

VANET 中基于约束区域中继的协作通信性能研究

叶翔 章国安 吴敏

(南通大学电子信息学院 南通 226019)

摘要 研究了协作通信对车载自组织网络(VANET)性能的影响。中继节点参与通信会提高单链路传输的可靠性,然而大多数研究忽略了采取中继节点会扩大通信干扰范围的影响,从而带来的额外干扰也会影响其他链路的通信。为此,通过构建一个菱形的中继节点选择区域来限制增大干扰区域的不利影响,进而提出一种新的评估协作通信性能的方法,并得到中断概率和网络吞吐量的数学表达式。数值分析和仿真结果表明,协作通信能够显著降低通信中断概率,但其对整个网络的吞吐量性能并不总是有效的,合理地设置中继选择区域大小能有效提高网络吞吐量。

关键词 车载自组织网络,协作通信,空间分集,空间复用,最大比合并

中图分类号 TN92 **文献标识码** A **DOI** 10.11896/j.issn.1002-137X.2017.06.018

Research on Performance of Cooperative Communication Based on Constrained Area Relay in VANET

YE Xiang ZHANG Guo-an WU Min

(School of Electronics and Information, Nantong University, Nantong 226019, China)

Abstract The effect of cooperative communication on network performance in wireless vehicular Ad Hoc network (VANET) was studied. Relay involved in the communication can enhance the reliability of the single-link transmission. However, most studies ignored the detrimental effect of the enlarged interference range due to relay transmissions. The enlarged interference range can block the transmission of its neighboring link, we constructed a diamond-shaped relay selection region to restrict the detrimental effect of the enlarged interference range due to relay transmissions, developed a theoretical performance analysis method for cooperation in VANET and obtained the mathematical expression of outage probability and network throughput. Numerical analysis and simulation results show that cooperative communication can significantly reduce the probability of communication outage, but it is not always beneficial for the throughput performance of the whole network. The size of relay selection region can be set to improve the network throughput.

Keywords VANET, Cooperative communication, Spatial diversity, Spatial reuse, MRC

1 引言

VANET 是一种特殊的移动无线自组织网络,它是以前有不同的传感器和通信模块的车辆为节点组成的^[1]。它在避免交通事故、缓解交通拥堵、提供车载娱乐等方面有着重要的作用,是智能交通不可或缺的部分,因此具有极大的应用前景和极高的研究价值^[2]。为了满足日益增长的交通需求和服务质量(QoS)要求,亟需解决造成 VANET 性能下降的主要问题,例如信道衰落、传输干扰等。协作通信作为未来无线移动网络的关键技术,在对抗无线信道衰落、获取分集增益、提高网络吞吐量等方面非常有效^[3]。通过网络间节点资源的协作,有效地共享传输资源,形成虚拟天线阵列,获得一定分集增益,结合分集合并技术和其他无线通信技术,协作通信技术大大提高了信道容量,增强了传输的可靠性^[4]。

协作通信虽然能够获得许多性能增益,但是中继节点参

与通信也会不可避免地产生一些负面影响。如图 1(a)所示,当两条链路都采取直接传输时,相互之间就不存在干扰。如图 1(b)所示,在协议干扰模型下,通过一个空间分集增益,中继节点 R 能够提高链路 $A-B$ 的传输可靠性;与此同时,中继节点转发给目的节点的信号会对其他节点产生干扰,并阻断其邻近链路 $C-D$ 的传输,这会降低空间复用的有效性,从而可能会降低整个网络的性能。一般情况下,协作会占用更多的空间资源去获得分集增益,但是中继节点的传输也会扩大干扰区域(Interference Region, IR)对其他链路传输造成的影响^[5]。然而大多数研究忽略了采取中继节点会扩大通信干扰范围的影响,从而带来的额外干扰影响其他链路的通信。一般来说,协作通信根据中继节点的个数可以分为单中继协作通信和多中继协作通信。虽然选取多个中继节点能最大化地获取分集增益,但选取数目越多,增大的干扰区域也会越大,从而带来更多的传输开销。相反,单中继协作通信机制易于

