函数, 它是指时间 $[0,\ t]$ 内输入的数据字节数, 用 $O(t)$ 来表示节点 NE 的输出. 通常在零时刻, $I(0)=0$, $O(0)=0$.

定义 3. 给定一个定义域为 $t\geq 0$ 的广义增函数 α, 当且仅当 $\forall u\leq t$: $I(t)-I(u)\leq\alpha(t-u)$ 时, 才称 α 为 I 的到达曲线, 或者说 I 受限于到达曲线 α. 也可以将其表示为

$$I(t)\leq(I\otimes\alpha)(t) \tag{3}$$

定义 4. 对于网络节点 NE, 当且仅当

$$O(t)\geq(I\otimes\beta)(t) \tag{4}$$

称节点 NE 向业务流提供了服务曲线 β. 即对于任意 $t\geq 0$, 都存在 $0\leq t_0\leq t$, 满足 $O(t)-I(t_0)\geq\beta(t-t_0)$.

相较于传统的随机排队论, 应用网络演算可以建立更为准确的网络模型, 这使得网络极端情况下的性能计算变得简单明了. 特别是最小加代数的引入, 使得到达曲线、服务曲线等演算工具更具有一般性, 并且性能的表示形式也更加简洁. 因此, 网络演算是计算端到端时延的一种重要而有效的方法.

从图 1 可以看到, 给定业务流的到达曲线 $\alpha(t)$ 和系统的服务曲线 $\beta(t)$ 后, 图中函数 α 和 β 之间水平方向上的最大偏差 $D_{\max}$ 为时延的上界, 而垂直最大距离 $B_{\max}$ 为积压的上界, 即系统中等待服务的最大数据量

$$\begin{aligned} D_{\max}=h(\alpha,\ \beta)=& \\ &\sup_{t\geq 0}\{\inf\{T|\alpha(t)\leq\beta(t+T)\}\} \end{aligned} \tag{5}$$

$$B_{\max}=v(\alpha,\ \beta)=\sup_{t\geq 0}\{\alpha(t)-\beta(t)\} \tag{6}$$

其中, $T\geq 0$.

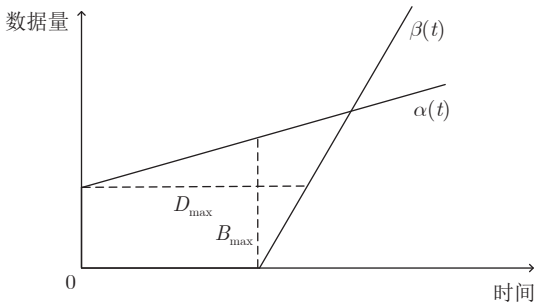


图 1　基于网络演算的性能指标分析

Fig. 1　The performance indicators analysis based on network calculus

2　网络演算在 TSN 中的应用

本文利用网络演算对 TAS 机制下 TSN 的端到端时延上界进行分析. 在求解过程中, 服务曲线只与 TSN 交换机的 GCL 有关, 而与其他因素无关. 而本文所求端到端时延的上界, 即为最差情况下, 到达曲线和服务曲线之间的最大水平偏差.

首先, 对本文后续所要用到的基本参数符号进行归纳, 如表 1 所示.

表 1 基本参数符号

Table 1 Basic parameter symbols

符号	符号含义
f	业务流
p_f	业务流优先级
T_f	业务流到达周期
M	队列集合
p_m	队列优先级
T_m	队列门控周期
T_{GCL}	GCL 超周期
$G_m(t)$	门控状态
$t^{o,\,i}$	第 i 个门控窗口的开启时间
$t^{c,\,i}$	第 i 个门控窗口的关闭时间
$l^{\max}$	数据帧的最大长度
C_{out}	数据帧出队时的转发速率
$\overline{L}^i$	门控窗口的保证服务时隙
$o^{j,\,i}$	不同门控窗口之间的相对偏移量
S^i	最大等待时间
t_{up}	时延分布值上界

2.1 到达曲线

2.1.1 业务模型

在传统的排队系统理论中, 多数业务模型是基于随机过程的. 其中, 应用较为广泛的有: 描述普通数据的泊松模型, 描述语音数据的开关模型和更为复杂的描述视频数据的马尔科夫模型. 但总体而言, 这些模型都是统计模型, 常用于对平均性能的分析, 而无法满足网络确定性分析的需求[24]. 因此, 为获取确定的性能结果, 本文针对周期性业务流, 采用通用信元速率算法 (Generic cell rate algorithm, GCRA) 模型, 它只用于限制业务流, 而且能够确切地描述整个过程. GCRA 使用形式为 $\omega\upsilon_{T,\,\tau}$ 的到达曲线[25], 其中 $\upsilon_{T,\,\tau}$ 是一个阶梯状函数, 其定义如下

$$\upsilon_{T,\,\tau}(t)=\begin{cases}\left\lceil\dfrac{t+\tau}{T}\right\rceil, & t>0\\ 0, & t\le 0\end{cases}\tag{7}$$

其中, 参数 T 和 τ 以时间为单位.

在该到达曲线函数中, ω 是以协议数据单元为单位的数据分组长度. 以 $(T,\,\tau)$ 为参数的 GCRA 描述的是到达分组大小恒为 ω 个数据单元的数据业务流, 其中信元之间的时间间隔为 T 个时间单位, τ 被称为信元时延抖动容限 (Cell delay variation tolerance, CDVT). 可以看到较长的时间内数据业务流的到达速率为 ω/T, 即单位时间内到达的数据量, 而 τ 是用来量化数据分组相对于理想信元时间间隔 T 早到的时间.

2.1.2 周期性业务流的到达曲线

对上述 GCRA 模型中业务流的到达曲线函数进行简单变形, 可得到本文所用的到达曲线模型, 若以 f_r 为目标流量, 则其到达曲线可用 $\alpha_{f_r}(t)$ 来表示, 其中 $r=1,\,2,\,\cdots,\,R$, R 表示同一优先级业务流的种类. 因为在交换机的出端口侧, 有 8 个优先级队列可供业务流进行传输, 并且同一优先级的业务流在到达交换机后, 会进入相同的队列, 因此对于 $\forall f_r$, 其优先级 $p_{f_r}\in[1,\,8]$. 对于一个网络拓扑而言, 若业务流 f_r 从源端周期性到达第一个交换机的输入端口, 且周期为 T_{f_r}, 则其到达曲线可以表示为

$$\alpha^k_{f_r}(t)=\begin{cases}l_{f_r}\times\left\lceil\dfrac{t}{T^k_{f_r}}\right\rceil, & t>0\\ 0, & t\le 0\end{cases}\tag{8}$$

其中, l_{f_r} 表示一个数据帧的长度; k 为第 k 个 TSN 交换节点.

根据式 (8), 可将到达曲线表示为如图 2 所示的图形.

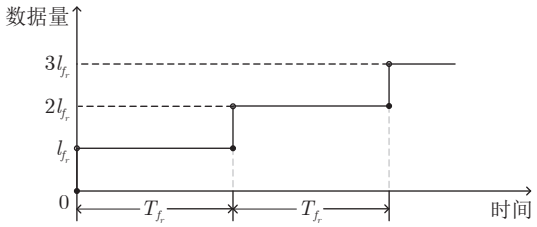


图 2 到达曲线图形

Fig. 2 The diagram of the arrival curve

另外, 交换机多输入端口的同一优先级业务流数据帧存在 “自排队” 竞争, 此时, 优先级 p_{f_r} 业务流的到达曲线 $\alpha^k_{p_{f_r}}(t)$ 为各输入端口同一优先级业务流的到达曲线之和, 其公式为

$$\alpha^k_{p_{f_r}}(t)=\sum_{r=1}^{R}\sum_{n=1}^{N}\alpha^{k,\,n}_{f_r}(t)\tag{9}$$

其中, N 为同一队列上同种业务流的数目.

