

HSTC: TSN 中的混合流量调度机制

尹长川¹, 李妍珏¹, 朱海龙², 何欣欣¹, 韩文璇¹

(1. 北京邮电大学先进信息网络北京实验室, 北京 100876; 2. 北京邮电大学网络与交换技术国家重点实验室, 北京 100876)

摘要: 针对借助时间敏感网络 (TSN) 实现工业网络中混合流高效传输的问题, 提出了一种结合时间感知整形与循环排队转发的混合流量调度机制。该机制通过求解网络最小时隙并调整预订流量采样周期, 大幅降低时间敏感流对传输资源的占用; 并针对流预留流, 提出奇偶映射方案及流偏移规划算法, 实现对大带宽流的调度规划。仿真结果表明, 所提机制的系统带宽利用率可达 88%, 并提升 52% 的网络调度成功率上界, 实现了 TSN 中混合流的高效调度。

关键词: 时间敏感网络; 时间感知整形; 循环排队转发; 流量调度

中图分类号: TP393

文献标志码: A

DOI:10.11959/j.issn.1000-436x.2022103

HSTC: hybrid traffic scheduling mechanism in time-sensitive networking

YIN Changchuan¹, LI Yanjue¹, ZHU Hailong², HE Xinxin¹, HAN Wenxuan¹

1. Beijing Laboratory of Advanced Information Networks, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China

2. State Key Laboratory of Networking and Switching Technology, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China

Abstract: Aiming at how to realize the efficient transmission of mixed traffic in industrial networks with the help of time-sensitive networking (TSN), a hybrid traffic scheduling mechanism combining time-aware shaper (TAS) and cyclic queuing and forwarding (CQF) was proposed. Specifically, the sampling period of the scheduled traffic (ST) was first adjusted by solving the minimum time slot of the network, which greatly reduced the occupation of transmission resources by time sensitive traffic. Secondly, for the stream reservation traffic (SR), a parity mapping scheme and a flow offset planning (FOP) algorithm were proposed to realize the scheduling planning for large bandwidth traffic. Simulation results show that the system bandwidth utilization rate can reach 88%, and the upper bound of the network scheduling success rate can be improved by 52%, which proves that the proposed mechanism realizes the efficient scheduling of mixed traffic in TSN.

Keywords: time-sensitive networking, time-aware shaper, cyclic queuing and forwarding, traffic scheduling

0 引言

随着工业 4.0 时代的到来, 工业生产控制系统智能化程度越来越高, 对信息的实时性和确定性传输提出了更高要求。为保证系统安全性和灵活性, 同一交换设备必须支持时间敏感流与大带宽流的混合传输。传统以太网在可扩展性和成本特性等方

面具有很大优势^[1], 但其并不适合对实时性和安全性有较高要求的应用^[2]。为保证实时信息的确定性传输, 目前工业自动化网络中发展出一系列成熟的解决方案, 如 EtherCAT、AFDX、EtheReal、Powerlink 等主流的现场总线技术。这些技术均是对以太网协议的扩展^[3], 并通过各自专用的以太网设备和技术标准来实现流量整形, 因此很难实现彼此兼容, 更

收稿日期: 2021-11-16; 修回日期: 2022-03-03

基金项目: 国家重点研发计划基金资助项目 (No.2020YFB1805302); 国家自然科学基金资助项目 (No.61629101, No.61671086)

Foundation Items: The National Key Research and Development Program of China (No.2020YFB1805302), The National Natural Science Foundation of China (No.61629101, No.61671086)

无法与传统 IP 以太网互联通信, 网络灵活性较差。IEEE 802.1 时间敏感网络 (TSN, time-sensitive networking) 任务组致力于将以太网的实时和安全关键机制标准化^[4], 从而实现时间敏感流与非时间敏感流在以太网中的混合共存^[5-6], 为关键通信提供确定性时延保障。

TSN 作为一种扩展的标准以太网技术, 其可向后兼容标准以太网, 从而获得低时延抖动的高稳健通信链路。同时, TSN 是一个协议簇, 其包含多个实现不同功能的子协议。例如, IEEE 802.1 AS^[7]提出精确时间协议 (gPTP, general precise time protocol) 来实现 TSN 全局网络的时钟统一, 为确定性的网络传输提供基准保障。IEEE 802.1Qbv^[8]中定义时间感知整形 (TAS, time-aware shaper), 通过控制交换机门控列表来实现网络中的流量整形。IEEE 802.1Qch^[9]中定义了循环排队转发 (CQF, cyclic queuing and forwarding) 机制, 通过循环切换乒乓队列实现流量整形, 实现了对 TAS 机制的简化。IEEE 802.1Qav^[10]提出了基于信用的整形 (CBS, credit-based shaper) 机制。IEEE 802.1Qcc^[11]对 TSN 的管理和配置进行了说明。

流量调度是保证 TSN 系统中信息实时性、确定性传输的关键技术, 研究人员对此进行了大量研究探索。为优化现有调度机制的性能, 文献[12]提出验证网络调度性的方法和门控列表的启发式求解算法, 以解决 TAS 门控列表配置复杂的问题; 文献[13]通过比较不同数据压缩方法对 CBS 机制性能的影响, 提出一种 TSN 的流压缩算法, 降低了流的端到端时延; 文献[14]提出一种注入时间规划算法来调整流注入交换机的时间, 以实现 CQF 机制中的全局流量规划, 并在多种典型的网络拓扑下进行了评估验证; 文献[15]提出一种动态的流注入时间调度算法, 充分挖掘基于 CQF 机制的 TSN 的确定性传输能力, 根据网络资源利用率调整网络适配器上的发送时间, 实现对网络中新时间敏感流的调度。而目前对 TSN 混合调度技术的研究多集中于 TAS 与 CBS 的结合, 例如, 文献[16]以最小化流预留 (SR, stream reservation) 流的预留带宽为目标, 引入数据包的传输时延作为约束, 减小了 BE (best-effort) 流的端到端时延, 但相同优先级间的流量会产生相互干扰, 导致 SR 流的预留带宽增大, 降低系统资源利用率; 文献[17]提出了一种感知的分组加权循环策略, 根据子周期长度调度音视频桥接 (AVB,

audio-video-bridging) 队列, 减少了 AVB 帧的平均调度间隔, 并将整个调度周期分为一个受保护的时隙和一个不受保护的时隙, 利用动态规划最小化保护带, 从而提高带宽利用率。事实上, 相对于 CBS, CQF 调度方案的求解和时延分析更简单, 虽然其调度粒度较粗, 但仍能满足大带宽周期流的传输需要。因此, 若将 CQF 与能实现高精度调度的 TAS 相结合, 即可在满足混合流传输需求的前提下, 降低调度方案的求解复杂度。但目前关于该混合调度机制的研究仍较少。文献[18]提出限制 TAS 队列与 CQF 队列不可同时开启, 以实现时间敏感流的零抖动, 并降低时间敏感流对其他周期流的影响, 但 CQF 的双关门机制会带来缓存资源和传输带宽的浪费; 文献[19]对 TAS 结合 CQF 的混合传输框架进行了探究, 提出一种参数选择方法来确定网络的循环周期和时间调度单元, 以实现减少低时间敏感流的平均时延, 但该方案只给出了高时间敏感流的调度方案, 且在确定时间调度单元时, 对于 CQF 机制带给网络的约束考虑不够全面。因此, 基于现有研究的不足, 本文提出一种将 TAS 与 CQF 结合的流量调度 (HSTC, hybrid traffic scheduling combining TAS and CQF) 机制, 以实现 TSN 中混合流的高效调度。

本文的主要贡献如下。

1) 提出一种采用 HSTC 机制的新型 TSN 系统设计方案, 可满足时间敏感流与大带宽流的混合传输需求, 并给出调度方案的完整求解步骤。

2) 在提出的系统架构下设计确定网络最小调度时隙的方法, 并基于该最小时隙调整预订流量 (ST, scheduled traffic) 流的采样周期, 通过降低 ST 流对发送带宽的占用, 为 SR 流预留更多传输资源, 从而提升网络可调度性。

3) 进一步针对 SR 流, 提出奇偶映射的流映射策略, 并且, 当网络中出现 SR 流不可调度的情况时, 设计流偏移规划 (FOP, flow offset planning) 算法, 对 SR 流的注入时间进行偏移调整, 通过提高系统资源利用率, 进一步提升网络可调度性。

1 预备知识

TSN 是一个协议簇, 其中包含多种实现不同功能的子协议, 本文关注的问题是 TSN 中的流量调度技术, 并提出一种将现有的 TAS 与 CQF 结合的混合流量调度机制, 下面首先对 2 种相关 TSN 协议进行介绍。

1.1 IEEE 802.1Qbv

在 TSN 中, IEEE 802.1Qbv^[8]基于系统时间同步定义了时间感知整形机制, 该机制提供基于流量等级的周期性流量调度, 每个队列优先级不同, 进入交换机的数据包根据帧头的优先级信息, 被转发至相应队列。TAS 机制如图 1 所示, 其中, 各队列出口侧都有一个时间感知门, 当门控编码为 O 时, 门开启, 可以发送数据; 当门控编码为 C 时, 门关闭。当多个门同时开启时, 优先级选择器根据队列优先级由高至低传输数据包, 队列门控由门控列表进行周期性控制。