到稿日期:2016-03-21 返修日期:2016-06-05 本文受国家自然科学基金资助项目(61371113, 61401241),交通运输部应用基础研究基金资助项目(2013-319-825-110),江苏省普通高校研究生科研创新计划基金资助项目(KYLX15_1317, YKC15010)资助。

叶翔(1989-),男,硕士生,主要研究方向为车载 Ad Hoc 网络;章国安(1965-),男,博士,教授,博士生导师,主要研究方向为车联网、认知无线 Mesh 网络等, E-mail: gzhang@ntu.edu.cn(通信作者);吴敏(1992-),女,硕士生,主要研究方向为车载 Ad Hoc 网络。

实现,并且通过选择最佳的中继节点也能获得较高的空间分集增益。文献[6]使用最佳的中继选择方案研究协作通信网络的中断性能,但其并没有考虑中继节点的空间分布,从而并不能直接应用于 VANET。文献[7]假定中继节点满足齐次泊松分布,分析了在瑞丽衰落信道下不同的中继节点选择机制下的中断概率,但其仅着重于单个源节点到目的节点的性能分析,并没有考虑到采取中继节点会扩大通信干扰范围,从而对网络性能产生不利的影响。文献[8]考虑到了采取协作通信的无线网络中,中继节点的加入会增大通信干扰范围的影响,但其假设网络中的所有干扰仅仅由中继节点产生,这样的假设过于理想,没有实际意义。文献[9]对这一问题进行了研究,采用了单位圆模型来分析增加的干扰区域对网络性能的不利影响。然而,这种方法存在两方面局限:1)单位圆模型不能准确地描述直接和协作传输链路的干扰区域特征;2)链路密度作为协作决定的一个重要影响因素,并没有得到研究。

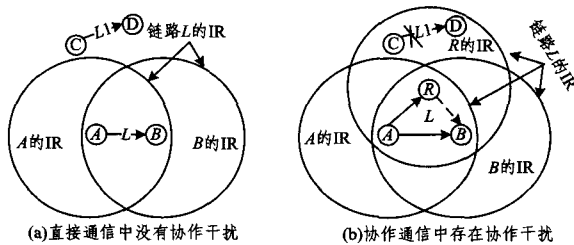


图 1 协作干扰举例

本文基于单中继协作通信系统,构建一个菱形的中继节点选择区域来限制由于中继节点传输带来的不利影响。源节点以广播的形式向目的节点发送数据,中继节点和目的节点会接收到数据包,在中继节点选择区域内,基于信道状态信息(Channel State Information, CSI)的中继节点选择策略选择与目的节点之间信道最佳的中继节点来转发该数据到目的节点。目的节点收到来自源节点和中继节点的数据时,采取最大比合并(Maximal Ratio Combining, MRC)技术进行解码。

2 系统模型

在城市交通中,移动的车辆构成一个 VANET。考虑一个单信道的 VANET,车辆节点在道路上是随机分布的。为了研究通信链路之间的相互干扰情况,假定每一个源节点(S)有一个相对应的目的节点(D),且两者之间的距离固定^[10]。利用空闲节点作为中继节点来转发数据,假定任何时刻中继节点都满足齐次泊松分布,密度为 λ (单位面积上节点的数目)。任何一对节点之间的信道具有瑞丽衰落和路径损耗的双重特征。 $H_{xy}d_{xy}^{-\alpha}$ 表示节点 x 与节点 y 之间的信道对接收功率的影响, H_{xy} 表示 x 与 y 之间的衰落系数, d_{xy} 表示节点之间的欧氏距离, $2 \leq \alpha \leq 5.5$ 表示路径损耗指数。所有的衰落系数是独立同分布的随机变量,且服从指数分布。所有节点的传输能量相同。源节点 S_0 传输一个数据包到目的节点 D_0 ,接收到的 SNR 为:

