基于演化博弈论的p-坚持CSMA网络接入控制研究

王 乐 毛剑琳 诸浩富 郭 宁
(昆明理工大学信息工程与自动化学院 昆明 650500)

摘 要 考虑到存在无线信道差错,针对p-坚持CSMA网络的非合作系统行为,建立了p-坚持CSMA演化博弈模型,推导了唯一的演化稳定策略,以饱和吞吐量最大、平均能耗最小为目标求解了最优演化稳定策略。然后,进一步研究了收益时延、成功收益以及比特差错概率对最优演化稳定过程的影响。数值仿真结果表明,当比特差错概率一定、收益时延较小时,选择合适的成本和收益,使多路访问博弈在最优传输概率处演化稳定,可获得一个稳定且性能最优的p-坚持CSMA网络。

关键词 演化博弈论,p-坚持CSMA网络,接入控制,演化稳定策略,复制子动态
中图法分类号 TN915.04 **文献标识码** A **DOI** 10.11896/j.issn.1002-137X.2016.9.028

Evolutionary Game Theory-based Access Control Study for P-persistent CSMA Networks

WANG Le MAO Jian-lin ZHU Hao-fu GUO Ning
(Faculty of Information Engineering and Automation, Kunming University of Science and Technology, Kunming 650500, China)

Abstract Considering the noncooperation system behavior of p-persistent CSMA network where the wireless channel error may occur, this paper established a p-persistent CSMA evolutionary game model (EGP-CSMA). In this model, the unique evolutionary stable strategy (ESS) is derived and the optimal ESS to maximize saturation throughput and minimize average energy consumption are calculated respectively. Then, the effect of payoff delay, success payoff and bit error rate are studied on the convergence of evolutionary dynamics to the optimal ESS. Numerical simulation results show that, as the bit error rate is constant and the payoff delay is short, a proper cost and payoff can make the multiple access game reach an evolutionary stable status at the optimal transmission probability. Thus, the p-persistent CSMA network can be stable and perform optimally.

Keywords Evolutionary game theory, P-persistent CSMA, Access control, Evolutionary stable strategy, Replicator dynamics

1 引言

作为无线网络中一种重要的分布式资源分配算法,CSMA协议现在已被广泛部署于IEEE 802.11无线局域网(WLAN)和IEEE 802.15无线个域网(WPAN)中。对CSMA的性能分析和改进受到了研究人员的关注[1-5]。p-坚持CSMA模型和IEEE标准协议的唯一区别在于用传输概率p代替了退避窗口(CW)。文献[2]说明了当通过转换公式得到的退避窗口值与标准协议的平均退避窗口值相同时,p-坚持CSMA模型与标准协议非常相近。因此,p-坚持CSMA模型适用于IEEE标准协议的理论分析研究。大部分CSMA分析模型都是基于理想信道的假设建立的,然而在实际的WLAN或WPAN网络中,由于干扰、衰减、热噪声及路损等因素的影响,数据帧在传输过程中可能会失真,导致接收方接收到错误的数据,从而引起分组丢失。为了与实际的网络环境相符,本文考虑差错信道下的p-坚持CSMA分析模型。

由于演化稳定策略(ESS)比纳什均衡具有更强的均衡性以及抵御小部分外来入侵者的鲁棒性,近年来演化博弈论被广泛应用于工程和计算机科学领域[6]。文献[7]首次将演化博弈论引入非时隙ALOHA协议的接入控制,并推导出ESS的存在条件和ESS;文献[8]考虑无后悔成本(当所有节点都不发包时某节点支付的成本)的多路访问博弈,研究了时延对多种演化博弈动态收敛于ESS过程的影响;文献[9]引入后悔成本,应用重复博弈和演化博弈两种方法对基于ALOHA协议的ad-hoc网络的接入控制进行了研究;文献[10,11]完整建立了理想信道下时隙ALOHA网络的演化博弈模型,研究了时延对复制子动态收敛性的影响,并分别获得了固定节点数和泊松分布情况下的吞吐量最优ESS。

受文献[11]的启发,本文将演化博弈思想应用到p-坚持CSMA网络的接入控制中。区别于文献[7-11],本文考虑差错信道下的多路访问博弈,将演化博弈论引入p-坚持CSMA网络的接入控制中,针对固定节点数的情况分别求出了吞吐量和平均能耗最优ESS,研究了收益时延、成功收益以及比特差错概率对复制子动态收敛性的影响。本文意在建立能够抵

到稿日期:2015-08-03 返修日期:2015-10-27 本文受国家自然科学基金项目(61163051)资助。
王 乐(1989—),硕士生,主要研究方向为传感器网络协议优化;毛剑琳(1976—),女,教授,主要研究方向为传感器网络优化与控制;诸浩富(1989—),男,硕士生,主要研究方向为网络干扰与容量分析;郭 宁(1983—),女,实验师,主要研究方向为无线传感器网络、随机过程。

御自私节点(如具有较大的传输概率 p)更为稳定的 CSMA 系统,同时又能解决随网络规模增大,网络性能恶化的问题,使该 CSMA 系统获得接近最优的网络性能。

2 演化博弈论

演化博弈过程是一种在一个大的种群中不断地重复进行对称配对博弈的过程。正如物种通过"优胜劣汰,适者生存"的规则选出了适应环境的物种,博弈的演化最终选出了一个稳定策略。演化博弈论和传统的非合作博弈不同,博弈者并不需要是完全理性的。演化博弈论体系拥有两个重要的概念,分别是演化稳定策略和复制子动态(Replicator Dynamics, RD),ESS 和 RD 分别强调变异和选择的作用。

(1)演化稳定策略

假设存在一个有限的纯策略集 $\mathcal{H}=\{1,2,\cdots,k\}$,相应的混合策略集表示为 $\Delta=\{x\in R_+^k:\sum_{i\in\mathcal{H}}x_i=1\}$。假设初始状态下种群采用一个原始策略 x,且该种群中的一小部分个体采取一个变异策略 y,这些变异个体占总体的比例为 $\varepsilon_y\in(0,1)$。采用 x 策略的个体和采用 y 策略的个体进行博弈,采用 x 策略个体获得的收益为 $u(x,y)$。则 ESS 的定义如下[12]:如果对任何策略 $y\in\Delta$ 且 $y\neq x$,存在某个 $\varepsilon_y\in(0,1)$ 使得不等式(1)对所有的 $\varepsilon\in(0,\varepsilon_y)$ 都成立,那么 $x\in\Delta$ 是一个演化稳定策略。

$$u[x,\varepsilon y+(1-\varepsilon)x]>u[y,\varepsilon y+(1-\varepsilon)x] \tag{1}$$