TAS 通过门控列表进行流量调度, 控制精度很高, 适用于传输对时延要求较高的时间敏感流。但随着网络中流数量的增加, 门控列表的计算复杂度会迅速提升, 因此, 如何高效求解门控列表是 TAS 机制需要解决的核心问题。

1.2 IEEE 802.1Qch

IEEE 802.1Qch^[9]提出循环排队转发的流量整形机制, 该机制可被看作 TAS 机制的简化形式, 其同样需要基于全局系统的精准时间同步。为降低对时间同步的要求, 文献[20-21]对循环特定转发等 CQF 的改进机制进行了研究。

具体地, CQF 机制将 2 个出口队列划分为一组, 通过“乒乓”式的策略, 按队列循环周期交替开启 2 个队列的门控, 从而实现流量整形。如图 2 所示, 奇数时隙, 队列 1 门控打开, 可以进行传输, 而队

列 2 门控关闭, 只能进行数据包的接收缓存; 偶数时隙, 2 个队列进行状态切换。

基于上述的存储转发机制, 当采用 CQF 机制进行流量调度时, 数据包在单个交换机内部经历的最大转发时延是确定的, 数据包的端到端时延仅与其经过的交换机跳数有关。因此, CQF 机制大大降低了 TAS 机制中门控列表带来的计算复杂度, 且时延抖动很小^[22], 但相对于 TAS, CQF 的控制精度较低, 数据包时延较大, 并不适合传输时间敏感度较高的关键信息。

综上, 本文提出一种将 TAS 与 CQF 进行有机结合的混合流量调度机制, 该机制在满足混合流传输需求的前提下, 降低了调度方案的求解复杂度, 并通过提高系统的资源利用率, 大幅提升了网络调度成功率, 实现了 TSN 中的高效流调度。

2 系统模型

2.1 系统架构

本文所提混合流量调度机制的 TSN 交换机结构如图 3 所示, 其中, 系统共有 w 个流输入端口, 每个输出端口前有 8 个输出队列。由于 TSN 使用 IEEE 802.3^[1]中虚拟局域网 (VLAN, virtual local area network) 头中的 PCP (priority code point) 字段 (0~7) 标记特定流的优先级, 因此输出队列至多可分为 8 个优先级。本文为采用 TAS 机制的队列分配最高优先级 7, 为采用 CQF

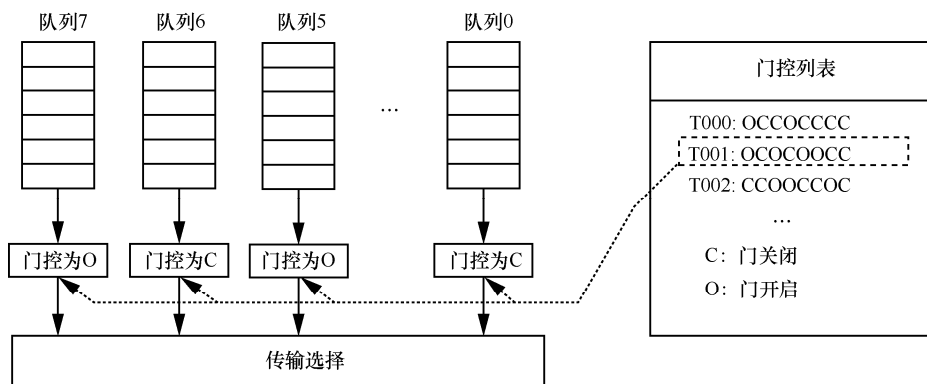


图 1 TAS 机制

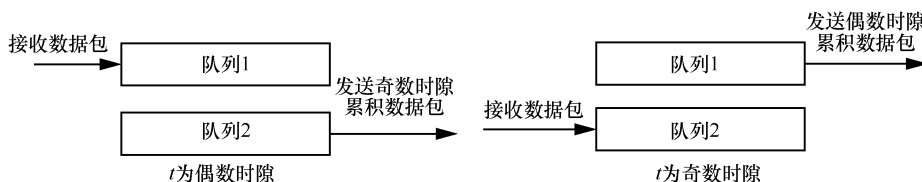


图 2 CQF 机制

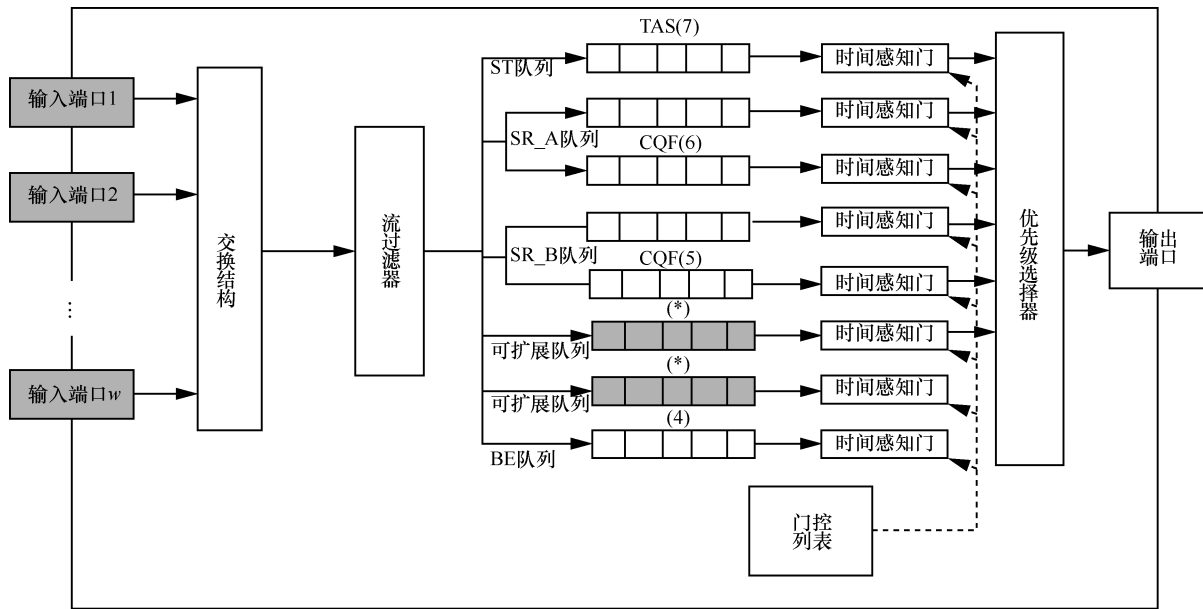


图3 TSN 交换机结构

机制的两组队列分配优先级 6 和 5，为 BE 队列分配最低优先级 4，其余 2 个队列可根据实际情况扩展使用。输入流经过交换结构后，流过滤器根据 PCP 字段将流转发至相应队列。队列出口侧采用门控列表控制，当多个门控同时打开时，优先级选择器按照队列优先级由高到低将数据包转发至输出端口。

2.2 问题描述

本文将输入流映射为四类，分别为 ST 流、SR_A 类流、SR_B 类流及 BE 流。其中，ST 流传输控制信息、同步信息等时间敏感信息，这些流数量少且包长短，但对时延和抖动有很高要求，传输过程应尽可能无等待，因此 ST 队列采用 TAS 机制并具有最高优先级 7。本文假设网络中共有 n 条 ST 流，由文献[23-25]可知，关键控制流的采样周期通常在一定范围内可调，因此在本文中，每条 ST 流 f_i^T 定义为一个五元组 $\{T_{i,\min}^T, T_{i,\max}^T, L_i^T, D_i^T, P^T\}$ ，其中， $T_{i,\min}^T$ 为流最小采样周期， $T_{i,\max}^T$ 为流最大采样周期， L_i^T 为数据包总长度， D_i^T 为流截止时间， P^T 为流优先级，所有 ST 流优先级都为 7。

SR 流是网络中传输非关键信息的大带宽周期流，相对于 ST 流，其采样周期大且对时延和抖动的要求低，但往往数量较多且包长较长。本文假设网络中共有 m 条 SR 流，每条 SR 流 f_j^R 定义为一个四元组 $\{T_j^R, L_j^R, D_j^R, P_j^R\}$ ，其中， T_j^R 为采样周期， L_j^R 为包长， D_j^R 为截止时间 (DDL, dealine)， P_j^R 为优先级，SR

流被划分为 A 类和 B 类，优先级分别为 6 和 5。

BE 流为网络中尽力传输的流，无固定周期，本文不考虑 BE 流的具体参数，仅将其优先级定义为最低优先级 4。

为更充分地利用系统资源，提高网络可调度性，实现工业网络中混合流的高效传输，本文提出一种结合 TAS 与 CQF 的 TSN 混合流量调度机制，在该机制的设计过程中，主要需解决以下 2 个问题。

