

引用格式:徐九韵,孙珊. 物联网异构融合数据延迟保护传输策略[J]. 微电子学与计算机,2021,38(7):42-47. [XU J Y,SUN S. Delay-guaranteed transmission strategy for heterogeneous fusion data in the internet of things [J]. Microelectronics & Computer,2021,38(7):42-47.]

物联网异构融合数据延迟保护传输策略

徐九韵^{1,2},孙 珊²

(1 中国石油大学(华东) 计算机科学与技术学院,山东 青岛 266580;

2 中国石油大学(华东) 海洋与空间信息学院,山东 青岛 266580)

摘 要: 物联网中部署在不同监控区域的传感器传递监控数据到融合中心,所有链路试图通过不公平地获取信道访问来增加它们的传输机会.但是,单条链路的自私行为将会加剧链路之间的传输冲突,这使得对延迟敏感的实时数据吞吐量恶化,严重影响数据融合的性能.为了保障融合数据实时可靠地传输,提出了一种基于博弈论的分布式调度策略 NCG-CSMA.在参与者不需要彼此进行信息交互的前提下,以分布式的方式引导每个参与者做出理性决策,为带有严格时延约束的异构融合数据提供传输服务,同时保障对数据融合价值大的数据包传输,保障数据融合的性能.实验结果表明:提出的策略与其它现有的策略相比具有更好的实时性能.

关键词: 分布式;博弈论;时延;融合价值;物联网;数据融合

中图分类号: TN911

文献标识码: A

文章编号: 1000-7180(2021)07-0042-06

Delay-guaranteed transmission strategy for heterogeneous fusion data in the internet of things

XU Jiuyun^{1,2},SUN Shan²

(1 College of Computer Science and Technology, China University of Petroleum (East China), Qingdao 266580, China; 2 College of Oceanography and Space Informatics, China University of Petroleum (East China),Qingdao 266580, China)

Abstract: In the Internet of Things (IoT), sensors deployed in different monitoring areas transmit monitoring data to the fusion center, and all links attempt to increase their transmission opportunities by unfairly acquiring channel access. However, the selfish behavior of a single link will aggravate the transmission conflicts between links, which will worsen the real-time data throughput sensitive to latency and seriously affect the performance of data fusion. In order to guarantee the real-time and reliable transmission of fusion data, this paper proposes a distributed scheduling strategy,named NCG-CSMA, based on game theory, which does not require players to interact to their own information with other competitors and guides each player to make rational decisions in a distributed way. Considering the value attribute and time characteristic of data packets, this strategy provides more transmission opportunities for packets that are urgent and of high value for data fusion, so as to guarantee the performance of data fusion. The simulation results have shown that the proposed strategy achieves good delay-guaranteed satisfaction compared with the existing strategies.

Key words: IoT; data fusion; game theory; delay;value to fusion

1 引言

部署在物联网中的各类传感器,如摄像头、移动设备、可穿戴设备甚至是互联网和人等,收集、生成并保存来自不同事物的具有不同规模形式的多样性数据,为物联网提供了测量和理解环境变化的能力^[1].为了得到更加精确、可靠的估计和决策,带有不同时间特征和相关性特征的数据由传感器采样并传送到融合中心进行融合处理^[2].传感器在没有任何协调的情况下存在传输冲突.

由于博弈论在基于竞争环境中强大的建模、分析和优化共享资源能力,被广泛应用于无线通信领域^[3-5].然而目前基于博弈论的调度方案主要关注吞吐量性能,实时性能没有得到很好的解决.

为满足具有不同 QoS 的传感数据的实时可靠传输,本文提出了一种基于非合作博弈的分布式调度方案.参与博弈的节点只有自己的剩余生存时间信息和数据相关性信息,各节点之间不需要彼此进行信息交互.只需要根据自己的特征做出决策.为了协调节点的自私行为,使其进行理性合作,并给予时间紧急度更高以及对数据融合更有价值的数据包的传输机会,本文将传输成本建模为剩余生存时间和数据相关性函数,信道接入概率由传输成本决定.为了最大化自身利益,各节点根据自身剩余生存时间和数据相关性彼此合作,做出最优响应,从而最大化整体的收益,保障数据融合性能.