(2)复制子动态

种群中的每个个体采取的策略都来自 $\mathcal{H}$。在时间 t,采用策略 $i\in\mathcal{H}$ 的个体占总体的比例为 $x_i(t)$,则种群的当前状态可由向量 $x(t)=(x_1(t),\cdots,x_k(t))$ 定义。复制子动态方程[12]可由式(2)给出:

$$\frac{dx_i}{dt}=[u(s_i,x)-u(x,x)]*x_i \tag{2}$$

其中,$u(s_i,x)$ 为在种群处于 x 状态时采用纯策略 i 的个体获得的平均收益;$u(x,x)$ 为总体平均收益,即为:

$$u(x,x)=\sum_{i=1}^{k}x_i(t)u(s_i,x) \tag{3}$$

3 p-坚持 CSMA 演化博弈模型(EGP-CSMA)

p-坚持 CSMA 协议的基本思想如下[1]:时间轴被平均分为一个个相等的时隙,每个时隙的时长为秒,每个节点在一个时隙开始时发包。当节点有数据包要发送时,它将首先在当前时隙进行信道检测。如果检测到信道空闲,节点将以概率 p 发送数据包(或以概率 $1-p$ 延迟此次发送到下一个时隙);如果信道忙,节点不发送数据时,将推迟到下一个空闲时隙,将数据包以概率 p 发送。当多于两个节点在相同的时隙同时发送数据时,数据包将发生冲突,节点将重传该包。

在建立 p-坚持 CSMA 演化博弈模型之前,首先对模型的假设作出如下说明:

(1)存在一个无线网络,网络中节点数目较大,且节点随机分布在一个二维平面内。

(2)一个随机选定的节点的邻居节点的数目是一个随机变量 N,且 N 服从某一概率分布;节点在选择策略之前,可以获取 N 的分布,但节点不知道会有多少节点将与之互动。

(3)所有节点的感知半径 r 相同且固定。

(4)节点间博弈进行多次,所有作为发送者的节点有收益最大化的倾向。

(5)数据帧传输失败由两种原因造成:数据帧碰撞和无线信道差错。设传输过程中比特发生错误的概率为 p_b,数据帧帧长度为 L 个时隙(帧头部长度和有效负荷长度之和),物理层传输速率为 ν,则信道发生差错的概率[13,14]为:

$$p_e=1-(1-p_b)^{L\nu} \tag{4}$$

3.1 模型的建立

基于演化博弈的 p-坚持 CSMA 协议约定如下:

1)网络中每个节点有两种可能的纯策略,即传输策略 T 和静止策略 S;亦即所有节点拥有共同的纯策略空间 $\mathcal{H}=\{T,S\}$。节点在一个时隙开始时作出策略的选择。

2)当节点有数据帧要发送时,它首先在当前时隙开始时进行信道检测。如果检测到信道繁忙,则节点以概率 1 选择静止策略 S,并将此次传输推迟到下个时隙,期间该节点不支付任何成本。如果检测到信道空闲,则节点以概率 p 选择传输策略 T。节点每传输一次数据帧,需支付传输成本 $\eta(\eta\geqslant 0)$。

3)当节点 i 已选择了传输策略 T,而其所有邻居节点都选择了静止策略 S,并且无线信道差错未发生时,此次传输成功,节点 i 将获得成功收益 $\xi(\xi\geqslant 0)$;当信道发生差错时,则此次传输失败,节点 i 将不会获得成功收益。

4)当节点 i 已选择了传输策略 T,而它的邻居节点中至少有一个节点也同时选择了传输时,数据帧将发生冲突,节点 i 将支付冲突成本 $\sigma(\sigma\geqslant 0)$。冲突发生后节点将重传该数据帧,直到传输成功。

5)当节点 i 已选择了静止策略 S,而它的所有邻居节点也都同时选择静止时,节点 i 将支付后悔成本 $\varphi(\varphi\geqslant 0)$。

由 EGP-CSMA 模型可得,在信道检测到空闲时,相邻两个节点博弈时的收益矩阵为:

节点 1\节点 2	T	S
T	$-\eta-\sigma,-\eta-\sigma$	$(1-p_e)\xi-\eta,0$
S	$0,(1-p_e)\xi-\eta$	$-\varphi,-\varphi$

由两个节点博弈拓展到 $k+1$ 个节点的博弈。当一个选定节点 i 有 k 个邻居节点时,节点 i 采用传输策略 T 获得的平均收益为:

$$\begin{aligned}u_k(T,p)&=(-\eta-\sigma)(1-(1-p)^k)+((1-p_e)\xi-\eta)(1-p)^k\\&=-(\eta+\sigma)+((1-p_e)\xi+\sigma)(1-p)^k\end{aligned} \tag{5}$$

其中,p 为当前节点种群状态,即选择传输策略 T 的节点数目占总体的比例。因一个节点的邻居节点数目 K 服从某一概率分布 $P(K=k)$,$k=0,1,2,\cdots$,故任一节点选择传输策略 T 时获得的平均收益为:

$$\begin{aligned}u(T,p)&=\mu\sum_{k=0}^{\infty}P(K=k)u_k(T,p)\\&=-\mu(\eta+\sigma)+\mu((1-p_e)\xi+\sigma)\sum_{k=0}^{\infty}P(K=k)(1-p)^k\end{aligned} \tag{6}$$