1) 确定 ST 流实际采样周期

ST 流承载网络关键信息，应尽可能无等待传输，但由于 ST 队列具有最高优先级，若多个门控同时打开，当且仅当 ST 队列为空时，其他队列才有传输机会。若 ST 流始终按照最小采样周期采样，随着 ST 流数量上升，大部分传输带宽将被 ST 流占用。调整 ST 流采样周期如图 4 所示，应尽可能增大 ST 流的实际采样周期，以降低其带宽占用，为 SR 流预留更多传输资源。图 4 中， T_u 为网络最小时间调度单位。

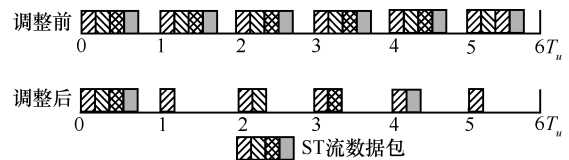


图4 调整 ST 流采样周期

2) SR 流规划

本文使用两组不同优先级队列传输 SR 流，因

此如何进行合理的流映射是 SR 流规划中首先解决的问题。

其次, 由于系统单位时隙的最大吞吐量以及交换机队列的最大缓存有限, 随着 SR 流数目增加, 仅仅依靠调整 ST 流, 难以保证全局流的可调度性, 因此需对 SR 流进行调整。SR 流对时延保障要求较低, 只需在截止时间前传输完成即可, 但由于 CQF 严格的存储转发机制, 上一时隙到达交换机的数据包必须在下一时隙全部发送, 因此本文对 SR 流的调整方式为时延源节点处数据包的发送时间, 以实现 SR 流在交换机处的时延注入。为实现对各源节点数据传输的精确控制, 本文所提机制均假设基于集中式软件定义网络 (SDN, software defined network) 架构^[26], 即存在集中用户配置 (CUC, central user configuration) 实现流拆包、传输时间计算以及路由选择, 存在集中式网络配置器 (CNC, central network controller) 来接收流传输请求, 对网络带宽和时延进行监控, 并实现配置信息下发。

网络拓扑及流特性如图 5 所示。设图 5 中 4 条数据流具有相同流特性, 最大传输单元 (MTU, maximum transmission unit) 为网络最大传输帧长, 交换机队列的最大缓存为 2MTU。若不对 SR 流进行注入时间调整, 如图 6 所示, 由于交换机缓存溢出, 流 3 和流 4 的所有数据包都会被丢弃; 若将二者在每个周期均向后偏移一个 T_u 注入, 如图 7 所示, 则网络中所有数据包均可成功传输。

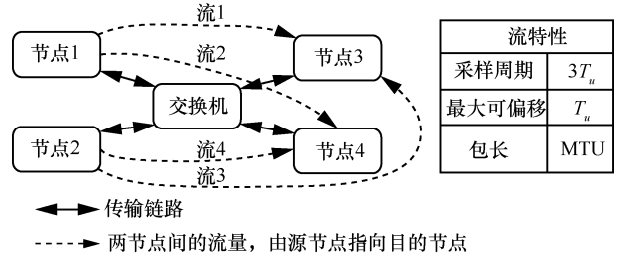


图 5 网络拓扑及流特性

当对 SR 流进行注入调整时, 除了避免缓存溢出, 还需考虑在发送时刻来自更高优先级流的干扰, 当待发送数据量超过单位时隙的最大吞吐量时, 网络将发生丢包。

2.3 网络约束

在本文中, 对于 TSN 中一组给定的流, 求解的流调度方案需满足以下网络约束。

1) 最小时隙约束

由于 T_u 为最小时间调度单位, 因此所有流周期都必须为 T_u 的整数倍, 令 T_g^R 为所有 SR 流周期的最大公约数, 则 T_u 的最大取值需小于 T_g^R , 且 T_u 的取值范围为 T_g^R 的因数集 $L = \{l_1, l_2, \dots, l_k\}$, 即

$$T_g^R = \text{GCD}(T_1^R, T_2^R, \dots, T_m^R)$$

$$T_u \leq T_g^R, T_u \in L \quad (1)$$

由于 ST 流的采样周期有上下界, 因此 T_u 需大于或等于所有 ST 流采样周期最小值中的最大值, 小于或等于所有 ST 流采样周期最大值中的最小值, 即

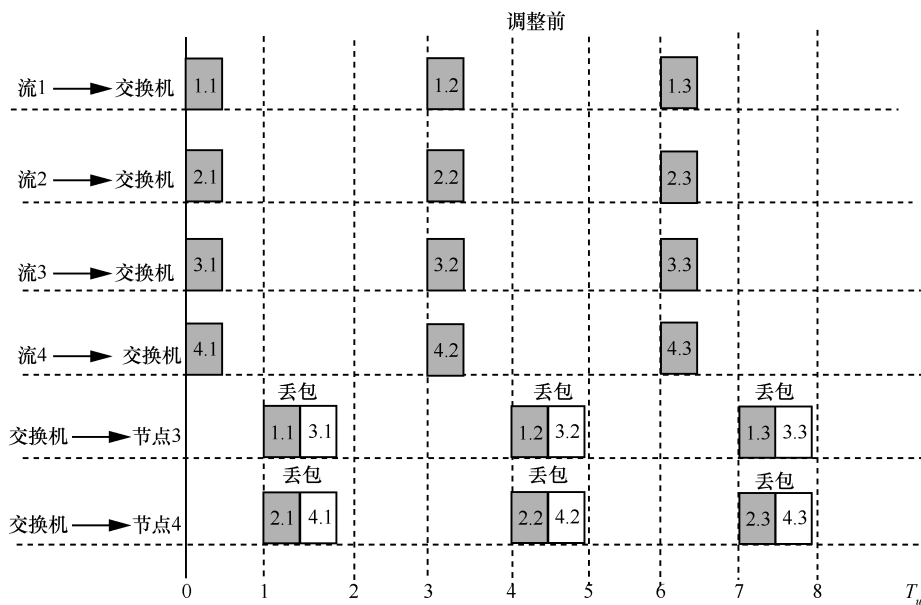


图 6 未调整 SR 流注入时间

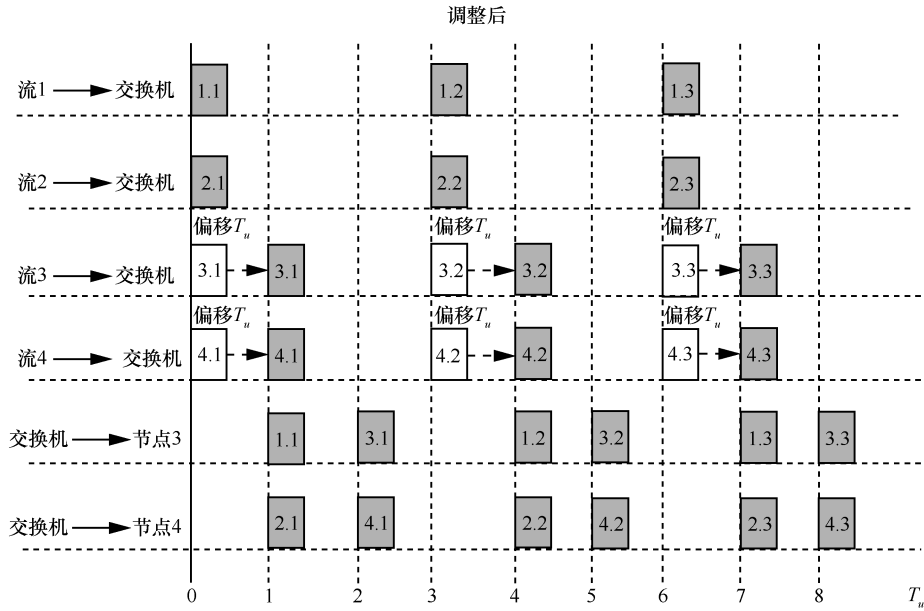


图 7 调整后 SR 流注入时间

$$\begin{aligned} T_u &\geq \max(T_{i,\min}^T) \\ T_u &\leq \min(T_{i,\max}^T) \end{aligned} \quad (2)$$