路径后续交换节点的到达曲线 $\alpha^{k+1}_{f_r}(t)$ 由当前节点的 $\alpha^k_{f_r}(t)$ 决定, 此外还与当前节点处时延的上界有关, 而时延上界实际上是由 “到达–服务曲线” 模型中两条曲线间的最大水平距离所决定, 需要表示出服务曲线 $\beta(t)$. 因此, 在后续分析中再将 $\alpha^{k+1}_{f_r}(t)$ 给出.

2.2　最差情况下服务曲线分析

服务曲线 $\beta(t)$ 是指网络节点的服务能力, 即在交换机队列门控开启时, 转发至交换机出端口的业务数据量. 因为 TAS 通过 GCL 来确定每一时刻业务流的传输, 因此 $\beta(t)$ 与交换机内部队列门结构的开闭情况、窗口开启时长等因素有关.

对于服务曲线, 当业务流到达相应队列, 在窗口之间存在重叠的情况下, 其在队列上的传输会受到来自其他队列的干扰. 因为所求为最差情况时延上界, 因此便考虑干扰情形最坏时的服务曲线. 图 3 是针对一个给定队列所对应的服务曲线样例.

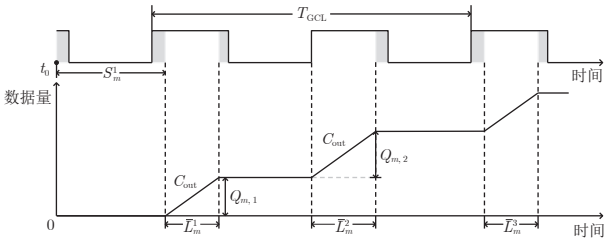


图 3　服务曲线样例

Fig.3　Service curve sample

从图 3 可以看出, 与到达曲线类似, 服务曲线也是一个累积函数. 对于 TSN 交换机, 每个出端口都对应于 8 个优先级的队列, 以流量 f_r 为对象, 在队列 m 上对其进行服务, 其中 $m \in M$, 而 $M=\{1, 2, \cdots, 8\}$ 表示队列集合, 则服务曲线是由各个时隙窗口的服务过程加和确定. 其中, $Q_{m,i}$ 表示一个 GCL 超周期 T_{GCL} 内, m 队列传输时隙 i 能够服务的数据量. 数学上 T_{GCL} 为所有队列门控周期的最小公倍数.

当业务流在优先级队列上传输时, 不仅会受到高、低优先级队列的干扰, 同时还会受到保护带 (Guard band) 的影响. 下面对这三种影响因素分别进行讨论.

需要交代一个前提, 不同优先级队列在数据帧传输时是非帧抢占[26] 的, 即, 当低优先级业务流在队列上传输时, 在其传输的某一时刻, 高优先级队列的门控窗口开启, 并且已有数据帧在等待传输, 这时需要等到低优先级业务流这一帧数据传输完成后, 高优先级数据帧才能开始传输.

2.2.1　来自低优先级队列的干扰分析

首先是来自低优先级队列的干扰. 对于这种情况, 队列的门控形式如图 4 所示. 图 4 中低优先级门控窗口先行开启, 此时可能存在大量低优先级数据帧发送的情况, 因为当不同优先级队列同时开启时, 业务在队列上的传输严格遵循优先级机制, 这使得高优先级队列门控开启时, 如果已有高优先级数据帧在队列上排队等待, 则需要优先对高优先级队列中的数据进行传输; 同时在高优先级业务传输期间, 不会受到低优先级队列的干扰.

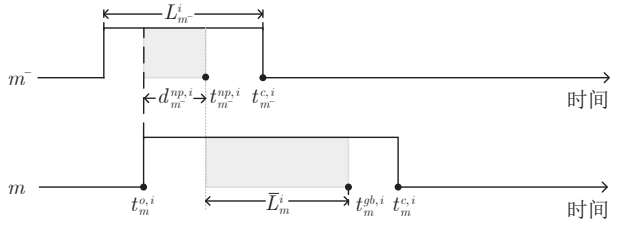


图 4　低优先级队列干扰时的门控形式

Fig.4　The gate control setting under the interference from the low-priority queue

图 4 中, m 的值越大, 队列的优先级越高. 对于队列 m, 当门结构为开启状态时, 门控值 $G_m(t)=1$, 否则该值为 0.

在一个 GCL 超周期 T_{GCL} 内, 如果低优先级队列的门控窗口先于高优先级开启, 而关闭是在高优先级队列门控窗口的开启时间之后, 即 $G_{m^-}(t_m^{o,i})=1$. 则低优先级队列门控窗口的关闭时间可用下式来表示

$$t_{m^-}^{c,i}=\inf_{t\geq t_m^{o,i}}\{G_{m^-}(t)=0\} \tag{10}$$

其中, $t_m^{o,i}$ 表示高优先级队列门控窗口的开启时间, i 为第 i 个门控窗口.

既然是考虑最差情况, 因为队列上数据帧的传输遵循非帧抢占机制, 当高优先级队列数据帧的转发受到干扰时, 其转发的开始时间应与低优先级业务流的数据帧最大长度有关, 如下式所示

$$d_{m^-}^{np,i}=\begin{cases}\min\left\{\dfrac{l_{m^-}^{\max}}{C_{\mathrm{out}}}, t_{m^-}^{c,i}-t_m^{o,i}\right\}, & G_{m^-}(t_m^{o,i})=1\\ 0, & G_{m^-}(t_m^{o,i})=0\end{cases} \tag{11}$$

其中, $l_{m^-}^{\max}$ 为低优先级业务流数据帧最大的长度, C_{out} 为数据帧经由队列的转发速率, $d_{m^-}^{np,i}$ 表示高优先级队列门控窗口开启后, 高优先级业务流真正传输的开始时间与队列门控窗口开启时间之间的时间差. 该时间长度已知后, 便可将高优先级业务流传输的开始时间表示出来

$$t_m^{np,i}=d_{m^-}^{np,i}+t_m^{o,i} \tag{12}$$

由上述分析可知, 来自低优先级队列干扰主要影响的是高优先级业务流在队列上传输的开始时间.

2.2.2　保护带因素影响

为防止业务流传输过程中的冲突, 保证在其下

一帧数据发送之前, 整个链路是空闲的, 在 TAS 机制中, 引入了 “保护带” 机制. 这里将它设置在所有队列每个门控窗口的尾部, 占用一部分门控窗口的长度, 并且该长度是网络中最大长度数据帧的转发时长, 表示为公式就是

$$d_m^{gb,\,i} = \frac{l_m^{\max}}{C_{\text{out}}} \tag{13}$$

由此可见, 业务流通过一个门控窗口的截止时间最晚不能超过

$$t_m^{gb,\,i} = t_m^{c,\,i} - d_m^{gb,\,i} \tag{14}$$

2.2.3 来自高优先级业务流的干扰分析

相较于低优先级队列的干扰, 高优先级队列对低优先级队列的干扰更强. 下面分为 4 种情况进行讨论, 如图 5 所示.

在一个 T_{GCL} 内, 如果高优先级队列门控窗口的关闭时间 $t_m^{c,\,i}$ 大于低优先级队列门控窗口的开启时间 $t_{m^-}^{o,\,i}$, 并且在大于 $t_{m^-}^{o,\,i}$ 的时间中, $t_m^{c,\,i}$ 是高优先级队列门结构处于关闭状态的最小值, 即对应于图 5 中的门控设置场景 1. 此时, 高优先级队列门控窗口的关闭时间可用下式表示

$$t_{m^+}^{c,\,i} = \inf_{t \geq t_m^{o,\,i}} \{G_{m^+}(t) = 0\} \tag{15}$$

同理, 对于场景 2, 当高优先级队列门控窗口的开启时间 $t_m^{o,\,i}$ 小于低优先级队列门控窗口的关闭时间 $t_{m^-}^{c,\,i}$, 并且在小于 $t_{m^-}^{c,\,i}$ 的时间中, $t_m^{o,\,i}$ 是高优先级队列门结构处于关闭状态的最大值, 用公式表示就是

$$t_{m^+}^{o,\,i} = \sup_{t \leq t_m^{c,\,i}} \{G_{m^+}(t) = 0\} \tag{16}$$

场景 3 两队列门控窗口的重叠状态可以看作是场景 1 和场景 2 的结合, 并且低优先级队列两个门控窗口之间不留缝隙. 而场景 4 中低优先级队列的门控窗口全部被高优先级队列所包围, 这样会导致低优先级业务流难以进行传输, 而且这种情况在实际交换机队列 GCL 设置中很少出现, 因此对其不做考虑.