2 系统模型

本文考虑单跳网络,等待融合的数据以数据包的形式通过一跳传送到融合中心.网络建模为一个有向图 $G(\nu, \epsilon)$,其中 ν 表示传感器的集合, ϵ 表示传输链路的集合. ϵ 包含实时链路和非实时链路,分别负责传输实时数据和非实时数据.传感器节点根据产生的融合数据是否具有时延约束以及融合的目的地不同可以维护多条链路,但是每条链路只维护一条单独的队列.为了方便问题阐述,不对队列和链路的概念作区分,都用 L_i 表示,其中 $i \in \epsilon$.由于一组传感器节点维护多条链路并且存在彼此靠近的链路,因此,存在传输干扰.用 $C(i)$ 来表示链路 L_i 的干扰集.对于链路 L_i 来说,当其干扰集中的链路属于活动状态时,链路不能处于活动状态.用 P_{ij} 表示第 i 条链路中的第 j 个数据包.传感器为每一个实时数据包随机分配一个延迟阈值 Td_{ij} ,数据包超期将会被丢弃.链路 L_i 的数据包的丢弃量被定义为 $D_i(t)$.

为了保证非实时数据包的信道竞争力,为非实时数据包设置一个默认的延迟阈值 Td_{ij} ,当数据传输延迟到达该默认值时,不对数据包作丢弃处理.

在每个时隙 t 的开始,数据包随机到达并且被放入不同链路的单独队列中等待传输.队列 L_i 在时隙 t 的数据包到达量用 $A_i(t)$ 表示, $S_i(t)$ 表示链路 i 的服务量,当 $S_i(t)$ 为 1 时表示链路 L_i 在当前的时隙被调度并且成功传输.数据包到达率 λ 服从伯努利分布. $Q(t) = (Q_1(t), Q_2(t), \dots, Q_n(t))$ 表示时隙 t 开始时链路队列的积压量,即队列长度,其中 $Q_i(0) = 0, Q_i(t) \geq 0$.

$$Q_i(t+1) = (Q_i(t) - S_i(t) - D_i(t))^+ + A_i(t) \quad (1)$$

对于目标跟踪等常见业务中,数据包内数据的突然变化对融合决策的结果有很大影响,这在物联网数据融合中是不容忽视的.不同数据包的突变频率不同,因此,数据包所携带的价值也不一样. $X_{P_{ij}}$ 表示数据包内数据的变化频率, $X_{P_{ij}}$ 越小,数据包内数据变化频率越小,数据相关性越大,数据越容易被预测,因此,该数据包对数据融合的价值较小.用 V_{ij} 表示第 i 条链路中的第 j 个数据包价值的衡量参数.本文假传送到融合中心的数据包内的数据为传感器接收到的数据与指定阈值比较的本地决策.如果传感器收集到的数据大于该阈值,则判为 1;否则,判为 0.数据包中的二进制决策表示为 $P_{ij} = \{b_1, b_2, b_3, \dots, b_n\}$, b_n 为数据包内数据的判决值.数据包内的数据的相关性 $X_{P_{ij}}$ 如公式(2)所示,它是每个数据包内相邻数据决策值做异或累加的结果,数据包的价值 V_{ij} 如公式(3)所示,它是数据包内数据相关性与异或次数之比.

$$X_{P_{ij}} = \sum_{i=1}^{n-1} b_i \oplus b_{i+1} \quad (2)$$

$$V_{ij} = \frac{X_{P_{ij}}}{n-1} \quad (3)$$

3 非合作博弈

3.1 博弈定义

在物联网融合数据传输的过程中,每条队列都争相向融合中心传输数据包.队列的收益不仅仅依赖于本队列的行为,还依赖于那些对本队列存在传输干扰的队列的行为.并且,在分布式的环境中,每个队列只有自己的本队列的信息,如数据包内数据的相关性以及剩余生存时间.如果队列的干扰集中的队列在当前时隙发送数据,则队列在本时隙保持

沉默. 我们将这种随机接入的情景建模为静态的非合作博弈, 博弈论模型定义如下:

参与者 P : 博弈论的参加者为上节所述的参与融合数据传输的 i 条链路, 其中 $i \in \epsilon$.