为减少关键流的时延和抖动，本文假设在某一时刻采样的 ST 流数据包需在该时刻内全部传输完成，即

$$T_u \geq \sum_{i=1}^n \frac{L_i^T}{B} \quad (3)$$

对于 SR 流，由于采用 CQF 机制，为保证时延可控，在上一个时刻内注入交换机的数据包需其在下一个时刻内全部转发，即

$$T_u \geq \frac{\text{BufSize}}{B} + \delta_{\max} \quad (4)$$

其中，BufSize 是交换机单个队列的最大缓存，B 是链路传输速率， δ_{\max} 是网络中由于时间同步精度等问题引起的最大时延。

2) 门控约束

对于 SR 队列，由于 CQF 机制以 T_u 为门控状态切换周期，上一个 T_u 内关闭的队列一定在下一个 T_u 打开，反之亦然。因此，所有 SR 队列的门控周期 T_{CQF} 均为 $2T_u$ ，即

$$T_{\text{CQF}} = 2T_u \quad (5)$$

对于采用 TAS 机制的 ST 队列，其门控循环周期 T_{TAS} 为所有 ST 流实际采样周期的最小公倍数，如式(6)所示。

$$T_{\text{TAS}} = \text{LCM}\{T_1^T, T_2^T, \dots, T_n^T\} \quad (6)$$

门控列表的总循环周期 T_{Gate} 为 ST 队列与 SR 队列门控循环周期的最小公倍数，即

$$T_{\text{Gate}} = \text{LCM}\{T_{\text{CQF}}, T_{\text{TAS}}\} \quad (7)$$

由于交换机内存有限，在一个门控循环周期内，交换机最多可存储 Gate_{\max} 个门控事件，因此 T_{Gate} 不能大于 Gate_{\max} ，即

$$T_{\text{Gate}} \leq \text{Gate}_{\max} \quad (8)$$

3) ST 流约束

① 采样周期约束。令 $r_i = \left\lceil \frac{T_{i,\min}^T}{T_u} \right\rceil$ ，由式(2)可

知， $T_u \geq \max(T_{i,\min}^T)$ ，因此 $r_i = 1$ ；令 $k_i = \left\lceil \frac{T_{i,\max}^T}{T_u} \right\rceil$ ，

对于任意一条 ST 流 f_i^T ，其实际采样周期 T_i^T 的取值范围为 $[1, 2, \dots, k_i]T_u$ ，即

$$\begin{aligned} T_i^T &= v_i T_u \\ v_i &\leq k_i, v_i \in \mathbb{Z}^+ \end{aligned} \quad (9)$$

② 总线占用率约束。为保证网络中的流均可调度，首先需保证在任意单位时刻 T_u 内，ST 流对总线的占用率均不大于 1，即

$$\sum_{i=1}^n \frac{L_i^T}{B} \leq 1 \quad (10)$$

③ 截止时间约束。本文取 f_i^T 的实际采样周期 T_i^T 为其截止时间，则 f_i^T 的数据包从产生到发送完成的总时延需小于或等于该流的截止时间，即

$$f_i^T.\text{delay} \leq D_i^T \quad (11)$$

对于 ST 流, 由于所有 ST 流具有相同最高优先级 7, 在任意时隙内, 当且仅当 ST 队列为空时, 其余队列才能进行发送。此外, 在本文约束条件下, 任意 T_u 内 ST 队列及 SR 队列内待发送的数据包都将在该时隙内发送完成, 因此不需要考虑上一时隙发送的数据包对下一个时隙造成的干扰。则对于任意一条 ST 流 f_i^T , 其时延包括比 f_i^T 先进入队列的 ST 流数据包的传输时间、 f_i^T 自身数据包的传输时间。ST 流时延构成如图 8 所示, f_i^T 的时延可由式(12)计算得到。

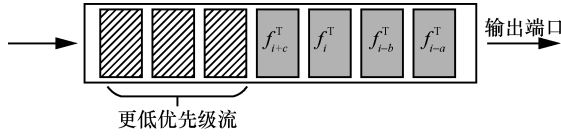


图 8 ST 流时延构成

$$f_i^T.\text{delay} = \sum_{\substack{k=0 \\ f_i^T T_u^q=1}}^i \frac{L_k^T}{B} \quad (12)$$

其中, $f_i^T T_u^q = 1$ 表示流 f_i^T 在第 q 个单位时隙内采样。

4) SR 流约束

① 转发时延约束。为保证转发时延可控, CQF 机制要求在上一个 T_u 内进入队列缓存的数据包必须在下一 T_u 内全部发送。数据包在交换机内经历的转发时延包括两部分, 第一部分为缓存时延, 第二部分为传输时延。因为门控切换周期为 T_u , 所以缓存时延和传输时延的上界均为 T_u 。因此, 数据包在交换机内部经历的转发时延需小于或等于 $2T_u$, 即

$$f_j^R.\text{forward} \leq 2T_u \quad (13)$$

② 最大偏移约束。本文以时刻 0 作为计算相对偏移量的参考点, 由转发时延约束可知, SR 流数据包的最大转发时延为 $2T_u$, 因此 f_j^R 的最大注入偏移为其截止时间减去最大转发时延, 即

$$f_j^R.\text{offset} \leq \frac{D_j^R}{T_u} - 2T_u \quad (14)$$

③ 截止时间约束。与 ST 流类似, f_j^R 的数据包从产生到发送完成的总时延需小于或等于该流的截止时间, 即

$$f_j^R.\text{delay} \leq D_j^R \quad (15)$$

对于任意一条 SR 流 f_j^R , 由于采用 CQF 机制, 其时延包括以下部分: 更高优先级流的发送时延, 其中包括 ST 流及优先级高于 f_j^R 的其他 SR 流; 优先级与 f_j^R 相同, 但先进入队列的其他 SR 流的发送时延; 交换机缓存时延; f_j^R 数据包的发送时延。本文假设入队速率远大于出队速率, 因此所有 SR 流数据包在交换机中的缓存时延均为 T_u 。令 $\text{hp}(i)$ 表示所有优先级高于 f_j^R 的流合集, $\text{sp}(i)$ 表示所有优先级与 f_j^R 相同的流合集。SR 流时延构成如图 9 所示, 则 f_j^R 的时延可由式(16)计算得到。

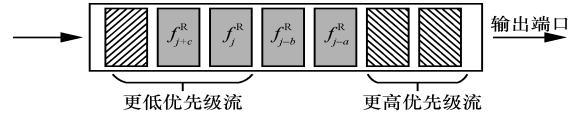


图 9 SR 流时延构成

$$f_j^R.\text{delay} = \sum_{\substack{\forall k \in \text{hp}(i) \\ f_k^T T_u^q=1}}^n \frac{L_k^T}{B} + \sum_{\substack{\forall s \in \text{hp}(i) \\ f_s^R T_u^{q-1}=1}}^m \frac{L_s^R}{B} + \sum_{\substack{\forall w \in \text{sp}(i) \\ f_w^R T_u^{q-1}=1}}^i \frac{L_w^R}{B} + T_u \quad (16)$$

其中, $f_j^R T_u^{q-1} = 1$ 表示 f_j^R 在第 $q-1$ 个时隙注入交换机, 在第 q 个时隙内发送。

本文的研究问题为如何在满足以上所有约束的前提下, 实现对 TSN 流调度方案的高效求解。为评估所提方案性能, 本文采用网络调度成功率 $\text{SRate}^{[27]}$ 作为性能衡量指标, 该指标表示当满足网络的全部约束条件时, 可成功求解出网络调度方案的仿真实验次数 n_s 与总实验次数 n_{all} 的比值, 即

$$\text{SRate} = \frac{n_s}{n_{\text{all}}} \quad (17)$$

3 HSTC 机制

本文所提的 HSTC 机制可分为以下两部分。

1) 根据网络约束, 确定网络最小时隙 T_u , 并调整 ST 流的采样周期, 降低 ST 流对总线的占用, 为 SR 流预留更多传输资源, 提高网络调度成功率。

2) 对 SR 流进行规划。首先, 采用奇偶映射的方法将 SR 流映射为 SR_A 类及 SR_B 类; 其次, 当经过 ST 流采样周期调整后, 网络状态仍为不可

调度时,采用 FOP 算法对 SR 流进行注入偏移调整,进一步提升网络可调度性。

3.1 确定 T_u 调整 ST 流采样周期

由网络约束可知, T_u 与流属性、链路速率、交换机缓存大小、最大门控数量等因素有关,而 TAS 的控制精度与 T_u 成反比,因此需在满足所有网络约束的前提下,求解网络最小时隙,以尽可能提升 TAS 的控制精度。其次,由 ST 流的采样周期约束可知,对于 ST 流 f_i^T ,其实际采样周期上界为 $k_i T_u$, T_u 越小, $k_i T_u$ 接近 f_i^T 理想采样周期上界 $T_{i,max}^T$ 的可能性越大,则当对所有 ST 流进行采样周期调整后,ST 流整体总线占用率就越小。因此,本文提出一种在 HSTC 机制中确定最小时隙 T_u 并调整 ST 流采样周期的方案,具体步骤如下。

步骤 1 将 T_g^R 的因数集 L 内的元素按升序排列,并令 $x=1$, $T_u = L(x)$ 。

步骤 2 检查此时 T_u 的取值是否满足式(1)~式(4)的最小时隙约束,若满足进入步骤 3,否则令 $x = x + 1$, $T_u = L(x)$,重复步骤 2。

步骤 3 按照流编号,对每一条 ST 流 f_i^T 计算 $k_i = \left\lceil \frac{T_{i,max}^T}{T_u} \right\rceil$, 并取 $T_i^T = k_i T_u$ 。