$$\gamma_{S_0D_0} = \frac{P_t H_{S_0D_0} d_{S_0D_0}^{-\alpha}}{W} \quad (1)$$

其中, P_t 表示发射功率, W 表示噪声功率。

每个源节点和它的中继节点在同一个时隙传输数据包,时隙间隔是固定的,所有的节点位置和衰落系数在时隙期间保持不变。一个时隙被划分为两个相同的子时隙。在第一个子时隙,源节点发送一个数据包,由于无线通信的广播特性,中继节点和目的节点都能接收到源节点发送的数据包;在第二个子时隙,被选择的中继节点将接收到的数据包解码转发(Decode-and-Forward, DF)给目的节点。目的节点收到来自源节点和中继节点的数据时,采取 MRC 技术进行解码。

将干扰范围定义为一个区域,在该区域内,因为干扰者的传输会中断其他节点数据包的接收^[11]。如果干扰者在一个接受者的干扰范围之内,那么这个干扰是有害的;如果干扰者在接受者的干扰范围之外,那么这个干扰就可以忽略了。为了保证一条链路的成功传输,该条链路的所有节点必须是无干扰的。由于单信道的约束,并不是每一条链路都能同时激活。因此,每一个其它的节点 k 同时传输时,源节点 S_0 要想成功传输一个数据包到目的节点 D_0 ,就必须满足以下条件:1) $\gamma_{S_0D_0} \geq \beta_r$; 2) $d_{S_kD_0} > R_{kr}$, $k > 0$ 。 β_r 表示以 r bits/s 的速率传输数据包时所需的接收阈值, R_{kr} 表示直接传输的干扰范围。定义接收阈值 $\beta_r = 2^{r/B} - 1$,根据香农公式, $r = B \cdot \log_2(1 + \beta_r)$, B 代表信道带宽(Hz)。在双跳协作传输下,数据包的传输速率设为 $2r$ (bits/s),使得协作传输速率和直接传输速率相等,所需的接收阈值和干扰范围分别为 β_{2r} 和 R_{kr} 。

3 协议分析

3.1 中继节点的选择

直接传输链路的干扰范围是源节点和目的节点的干扰范围之和,协作传输的干扰范围是源节点、目的节点和中继节点的干扰范围之和,如图 1 所示。当更多的节点加入传输一个数据包时,协作链路将会占用更多的空间资源,这将会减少空间频率复用。一个协作链路的干扰范围大小由中继节点的位置决定。由于所有的中继节点是任意分布的,每一个协作链路的干扰范围大小也是任意的。为了限制每一个协作链路的干扰范围,一种简单的方式就是建立一个中继节点选择约束区域。在约束区域内的中继节点称为潜在的中继节点,只有潜在的中继节点才能竞争成为最佳的中继节点。一个协作链路的干扰范围大小由最远的潜在中继节点的相对位置决定,这可以通过调整中继选择区域的大小来控制。较大的中继节点选择区域将会包含更多的潜在中继节点,进而获得较高的协作增益,这也将会减少整个网络的空间频率复用。

为每一个协作链路建立一个菱形的中继节点选择区域,它增加的干扰范围小且只由一个参数决定,如图 2 所示。源节点和目的节点位于菱形的对角线端点上,角度 ω 决定了中继节点选择区域的大小。在第一个子时隙成功接收到源节点发送的数据包的潜在的中继节点称为合格的中继节点。假定每一个合格的中继节点知道自己的合格状态和它本身与目的节点之间信道的即时 SNR 信息。可以使用退避机制来选择最佳的中继节点,这仅仅需要当前的 CSI^[12]。与目的节点之间信道最佳的合格中继节点获得最短的退避区间,首先竞争成为最佳的中继节点。其它的合格中继节点一旦接收到最佳中继节点的信号,就会放弃竞争。