行动 A : 参与者 i 可采取的行为满足 $\alpha_i \in \{\text{silent}, \text{announce}\}$.

类型 T : 类型 Type_i 包括链路 i 的队首 (HoL) 数据包的数据包价值 V_{i1} 和剩余生存时间 $T_{i1}(t)$, 为了方便阐述, 后面将统一表示为 V_i 和 $T_i(t)$.

策略 β : 参与者 i 的传输概率 β_i 是类型 Type_i 的函数, β_i 在 $[0, 1]$ 范围内取值.

收益 U : 收益 $u_i = U_i(T_i(t), V_i) - C_i(T_i(t), V_i)$ 由参与者的类型决定. 其中, U_i 为效用函数, $C(i)$ 为传输成本.

文献[6]中已经证明, 队列 i 的传输概率 β_i 是竞争窗口 CW 的映射, 在传输队列通信量饱和的情况下, CW_i 与传输策略的映射关系为:

$$CW(i) = \frac{2}{1 + \beta_i} \quad (4)$$

每个自私的参与者都希望获得最大的收益:

$$\text{Max } u_i(\beta_i, \beta_{-i}), \forall i \in \epsilon \quad (5)$$

在本文中, 传输成本建模为剩余生存时间和数据包价值的函数. 在计算传输成本时, 考虑链路的历史状态^[7], 为了避免链路长期处于饿死状态, 对过去未被调度的链路收取较低的传输成本, 增加其在当前时刻的传输机会. 本文考虑队列的历史延迟遗漏率 $M_i^K(t)$ 和历史价值遗漏率 $V_i^K(t)$.

历史延迟遗漏率 $M_i^K(t)$ 是当前时隙 t 中, 队列 L_i 最后的 K 个数据包因为截止时间到期而丢弃的数据包的比例. 定义如下:

$$M_i^K(t) = \frac{\sum_{j=1}^K I_{ij}(\omega_{ij}(t) \geq Td_{ij})}{K} \quad (6)$$

历史价值遗漏率 $V_i^K(t)$ 是前时隙 t 中队列 L_i 最后的 K 个数据包因为截止时间到期而丢弃的数据包价值的比例. 定义如下:

$$V_i^K(t) = \frac{\sum_{j=1}^K I_{ij}(\omega_{ij}(t) \geq Td_{ij}) V_{ij}}{\sum_{j=1}^K V_{ij}} \quad (7)$$

这里的 $I_{ij}(\cdot)$, $j \in K$ 是指标函数, 它满足

$$I_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{if } \omega_{ij}(t) \geq Td_{ij} \\ 0, & \text{if } \omega_{ij}(t) < Td_{ij} \end{cases} \quad (8)$$

式中, $\omega_{ij}(t)$ 是数据包 P_{ij} 由生成到当前时隙 t 的等待时间, Td_{ij} 是该数据包延迟阈值. 对于实时数据, 如果等待时间超过该数据包的延迟阈值, 数据包将

被丢弃, 丢失数据包数量将会加 1, 同时, 将会把因延迟丢失的数据包的价值进行统计. 非实时数据包的数据包 Td_{ij} 是给定的, 如果非实时数据包的等待时间超过该数据包的延迟阈值数据包不会做丢弃处理, 但是同样会对丢失数据包的数量和价值进行统计.