其中,μ 是节点 i 在其通信范围内有接收节点的概率。同理

可得，选择静止策略 S 时获得的平均收益为：

$$u(S,p)=-\mu\varphi\sum_{k=0}^{\infty}P(K=k)(1-p)^k \tag{7}$$

3.2 演化稳定策略

本文考虑最一般的情形，即节点不知道自己是否有邻居节点，则此种情形下的 ESS 的存在性和唯一性定理如下。

定理 1 如果 $P(K=0)<\theta$ 且 $\frac{\xi+\varphi-\eta}{\xi}<p_e$，则博弈有唯一的 ESS，即 $p^*=g^{-1}(\theta)$，其中 $\theta=\frac{\eta+\sigma}{(1-p_e)\xi+\sigma+\varphi}$，$g:p\to\sum_{k=0}^{\infty}P(K=k)(1-p)^k$。

证明：一个严格的混合均衡可由 $u(T,p)=u(S,p)$ 求得，解此等式可得 $g(p)=\theta$。函数 $g(p)$ 在 $p\in(0,1)$ 上连续且单调递减，且有 $g(0)=1, g(1)=P(K=0)$。则在 $p\in(0,1)$ 时，$g(p)\in(P(K=0),1)$。因此，当 $P(K=0)<\theta<1$ 即 $P(K=0)<\theta$ 且 $\frac{\xi+\varphi-\eta}{\xi}<p_e$ 时，方程 $g(p)=\theta$ 在 $(0,1)$ 上有唯一解 p^*。接下来证明此混合均衡 p^* 是 ESS：由 ESS 定义可得：

$$\begin{aligned}&u[p,\varepsilon y+(1-\varepsilon)p]-u[y,\varepsilon y+(1-\varepsilon)p]\\&=\mu[(1-p_e)\xi+\sigma+\varphi](p-y)[g(\varepsilon y+(1-\varepsilon)p)-g(p)]\end{aligned} \tag{8}$$

由于 $\varepsilon y+(1-\varepsilon)p-p=\varepsilon(y-p)$，因此 $g(\varepsilon y+(1-\varepsilon)p)-g(p)$ 与 $(p-y)$ 在 $y\neq p$ 时，符号相同。所以，当 $y\neq p$ 时，$u[p,\varepsilon y+(1-\varepsilon)p]>u[y,\varepsilon y+(1-\varepsilon)p]$ 恒成立。证毕。

定理 1 中的 θ 被称为成本比例，当传输成本 ξ 或后悔成本 φ 很大时，成本比例 θ 将趋近于 0；当冲突成本 σ 很大时，成本比例 θ 将趋近于 1；当信道差错概率较大时，可能使成本比例 θ 大于 1，因此需调整成本或收益的值以保证 θ 大于 1。

本文只考虑在竞争区域内节点数固定的情况。假设网络竞争区域内节点数固定为 n，则任一节点的邻居节点为 $n-1$，某个节点有 k 个邻居节点的概率分布为：

$$P(K=k)=\begin{cases}1, & k=n-1\\0, & k\neq n-1\end{cases} \tag{9}$$

将其代入 $g(p)=\theta$，可得 ESS 为：

$$p^*=1-\theta^{\frac{1}{n-1}} \tag{10}$$

3.3 考虑信道差错的最优演化稳定策略

EGP-CSMA 模型将节点每次成功传输数据帧的时刻作为时间观察点，相继两个观察点之间的时间段称为一个时片(epoch)[5]，其时间长度记为 T。每个时片由空闲时段、冲突时段、差错时段和一个传输时段组成。其中差错时段是指数据帧在传输过程中发生了比特差错，而造成了此次数据帧传输失败。时片的构成如图 1 所示。为了使协议分析模型一般化，本文假设节点在成功发送数据帧后立即收到 ACK 帧，ACK 帧不占用任何信道时间。

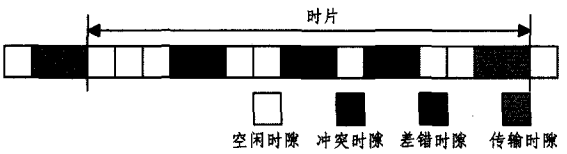


图 1 时片示意图

假定网络中所有节点总有数据帧要发送，即网络工作在流量饱和的状态下，数据帧的帧长度 L(个时隙)恒定，且在节点的通信范围内总有接收节点($\mu=1$)，则网络的饱和吞吐量为[5]：

$$G=\frac{L\tau\nu}{E(T)} \tag{11}$$

其中，$E(T)$ 为时片时间长度的数学期望。

一个时片内网络的平均能耗为[5]：

$$E=\frac{E(W)}{n} \tag{12}$$

其中，W 为网络在一个时片内消耗的能量，$E(W)$ 则为其数学期望。

命题 1 在非理想信道下(考虑信道差错)，网络中节点数为 n，且任意两点相互之间都在对方的感知范围内，则网络的饱和吞吐量为：

$$G=\frac{n(1-p_b)^{L\nu}p(1-p)^{n-1}}{L-(L-1)(1-p)^n}L\nu \tag{13}$$

其中，p_b 为传输过程中比特发生错误的概率，p 为节点选择传输策略 T 的概率，τ 为一个时隙的时间长度，L 为数据帧长度。

一个时片内的平均能耗为：

$$\begin{aligned}E=&\frac{\tau}{n(1-p_b)^{L\nu}}\left(\xi_R\frac{L-(L-1)(1-p)^{n-1}}{p(1-p)^{n-2}}+\right.\\&\left.\xi_T\frac{L}{(1-p)^{n-1}}\right)\end{aligned} \tag{14}$$