求出 $t_{m^+}^{c,\,i}$ 和 $t_{m^+}^{o,\,i}$ 之后, 在高优先级队列的干扰下, 低优先级业务流在队列上的转发时间区间便为 $[t_{m^+}^{c,\,i},\, t_{m^+}^{o,\,i}]$.

到此, 对以上三种干扰因素就全部讨论完成了. 将以上因素进行综合性考虑, 便可得到业务流在队列 m 上实际传输的开始时间 $t_m^{B,\,i}$ 及截止时间 $t_m^{E,\,i}$

$$t_m^{B,\,i} = \max\left\{t_m^{np,\,i},\, t_{m^+}^{c,\,i}\right\} \tag{17}$$

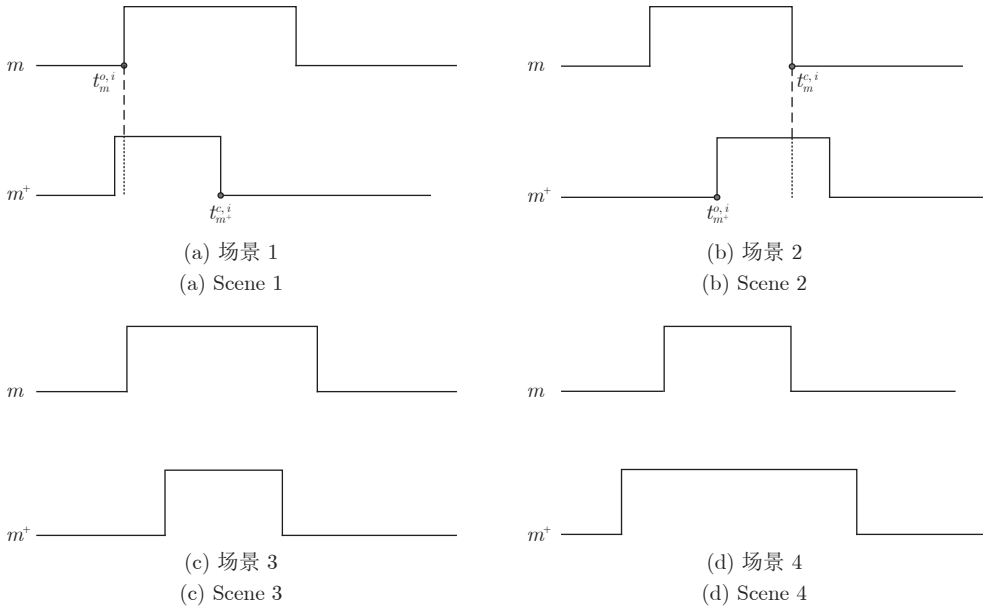
$$t_m^{E,\,i} = \min\left\{t_m^{gp,\,i},\, t_{m^+}^{o,\,i}\right\} \tag{18}$$

基于以上所求的两个参数, 可以求出门控窗口的保证服务时隙 $\overline{L}_m^i$, 以及两个不同传输时隙之间的相对偏移量 $o_m^{j,\,i}$

$$\overline{L}_m^i = t_m^{E,\,i} - t_m^{B,\,i} \tag{19}$$

$$o_m^{j,\,i} = (j-i) \times T_m - o_m^i + o_m^j \tag{20}$$

式 (20) 中, T_m 为优先级队列 m 的门控周期; i, j 分别表示第 i 和第 j 个门控窗口; o_m^i 和 o_m^j 分别表示



(a) 场景 1 (a) Scene 1　(b) 场景 2 (b) Scene 2

(c) 场景 3 (c) Scene 3　(d) 场景 4 (d) Scene 4

图 5 来自高优先级队列干扰的 4 种门控设置场景

Fig. 5 Four scenes of the gate control setting under the interference from the high-priority queue

第 i 和第 j 个门控窗口相对于自身的偏移量, 即 $o_m^i = t_m^{B,i} - t_m^{o,i}$, $o_m^j = t_m^{B,j} - t_m^{o,j}$.

2.2.4　最大等待时间

最大等待时间 S_m^i 表示前一个超周期内的最后一个门控窗口到达队列一帧数据帧, 然而考虑到最差情况, 其在该窗口关闭之前在队列上排队等待的时间最长, 需要等到下一个门控窗口开启之后才能进行传输, 这个等待时间便为最大等待时间 S_m^i.

由图 6 可见, 两个优先级队列的门控窗口之间存在重叠, 并且以其中高优先级队列的第 i 个窗口为基准, 该重叠发生在前一个窗口. 在重叠部分中, 低优先级队列门控的开启时间 $t_{m^-}^{o,i-1}$ 要小于高优先级队列上数据帧传输的截止时间 $t_m^{E,i-1}$, 则 $t_{m^-}^{o,i-1}$ 用公式可以表示为

$$t_{m^-}^{o,i-1} = \sup_{t \le t_m^{E,i-1}} \{G_{m^-}(t) = 0\} \tag{21}$$

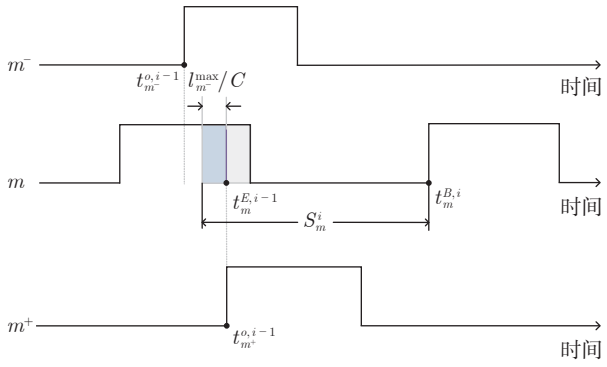


图 6　最大等待时间示意图

Fig. 6　The diagram of maximum waiting time

因此, 在一个超周期的开始阶段, 由于最差情况非帧抢占所造成的时延为

$$d_{m^-}^{np,0} = \min\left\{\frac{l_{m^-}^{\max}}{C_{\text{out}}},\ t_m^{E,i-1} - t_{m^-}^{o,i-1}\right\} \tag{22}$$

结合上述参数, 队列当前超周期内数据帧开始传输的最大等待时间为

$$S_m^i = d_{m^-}^{np,0} + t_m^{B,i} - t_m^{E,i-1} \tag{23}$$

将以上保证服务时隙 $\overline{L}_m^i$、时隙之间的偏移 $o_m^{j,i}$ 等参数代入到服务曲线函数中

$$\beta_m^{j,i}(t) = \beta_{T_{\text{GCL}},\overline{L}_m^j}(t + T_{\text{GCL}} - \overline{L}_m^j - S_m^i - o_m^{j,i}) \tag{24}$$

其中, $\beta_{T,L}(t) = C_{\text{out}} \times \max\{\lfloor \frac{t}{T} \rfloor L,\ t - \lceil \frac{t}{T} \rceil (T-L)\}$.

而要将任意一个传输时隙 i 的输出曲线 $\beta_m^i(t)$ 表示出来, 则需要以 i 为起始点, 对一个超周期 T_{GCL} 内所有时隙的 $\beta_m^{j,i}(t)$ 进行相加求和, 如下式所示

$$\beta_m^i(t) = \sum_{j=i}^{i+N_m-1} \beta_m^{j,i}(t) \tag{25}$$

其中, N_m 为优先级队列 m 在一个 T_{GCL} 内门控窗口的个数, 其值等于 T_{GCL}/T_m.

到此, 目标流量 f_r 在第 k 个交换节点处队列 m 上的到达曲线 $\alpha_{f_r}^k(t)$ 和服务曲线 $\beta_m^k(t)$ 便分别表示完成. 将两条曲线置于同一张图中进行显示, 便是本文所应用的 “到达–服务曲线” 模型, 如图 7 所示.