基于以上定义, 参与者 i 的收益函数定义如下:

$$u_i(t) = A\beta_i - \frac{C}{p_i(t)}\beta_i + \ln\beta_i - \beta_i \quad (9)$$

这里 A 是数据包成功传输的单位效用, C 是传输数据包的单位成本. $p_{ij}(t)$ 是衡量数据包传输优先级的函数, 它的表达式如式(10)所示. 它由数据包的类型(剩余生存时间和价值)决定, $p_i(t)$ 是 HoL 数据包的传输优先级函数 $p_{i1}(t)$.

$$p_{ij}(t) = \omega_1(\delta^{\frac{T_{ij}(t)}{Td_{ij}}} + V_{ij}) + \omega_2(M_j^K(t) + V_j^K(t)) \quad (10)$$

$T_{ij}(t)$ 和 Td_{ij} 分别是数据包的剩余生存时间和延迟阈值, $T_{ij}(t)$ 与 Td_{ij} 的比值越小, 数据包在时间上越紧急. 参数 δ 从区间 $[0, 1]$ 中取值以反映时间紧急性. ω_1 和 ω_2 是当前数据包时间特征和相关性特征与数据包历史统计之间的权衡因子. ω_1 越大, 意味着数据包的当前时间属性和相关性在传输优先级中占主要地位. 同样, ω_2 越大, 意味着数据包历史统计在优先级中占主要地位. 因此, 应该选择适当的 ω_1 和 ω_2 的值以保证数据融合的性能.

$p_i(t)$ 的引入使数据包的传输成本随着数据包传输优先级的提高而下降, 即对时间紧急并且数据融合价值大的数据包收取更少的传输成本, 来为其争取更大的传输机会. 此外对上述参数进行如下定义:

$$A, C > 0 \quad (11)$$

$$A * p_i(t) < C \quad (12)$$

$$0 < \delta < 1 \quad (13)$$

$$\omega_1 + \omega_2 = 1 \quad (14)$$

3.2 纳什均衡策略分析

静态策略的形式化定义如下:

定义 1: 参与者 i 的静态策略是从类型 T 到策略 β 的映射. 对系统而言, 静态策略是从 n 维向量 $T = (\text{Type}_1, \text{Type}_2, \dots, \text{Type}_n)$ 到 $\beta = (\beta_1, \beta_2, \dots, \beta_n)$ 的映射. 其中 β 的第 i 个元素是当参与者 i 的 HoL 数据包类型为 Type_i 时的传输概率.

定义 2: 参与者 i 的最佳响应定义为 $\beta_i^* \in \arg \max_{\beta_i \in \beta} [U_i(\beta_i(T_i(t), V_i)) - C_i(\beta_i(T_i(t), V_i))]$, 它是 i 的所有可能的策略中能够使 u_i 最大化的策略.

定义 3: 如果策略 $\beta^* = (\beta_1^*, \beta_2^*, \dots, \beta_n^*)$ 是纳

什均衡,那么它满足:任意参与者所选策略都是对其余参与者所选策略的最佳响应.当各参与者到达纳什均衡时,没有任何参与者可以通过单方面改变自身策略来提高收益,即满足如下不等式:

$$E[U_i(\beta_i^*) - C_i(\beta_i^*)] \geq E[U_i(\beta_i) - C_i(\beta_i)] \quad (15)$$

参与者为了获取更多的收益,都会倾向选择最佳响应 β_i^* ,从而最大化其收益 u_i .

下面分析纳什均衡的存在性与唯一性.

证明 1:先前的研究中已经证明,如果满足如下两个条件,纳什均衡(NE)存在:(1) β 是欧氏空间的一个非空子集.(2) u_i 是 β_i 的连续凹函数.

不难看出,条件 1 很容易满足.为了证明条件 2 也满足,将 u_i 对 β_i 求二阶偏导:

$$\frac{\partial^2 u_i}{\partial \beta_i^2} = -\frac{1}{\beta_i^2} \quad (16)$$

当 $\beta_i = 0$ 时,各参与者不需要竞争传输机会,这种情况下不存在博弈.因此,只考虑 $\beta_i > 0$ 的情况,此时, $\frac{\partial^2 u_i}{\partial \beta_i^2} < 0$,所以,条件 2 也满足.因此,纳什均衡在该博弈中存在.