步骤 4 检查此时各参数取值是否满足式(5)~式(8)的门控约束,若满足则流程结束,否则令 $x = x + 1$, $T_u = L(x)$,返回步骤 2。

上述算法的流程如图 10 所示。

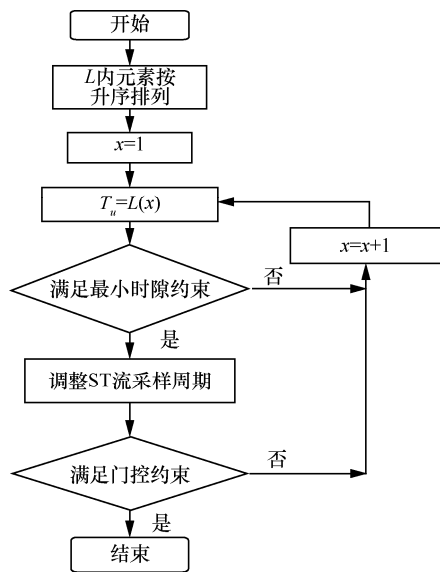


图 10 确定 T_u 并调整 ST 流采样周期算法流程

3.2 SR 流规划

3.2.1 SR 流映射

现有的流分类方法通常是将更高优先级分配给时间敏感度高的流,例如 IEEE 802.1QBA^[28]中将发送间隔和截止时间更小的流分为 A 类,其余分为 B 类,但在本文研究场景下,这样的流映射方式并不合理。如图 11(a)所示,对于一组给定的 SR 流,若将截止时间较短的前 50%的流映射为 A 类,后 50%映射为 B 类,则当对 SR 流进行注入调整时,由于 A 类流的最大可偏移量 off_{max}^A 小于 B 类流的最小可偏移量 off_{min}^B ,则相对于 B 类流,A 类流的调整范围集中在偏移量较小的少量时隙中,很容易发生缓存溢出,且偏移量较大时隙的缓存资源被浪费。而对于 B 类流,由于可调整范围较大,应尽可能利用偏移量较大时隙的缓存资源,将偏移量小的缓存时隙留给 A 类流。

因此,为充分利用 SR 队列缓存资源,本文采用奇偶映射的方式对 SR 流进行分类,如图 11(b)所示。将所有 SR 流按截止时间升序排序并编号后,将奇数流映射为 A 类,偶数流映射为 B 类,从而平衡两组 SR 队列的可偏移范围,减少由于缓存溢出导致的调度失败,从而提高网络的可调度性。

3.2.2 FOP 算法

采用 2.1 节提出的方案确定 T_u 及 ST 流实际采样周期,可为 SR 流预留更多传输资源,但当 SR 流数量较大时,该方案仍难以保证网络的可调度性,因此,在 2.1 节基础上,本文进一步提出 FOP 算法对 SR 流进行注入时间规划。

ST 流具有最高优先级,在每个时隙 T_u 内优先传输,且由式(13)中 SR 流转发时延约束可知,对于任意 SR 队列,门控开启后该队列内数据包必须在一个时隙内全部发送,因此在进行注入调整时,只需保证被调度的 SR 流满足相关约束,则其就不会对下一时隙的 ST 流造成干扰。

对于任意一条 SR 流 f_j^R ,其最大偏移量可由式(14)计算得到。当 SR 流数量较少时,网络的搜索空间是可管理的,且可能存在多种可行方案,因此可通过穷举法进行求解;当网络规模不断上升时,例如,SR 流数量达到 200 条,假设每条流的最大可偏移量均为 10,加上不进行偏移调整的情况,整个搜索空间达到了 11^{200} ,此时穷举法将不再可行。因此,为实现 SR 流调度方案的高效求解,FOP 算法综合

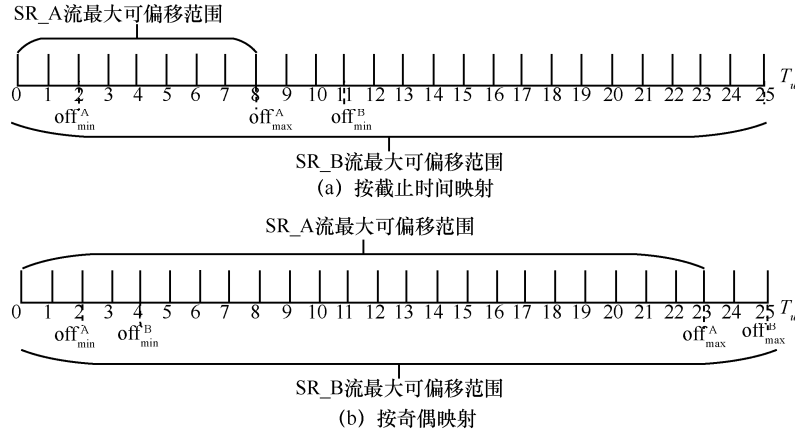


图 11 SR 流映射

考虑了流属性和系统资源的实时占用情况, 采用流排序与时隙排序结合的方式, 对整个网络中的 SR 流进行逐流调度。

超周期 T_{sup} 是网络中 ST 流及 SR 流的流周期的最小公倍数, 如式(18)所示。由于 ST 流及 SR 流都是周期流, 因此整个网络以 T_{sup} 为循环周期, 在求解调度方案时, 仅需保证一个超周期内网络的可调度性即可。

$$T_{sup} = \text{LCM}\{T_1^T, T_2^T, \dots, T_n^T, T_1^R, T_2^R, \dots, T_m^R\} \quad (18)$$

本文用 3 个长度为 $\frac{T_{sup}}{T_u}$ 的表格 Q_{band} 、 Q_{buf_1} 、 Q_{buf_2} 来记录一个超周期 T_{sup} 内已调度流对发送带宽的占用率和对 SR 队列的缓存占用率。其中, Q_{band} 记录各时隙的带宽占用率, 即

$$Q_{band}(q) = \sum_{\substack{i=0 \\ f_i^T T_u^q=1}}^n \frac{L_i^T}{BT_u} + \sum_{\substack{j=0 \\ f_j^R T_u^{q-1}=1}}^m \frac{L_j^R}{BT_u} \quad (19)$$

Q_{buf_1} 和 Q_{buf_2} 记录优先级为 6 和 5 的两组队列在各时隙内的缓存占用率, 即

$$Q_{buf_1}(q) = \sum_{\substack{j=0 \\ f_j^R T_u^q=1, f_j^R P_j^R=6}}^m \frac{L_j^R}{\text{BufSize}} \quad (20)$$

$$Q_{buf_2}(q) = \sum_{\substack{j=0 \\ f_j^R T_u^q=1, f_j^R P_j^R=5}}^m \frac{L_j^R}{\text{BufSize}} \quad (21)$$

由式(14)中 SR 流最大偏移约束可知, 对于任意一条 SR 流 f_j^R , 其至多可推迟 $\frac{D_j^R}{T_u} - 2T_u$ 个时隙注入交换机, 即在考虑注入偏移时, 已将 SR 流在交换机中的最大转发时延 $2T_u$ 考虑在内; 其次, 由于 SR 队列采用 CQF 机制, 因此在任意时隙 T_u^q 内,

同一优先级的一组队列中有且只有一个队列进行缓存, 另一队列进行数据发送。综上, 在进行偏移注入调整时, 只需保证表 Q_{band} 、 Q_{buf_1} 和 Q_{buf_2} 没有任何时隙的带宽占用率或缓存占用率大于 1, 即可保证调度方案满足式(15)中 SR 流的时延约束。FOP 算法伪代码如算法 1 所示。

算法 1 FOP 算法

输入 ST 流 $F^T = \{f_i^T, i=1, 2, \dots, n\}$

SR 流 $F^R = \{f_j^R, j=1, 2, \dots, m\}$

T_u , T_{sup} , Bufsize, B

Q_{band} , Q_{buf_1} , Q_{buf_2}

输出 网络可调度性 Schedulability

SR 流偏移量 $\text{off} = \{f_j^R.\text{offset}\}$

($j=1, 2, \dots, m$)

1) 初始化: 更新 Q_{band} , $\text{fail_tmp} = 0$,
Schedulability = true

2) 流排序 $F^R = \text{sortflows}(F^R)$

3) for f_j^R in F^R do

4) $\text{cspace} = []$

5) for $c_tmp = 0$, $c_tmp \leq f_j^R.\text{offset}_{\max}$,
 c_tmp++ do

6) if $\text{check_slot}(c_tmp) == \text{true}$ do

7) $\text{cspace} [] \leftarrow c_tmp$

8) end if

9) end for

10) if $\text{length}(\text{cspace}) > 0$ do

11) $\text{cspace} = \text{sortslot}(\text{cspace})$

12) $f_j^R.\text{offset} = \text{cspace}[0]$

13) if $f_j^R.\text{delay} > D_j^R$ do

```

14)      fail_tmp = 1
15)      break
16)     else
17)       更新  $Q_{band}$ ,  $Q_{buf_1}$  或  $Q_{buf_2}$ 
18)     end if
19)  else
20)    fail_tmp = 1
21)    break
22)  end if
23) end for
24) if fail_tmp == 1 do
25)   Schedulability = false
26) end if
27) return Schedulability, off

```

在算法 1 中，步骤 1) 进行初始化，此时还未对 SR 流进行调度，因此只需根据式(19)更新 ST 流在各时隙的发送带宽占用率，fail_tmp 用来标记是否存在不可调度的 SR 流，将 Schedulability 的初始值设为真，即网络可调度。