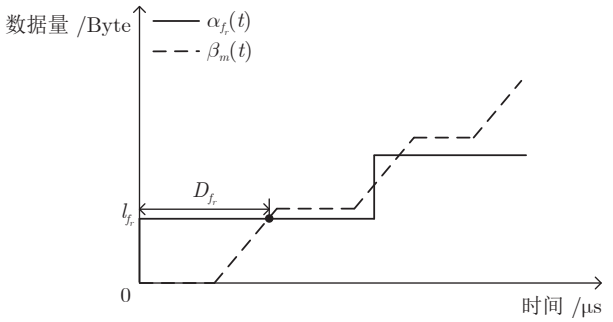


图 7　到达–服务曲线模型

Fig. 7　Arrival-service curve model

图 7 中两条曲线之间的最大水平距离 D_{f_r} 即为所求时延的上界. 根据网络端到端时延上界 $h(\alpha, \beta)$ 的公式, 时延上界是位置上到达曲线在服务曲线上方的情况下得到的, 图 7 中已经对其用符号标识出来. 当前节点的时延上界 D_{f_r} 表示出来后, 结合前面得到的到达曲线 $\alpha_{f_r}^k(t)$, 便可得到下一节点处的到达曲线 $\alpha_{f_r}^{k+1}(t)$, 表示为公式就是

$$\alpha_{f_r}^{k+1}(t) = \alpha_{f_r}^k(t + D_{f_r}) \tag{26}$$

通过第 1 节和第 2 节的介绍, 面向 TAS 机制, 针对多节点组网应用场景, 基于网络演算的时延量化分析模型建立完成. 接下来, 对给定门控情况下的端到端时延上界进行评估, 以此来判断门控设置的合理性和可行性.

3　模型仿真及分析

仿真实验分为两部分进行, 一部分是基于 Matlab 仿真软件, 在给定网络拓扑的情况下, 通过不同的门控设置对时延上界进行分析; 另一部分基于搭建的 OMNeT++ 仿真平台, 通过对真实场景的模拟, 并进行长时间的仿真运行, 得到时延分布的统计, 从而验证时延上界的合理性. 表 2 为设定的仿真参数及参数值的大小[27].

网络拓扑结构如图 8 所示. 图 8 中, ES1 ~ ES5 为业务流的发送源端, ES6 为接收目的端, SW1 和 SW2 对应于两个 TSN 交换节点.

3.1　基于网络演算的时延上界求解

介绍完时延上界分析模型, 开始对给定网络拓

表 2 仿真参数设定
Table 2 Simulation parameters setting

参数	大小
数据帧长度	400 Bytes
发送速率	1 Gb/s
链路传播时延	0.1 μs
交换机处理时延	5 μs

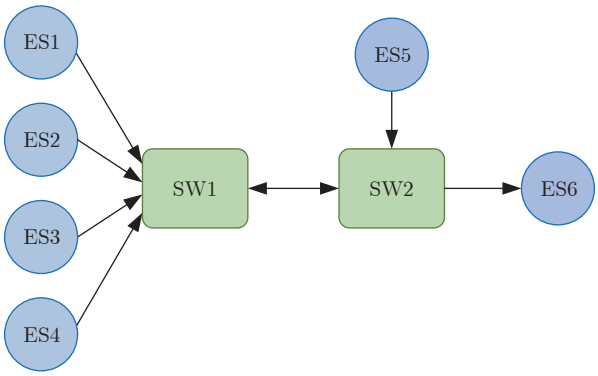


图 8 网络拓扑结构
Fig. 8 Network topology

扑下网络端到端时延的上界进行计算. 在实际应用中, 是按照优先级的顺序优先保证高优先级业务流的端到端时延, 因此, 本文集中对高优先级业务流端到端时延的上界进行考察. 该部分是基于仿真软件 Matlab 2016a 进行的.

3.1.1 业务模型与到达曲线

首先对业务流的优先级进行定义. 优先级不同的业务流, 从 TSN 交换机的入端口输入后, 会进入到不同的队列进行缓冲. 优先级高的业务流对于时间的敏感性强, 需要在一定的时间范围内对其完成传输, 反之, 优先级低的业务流对于时间的敏感性较差. 本文所采用的业务模型为阶梯函数, 即业务流由源端周期性产生并发送给交换机, 因此业务流到达交换节点的时间也呈周期性. 定义业务流 f 的到达周期为 T_f, T_f 为常量, 该值与 f 在端节点的产生周期相等. 业务流 f 的优先级 p_f 与其到达周期 T_f 之间成反比关系, 即 T_f 越小, 业务流的优先级 p_f 越高. 由此可知, 如果业务流的产生周期相同, 其优先级也是相同的, 相同优先级的业务流在其到达交换节点后, 会进入到同一队列进行缓冲, 等到门控窗口开启后再进行传输. 由于业务流到达交换节点的时间不同, 会导致同一队列上业务流的到达曲线不是一个周期函数, 用图形表示则是一个不规则图形. 以一个队列上有两种同优先级的业务流为例进行说明, 如图 9 所示.

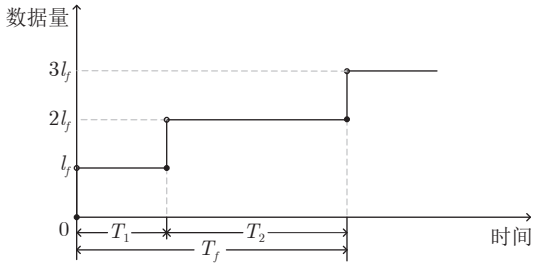


图 9 同一队列业务流的到达过程示意图
Fig. 9 The arrival process of the traffic on the same queue

图 9 中, l_f 表示流量的一帧数据包, 根据表 2, 对于不同业务流, 其值大小均为 400 Bytes.

本文设置 4 种业务流, 它们分别从 5 个业务流发送端发往 TSN 交换机, 按照到达周期可以将这 4 种业务流分成 3 个优先级, 它们到达交换机后, 在其内部的三个队列上进行传送, 将它们分别定义为高、中和低优先级队列. 如前文所述, 本文只对高优先级业务流的端到端时延的上界进行求解, 因此只需要给出高优先级业务流的情况, 并表示出它的到达曲线, 而不需要对其他优先级业务流的信息进行定义. 在这 4 种业务流中, 有两种高优先级业务流, 用符号 $f_{h,r}$, $r = 1, 2$ 来表示, 分别由 ES1、ES2 和 ES5 产生, 其到达周期为 100 μs. 然后对其一个周期内的到达时间进行设定, 相对于零时刻, 在初始周期内, 其中由 ES1 和 ES2 产生的两种业务流到达交换节点 SW1 的时间分别为 40 μs 和 80 μs, 而由 ES5 产生的业务流到达 SW2 的时间为 20 μs. 到此, 高优先级业务流的业务模型便被初步建立完成, 如表 3 所示.

表 3 业务流信息定义
Table 3 The traffic information definition

业务流	发送源端	周期 T (μs)	到达时间 t_0 (μs)
高优先级	ES1	100	40
	ES2		80
	ES5		20

结合阶梯函数模型, 将两个交换机高优先级业务流的到达曲线如下表示

1) SW1 的到达曲线为

$$\alpha_1(t) = \sum_{r=1}^{2} \alpha_{f_{h,r}}(t - o^1_{f_{h,r}}) \tag{27}$$

2) 由于 SW2 所接收到的业务流来自于两部分, 则其到达曲线可以表示为加和的形式

$$\alpha_2(t) = \alpha_1(t + D_1) + \alpha_{f_{h,1}}(t - o^2_{f_{h,1}}) \tag{28}$$

式 (27) 和式 (28) 中, $o^{k}_{f_{h,r}}$, $k=1,2$ 表示相对于零时刻, 高优先级业务流到达两交换节点的时间偏移量, 其中 $o^{1}_{f_{h,1}}=40$ μs、$o^{1}_{f_{h,2}}=80$ μs, 而 $o^{2}_{f_{h,1}}=20$ μs; D_1 表示业务流经过 SW1 的时延上界.