证明 2:根据证明 1 得出纳什均衡在该博弈中存在.将 u_i 对 β_i 求一阶偏导可以得到参与者的最佳响应 β_i^* :

$$\frac{\partial u_i}{\partial \beta_i} = A + \frac{1}{\beta_i} - \frac{C}{p_i(t)} - 1 \quad (17)$$

最佳响应在 $\frac{\partial u_i}{\partial \beta_i} = 0$ 时取得.很明显,存在唯一的解:

$$\beta_i^* = \frac{1}{1 - A + \frac{C}{p_i(t)}} \quad (18)$$

由证明 1 和证明 2 可以得出,该博弈具有唯一的纳什均衡.

通过如上分析可以看出,如果所有的参与者取相同的单位成本 C 和单位效用 A ,最佳响应 β_i^* 由 $p_i(t)$ 确定,并且 $p_i(t)$ 越大, β_i^* 越大.也就是说,时间越紧急且价值越大(相关性越小)的数据包在竞争中能获得更大的传输机会.

参与者 i 在纳什均衡点的收益为:

$$\begin{aligned} u_i &= A * \beta_i^* + \ln \beta_i^* - \frac{C}{p_i(t)} * \beta_i^* - \beta_i^* \\ &= (A - \frac{C}{p_i(t)} - 1) * \beta_i^* + \ln \beta_i^* \\ &= \ln \beta_i^* - 1 \end{aligned} \quad (19)$$

由式(19)可以看出, u_i 与 β_i^* 成正比,又因为 β_i^*

与 $p_i(t)$ 成正比,所以 u_i 与 $p_i(t)$ 成正比,即 u_i 随 $p_i(t)$ 的增大而增大.因此,当每个参与者采取社会最优策略 β_i^* 时,可以在满足参与者时间约束的条件下最大化累计收益.

3.3 调度算法设计

考虑到带有延迟约束的场景的通信量通常不满足饱和条件,本文中的最大竞争窗口 $CW_{\max}$ 采用如下表达式获得^[8]:

$$CW_{\max} = \frac{10 * (2 - \beta_i^*)}{\beta_i^*} \quad (20)$$

竞争窗口 CW_i 在区间 $[0, CW_{\max}]$ 中随机取得.

在本文中,将每个时隙划分为传输子时隙和控制子时隙,将控制子时隙进一步划分为控制微时隙.当参与者的类型确定以后,提出的 NCG-CSMA 算法将根据参与者的最佳响应找到最佳的可调度集合.

NCG-CSMA 算法包括三部分.

第一部分是数据包排队.通过最大贪婪算法将链路 i 的数据包根据 p_{ij} 值的大小降序排队,排在队首的数据包是在当前时刻 p_{ij} 值最大的数据包.

第二部分是链路接入博弈.链路 HoL 数据包根据该链路在当前博弈中取得的最佳响应 β_i^* 更新其链路接入概率并调整该链路的竞争窗口 CW_i 大小.

第三部分为链路监听多路访问.在控制子时隙开始,如果在前 CW_i 个子时隙之前链路 i 没有监听到它的干扰集 $C(i)$ 中有队列发出 INTENT 消息,则链路将在第 $CW_i + 1$ 个子时隙发送 INTENT 消息,否则,该链路保持沉默.如果该链路在第 $CW_i + 1$ 个控制子时隙前没有发生传输冲突,则被选入调度集合,并将 HoL 数据包传输到融合中心,否则,该链路保持沉默.最终得到最大可行调度集合.

NCG-CSMA 算法的思想是通过非合作博弈为时间紧急度高、对数据融合价值大的 HoL 数据包提供更大的传输机会,即分配更小的竞争窗口.并且,为了避免多个具有相同 p_{ij} 值的 HoL 数据包在同一时刻发送 INTENT 消息导致冲突,竞争窗口在指定区间内取随机值.