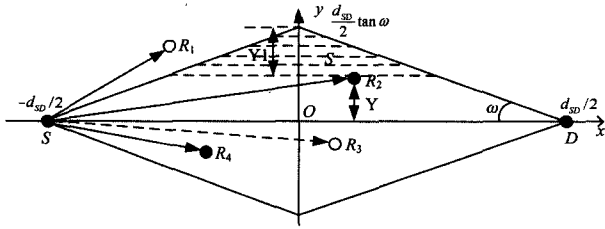


图2 直角坐标系下菱形约束的中继节点选择区域

3.2 性能分析

3.2.1 协作通信中断概率

首先推导出车辆节点之间直接通信的中断概率表达式。在直接传输时,一个源节点利用整个时隙去传输一个数据包(速率为 r /bits/s)。当在目的节点处 SNR 小于 β_r 时,传输中断。因此,直接传输的中断概率 q_{DT} 如式(2)所示:

$$q_{DT} = p(\gamma_{S_0,D_0} < \beta_r) = 1 - \exp(-(\beta_r W/P_t) d_{S_0,D_0}^\alpha) \quad (2)$$

车辆之间进行协作通信时,在第一个子时隙,源节点以 $2r$ /bits/s 的速率传输一个数据包;在第二个子时隙,最佳中继节点将接收到的信息以 DF 的方式转发给目的节点,目的节点采用 MRC 技术接收信息。在目的节点采用 MRC 技术接收信息时,源节点也被认为是一个合格的中继节点,当它被选为最佳的中继节点时,它将在第二个子时隙传输数据包到目的节点。设 R_0^* 为最佳的中继节点,则 R_0^* 与 D_0 之间信道的即时 SNR 为:

$$\gamma_{R_0^*,D_0} = \max\{\gamma_{R_0^*,D_0}, \gamma_{S_0,D_0}\}$$

对源节点和最佳中继节点传输的信号进行合并后,目的节点解码数据包,若解码失败,则传输中断。因此,协作传输的中断概率 q_{CT} 为:

$$\begin{aligned} q_{CT} &= p(\gamma_{S_0,D_0} + \max\{\gamma_{R_0^*,D_0}, \gamma_{S_0,D_0}\} < \beta_r) \\ &= p(\gamma_{S_0,D_0} + \max\{\gamma_{R_0^*,D_0}\} < \beta_r | \gamma_{S_0,D_0} < \beta_r/2) \times \\ &\quad p(\gamma_{S_0,D_0} < \beta_r/2) \\ &= [1 - \exp(-\frac{M}{2} d_{S_0}^\alpha)] \times \exp(-2\lambda \int_0^{\frac{d_{SD}}{2} \tan \omega} \int_{\tan \omega - \frac{d_{SD}}{2}}^{\frac{d_{SD}}{2}} I(x,y) dx dy) \end{aligned} \quad (3)$$

其中

$$\begin{aligned} I(x,y) &= \\ &= \frac{-\exp[-M(d_{S_0,R}^\alpha + d_{R,D_0}^\alpha)] + \exp[-\frac{M}{2}(d_{S_0,R}^\alpha + d_{R,D_0}^\alpha) - M d_{S_0,R}^\alpha]}{[1 - \exp(-\frac{M}{2} d_{SD}^\alpha)] [(\frac{d_{R,D_0}}{d_{SD}})^\alpha - 1]} \end{aligned}$$

$$M = \beta_r W/P_t$$

$$d_{S_0,R} = \sqrt{(x + (d_{SD}/2))^2 + y^2}$$

$$d_{R,D_0} = \sqrt{(x - (d_{SD}/2))^2 + y^2}$$

在得到车辆间直接通信和协作通信两种情况的通信中断概率表达式的基础上,通过比较车辆间直接通信和协作通信的成功概率,得到单链路协作增益 σ 为:

$$\sigma = \frac{1 - q_{CT}}{1 - q_{DT}} \quad (4)$$

3.2.2 并行传输的预期数目

文献[13]表明,并行传输的预期数目是决定网络容量的重要因素之一。假定在一个矩形覆盖区域的网络有 N 条均匀分布的链路,我们感兴趣的是这 N 条链路中可以被同时激活的链路数目。文献[14]提出了一种随机调度机制来得到可