3.1.2　队列门控设置与服务曲线

服务曲线表明网络服务数据的能力, 与网络的状态有关, 这里便涉及到 TSN 交换机的门控设置问题. 根据图 8, 网络中共有两个 TSN 交换机, 对它们均需要进行门控设置. 已知队列门控是周期性进行开启和关闭的, 因此参数设定包括队列门控周期, 以及初始周期内门控窗口的开启和关闭时间. 已知 "1" 表示门的开启状态, "0" 表示门的关闭状态, 当门的状态为 "1" 时, 会对数据进行传输, 反之数据将不再进行传输. 因为需首先保证高优先级业务流的传输, 因此, 根据队列优先级由高到低的顺序, 对队列门控进行设置, 并且优先保证高优先级队列门控窗口的宽度. 不同队列的门控周期 T_m 相同, 均为 150 μs. 定义交换机 SW1 初始周期内各队列门控窗口的开启时间为 $t_1^{o,1}$、关闭时间为 $t_1^{c,1}$, 则其他周期的门控窗口开启时间和关闭时间可通过 $t_1^{o,1}$ 和 $t_1^{c,1}$ 与 T_m^1 加和的形式来表示: $t_i^{o,1}=t_1^{o,1}+(i-1)T_m^1$, $t_i^{c,1}=t_1^{c,1}+(i-1)T_m^1$, 其中 i 表示门控窗口的序号且 $i>0$, 因此, 门控周期确定后, 只需要对初始周期内门控窗口的开启时间和关闭时间进行定义即可. 首先设定各队列的门控均为 150 μs, 因此一个超周期内各优先级队列均只有一个门控窗口. 另外, 按照优先级由高到低的顺序, 结合业务流到达交换机的时间, 依次对初始周期内各队列门控窗口的开闭时间进行设定. 设置高优先级队列门控窗口的开闭时间分别为 20 μs 和 60 μs, 而在对其他两个优先级队列的门控窗口进行设计时, 为了说明队列间的干扰问题, 使其与高优先级队列的门控窗口之间具有一定程度的重叠, 设置中优先级队列门控窗口的开闭时间为 45 μs 和 80 μs, 低优先级为 5 μs 和 20 μs. 这时, 交换机 SW1 的一组 GCL 便设置完成, 如图 10 所示.

同理, 对 SW2 门控的定义也是如此, 其门控周期与 SW1 相同, 但各队列门控窗口的开闭时间有所不同, 在此不再进行详细赘述. 为能够得到多组门控设置下的时延上界值, 依照上述方式, 再设置其他 4 组门控参数, 并对每个组别下的 GCL 均进行时延上界的计算. 对两个交换机定义后的 GCL 进行整体列表, 如表 4 和表 5 所示.

根据表 4 和表 5, 门控参数设置完毕后, 在窗口重叠方面:

1) 第 2 组各优先级队列的门控窗口之间无重叠, 其他 4 组均存在重叠现象;

2) 在存在重叠情况的 4 个组别中, 第 1、4、5 这三组高优先级队列与其他两个队列之间门控窗口的重叠程度相同, 相较于这三组, 第 3 组窗口的重叠部分较大.

对于门控窗口存在重叠情况的组别, 在高优先级队列窗口的开闭时间及开启时长方面:

1) 第 1、3 这两组高优先级队列门控窗口的开闭时间相同, 开启时长因此也相同;

2) 为了比较区分, 与第 1、3 这两组不同的是, 保持第 4 组高优先级队列门控窗口开启时间不变, 而延长其关闭时间, 因而窗口的开启时长也会相应增加;

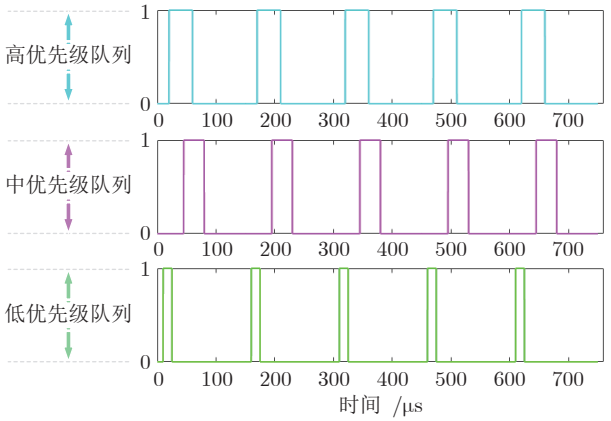


图 10　SW1 门控仿真图

Fig. 10　The simulation diagram of SW1′s gate control

表 4　SW1 的 GCL 定义

Table 4　The GCL definition of SW1

交换机	优先级队列	组别	初始门控开闭时间 (μs)		门控周期 (μs)
			开	关	
SW1	高	1	20	60	150
		2	20	60	
		3	20	60	
		4	20	70	
		5	10	50	
	中	1	45	80	150
		2	60	95	
		3	40	75	
		4	55	90	
		5	35	70	
	低	1	10	25	150
		2	5	20	
		3	15	30	
		4	10	25	
		5	0	15	

表 5 SW2 的 GCL 定义
Table 5 The GCL definition of SW2

交换机	优先级队列	组别	初始门控开闭时间 (μs)		门控周期 (μs)
			开	关	
SW2	高	1	60	100	150
		2	60	100	
		3	60	100	
		4	60	110	
		5	50	90	
	中	1	45	70	150
		2	35	60	
		3	50	75	
		4	45	70	
		5	35	60	
	低	1	95	110	150
		2	100	115	
		3	90	105	
		4	105	120	
		5	85	100	

3) 对于最后一组门控的设定, 是以第 1 组为基准, 改变高优先级队列门控窗口的开启时间, 但不改变开启时长.

确定了 5 组门控参数的配置, 便开始对相应 GCL 下高优先级业务流的端到端时延的上界进行仿真实验计算. 但在求解之前, 根据门控参数, 并结合交换机的出队转发速率, 首先将高优先级队列所对应的服务曲线进行图形表示. 以第 1 组为例, 利用 Matlab 仿真工具, 针对交换机 SW1 进行画图, 如图 11 所示, SW2 同理.

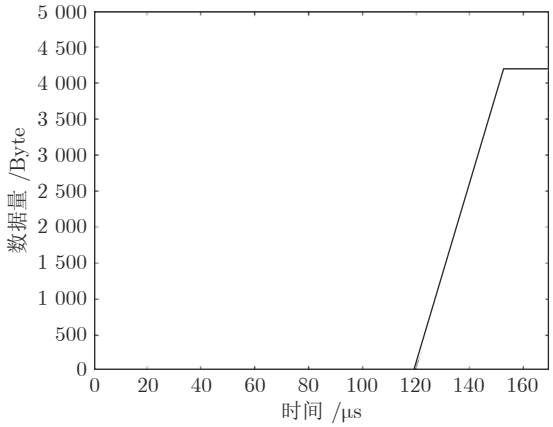


图 11 SW1 高优先级队列服务曲线
Fig. 11 The service curve of the high-priority queue at SW1

图 11 中, 交换机队列开始对业务流进行服务时, 服务的速率, 即数据帧出队转发速率, 为服务曲线的斜率, 如表 2 所示, 在数值上该斜率的大小为 1 Gb/s.

3.1.3 基于 “到达–服务曲线” 模型的时延上界求解

业务流及各队列门控信息给定后, 将 “到达–服务曲线” 模型图形化. 同样使用 Matlab 软件进行仿真, 仿真结果如图 12 和图 13 所示, 其中 “实线” 代表到达曲线, “虚线” 代表服务曲线.