4 实验分析

4.1 仿真设置

本文使用 matlab 模拟了具有干扰约束的物联网融合数据传输调度的场景.该场景包含 6 条传输链路,其中链路 1,2,3 为实时链路,链路 4,5,6 为非实时链路.每条链路的干扰集合定义如下:

$$C(1) = \{l_2, l_3, l_4, l_5, l_6\}, C(2) = \{l_1, l_4, l_5\},$$

$C(3) = \{l_1, l_4\}, C(4) = \{l_1, l_2, l_3, l_5, l_6\}, C(5) = \{l_1, l_2, l_4\}, C(6) = \{l_1, l_4\}$. 其中链路 1、链路 4 与其它所有链路都产生干扰.

本文假设数据包到达率 λ 服从伯努利分布. 控制微时隙数目为 48. 实时数据包生存期在 $[5, 30]$ 范围内随机取值, 非实时数据包的虚拟生存期设为 30. 此外, $A = 1, C = 2, \delta = 0.9, \omega_1 = 0.7, \omega_2 = 0.3$. 参与对比的实验为 Q-CSMA、DMS、DRA.

4.2 性能分析

图 1 到图 3 显示了在不同的网络负载下, 不同调度策略下的吞吐量性能. 从图中可以看出, Q-CSMA 策略下的吞吐量性能很差. 这是因为, 尽管研究表明, Q-CSMA 策略能够实现良好的吞吐量性能, 但是忽略了链路的实时性, 导致大量实时数据包由于截止时间到期而被丢弃, 这使得实时链路的吞吐量变得很差, 并且进一步恶化了系统的总吞吐量. 数据包到达率在 $[0, 0.2]$ 范围内时, DMS、DRA 与 NCG-CSMA 策略在吞吐量方面的性能基本一致. 但是随着数据包到达率的增加, 系统的通信量密度增大, NCG-CSMA 的吞吐量优势逐渐显现出来, 尤其是在实时链路中. 从图 2 可以看出, NCG-CSMA 策略的吞吐量明显高于其它三种策略. 这是因为本文提出的 NCG-CSMA 策略在形成调度集合时考虑了数据包的时间属性, 那些时间紧急的数据包拥有更多的传输机会. 然而, 实时吞吐量的增加是以牺牲非实时链路的吞吐量为代价的. 尽管本文所提出的策略在实时性方面具有良好的性能, 但是从图 3 可以看出, 本文所提出的策略的非实时链路的吞吐量与其它三种策略相比较差. 但是, 本文提出的策略旨在系统层面优化性能, 数据融合对实时数据包的延迟非常敏感, 因此, 为了保证这些数据有效传输, 本文认为, 适当地牺牲非实时数据包的吞吐量是有价值的.