其中，ξ_R 为单个节点处于接收状态时的功率，ξ_T 为单个节点处于发送状态时的功率。

证明：由图 1 可看出，时片的期望时长为：

$$E(T)=E(T_i)+E(T_c)+E(T_e)+E(T_s) \tag{15}$$

其中，$E(T_i)$ 是一个时片内空闲时段的期望时间长度，$E(T_c)$ 是碰撞时段的期望时间长度，$E(T_e)$ 是信道差错时段的期望时间长度，$E(T_s)$ 是成功传输时段的期望时间长度。因数据帧帧长度 L 为一常数，故

$$E(T_s)=L\tau \tag{16}$$

设 T_f 为某个节点在一个时片内数据帧传输失败的时段，则

$$T_f=T_c+T_e \tag{17}$$

于是

$$E(T_c)+E(T_e)=E(T_f) \tag{18}$$

设 N_f 为某个节点在一个时片内数据包传输失败的次数，则

$$E(T_f)=E(N_f)E(T_{fp}) \tag{19}$$

$$E(T_i)=(E(N_f)+1)E(T_{ip}) \tag{20}$$

其中，$E(T_{fp})$ 为一次传输失败时占用信道时间的期望，因数据帧帧长度 L 为一常数，故无论是因为碰撞造成的传输失败还是因为信道差错造成的传输失败，$E(T_{fp})$ 都为 $L\tau$；$E(T_{ip})$ 为某个节点相继两个传输之间的信道空闲时间的期望，如图 1 所示。$E(T_{ip})$ 由文献[2]给出：

$$E(T_{ip})=\frac{(1-p)^n}{1-(1-p)^n}\tau \tag{21}$$

某个节点与其他节点发生冲突的概率 p_c 为：

$$\begin{aligned}p_c&=P\{\text{同时发包的节点数}\geqslant 2\mid\text{同时发包的节点数}\geqslant 1\}\\&=\frac{1-(1-p)^n-np(1-p)^{n-1}}{1-(1-p)^n}\end{aligned} \tag{22}$$

成功传输的概率 p_s 为：

$$p_s = P\{\text{同时发包的节点数}=1 \mid \text{同时发包的节点数}\geq 1\} \cdot (1-p_e)$$
$$= \frac{n(1-p_e)p(1-p)^{n-1}}{1-(1-p)^n} \tag{23}$$

则传输失败的概率 p_f 为：

$$p_f = p_c + p_e - p_c p_e$$
$$= \frac{1-(1-p)^n - n(1-p_e)p(1-p)^{n-1}}{1-(1-p)^n} \tag{24}$$

其中，p_e 为信道发生差错的概率。由式(23)和式(24)可得 N_f 的概率分布为：

$$P\{N_f=i\} = p_f^i p_s, i=0,1,2,\cdots \tag{25}$$

则

$$E(N_f) = \frac{1-(1-p)^n}{n(1-p_e)p(1-p_e)^{n-1}} - 1 \tag{26}$$

将式(21)、式(26)分别代入式(19)和式(20)得：

$$E(T_f) = \left(\frac{1-(1-p)^n}{n(1-p_e)p(1-p)^{n-1}} - 1\right)L\tau \tag{27}$$

$$E(T_i) = \frac{1-p}{n(1-p_e)p^{\tau}} \tag{28}$$

将式(16)、式(27)、式(28)代入式(15)中得：

$$E(T) = \frac{L-(L-1)(1-p)^n}{n(1-p_e)p(1-p)^{n-1}\tau} \tag{29}$$

将式(29)代入式(11)便可得饱和吞吐量 G 的表达式。

接下来给出式(14)的证明：

$$E(W) = E(W_i) + E(W_c) + E(W_e) + E(W_s) \tag{30}$$

信道空闲时，n 个节点都处于接收状态，则 n 个节点在一个时片内的空闲时段的期望能耗为：

$$E(W_i) = (E(N_f)+1) \cdot n\xi_R \cdot E(T_{ip}) = \frac{1-p}{(1-p_e)p^{\tau}} \tag{31}$$

碰撞时段的期望能耗为：

$$E(W_c) = E(N_c)E(W_{cp}) \tag{32}$$

其中，$E(N_c)$ 为一个时片内节点发生冲突次数的期望，即为

$$E(N_c) = \frac{p_c}{p_f}E(N_f)$$
$$= \frac{1-(1-p)^n - np(1-p)^{n-1}}{n(1-p_e)p(1-p)^{n-1}} \tag{33}$$

$E(W_{cp})$ 为一次冲突发生时网络耗能的期望，已由文献[5]给出：

$$E(W_{cp}) = \frac{L(\xi_T-\xi_R)\tau \cdot np(1-(1-p)^{n-1})}{1-(1-p)^n - np(1-p)^{n-1}} + nL\xi_R\tau \tag{34}$$

将式(33)、式(34)代入式(32)得：

$$E(W_c) = \frac{L(\xi_T-\xi_R)\tau \cdot (1-(1-p)^{n-1})}{(1-p_e)(1-p)^{n-1}} + \frac{L\xi_R\tau(1-(1-p)^n - np(1-p)^{n-1})}{(1-p_e)p(1-p)^{n-1}} \tag{35}$$

在信道差错时段和成功传输时段，只有一个节点处于发送状态，其他节点都处于接收状态。则有

$$E(W_e) = E(N_e)(\xi_T L\tau + (n-1)\xi_R L\tau)$$
$$= \frac{p_e}{p_f}E(N_f)(\xi_T L\tau + (n-1)\xi_R L\tau)$$
$$= \frac{p_e}{1-p_e}(\xi_T L\tau + (n-1)\xi_R L\tau) \tag{36}$$

$$E(W_s) = \xi_T L\tau + (n-1)\xi_R L\tau \tag{37}$$

将式(31)、式(35)—式(37)代入式(30)中可得 $E(W)$ 的表达式，将其代入式(12)便可得平均能耗 E 的表达式。证毕。

命题 2 设可同时使饱和吞吐量 G 的最大传输概率和帧长度组合为 $(p_{opt}^G(n), L_{opt}^G(n))$，当 $n>1$ 且 $L>1$ 时，$(p_{opt}^G(n), L_{opt}^G(n))$ 可使网络的饱和吞吐量 G 最大，其中 $(p_{opt}^G(n), L_{opt}^G(n))$ 暂记为 (p_0, L_0)，满足方程组

$$\begin{cases} 2n\delta^2 L_0^4 - 4n\delta^2 L_0^3 + 2n(\delta^2-\delta)L_0^2 + (2n\delta - n + 1)L_0 + n - 1 = 0 \\ p_0 \approx \dfrac{\sqrt{n^2 + 2n(n-1)(L_0-1)} - n}{n(n-1)(L_0-1)} \end{cases} \tag{38}$$