以并行传输的预期数目。随机调度机制的主要思想是:用随机顺序来检查所有的链路,如果一条新的链路对现有链路造成干扰,就将该新链路移除,剩下的链路将会被激活且相互之间不会干扰。若一条链路中的任何一个节点位于另一条链路节点的干扰范围之内,则这两个链路就会相互干扰。

设 $p(k,n)$ 表示 n 条链路有 k 条链路可以并行传输的概率。检查 n 条链路之后,有 k 条链路能够并行传输的条件是:1)检查 $n-1$ 条链路之后有 $k-1$ 条链路可以同时传输,链路 n 不会对 $k-1$ 条链路造成干扰;2)检查 $n-1$ 条链路之后有 k 条链路可以并行传输,链路 n 至少会对 k 条链路中的一条造成干扰。设 Q 表示任意两条链路之间的无干扰概率,则有:

$$p(k,n) = p(k-1,n-1)Q^{k-1} + p(k,n-1)(1-Q^k) \quad (5)$$

初始值 $p(1,1)=1, p(1,2)=1-Q, p(2,2)=Q$ 。对于所有的 $k \leq N$,可以运用迭代法计算得到 $P(k,N)$ 。因此,可以得到在网络覆盖区域下总共有 N 条链路,可以并行传输的预期链路数 N_E 为:

$$N_E = \sum_{k=1}^N k P(k,N) \quad (6)$$

3.2.3 网络吞吐量

网络的吞吐量定义为每条链路成功传输的概率与并行传输预期链路数目的乘积。

3.2.3.1 直接传输

如图3所示,一条直接传输链路 L_i 的干扰区域近似为椭圆, $DNIR_i$ 为节点的干扰区域,该椭圆的短半轴为 R_{DT} ,长半轴为 $R_{DT} + d_{SD}/2$ 。为了避免对链路 L_i 造成干扰,其他活跃链路 $L_j (j \neq i)$ 的节点应该位于 $DNIR_i$ 之外。然而 S_j 和 D_j 并不是独立的,它们位于 d_{SD} 的两端。为了得到不同链路之间的干扰关系,引入一个链路干扰区域 ($DLIR_i$),该区域也是一个椭圆,它的长半轴和短半轴分别比 $DNIR_i$ 的长半轴和短半轴大 $d_{SD}/2$ 。这样,对于任何两条直接传输链路 L_i 和 L_j ,如果链路 L_j 的中心在 $DLIR_i$ 之外,则 S_j 和 D_j 也在 $DNIR_i$ 之外,这两条链路就不会发生干扰。 $DLIR_i$ 的长短半轴分别为:

$$D_{DT}^s = R_{DT} + d_{SD}, D_{DT}^l = R_{DT} + \frac{d_{SD}}{2} \quad (7)$$

设 A_{DT} 为 $DLIR_i$ 的面积,则:

$$A_{DT} = \pi D_{DT}^s D_{DT}^l \quad (8)$$

由于链路是均匀分布的,设 Q_{DT} 表示任意两条直接传输链路之间无干扰概率, A_N 是网络的覆盖范围,则:

$$Q_{DT} = 1 - A_{DT}/A_N \quad (9)$$

从而得到直接传输的网络吞吐量 T_{DT} 为:

$$T_{DT} = (1 - q_{DT}) \cdot N_{DT} \quad (10)$$

其中, N_{DT} 表示直接传输下并行传输的预期链路数,将 Q_{DT} 代入到式(6)中即可得到。

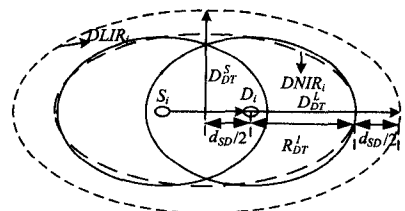


图3 一条直接传输链路的近似干扰区域

3.2.3.2 协作传输

协作链路的干扰区域由链路两边最远的潜在中继节点的相对位置决定。最远的潜在中继节点等价于它的 Y 轴坐标最大,假设 Y 表示最远的潜在中继节点的 Y 轴坐标。由于中继节点是随机分布的,因此 Y 是一个随机变量。设随机变量 $Y_1 = E(Y_1) = \frac{d_{SD}}{2} \tan \omega - E(Y), Y \in [0, \frac{d_{SD}}{2} \tan \omega]$ 。可以得到 Y_1 的数学期望 $E[Y_1]$ 为:

$$E[Y_1] = \int_0^{\frac{d_{SD}}{2} \tan \omega} y \cdot f_{Y_1}(y) dy = \int_0^{\frac{d_{SD}}{2} \tan \omega} F_{Y_1}(y) dy \quad (11)$$