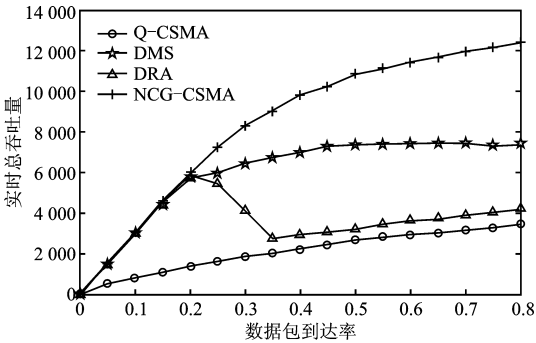


图 2 实时吞吐量

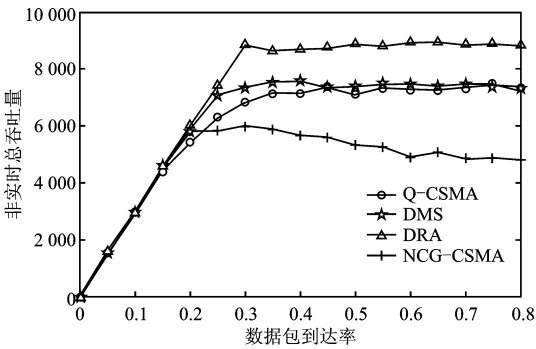


图 3 非实时吞吐量

加, 数据包因截止时间到期而丢弃的比率也在增加. 但是本文所提出的 NCG-CSMA 策略的延迟丢失率最低, 能够有效保障数据融合的实时性能. 图 5 显示了四种策略下, 链路 1 与链路 3 的延迟丢失率. 从图中可以看出, 无论是本文所提出的 NCG-CSMA 策略还是其它三种策略, 链路 3 的延迟丢失率都要低于链路 1. 这是因为链路 1 与链路 3 干扰链路数目不同. 链路 1 的干扰链路有 5 条, 而链路 3 的干扰链路只有 2 条, 因此, 链路 3 将会获得比链路 1 更多的传输机会, 因而, 链路 3 的实时性要好于链路 1. 即便如此, NCG-CSMA 与其他三种策略相比链路 1 的实时性依然是最好的. 这是因为 NCG-CSMA 策略下的链路行为不是自私的, 各链路之间存在合作行为, 为保障链路 1 的传输, 其它链路牺牲了部分传输机会.

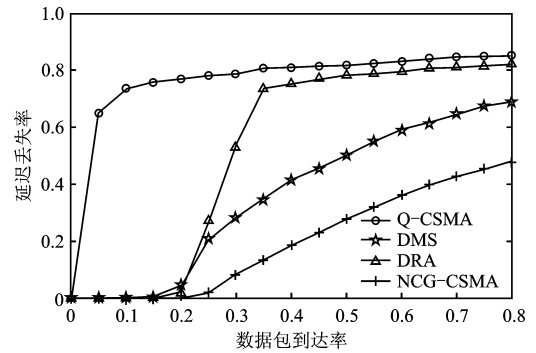


图 4 实时链路延迟丢失率

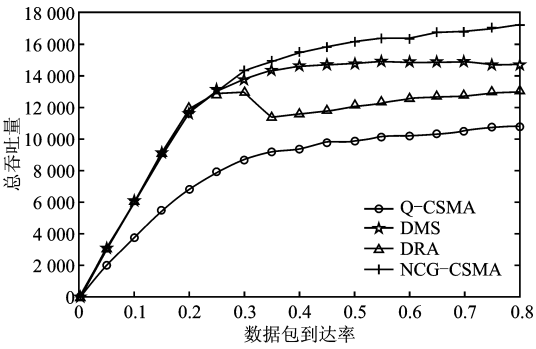


图 1 总吞吐量

图 4 显示了四种策略在不同的数据包到达率下的延迟丢失率. 从图中可以看出, 随着数据包到达率的增

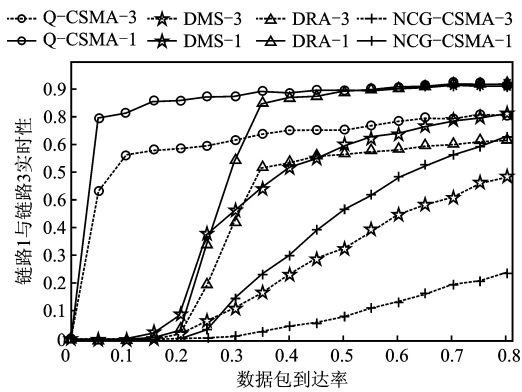


图 5 链路 1 与链路 3 的延迟丢失率

图 6 为实时链路的数据价值丢失率. 由图可以看出,在数据包到达率较低的情况下,DMS、DRA 以及 NCG-CSMA 策略下的数据价值丢失率都很低,接近于 0. 随着数据包到达率的增加,DMS、DRA 的价值丢失率开始增加,在数据包到达率为 0.8 时,DMS 的价值丢失率达到 18%,DRA 的价值丢失率达到 22%,而本文所提出的 NCG-CSMA 策略下的价值丢失率仅为 8%. 这是因为,本文在设计 NCG-CSMA 策略时不仅考虑了数据包的时间属性,还考虑了数据包的价值属性,这对数据融合来说不可忽视. 因为从数据融合性能的角度来看,那些数据有显著地起伏变化的数据包携带的信息更为重要,也更为数据融合所需要. 因此,在系统的通信量过大不可避免的要导致数据包丢弃的情况下,应该首先保障那些对数据融合更有价值的数据包的传输. 从图 6 可以看出,NCG-CSMA 策略的价值丢失率最低,能够很好的保障对数据融合更有价值的数据包的传输.