其中，$\delta = v\tau\ln(1-p_b)$。

证明：$G=f(p,L)$ 的可能极值点可由下面的方程组求得：

$$\begin{cases} \dfrac{\partial G}{\partial p} = 0 \\ \dfrac{\partial G}{\partial L} = 0 \end{cases} \tag{39}$$

当 $L>1$ 时，由方程组(39)得

$$\begin{cases} L(1-np) = (L-1)(1-p)^n \\ \delta npL^2 - \delta npL - np + 1 = 0 \end{cases} \tag{40}$$

其中，$\delta = v\tau\ln(1-p_b)$。

令 $\dfrac{\partial^2 G}{\partial p^2}|_{(p_0,L_0)} = A$，$\dfrac{\partial^2 G}{\partial L^2}|_{(p_0,L_0)} = B$，$\dfrac{\partial^2 G}{\partial p \partial L}|_{(p_0,L_0)} = C$，易证 $AB - C^2 > 0$，且 $A = -\dfrac{(n-1)(1-p_0)^{n-3}}{np_0 L} < 0$，故 $G=f(p,L)$ 在点 (p_0, L_0) 处取得极大值；又因边界值都为 0，故 $G=f(p,L)$ 在点 (p_0, L_0) 处取得最大值。

当 $np<1$ 时，$(1-p)^n$ 可以近似为 $1-np-\dfrac{n(n-1)}{2}p^2$，将此近似代入方程组(40)的第一个公式中可得方程组(38)的第二个公式，再将方程组(38)的第二个公式代入方程组(40)的第二个公式中便可得式(38)。证毕。

由方程组(38)的第一个公式可解得最优帧长度 $L_{opt}^G(n)$（表达式过长，这里不再列出），将 $L_{opt}^G(n)$ 代入方程组(38)的第二个公式便可得最优传输概率 $p_{opt}^G(n)$，则 $p_{opt}^G(n)T + (1-p_{opt}^G(n))S$ 为饱和吞吐量最优 ESS。将 $p_{opt}^G(n)$ 代入式(10)中可得最优 ESS 成本比例 $\theta_{opt}^G(n)$ 为：

$$\theta_{opt}^G(n) = (1-p_{opt}^G(n))^{n-1} \tag{41}$$

命题 3 设使一个时片内的平均能耗 E 最小的传输概率和帧长度分别为 $p_{opt}^E(n,L)$ 和 $L_{opt}^E(n,p)$。当 $n>1$ 且 $L>1$ 时，传输概率 p 一定时，使平均能耗 E 最小的帧长度为 $L_{opt}^E(n,p)=1_+$；帧长度 L 一定时，最优传输概率为：

$$p_{opt}^E(n,L) \approx \frac{\sqrt{n^2 + 2n(n-1)(L-1) + 4L(n-1)(\omega-1)} - n}{n(n-1)(L-1) + 2L(n-1)(\omega-1)} \tag{42}$$

其中，$\omega = \dfrac{\xi_T}{\xi_R}$。

证明：易得 $\dfrac{dE}{dL} > 0$ 在 $L>1$ 时恒成立，$E=f(L)$ 在 $L\in(1,\infty)$ 上单调递增，故有 $L_{opt}^E(n,p)=1_+$。

由 $\dfrac{dE}{dp}=0$ 可得 $L(1-np-p^2(n-1)(\omega-1)) = (L-1)(1-p)^n$，再利用命题 2 相同的近似便可得式(42)。容易证明 $\dfrac{d^2E}{dp^2}|_{p=p_{opt}^E(n,L)} > 0$，故平均能耗 E 在 $p=p_{opt}^E(n,L)$ 处取得最小值。证毕。

当 L 一定时，$p_{opt}^{E}(n,L)T+(1-p_{opt}^{E}(n,L))S$ 为平均能耗最优 ESS，则最优 ESS 成本比例 $\theta_{opt}^{E}(n,L)$ 为：

$$\theta_{opt}^{E}(n,L)=(1-p_{opt}^{E}(n,L))^{n-1} \tag{43}$$

3.4 复制子动态方程

复制子动态方程可形象地反映种群中策略的演进过程。根据式(2)可列出网络中选择传输策略 T 的节点比例的复制子动态方程，即为：

$$\frac{\mathrm{d}p(t)}{\mathrm{d}t}=\mu((1-p_e)\xi+\sigma+\varphi)p(t)(1-p(t))(g(p(t))-\theta) \tag{44}$$

在实际情况下，节点在采取某个策略进行博弈时，不能立即知晓自己获得的收益，由于传输时延、传播时延等时延的存在，节点通常需经过一段时间才能获悉自己获得的收益。因此，为了与实际情况相符，本文研究了收益时延对演化博弈动态过程稳定性的影响，带时延的复制子动态方程为[8]：

$$\frac{\mathrm{d}p(t)}{\mathrm{d}t}=\mu p(t)(1-p(t))[u(T,p(t-\tau_T))-u(S,p(t-\tau_S))] \tag{45}$$

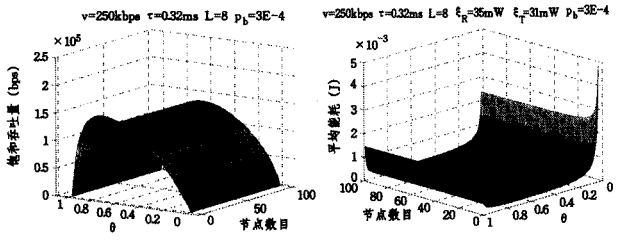
其中，$u(T,p(t-\tau_T))$ 的含义是若某个节点在 t 时刻采用了传输策略 T，则该节点将在 τ_T 后获得它的收益。当网络中节点数固定为 n 时，式(45)可变为：

$$\frac{\mathrm{d}p(t)}{\mathrm{d}t}=\mu p(t)(1-p(t))\,[-(\eta+\sigma)+((1-p_e)\xi+\sigma)(1-p(t-\tau_T))^{n-1}+\varphi(1-p(t-\tau_S))^{n-1}] \tag{46}$$