步骤 2) 对 SR 流进行流排序，由于采用逐流调度，先调度流可选择利用的网络资源更多，因此流调度顺序对网络调度成功率有重要影响^[14-15]，应综合考虑流特性，优先调度占用资源多的流。例如，优先调度包长最长的流，优先调度周期最短的流，优先调度截止时间更短的流；为综合考虑以上特性，本文方案采用加权求和方式得到每条 SR 流的调度优先值 ov_j ，并按 ov_j 大小对 SR 流降序排序并编号， ov_j 计算式为

$$ov_j = x_1 \left(1 - \frac{T_j^R}{T_{max}^R} \right) + x_2 \left(1 - \frac{D_j^R}{D_{max}^R} \right) + x_3 \frac{L_j^R}{L_{max}^R}$$

$$x_1 + x_2 + x_3 = 1, j = 1, 2, \dots, m \quad (22)$$

其中， x_1 、 x_2 和 x_3 分别为包长、周期和截止时间的权重。由于 3 种流特性维度不同，因此先通过将各流参数与所有待调度流中该参数的最大值相除，进行归一化处理后再进行加权求和。由于 3 种因素对网络调度成功率的影响并不相同^[14]，且影响程度与系统中流参数的取值范围紧密相关，为确定权重大小，本文在相同的网络参数生成范围内进行蒙特卡罗仿真实验，每次实验给定一组 TSN 流，并分别仅按一种因素进行流排序，其余调度步骤相同，最终比较 3 种策略下的网络调度成功率。经大量实验发现，在本文采用的网络配置和流配置下，以 3 种方案中最优策略和次优策略间性能差值最大点的网络调度成功率之比作为

权重之比时，加权排序算法的性能较优，因此本文按照该方式确定 x_1 、 x_2 、 x_3 的取值。

步骤 3)~步骤 22) 按照流排序结果，依次对 SR 流进行调度，其中，cspace 是待调度流 f_j^R 可选注入时隙的集合。在每个循环中，步骤 4) 将 cspace 初始化为空。步骤 5)~步骤 9) 在 f_j^R 流的可调整偏移范围内，通过 check_slot 依次检查每个时隙是否可用，具体过程如下。

1) 对于待调度流 f_j^R ，通过式(23)和式(24)计算其在一个时隙内对带宽的占用率 q_1 及对缓存的占用率 q_2 。

$$q_1 = \frac{L_j^R}{BT_u} \quad (23)$$

$$q_2 = \frac{L_j^R}{BufSize} \quad (24)$$

2) 对于偏移调整范围内的任意时隙 c_tmp ，若流 f_j^R 在该时隙注入，需保证一个超周期内 f_j^R 的任意发送时隙和缓存时隙均不存在溢出，即当 c_tmp 满足式(25)和式(26)的约束时， c_tmp 为一个可用偏移时隙。

$$Q_{band}(c_tmp + 1 + hT_j^R) + q_1 \leq 1 \quad (25)$$

$$Q_{buf}(c_tmp + hT_j^R) + q_2 \leq 1$$

$$s = \frac{T_{sup}}{T_j^R}, \forall h \in \{0, 1, \dots, (s-1)\} \quad (26)$$

3) 将可用偏移时隙加入集合 cspace。为均衡各时隙负载，充分利用系统资源，减少发送溢出和缓存溢出， f_j^R 应优先选择资源利用率低的时隙注入，步骤 11) 对筛选出的时隙按综合利用率 oc_{c_tmp} 进行升序排序， oc_{c_tmp} 计算式为

$$oc_{c_tmp} = \frac{1}{s} \times \frac{1}{2} \sum_{h=0}^{s-1} Q_{band}(c_tmp + 1 + hT_j^R) +$$

$$\begin{cases} Q_{buf_1}(c_tmp + hT_j^R), f_j^R.P_j^R = 6 \\ Q_{buf_2}(c_tmp + hT_j^R), f_j^R.P_j^R = 5 \end{cases} \quad (27)$$

步骤 12) 中， f_j^R 流选择 oc_{c_tmp} 最小的时隙为注入时隙。步骤 13)~步骤 15) 计算 f_j^R 时延，检查是否满足截止时间约束，由前文论述可知，当满足最大偏移约束且不存在发送溢出及缓存溢出时，即可保证 f_j^R 满足截止时间约束。步骤 17) 中，当 f_j^R 调度成功时，则根据式(19)~式(21)更新 Q_{band} 、

Q_{buf_1} 和 Q_{buf_2} ; 若 f_j^R 流无可选注入时隙, 则认为网络调度失败, 将 Schedulability 设为 false。

4 实验和评估

为验证所提 HSTC 机制核心算法的性能, 本文搭建实验平台, 从 ST 流带宽占用率、流调度优先级、SR 流映射、注入时隙选择等角度, 将本文所提机制与现有机制进行性能仿真对比验证, 对比当网络中的 ST 流及 SR 流都经由图 3 所示结构的 TSN 交换机转发至同一接收端时, 不同调度方案的性能。

4.1 实验参数设置

实验设置网络最大帧长 MTU=1 500 B, 交换机单队列的最大缓存值 BufSize=6MTU, 链路速率 $B=1\ 000$ Mbit/s, $\delta_{max}=1\ \mu s$ 。每条 ST 流的最大采样周期和包长分别从集合 {0.6, 0.8, 1, 1.2, 1.6}ms 和 {0.4, 0.5, 0.6, 0.7, 0.8, 0.9, 1}KB 中随机选取, 所有 ST 流的最小采样周期均设为 0.1 ms, ST 流的截止时间为其实际采样周期。SR 流采样周期和包长分别从集合 {4, 6, 8, 10, 12, 16, 20}ms 和 {1.5, 2, 2.5, 3, 3.5, 4, 4.5}KB 中随机选取, 每条 SR 流的截止时间取 $[0.5T_j^R, T_j^R]$ 范围内一个随机整数值。

4.2 实验结果分析

1) ST 流带宽占用率

为验证调整 ST 流采样周期对网络性能的影响, 实验在不考虑网络中存在其他类型流的前提下, 仿真当网络中存在 2~12 条 ST 流时, 调整采样周期前后 ST 流对系统发送带宽的占用率, 实验结果如图 12 所示。

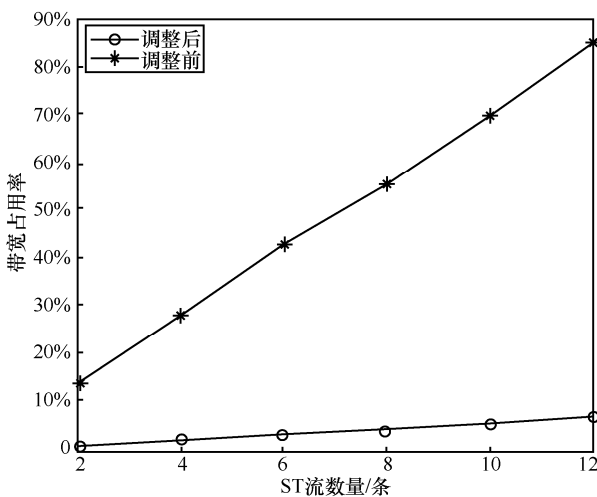


图 12 ST 流对系统发送带宽的占用率

由图 12 可知, 当不进行采样周期调整, 始终以相同最小采样周期作为 ST 流的实际采样周期时, 随

着流数量的增加, ST 流对发送带宽的占用率近似呈线性关系增长, 当流数目达到 12 时, 发送 ST 流占据了 80% 以上的网络带宽, 这将导致 SR 流几乎无法传输。而采用本文所提方案调整采样周期后, ST 流的带宽占用率大幅降低, 为 SR 预留出了更多传输资源, 从而有利于提高网络可调度性。

2) 流调度优先级

在逐流调度过程中, 先调度流可选择利用的网络资源更多, 为提升网络调度成功率, 应优先调度占用资源较多的流。因此, 在本文所提的 FOP 算法中, 综合考虑了截止时间、采样周期及包长 3 个衡量资源占用的流参数, 通过加权求和对 SR 流进行排序调度。实验与 3 种常用的流排序方案, 即最短截止时间优先、最小采样周期优先和最大包长优先的方案进行对比, 仿真当网络中存在 10 条 ST 流、180~250 条 SR 流时, 不同流排序方案的网络调度成功率, 仿真结果如图 13 所示。