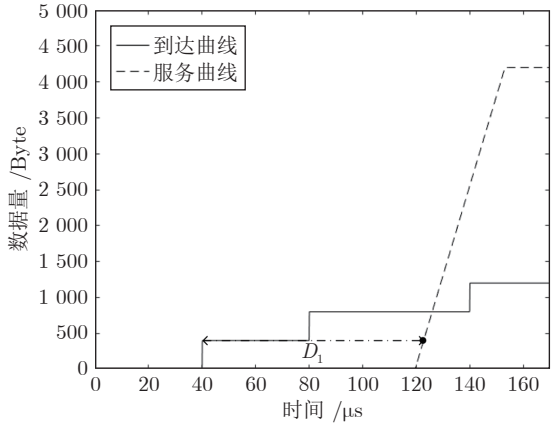


图 12 SW1 高优先级业务流的 “到达–服务曲线” 模型
Fig. 12 The “arrival-service curve” model of the high-priority traffic at SW1

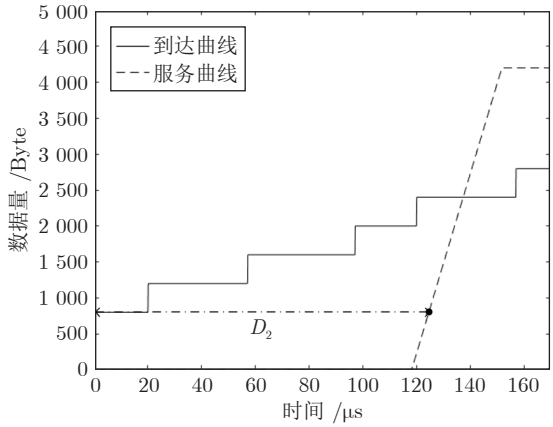


图 13 SW2 高优先级业务流的 “到达–服务曲线” 模型
Fig. 13 The “arrival-service curve” model of the high-priority traffic at SW2

图 12 中, SW1 交换机时延的上界对应于 D_1, 即两条曲线间的水平最大距离, 从图中可以看出, D_1 是高优先级业务流产生一个数据帧时得到的. 同理, 对于图 13, 图中 D_2 为 SW2 的时延上界, 对应纵坐标为 800 Bytes. 基于 “到达–服务曲线” 模型, 对 5 组门控下业务流经过两个交换机时时延的上界分别进行求解, 并将数据结果列于表 6.

从表 6 可以看出, 根据仿真结果, 在两个交换机 SW1 和 SW2 处, 不同组别下高优先级业务流的

表 6　各交换机 WCD 的上界

Table 6　The upper-bound of WCD at each switch

业务流	组别	WCD 的上界 (μs)	
		SW1	SW2
高优先级	1	82.9	124.7
	2	76.5	119.7
	3	82.9	126.1
	4	72.9	114.7
	5	82.9	124.7

端到端时延上界有所不同:

1) 通过前两组数据对比, 如果门控窗口无重叠, 两个交换机的时延上界均会减小, 这也符合业务流实际传输时的情况. 与第 1 组数据相比, 第 2 组减小的时延值大小在 6 μs 左右.

2) 在对第 3 组时延进行分析时, 与第 1 组相比, SW1 的时延上界相等. 而受到窗口重叠的影响, 增加了最大等待时间 S, 因而导致业务流经过 SW2 时的时延上界较大.

3) 对第 4 组来说, 由于延长了高优先级队列门控窗口的开启时长, 在业务流到达曲线不变的情况下, 相应增加了队列服务时长, 从而影响服务曲线第一次转折的时间. 该时间的提前会缩短两条曲线间的最大水平距离, 即时延上界的减小, 因此第 4 组的时延值较小, 也是 5 组时延数据中最小的.

4) 相较于第 1 组, 第 5 组只改变了门控窗口的开启时间, 而开启时长和窗口重叠程度不变, 因此在其 “到达–服务曲线” 模型中, 两条曲线的位置关系未发生变化, 两个交换机的时延上界因此也与第 1 组相同.

为同时表示时延上界随门控窗口重叠变化而变化的情况, 选取 SW1 的第 2 组门控, 保持高、中优先级队列门控设置不变, 在低优先级门控窗口长度 15 μs 不变的情况下, 改变其开启时间, 使低优先级窗口在时间轴上向右滑动, 在与高优先级窗口从无重叠到完全重叠范围内连续变化, 观察这个过程中高优先级业务流时延上界的变化情况, 如图 14 所示. 图中横轴表示窗口间的重叠程度, 即高、低优先级窗口重叠部分的大小.

根据表 6 和图 14 实验结果, 影响交换机时延上界的因素有: 门控窗口间的重叠程度, 门控窗口开启时长. 两种因素也是门控设置的关键, 但它们对时延上界的作用程度不同, 相对而言, 门控窗口开启时长对时延上界的影响更大, 因此在进行门控设置时, 该参数优先被重点考虑.

因为交换节点处的时延是由处理时延和排队等待时延两部分组成, 而通过网络演算求解的时延上界, 是业务流在交换机队列上进行排队等待的时间, 因此在交换机内部, 除排队时延上界外, 还需要加上各自的处理时延. 而排队时延上界已由仿真给出, 只需要对处理时延进行设定即可, 如表 2 所示, 两个交换机内部的处理时延相等, 且为固定值 5 μs. 这时, 若以第 1 组为例, 如表 7 所示, 在加上交换机处理时延后, 当业务流经过网络中这两个交换机时, 所需的时延上界分别为: $t_{\mathrm{SW1}} = 87.9$ μs, $t_{\mathrm{SW2}} = 129.7$ μs, 其他组别同理.

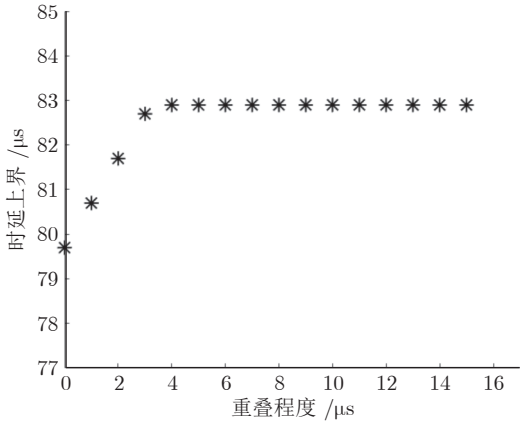


图 14　重叠程度对时延上界变化的影响

Fig. 14　The influence of overlap on the latency upper-bound

表 7　组别 1 各交换机内部时延

Table 7　The internal delay of each switch in the group 1

交换机	交换机内部时延 (μs)		
	时延上界	处理时延	总时延 t_{SW}
SW1	82.9	5	87.9
SW2	124.7	5	129.7

而业务流在网络中传输时, 端到端时延等于源端发送时延、交换机内部时延和链路时延之和, 因此端到端总时延除交换机内部时延外, 还包括源端的发送时延以及数据帧在每条链路上的传播时延. 图 8 给出的网络拓扑中, 在业务流传输的路径上, 由 ES3 和 ES4 两个源端产生的高优先级业务流 $f_{h,1}$ 和 $f_{h,2}$ 会同时经过两个交换机, 由 ES5 产生的 $f_{h,1}$ 则只经过 SW2. 基于端到端时延公式, 对公式中所列的各分段时延进行加和, 根据表 2, 发送速率设置为 1 Gb/s, 每条链路传播时延为 0.1 μs, 因此对于组别 1, 由 ES3 和 ES4 产生的两种业务流的端到端时延上界均为 221.1 μs, 而由 ES5 产生的 $f_{h,1}$ 的端到端时延上界为 133.1 μs. 对于其他组别, 计算方式类似, 在此便不再赘述.

对于第一部分仿真实验, 通过建立端到端时延上界分析模型, 基于 Matlab 仿真软件, 对多组门控下 TSN 端到端时延上界进行定量分析, 从而判断门控设置是否能够满足业务 QoS 的要求.

3.2 基于 OMNeT++ 的 TSN 端到端时延仿真实验

在得到时延上界后, 为了说明它的准确性, 接下来选择第 1 组门控参数, 利用传统的排队理论, 基于 OMNeT++ 搭建的仿真平台对上述实验结果进行验证.