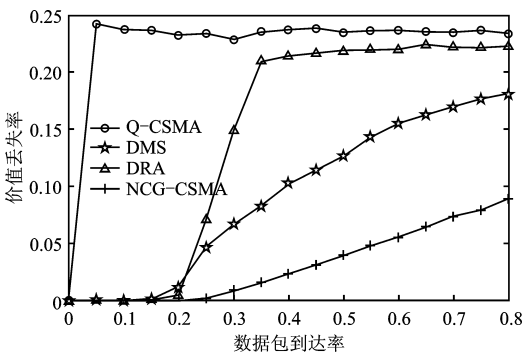


图 6 实时链路价值丢失率

5 结束语

本文从通信角度,针对物联网数据融合传输过程中链路之间的自私行为导致的吞吐量恶化、实时性差的问题,基于非合作博弈提出 NCG-CSMA 调度策略,在各参与者不需要进行信息交互的情况下,为了协调

链路之间的自私行为,将传输成本建模为时间和数据包价值的函数,对时间紧急度高并且融合价值大的数据包索取更少的传输成本,为其提供更多的传输机会. 实验结果表明,本文所提出的 NCG-CSMA 策略与其他策略相比具有较好的实时性能,并且能够较好地保证对数据融合价值大的数据包的传输.

参考文献:

[1] YAN Z, LIU J, YANG L T, et al. Big data fusion in Internet of Things[J]. Information Fusion, 2018(40): 32-33. DOI: 10.1016/j.inffus.2017.04.005.

[2] BARDE A, JAIN S. A survey of multi-sensor data fusion in wireless sensor networks[C]//Proceedings of the 3rd International Conference on Internet of Things and Connected Technologies. [s. l.]. 2018. DOI: 10.2139/ssrn.3167286.

[3] IEEE/ACM transactions on networking[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2010, 18(5): C1-C4. DOI: 10.1109/TNET.2010.2086813.

[4] RIAHI S, RIAHI A. Game theory for resource sharing in large distributed systems [J]. International Journal of Electrical and Computer Engineering, 2019, 9 (2): 1249-1257. DOI: 10.11591/ijece.v9i2.pp1249-1257.

[5] AVNI G, HENZINGER T A, KUPFERMAN O. Dynamic resource allocation games[J]. Theoretical Computer Science, 2020 (807): 42-55. DOI: 10.1016/j.tcs.2019.06.031.

[6] AKKARAJITSAKUL K, HOSSAIN E, NIYATO D. Distributed resource allocation in wireless networks under uncertainty and application of Bayesian game [J]. IEEE Communications Magazine, 2011, 49(8): 120-127. DOI: 10.1109/MCOM.2011.5978425.

[7] XU J Y, LIU S, LU X X, et al. A temporal adaptive access mechanism for data fusion in an IoT environment [J]. Sensors, 2018, 18 (12): 4205. DOI: 10.3390/S18124205.

[8] SHEN B, ZHOU X S, KIM M. Mixed scheduling with heterogeneous delay constraints in cyber-physical systems[J]. Future Generation Computer Systems, 2016(61): 108-117. DOI: 10.1016/j.future.2015.10.021.

作者简介:

徐九韵 男,(1966-),博士,教授.研究方向为服务计算和物联网. E-mail:juxu@upc.edu.cn.

孙 珊 女,(1994-),硕士.研究方向为物联网通信.