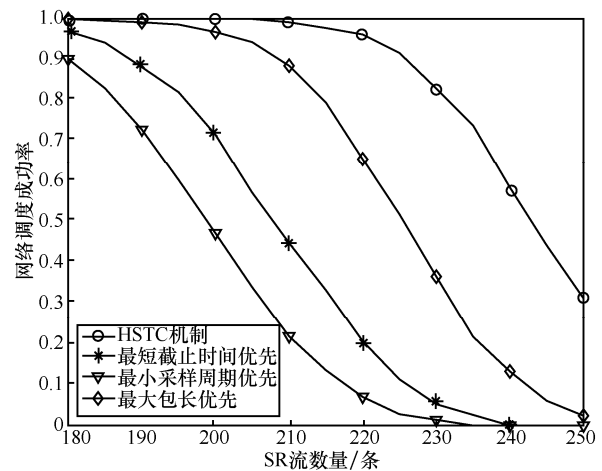


图 13 不同流排序方案的网络调度成功率

实验结果表明, 本文所提方案具有最优性能, 其余 3 种方案性能排序依次为最大包长优先、最短截止时间优先、最小采样周期优先。其中, 当 SR 流数量为 210 条时, 最大包长优先方案与最短截止时间优先方案的网络调度成功率差值达到最大, 此时 3 种方案的网络调度成功率之比约为 0.62:0.26:0.12, 因此本文按照该比值确定加权排序算法中 x_1 、 x_2 、 x_3 的权重。实验结果表明, 相对于次优的最大包长优先方案, HSTC 机制所采用的加权排序方案至多能将网络调度成功率提高 52%。

3) SR 流映射

为提高交换机缓存利用率, 减少偏移量较小时隙的缓存溢出, 本文提出奇偶映射的流映射策

略,为验证该方法性能,与文献[28]所提的按 DDL 映射的方案进行对比。在对比实验中,将截止时间最短的前 50%的流映射为 SR_A 类,后 50%的流映射为 SR_B 类,其他参数相同,仿真当网络中存在 10 条 ST 流、200~250 条 SR 流的情况下,2 种流映射方案的网络调度成功率,仿真结果如图 14 所示。

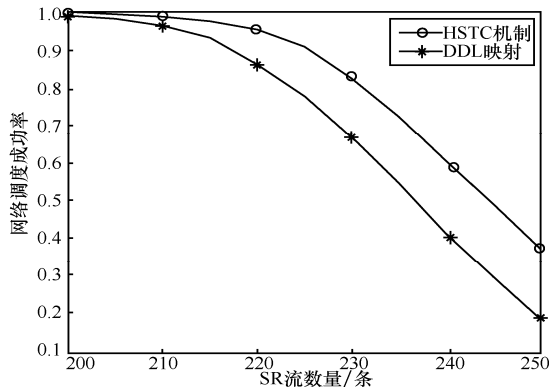


图 14 不同流映射方案的网络调度成功率

由图 14 可知,随着 SR 流数量的增加,奇偶映射方案对提升网络调度成功率的影响越显著,2 种方案的网络调度成功率的最大差值达到 0.2,因此可证明,在本文所研究场景下,奇偶映射是一种合理有效的流映射方案。

4) 注入时隙选择

在 FOP 算法中,当采用加权排序确定 SR 流调度顺序后,针对某条待调度流,本文采用时隙排序方案确定流的实际注入时隙,为验证该方案的有效性,实验与随机选择注入及文献[29]所采用的最近注入的方案进行对比,仿真在网络中存在 10 条 ST 流、100~280 条 SR 流的情况下,不同注入选择方案的网络调度成功率和平均带宽利用率,仿真结果如图 15 和图 16 所示。

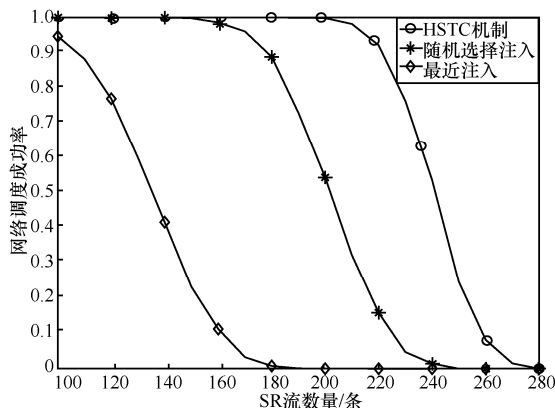


图 15 不同注入选择方案的网络调度成功率

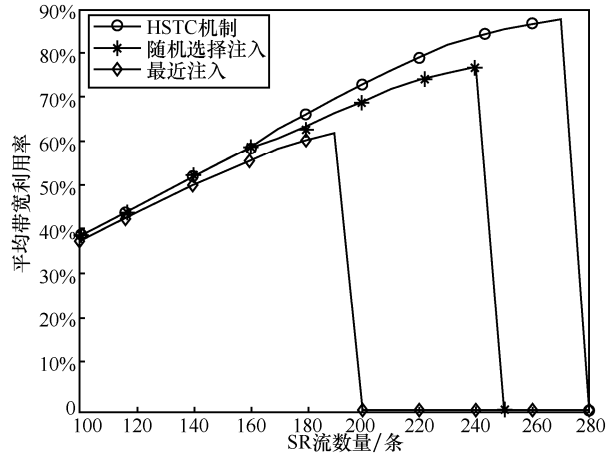


图 16 不同注入选择方案的平均带宽利用率

由图 15 可知,相较于次优的随机选择注入方案,HSTC 中的时隙排序方案可将网络调度成功率的值至多提升 0.77。同时,由图 16 仿真结果可知,时隙排序方案的极限带宽利用率可达 88%,而其余 2 种方式仅能达到 62%和 76%,这表明,本文的注入时隙选择方案实现了更好的负载均衡,通过增大系统带宽利用率来提升网络可调度性。

5) 综合对比

为对所提出的 HSTC 机制进行性能综合验证,在本文所研究场景下,以相同网络配置及流参数与文献[14]所提结合特定领域知识的启发式求解 (Tabu-ITP-交换) 方案及文献[15]所提在线逐流调度 (FITS, flow injection time scheduling) 方案进行性能对比。其中,禁忌表的长度为 100 条,交换概率系数设为 0.8,仿真当网络中存在 10 条 ST 流、220~250 条 SR 流的情况下,3 种方案的网络调度成功率和求解时间,仿真结果如图 17 和图 18 所示。

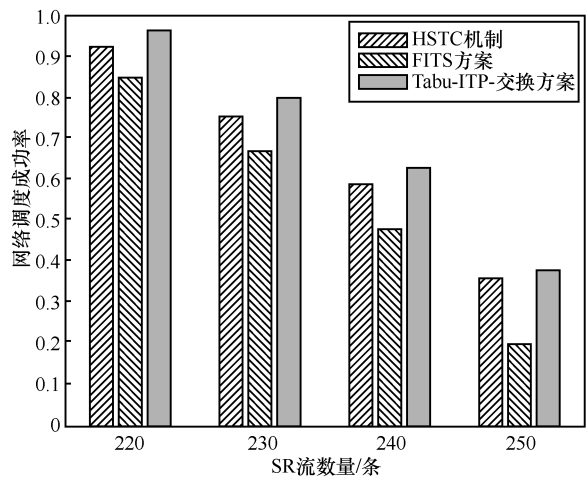


图 17 不同方案的网络调度成功率

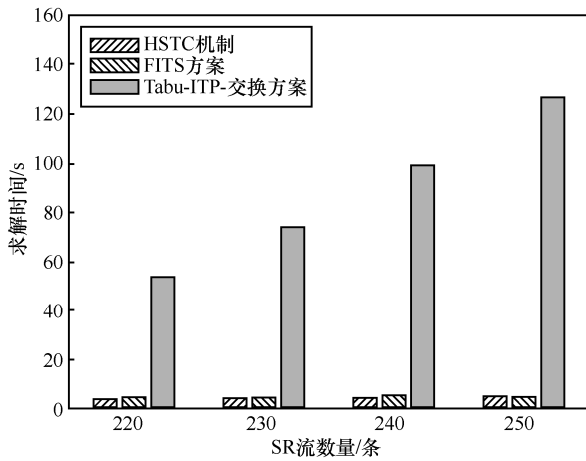


图 18 不同方案的求解时间

由图 17 可知, 使用启发式方法求解的 Tabu-ITP-交换方案具有最高网络调度成功率, 该方案通过引入流密度和流多级排序, 获得收敛速度和映射质量之间的良好折中, 但由图 18 的求解时间可知, 相对于逐流调度的 2 种方案, 启发式方案的求解时间复杂度仍旧极高, 难以实现系统流的快速求解及部署。HSTC 与 TA-ITP-交换方案的最大网络调度成功率差值小于 4%, 且随流数目增加性能差距不断减小, 并大幅降低求解时长。FITS 方案以最小的队列消耗增量确定偏移量以实现负载均衡, 且求解时间复杂度较低, 但在确定流调度顺序时, 没有考虑不同流参数对网络调度成功率的影响大小, 采取直接将不同维度的流参数相乘求积后排序的方法, 且没有考虑截止时间的影响, 因此相较于其余 2 种方法, 网络调度成功率较低。综上, 在本文所研究场景下, HSTC 机制实现了降低求解复杂度与提升调度性能的双重优化。

5 结束语

目前, 如何在工业网络中充分发挥 TSN 精准的流量调度能力, 为生产控制系统提供确定性和实时性保障, 仍是 TSN 的一个研究重点。为此, 本文提出 HSTC 机制, 将 TAS 与 CQF 这 2 种现有方案进行有机结合, 并根据时间敏感流和大带宽流的流特性, 为两类流制定不同的调度策略。实验结果表明, HSTC 机制通过提升系统资源利用率显著提高了网络可调度性, 实现了 TSN 混合流的高效调度。