OMNeT++ 模型设计方式由使用消息传递方式进行通信的模块实现, 主要包括简单模块、复合模块和网络. 其中, 简单模块是用 C++ 语言结合仿真库编写的可以执行特定行为的模块. 简单模块通过门的有线连接或无线连接组合后构成了复合模块, 整个复合模块在 OMNeT++ 中被称作网络[28]. 对于每个简单模块, 均会为其定义两种行为: 首先是初始化行为, 对模块参数进行初始化[29], 其中部分模块会产生数据帧; 其次是接收到数据帧后的行为, 当模块接收到数据帧后, 会对其进行处理转发. 通过对所有简单模块定义以上两种行为, 并将简单模块组合成复合模块乃至完整的网络, 便可进行仿真.

本仿真平台是在 OMNeT++ TSN 开源库 Nesting 的基础上搭建而成, 能够实现 TSN 的部分机制, 例如 TAS、CBS 以及帧抢占功能等. 针对图 8 给定的网络拓扑, 仿真过程中, 在初始化参数设定方面, 首先根据表 4 和表 5 对两个交换机的 GCL 进行配置; 其次根据表 3 对高优先级业务流进行配置, 而对于其他两个优先级业务流, 也需要对其参数进行设置, 设置的参数如表 8 所示.

表 8 中、低优先级业务流参数配置

Table 8 The parameter configuration of the medium and low priority traffic

业务流	发送源端	周期 T (μs)	到达时间 t_0 (μs)
中优先级	ES3	150	40
低优先级	ES4	200	15

经过上述一系列的操作, 基于 OMNeT++ 的仿真平台便初步搭建完成, 如图 15 所示, 其中, 发送端 3、发送端 4 和发送端 5 为三个高优先级业务流发送源端, 接下来便开始进行仿真实验.

为表示出高优先级业务流端到端时延的分布情况, 在不改变其他两个优先级的前提下, 改变三个发送端高优先级业务流数据帧源端的产生时间, 并调整多次以生成三组、每组 10 个不同、但组与组之间相同的数据. 对每组参数设定下高优先级业务流

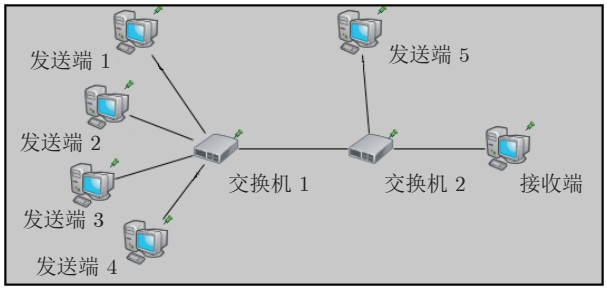


图 15 OMNeT++ 仿真场景

Fig. 15 The simulation scene of OMNeT++

的端到端时延进行仿真, 根据业务流设置的不同, 也会相应得到对应组别下的大量时延数据样本, 在获取大量数据样本后, 按照业务流的产生端, 将三组数据样本进行统计, 并通过箱线图的形式显示不同产生端下业务流的端到端时延分布情况. 如图 16 所示, 图中横轴为高优先级业务流的产生端, 分别为发送端 3、发送端 4 和发送端 5; 纵坐标表示高优先级业务流的端到端时延.

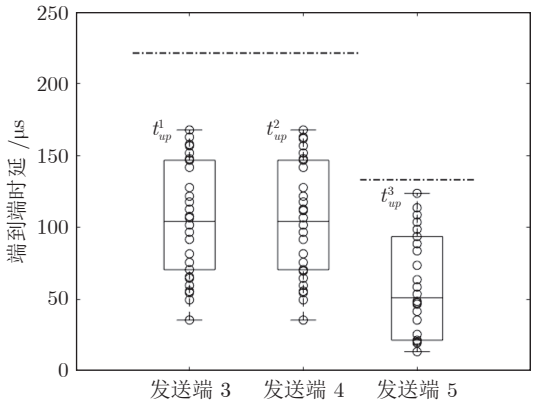


图 16 高优先级业务流端到端时延分布统计

Fig. 16 The end-to-end delay distribution statistics of the high-priority traffic

图 16 中, 根据人为设置的业务流参数, 每个 "○" 图形对应端到端时延的每个确定值, 而对于矩形框, 其上、下边缘分别表示时延统计值的上四分位数和下四分位数, 图中虚线将上、下四分位数分别与最大非离群时延值和最小非离群时延值相连, 而其中的最大非离群时延值便是指对应参数设置下, 端到端时延分布的上界值 t^i_{up}, $i = 1, 2, 3$. 而箱线图上方的点划线表示的则是表 7 所列出的高优先级业务流端到端的时延上界. 由于由发送端 3 和发送端 4 发送的业务流会顺次流经交换机 SW1 和 SW2, 而发送端 5 产生的业务流只流经 SW2, 因此, 由第 3.1 节可知, 图 16 中两条点划线所对应的纵坐标时延值分别为 221.1 μs 和 133.1 μs.

通过将水平虚线与 t_{up}^{i} 进行比较, 可以看出, 在进行三组、每组多次仿真的情况下, 三个发送端时延统计的上界均位于时延上界的下方, 因此分布的每个确定的时延值也都要小于时延上界. 并且两者差距较为明显, 这反映出基于网络演算的时延上界分析模型能够准确得到业务的时延上界.

4 结论与展望

本文针对 TSN 引入的 TAS 机制, 在多节点组网场景下, 基于不同队列门控间可 "重叠" 情形, 通过网络演算对网络端到端时延的上界进行求解. 在交换节点处, 通过 "到达–服务曲线" 模型中两曲线间的最大水平偏差对时延上界进行表示. 对于本文所做的工作, 可分为如下几点:

1) 对多交换节点进行了多组 GCL 设置, 基于 Matlab 仿真软件, 对每组门控设置下高优先级业务端到端时延上界进行了分析. 通过时延上界值之间的比较, 分析了影响实验结果的因素, 其中队列间门控窗口的重叠、队列窗口的开启时长均会对结果的大小造成影响.

2) 为说明时延上界结果的准确性, 在门控确定的情况下, 通过改变业务流信息, 并将其输入至 OMNeT++ 仿真平台, 通过输出的端到端时延分布对其加以验证. 根据文中箱线图的显示, 统计的时延均小于时延上界, 这证明了基于网络演算时延上界分析模型的有效性.

在未来的工作中, 一方面, 对于有线与无线融合组网的工业场景, 为实现工厂内局域确定性机制, 如何对基于网络演算的端到端时延分析模型进行刻画还有待进一步研究; 另一方面, 根据业务性能的 QoS 指标, 如何自适应地调整 TSN 交换节点的 GCL 也有待进行更多的探索.

References

1 Guan Xin-Ping, Chen Cai-Lian, Yang Bo, Hua Chang-Chun, Lv Ling, Zhu Shan-Ying. Towards the integration of sensing, transmission and control for industrial network systems: Challenges and recent developments. *Acta Automatica Sinica*, 2019, **45**(1): 25−36
(关新平, 陈彩莲, 杨博, 华长春, 吕玲, 朱善迎. 工业网络系统的感知−传输−控制一体化: 挑战和进展. 自动化学报, 2019, **45**(1): 25−36)

2 Cai Yue-Ping, Yao Zong-Chen, Li Tian-Chi. A survey on time-sensitive networking: Standards and state-of-the-art. *Chinese Journal of Computers*, 2021, **44**(7): 1378−1397
(蔡岳平, 姚宗辰, 李天驰. 时间敏感网络标准与研究综述. 计算机学报, 2021, **44**(7): 1378−1397)

3 Nie Hong-Rui, Li Shao-Sheng, Liu Yong. Optimized scheduling mechanism based on IEEE 802.1Qch standard in time-sensitive networking. *Journal on Communications*, 2022, **43**(9): 12−26
(聂宏蕊, 李绍胜, 刘勇. 时间敏感网络中基于 IEEE 802.1Qch 标准的优化调度机制. 通信学报, 2022, **43**(9): 12−26)

4 Time-sensitive Networking White Paper, China Electronics Standardization Institute, 2020.
(时间敏感网络白皮书, 中国电子技术标准化研究院, 2020.)