4 数值仿真结果

4.1 吞吐量和能耗的最优化结果分析

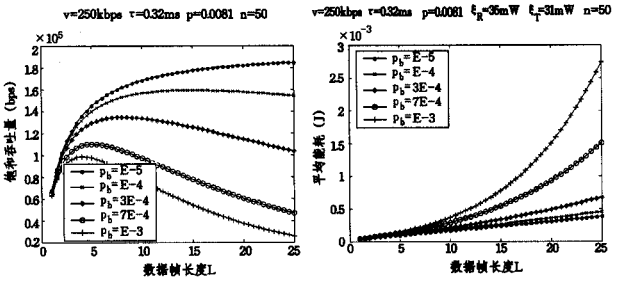
本节首先考查了 ESS 成本比例和节点数目 n 对网络饱和吞吐量和平均能耗的影响。如图 2(a)所示，当节点数固定为某一值时，随着 θ 的增大，饱和吞吐量呈现先增大后减小的趋势，并在 θ_{opt}^{G} 处获得最大值，由于数据帧碰撞、信道差错以及信道空闲的存在，饱和吞吐量的最大值从物理层传输速率 250kbps 下降到大约 150kbps 以下。如图 2(b)所示，当 $0.1<\theta<0.9$ 时，节点在一个时片内的平均能耗较小，且变化缓慢；当 $\theta<0.1$ 或 $\theta>0.9$ 时，节点能耗急剧上升。



(a)饱和吞吐量　　(b)平均能耗

图 2　随节点数目和成本比例变化的饱和吞吐量和平均能耗

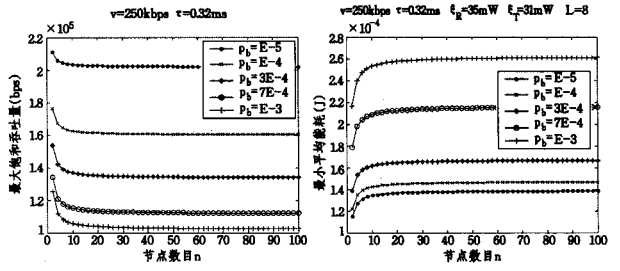
图 3(a)、(b)分别反映了不同比特差错概率下饱和吞吐量以及一个时片内平均能耗随数据帧帧长度变化的关系。由图 3(a)可知，随着比特差错概率的升高，饱和吞吐量整体逐渐下降，最优帧长度 L_{opt}^{G} 逐渐减小；随着帧长度的增大，饱和吞吐量呈现先升高后下降的趋势。由图 3(b)可知，随着比特差错概率的升高，平均能耗整体逐渐上升；随着帧长度的增大，平均能耗单调递增。



(a)饱和吞吐量　　(b)平均能耗

图 3　随数据帧长度变化的饱和吞吐量和平均能耗

图 4(a)反映了不同比特差错概率下节点数目对最大饱和吞吐量的影响。利用式(38)算出最优传输概率和最优帧长度，并将其代入式(13)中得到饱和吞吐量与节点数目之间的变化关系。如图 4(a)所示，当节点数小于 10 时，最大饱和吞吐量随节点数增加呈显著下降趋势；当网络规模大于 10 节点时，最大饱和吞吐量基本趋于稳定。图 4(b)画出了帧长度固定时，不同比特差错概率下最小平均能耗随节点数目的变化图像，此图是利用式(42)算出的最优传输概率得到的。如图 4(b)所示，当节点数小于 10 时，最小平均能耗随节点数增加呈显著上升趋势；当网络规模大于 10 节点时，最小平均能耗基本趋于稳定。



(a)最大饱和吞吐量　　(b)最小平均能耗

图 4　随节点数变化的最大饱和吞吐量和最小平均能耗

4.2 不同节点数下的最优成本比例

在帧长度取吞吐量最优帧长度 $L_{opt}^{G}(n)$ 的情况下，图 5 是根据式(41)和式(43)画出的最优成本比例 θ_{opt}^{G}、θ_{opt}^{E} 随节点数目变化的曲线。当网络规模较小时，针对于饱和吞吐量和平均能耗的最优成本比例差别较大；当网络规模逐渐增大，不同的最优成本比例逐渐趋于一致，且都向 θ_{opt}^{G} 靠拢。此外，当 $\omega>1$ 时，θ_{opt}^{E} 位于 θ_{opt}^{G} 的上方，否则位于其下方；且当 $\omega=1$ 时，$\theta_{opt}^{E}(n)$ 和 $\theta_{opt}^{E}(n,L_{opt}^{G})$ 重合，因为此时方程组(38)的第二个公式与式(42)一致。由此可见，在网络规模较小时，吞吐量和能耗的最优不可兼得；在网络规模较大时，取相同的成本比例，可使吞吐量和能耗同时达到最优。

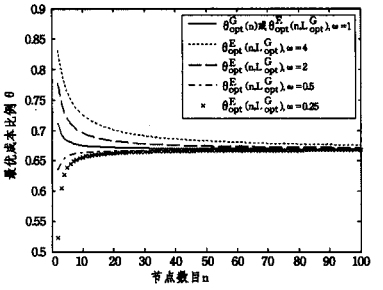


图 5　不同节点数下的最优成本比例

4.3 复制子动态结果分析

图 6 展示了在无收益延迟的情况下，网络中选择传输策略 T 的节点比例随时间的动态演化过程。此图是通过求解式(44)复制子动态方程得到的，其中 $\theta=\theta_{opt}^{G}(n)$，$\eta=\sigma=1/4$，$p(0)=0.06$。在无收益延迟的情况下，即使是网络中有不同的节点数、使用不同的帧长度，网络策略种群都是稳定的，随着时间的推移，最终都在最优 ESS 处达到稳定。网络规模越大，网络策略种群达到稳定的速度就越快。

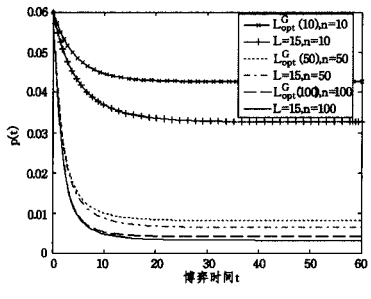
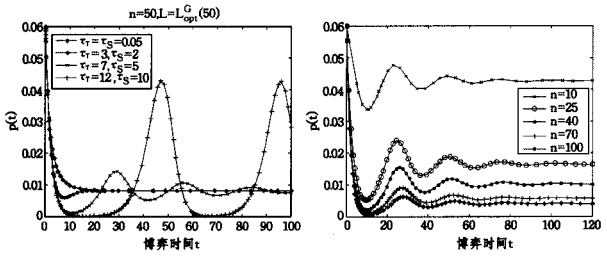