现有对 TSN 的网络规划多基于离线调度场景, 但在实际工业网络中, 还存在由事件触发的少量突发流量, 这些流无固定参数, 但对系统的正常

运转有着重要影响, 因此如何改进现有方案, 使之同时支持突发流的混合传输, 是本文下一步的研究方向。

参考文献:

- [1] IEEE. IEEE standard for Ethernet: IEEE Std 802.3-2015 (Revision of IEEE Std 802.3-2012) [S]. 2016.
- [2] DECOTIGNIE J D. Ethernet-based real-time and industrial communications[J]. Proceedings of the IEEE, 2005, 93(6): 1102-1117.
- [3] SCHEMM E. SERCOS to link with Ethernet for its third generation[J]. Computing and Control Engineering, 2004, 15(2): 30-33.
- [4] 黄韬, 汪硕, 黄玉栋, 等. 确定性网络研究综述[J]. 通信学报, 2019, 40(6): 160-176.
HUANG T, WANG S, HUANG Y D, et al. Survey of the deterministic network[J]. Journal on Communications, 2019, 40(6): 160-176.
- [5] STEINER W, CRACIUNAS S S, OLIVER R S. Traffic planning for time-sensitive communication[J]. IEEE Communications Standards Magazine, 2018, 2(2): 42-47.
- [6] NASRALLAH A, THYAGATURU A S, ALHARBI Z, et al. Ultra-low latency (ULL) networks: the IEEE TSN and IETF DetNet standards and related 5G ULL research[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2019, 21(1): 88-145.
- [7] IEEE. IEEE standard for local and metropolitan area networks - timing and synchronization for time-sensitive applications in bridged local area networks: IEEE Std 802.1AS-2011 [S]. 2011.
- [8] IEEE. IEEE standard for local and metropolitan area networks—bridges and bridged networks - amendment 25: enhancements for scheduled traffic: IEEE Std 802.1Qbv-2015 (amendment to IEEE Std 802.1Q-2014 as amended by IEEE Std 802.1Qca-2015, IEEE Std 802.1Qcd-2015, and IEEE Std 802.1Q-2014/Cor 1-2015)[S]. 2015.
- [9] IEEE. IEEE standard for local and metropolitan area networks—bridges and bridged networks—amendment 29: cyclic queuing and forwarding: IEEE 802.1Qch-2017 [S]. 2017.
- [10] IEEE. IEEE standard for local and metropolitan area networks—virtual bridged local area networks—amendment 12: forwarding and queuing enhancements for time-sensitive streams: IEEE Std 802.1Qav-2009 (Amendment to IEEE Std 802.1Q-2005) [S]. 2009.
- [11] IEEE. IEEE standard for local and metropolitan area networks—bridges and bridged networks—amendment 31: stream reservation protocol (SRP) enhancements and performance improvements: IEEE Std 802.1Qcc-2018 (Amendment to IEEE Std 802.1Q-2018 as amended by IEEE Std 802.1Qcp-2018) [S]. 2018.
- [12] ANSAH F, ABID M A, DE MEER H. Schedulability analysis and GCL computation for time-sensitive networks[C]//Proceedings of 2019 IEEE 17th International Conference on Industrial Informatics. Piscataway: IEEE Press, 2019: 926-932.
- [13] MEHEDI H M, KHAN S, FENG H, et al. Improved end to end delay in CBS using data compression for time sensitive network[C]//Proceedings of 2021 2nd Information Communication Technologies Conference (ICTC). Piscataway: IEEE Press, 2021: 172-177.
- [14] YAN J L, QUAN W, JIANG X Y, et al. Injection time planning: making CQF practical in time-sensitive networking[C]//Proceedings of IEEE INFOCOM 2020 - IEEE Conference on Computer Communica-

- tions. Piscataway: IEEE Press, 2020: 616-625.
- [15] QUAN W, YAN J L, JIANG X Y, et al. On-line traffic scheduling optimization in IEEE 802.1Qch based time-sensitive networks[C]//Proceedings of 2020 IEEE 22nd International Conference on High Performance Computing and Communications; IEEE 18th International Conference on Smart City; IEEE 6th International Conference on Data Science and Systems. Piscataway: IEEE Press, 2020: 369-376.
- [16] LI E S, HE F, LI Q, et al. Bandwidth allocation of stream-reservation traffic in TSN[J]. IEEE Transactions on Network and Service Management, 2021, 19(1):741-755.
- [17] CAO Z P, LIU Q R, LIU D P, et al. Enhanced system design and scheduling strategy for switches in time-sensitive networking[J]. IEEE Access, 2021, 9: 42621-42634.
- [18] HUANG Y D, WANG S, WU B W, et al. TACQ: enabling zero-jitter for cyclic-queuing and forwarding in time-sensitive networks[C]//Proceedings of IEEE International Conference on Communications. Piscataway: IEEE Press, 2021: 1-6.
- [19] ZHANG J L, XU Q M, LU X Z, et al. Coordinated data transmission in time-sensitive networking for mixed time-sensitive applications[C]//Proceedings of the 46th Annual Conference of the IEEE Industrial Electronics Society. Piscataway: IEEE Press, 2020: 3805-3810.
- [20] 莫益军, 杨子涵, 刘辉宇, 等. 面向大规模确定性网络的全局循环排队与转发机制[J]. 电信科学, 2021, 37(10): 55-65.
MO Y J, YANG Z H, LIU H Y, et al. Global cyclic queuing and forwarding mechanism for large-scale deterministic networks[J]. Telecommunications Science, 2021, 37(10): 55-65.
- [21] PENG G Y, WANG S, HUANG Y D, et al. Traffic shaping at the edge: enabling bounded latency for large-scale deterministic networks[C]//Proceedings of 2021 IEEE International Conference on Communications Workshops. Piscataway: IEEE Press, 2021: 1-6.
- [22] LEONARDI L, BELLO L L, PATTI G. Performance assessment of the IEEE 802.1Qch in an automotive scenario[C]//Proceedings of 2020 AEIT International Conference of Electrical and Electronic Technologies for Automotive (AEIT AUTOMOTIVE). Piscataway: IEEE Press, 2020: 1-6.
- [23] ARZEN K E, CERVIN A, EKER J, et al. An introduction to control and scheduling co-design[C]//Proceedings of the 39th IEEE Conference on Decision and Control. Piscataway: IEEE Press, 2000: 4865-4870.
- [24] DAI X T, BURNS A. Period adaptation of real-time control tasks with fixed-priority scheduling in cyber-physical systems[J]. Journal of Systems Architecture, 2020, 103: 101691.
- [25] DAI X T, CHANG W L, ZHAO S, et al. A dual-mode strategy for performance-maximisation and resource-efficient CPS design[J]. ACM Transactions on Embedded Computing Systems, 2019, 18(5s): 1-20.
- [26] ZHENG Y, WANG S, YIN S W, et al. Mix-flow scheduling for concurrent multipath transmission in time-sensitive networking[C]//Proceedings of 2021 IEEE International Conference on Communications Workshops. Piscataway: IEEE Press, 2021: 1-6.
- [27] 张良山, 刘旭宁. 一种多重约束下确保成功率的云 workflow 调度方法[J]. 计算机应用与软件, 2021, 38(2): 278-284, 317.
ZHANG G S, LIU X N. A cloud workflow scheduling method ensuring success rate under multiple constraints[J]. Computer Applications and Software, 2021, 38(2): 278-284, 317.
- [28] IEEE. IEEE standard for local and metropolitan area networks—audio video bridging (AVB) systems: IEEE Std 802.1BA-2011[S]. 2011.
- [29] HUANG Y D, WANG S, FENG T, et al. Towards network-wide scheduling for cyclic traffic in IP-based deterministic networks[C]//Proceedings of 2021 4th International Conference on Hot Information-Centric Networking. Piscataway: IEEE Press, 2021: 117-122.

[作者简介]



尹长川 (1968-), 男, 山东潍坊人, 博士, 北京邮电大学教授、博士生导师, 主要研究方向为无线通信系统与网络理论、统计信号处理、机器学习及其在无线通信中的应用、物联网技术等。



李妍珏 (1997-), 女, 云南玉溪人, 北京邮电大学硕士生, 主要研究方向为工业互联网、确定性网络、时间敏感网络等。



朱海龙 (1987-), 男, 山东菏泽人, 博士, 北京邮电大学讲师, 主要研究方向为工业互联网、确定性网络、工业以太网、软件定义网络、时间敏感网络和车载网络等。



何欣欣 (1987-), 女, 江苏盐城人, 博士, 北京邮电大学讲师、硕士生导师, 主要研究方向为新一代无线通信技术、车联网、时间敏感网络等。



韩文璇 (1998-), 女, 陕西西安人, 北京邮电大学硕士生, 主要研究方向为工业互联网、时间敏感网络和车载网络等。