5 Li Zong-Hui, Yang Si-Qi, Yu Jing-Hai, Deng Yang-Dong, Wan Hai. State-of-the-art survey on deterministic transmission technologies in time-sensitive networking. *Journal of Software*, 2022, **33**(11): 4334−4355
(李宗辉, 杨思琪, 喻敬海, 邓仰东, 万海. 时间敏感网络中确定性传输技术综述. 软件学报, 2022, **33**(11): 4334−4355)

6 Zhang Tong, Feng Jia-Qi, Ma Yan-Ying, Qu Si-Yuan, Ren Feng-Yuan. Survey on traffic scheduling in time-sensitive networking. *Journal of Computer Research and Development*, 2022, **59**(4): 747−764
(张彤, 冯佳琦, 马延滢, 渠思源, 任丰原. 时间敏感网络流量调度综述. 计算机研究与发展, 2022, **59**(4): 747−764)

7 Maile L, Hielscher K S, German R. Network calculus results for TSN: An introduction. In: Proceedings of the Information Communication Technologies Conference (ICTC). Nanjing, China: IEEE, 2020. 131−140

8 Hu H, Li Q, Xiong H G, Fang B W. The delay bound analysis based on network calculus for asynchronous traffic shaping under parameter inconsistency. In: Proceedings of the IEEE 20th International Conference on Communication Technology (ICCT). Nanjing, China: IEEE, 2020. 908−915

9 Axer P, Thiele D, Ernst R, Diemer J. Exploiting shaper context to improve performance bounds of ethernet AVB networks. In: Proceedings of the 51st ACM/EDAC/IEEE Design Automation Conference (DAC). San Francisco, CA, USA: IEEE, 2014. 1−6

10 Mohammadpour E, Stai E, Mohiuddin M, Boudec J Y L. Latency and backlog bounds in time-sensitive networking with credit based shapers and asynchronous traffic shaping. In: Proceedings of the 30th International Teletraffic Congress (ITC 30). Vienna, Austria: IEEE, 2018. 1−6

11 Cao J Y, Cuijpers P J L, Bril R J, Lukkien J J. Tight worst-case response-time analysis for ethernet AVB using eligible intervals. In: Proceedings of the IEEE World Conference on Factory Communication Systems (WFCS). Aveiro, Portugal: IEEE, 2016. 1−8

12 Queck R. Analysis of ethernet AVB for automotive networks using network calculus. In: Proceedings of the IEEE International Conference on Vehicular Electronics and Safety (ICVES 2012). Istanbul, Turkey: IEEE, 2012. 61−67

13 Zhao L X, Pop P, Gong Z J, Fang B W. Improving latency analysis for flexible window-based GCL scheduling in TSN networks by integration of consecutive nodes offsets. *IEEE Internet of Things Journal*, 2021, **8**(7): 5574−5584

14 Zhao L X, Xiong H G, Zheng Z, Li Q. Improving worst-case latency analysis for rate-constrained traffic in the time-triggered ethernet network. *IEEE Communications Letters*, 2014, **18**(11): 1927−1930

15 Zhao L X, Pop P, Li Q, Chen J Y, Xiong H G. Timing analysis of rate-constrained traffic in TTEthernet using network calculus. *Real-Time Systems*, 2017, **53**(2): 254−287

16 Zhao L X, Pop P, Craciunas S S. Worst-case latency analysis for IEEE 802.1Qbv time sensitive networks using network calculus. *IEEE Access*, 2018, **6**: 41803−41815

17 IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks —— Bridges and Bridged Networks-amendment 25: Enhancements for Scheduled Traffic, IEEE Standard 802.1 Qbv, 2015.

18 Cruz R L. A calculus for network delay. I. Network elements in isolation. *IEEE Transactions on Information Theory*, 1991, **37**(1): 114−131

19 Parekh A K, Gallager R G. A generalized processor sharing approach to flow control in integrated services networks: The single-node case. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1993, **1**(3): 344−357

20 Chang C S. On deterministic traffic regulation and service guarantees: A systematic approach by filtering. *IEEE Transactions*

on Information Theory, 1998, **44**(3): 1097−1110

21 Boudec J L, Thiran P. *Network Calculus: A Theory of Deterministic Queuing Systems for the Internet*. Berlin: Springer-Verlag, 2001.

22 Zhang Xiao-Nan. Measurement and Analysis of Traffic Network Performance Based on Stochastic Network Calculus [Master thesis], Beijing University of Posts and Telecommunications, China, 2021.
(张晓楠. 基于随机网络演算的网络流量性能测量与分析 [硕士学位论文], 北京邮电大学, 中国, 2021.)

23 Li Ming-Hui. Research on Network Modeling Based on Network Calculus [Master thesis], Southwest Jiaotong University, China, 2007.
(李明辉. 基于网络演算的网络建模方法研究 [硕士学位论文], 西南交通大学, 中国, 2007.)

24 Shi Jin-Dou. Research on Service Performance Analysis Model and Delay Deterministic Transmission Algorithm of Edge Networks [Master thesis], Nanjing University of Posts and Telecommunications, China, 2021.
(施金豆. 边缘网络业务性能分析模型和时延确定性传输算法研究 [硕士学位论文], 南京邮电大学, 中国, 2021.)

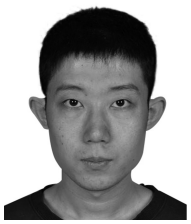
25 Vojnovic M, Boudec J Y L. Stochastic analysis of some expedited forwarding networks. In: Proceedings of the Twenty-first Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. New York, USA: IEEE, 2002. 1004−1013

26 Do Y, Kim M, Kim J, Jeon J. Method and analysis for the improvement of preemption performance in IEEE 802.1 TSN. In: Proceedings of the 17th International Conference on Ubiquitous Information Management and Communication (IMCOM). Seoul, South Korea: IEEE, 2023. 1−8

27 Integration of 5G With Time-Sensitive Networking for Industrial Communications, 5G-ACIA, 2021.

28 Paulon J V M, Souza B J O, Endler M. Exploring data collection on bluetooth mesh networks. *Ad Hoc Networks*, 2022, **130**: Article No. 102809

29 Zhang Lin-Bo, Liu Tong. *OMNeT++ and Wireless Communication Network Simulation*. Harbin: Harbin Institute of Technology Press, 2020. 18−23
(张林波, 刘彤. OMNeT++ 与无线通信网络仿真. 哈尔滨: 哈尔滨工业大学出版社, 2020. 18−23)



胡文学 北京科技大学自动化学院博士研究生. 主要研究方向为工业确定性网络, 时间敏感网络路由与调度联合技术.
E-mail: liter_ustb@xs.ustb.edu.cn
(**HU Wen-Xue** Ph.D. candidate at the School of Automation and Electrical Engineering, University of Science and Technology Beijing. His research interest covers industrial deterministic network, routing and scheduling co-design for time-sensitive networking.)

孙 雷 北京科技大学副教授. 主要研究方向为 5G-TSN, 时间敏感网络和资源管理技术. 本文通信作者.
E-mail: sun_lei@ustb.edu.cn
(**SUN Lei** Associate professor at University of Science and Technology Beijing. His research interest covers 5G-TSN, time-sensitive networking, and resource management technologies. Corresponding author of this paper.)

王健全 北京科技大学教授. 主要研究方向为工业互联网与异构网络协同, 移动通信和网络关键技术.
E-mail: wangjianquan@ustb.edu.cn
(**WANG Jian-Quan** Professor at University of Science and Technology Beijing. His research interest covers industrial internet and heterogeneous network collaboration, mobile communication, and key technologies of network.)

朱 渊 北京科技大学自动化学院硕士研究生. 主要研究方向为 5G-TSN 协同架构.
E-mail: m202120748@xs.ustb.edu.cn
(**ZHU Yuan** Master student at the School of Automation and Electrical Engineering, University of Science and Technology Beijing. His main research interest is 5G-TSN cooperation architecture.)

毕紫航 北京科技大学自动化学院硕士研究生. 主要研究方向为工业网络流量调度整形机制.
E-mail: zihang5663@163.com
(**BI Zi-Hang** Master student at the School of Automation and Electrical Engineering, University of Science and Technology Beijing. His main research interest is traffic shaping mechanism in industrial internet.)