图 6 无收益时延时选择传输策略 T 的节点比例随时间的动态演化过程

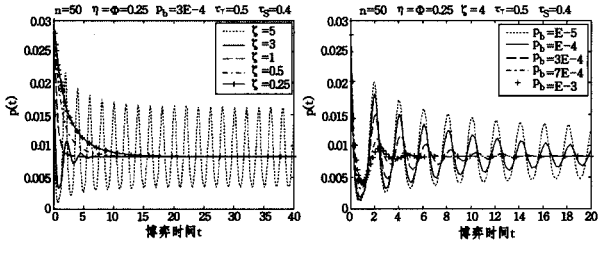
图 7(a)反映了收益时延对传输节点比例 $p(t)$ 的复制子动态方程收敛性的影响，取 $\theta=\theta_{opt}^{G}(50)$，$\eta=\sigma=\varphi=1/4$，$p(0)=0.06$。由图 7 可知，当时延较小时，网络策略种群是稳定的，传输节点比例 $p(t)$ 最终会收敛到最优 ESS；随着时延的增加，曲线的震荡幅度增大，网络策略种群变得越来越不稳定；当时延达到一个较大的值时，网络策略种群已不稳定，$p(t)$ 不会收敛。图 7(b)反映了在相同收益时延下，节点数目对传输节点比例 $p(t)$ 的动态演化过程的影响，取 $\tau_T=6$，$\tau_S=5$，$\theta=\theta_{opt}^{G}(n)$，$\eta=\sigma=\varphi=1/4$，$p(0)=0.06$。在图 7(b)中，曲线都是震荡收敛到最优 ESS，且收敛值会随网络规模的增大变小，这是因为当网络中节点增多时，节点通过减小传输概率来避免冲突，提高吞吐量并减小能耗。



(a)不同的收益时延　　(b)收益时延相同，节点数不同

图 7 收益时延对复制子动态收敛性的影响

图 8 分别考查了成功收益和比特差错概率对复制子动态收敛性的影响，取 $\theta=\theta_{opt}^{E}(50,8)$。



(a)成功收益的影响　　(b)比特差错概率的影响

图 8 成功收益和比特差错概率对复制子动态收敛性的影响

如图 8(a)所示，当传输成本、后悔成本以及比特差错概率一定时，成功收益 ξ 值越大，网络策略种群将变得越不稳定；当 ξ 增大到一定程度时，复制子动态将不会收敛于平均能耗最优 ESS。由图 8(b)可知，较大的比特差错概率反而能压制不稳定的趋势，因此在比特差错概率较小时，应选择较小的成功收益，以维持网络策略种群稳定。

结束语 本文建立了差错信道下的 p-坚持 CSMA 演化博弈模型，证明了 ESS 的存在性和唯一性，求得了固定节点数情况下唯一的 ESS。基于更新理论，本文推导出差错信道下的随节点传输概率和帧长度变化的饱和吞吐量和平均能耗的表达式，并求解出使饱和吞吐量最大的最优传输概率与最优帧长度组合以及使平均能耗最小的最优传输概率，从而得到相应的最优 ESS 和最优成本比例。数值分析表明，随着网络规模的增大，最大饱和吞吐量与最小平均能耗趋于平稳，相对应的最优成本比例趋于一致。此外，本文分别研究了收益时延、成功收益以及比特差错概率对演化博弈复制子动态收敛性的影响。数值结果表明，时延较小时，网络策略种群是稳定的，复制子动态最终收敛于最优 ESS；时延越大，网络策略种群越不稳定，最终复制子动态变得不收敛；当时延一定时，成功收益越大，比特差错概率越小，网络策略种群越不稳定。因此，当比特差错概率一定、收益时延较小时，选择合适的成本和收益，使多路访问博弈在最优传输概率处演化稳定，可获得一个稳定且性能最优的 p-坚持 CSMA 网络。

参 考 文 献

[1] Kleinrock L, Tobagi F A. Packet switching in radio channels: part I- carrier sense multiple access modes and their throughput-delay characteristics[J]. IEEE Transactions on Communications, 1975, 23(12): 1400-1416

[2] Cali F, Conti M, Gregori E. Dynamic Tuning of the IEEE 802.11 Protocol to Achieve a Theoretical Throughput Limit[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2000, 8(6): 785-799

[3] Bruno R, Conti M, et al. Optimization of Efficiency and Energy Consumption in p-Persistent CSMA-Based Wireless LANs[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2002, 1(1): 10-31

[4] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communictions, 2000, 18(3): 535-547

[5] Yedavalli K, Krishnamachari B. Enhancement of the 802.15.4 MAC Protocol for Scalable Data Collection in Dense Sensor Networks[C]// Proc. 6th Int. Symp. Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks (WiOPT'08). Berlin, Germany, 2008: 152-161

[6] Marden J R, Shamma J S. Chapter 16-Game Theory and Distributed Control[M]// Handbook of Game Theory with Economic Applications. Volume 4, 2015: 861-899

[7] Boulogne N, Altman E, Kameda H, et al. An Evolutionary Game Perspective to ALOHA with Power Control[C]// 19th International Teletraffic Congress. Beijing, China, 2005

[8] Tembine H, Altman E, El-Azouzi R. Delayed evolutionary game dynamics applied to the medium access control[C]// Proc. IEEE MASS. Bionetworks, 2007: 1-6

(下转第 164 页)

中能处理的任务 t_i 的连续子任务数目 $SN_f(i,k,l)$，②在企业 e_k 的不同设备中能处理的任务 t_i 的连续子任务数目 $SN_e(i,k)$。进而提出加权增益 G 来体现连续子任务集中处理的优化效果，其中系数 α_f 要大于 α_e，因为子任务共用设备比共用企业能节省更多的开销或时间。

$$G(i,k,l)=\alpha_f \cdot SN_f(i,k,l)+\alpha_e \cdot SN_e(i,k) \quad (6)$$

结束语 文中的工作提供了面向云制造中生产过程设计和管理的思路。针对 FCN 的特性分析能提供典型的设备合作模式，给出针对设备工作负载或企业中设备分布的动态调整的建议。所提出的两个设备选择优化策略能融合到未来的智能优化算法设计中，例如作为遗传算法中染色体适应度函数的系数，以获取全局优化的设备选择/分配方案。

深入的研究工作还包括综合考虑企业和设备等各级元素及生产过程要求而构建复杂且全面的多层合作网络，并探讨其中的特性，以及针对任务的异构性设计不同的处理策略。

参 考 文 献

[1] Gan Lu, Zhang Jian, Hong Jie. Research on partner selection of industrial cluster enterprises based on knowledge complementary [J]. WIT Transactions on Information and Communication Technologies, 2014, 56: 255-262

[2] Liu Ning, Li Xiao-ping, Shen Wei-ming. Multi-granularity resource virtualization and sharing strategies in cloud manufacturing[J]. Journal of Network and Computer Applications, 2014, 46: 72-82

[3] Adam J, Janiak W A, Tomasz K, et al. A survey on scheduling problems with due windows [J]. European Journal of Opera-tional Research, 2015, 242(2): 347-357

[4] Yi Xiao-meng, Liu Fang-ming, Liu Jiang-chuan, et al. Building a network highway for big data: architecture and challenges [J]. IEEE Network, 2014, 28(4): 5-13

[5] Wang Long, Ma Ying-hong. Competition and fitness in one-mode collaboration network [J]. Communications in Nonlinear Science and Numerical Simulation, 2015, 25(1-3): 136-144

[6] Ding Zhao-yun, Jia Yan, Zhou Bin, et al. Survey of influence analysis for social networks [J]. Computer Science, 2014, 41(1): 48-53(in Chinese)
丁兆云，贾焰，周斌，等. 社交网络影响力研究综述 [J]. 计算机科学，2014，41(1)：48-53

[7] Schuh G, Monostori L, Csaji B C, et al. Complexity-based modeling of reconfigurable collaborations in production industry [J]. CIRP Annals-Manufacturing Technology, 2008, 57(1): 445-450

[8] Atalay E, Hortacsu A, Roberts J, et al. Network structure of production [J]. Proceedings of the National Academy of Sciences of the United States of America, 2011, 108(13): 5199-5202

[9] Chen Jing, Sun Lin-fu. Model of business-related multi-industrial chain collaborative network [J]. Computer Integrated Manufacturing System, 2010, 16(5): 1088-1095(in Chinese)
陈静，孙林夫. 业务关联的多产业链协作网络模型[J]. 计算机集成制造系统，2010，16(5)：1088-1095

[10] Zhang Fu-qiang, Jiang Ping-yu, Zhu Qi-qi, et al. Modeling and analyzing of an enterprise collaboration network supported by service-oriented manufacturing [J]. Proceedings of the Institution of Mechanical Engineers, Part B: Journal of Engineering Manufacture, 2012, 226(9): 1579-1593

[11] Liu Li-lan, Shu Zhi-song, Sun Xue-hua, et al. Optimum distribution of resources based on particle swarm optimization and complex network theory [C]// Final Program and Book of Abstracts of the 2010 International Conference on Life System Modeling & 2010 International Conference on Intelligent Computing for Sustainable Energy and Environment. 2010: 101-109

[12] Liu L, Chen C, Yu T. Characteristics analysis of cloud services based on complex network [M] // Computation Intelligence, Networked Systems and Their Applications. Springer Berlin Heidelberg, 2014: 318-330

[13] Fu Lei-jie, Jiang Ping-yu, Cao Wei. Modeling and performance analysis of product development process network [J]. Journal of Network and Computer Applications, 2013, 36(6): 1489-1502

[14] Yin Yong, Li Yu, Zhang Chao-yong. Study on community structures in manufacturing grid and the algorithm for community partition of its resource nodes [J]. Applied Mechanics and Materials, 2014, 526: 222-229

[15] Ramasco J J, Dorogovtsev S N. Romualdo Pastor-Satorras. Self-organization of collaboration networks [J]. Physical Review E, 2004, 70(3): 03610

[16] Qin Li, Yang Zi-long, Huang Shu-guang. Synthesis evaluation method for node importance in complex networks [J]. Computer Science, 2015, 42(2): 60-64(in Chinese)
秦李，杨子龙，黄曙光. 复杂网络的节点重要性综合评价 [J]. 计算机科学，2015，42(2)：60-64

(上接第 151 页)

[9] Tembine H, Altman E, El-Azouzi R, et al. Multiple access game in ad-hoc network [C] // ACM Proc. ValueTools. Nantes, France, 2007, 321

[10] Tembine H, Altman E, El-Azouzi R, et al. Evolutionary games with random number of interacting players applied to access control[C]// Proc. IEEE/ACM WiOpt. 2008: 344-351

[11] Tembine H, Altman E, El-Azouzi R, et al. Evolutionary games in wireless networks[J]. IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics-Part B: Cybernetics, 2010, 40(3): 634-646

[12] 威布尔. 演化博弈论[M]. 王永钦. 上海：上海人民出版社，2006

[13] Cheng Yan-hong, Li Zhi-shu, Chen Liang-yin. An Adaptive MAC Protocol for Wireless LANs Under Error-Prone Environment [J]. Computer Research and Development, 2012, 49(1): 174-182 (in Chinese)
程艳红，李志蜀，陈良银. 差错信道下无线局域网的自适应 MAC 协议[J]. 计算机研究与发展，2012，49(1)：174-182

[14] Cheng Yuan, Zhang Yuan, Gao Xi-qi. Performance analysis of packet dropping probability under error-prone channel in WLAN[J]. Journal on Communications, 2007, 28(5): 126-131 (in Chinese)
程远，张源，高西奇. 差错信道下无线局域网丢包率性能分析 [J]. 通信学报，2007，28(5)：126-131