其中, $f_{Y_1}(y)$ 表示 Y_1 的概率密度函数, $F_{Y_1}(y)$ 表示 Y_1 的互补累积密度函数,则 $F_{Y_1}(y)$ 的数学表达式为:

$$F_{Y_1}(y) = p(Y_1 > y) = p(\text{在 } S \text{ 区域无潜在在中继节点}) = \exp(-\frac{\lambda}{\tan \omega} y^2) \quad (12)$$

其中, S 是图 2 阴影区域的面积, $S = y^2 / \tan \omega$ 。将式(12)代入式(11),得到:

$$E[Y_1] = \sqrt{\frac{\pi \tan \omega}{4\lambda}} \cdot \operatorname{erf}(\frac{d_{SD}}{2} \sqrt{\lambda \cdot \tan \omega}) \quad (13)$$

因为 $E(Y_1) = \frac{d_{SD}}{2} \tan \omega - E(Y)$, 所以有:

$$E[Y] = \frac{d_{SD}}{2} \tan \omega - \sqrt{\frac{\pi \tan \omega}{4\lambda}} \cdot \operatorname{erf}(\frac{d_{SD}}{2} \sqrt{\lambda \cdot \tan \omega}) \quad (14)$$

如图 4 所示,一条协作传输链路 L_i 的干扰区域也近似为椭圆,该椭圆的短半轴为 $R_{CT} + E(Y)$,长半轴为 $R_{CT} + d_{SD}/2$ 。与直接传输链路分析类似,引入一个链路干扰区域 $CLIR_i$,其也是一个椭圆,它的长半轴和短半轴分别比 $CLIR_i$ 的长半轴和短半轴长 $d_{SD}/2$ 。这样,对于任何两条协作传输链路 L_i 和 L_j ,如果链路 L_j 的中心在 $CLIR_i$ 之外,这两条链路就不会发生干扰。它的长半轴和短半轴分别为:

$$D_{CT}^L = R_{CT} + d_{SD}, D_{CT}^S = R_{CT} + \frac{d_{SD}}{2} + E[Y] \quad (15)$$

因此,对于任何两条协作传输链路 L_i 和 L_j ,如果链路 L_i 的中心在 $CLIR_i$ 之外,则这两条链路不会发生干扰。设 A_{CT} 为 $CLIR_i$ 的面积,则:

$$A_{CT} = \pi D_{CT}^L D_{CT}^S \quad (16)$$

从而可以得到任意两条协作传输链路之间的无干扰概率:

$$Q_{CT} = 1 - A_{CT} / A_N \quad (17)$$

进而可以得到协作传输的网络吞吐量 T_{CT} 为:

$$T_{CT} = (1 - q_{CT}) \cdot N_{CT} \quad (18)$$

N_{CT} 表示协作传输下并行传输的预期链路数目,将 Q_{CT} 代入到式(6)即可得到。

定义网络减少的空间频率复用率 η 和吞吐量增益 G 分别为:

$$\eta = \frac{N_{CT}}{N_{DT}}, G = \frac{T_{CT}}{T_{DT}} \cdot \frac{N_{CT}}{N_{DT}} \quad (19)$$

η 体现了网络减少的空间频率复用,它考虑了多条链路之间的相互干扰以及增大的干扰范围对传输链路的影响。只有当所获得的单链路协作增益 σ 能够弥补整个网络减少的空间频率复用,即 $G > 1$ 时,协作通信才是有效的。因此,可以将 G 作为评估整个网络性能的指标之一。

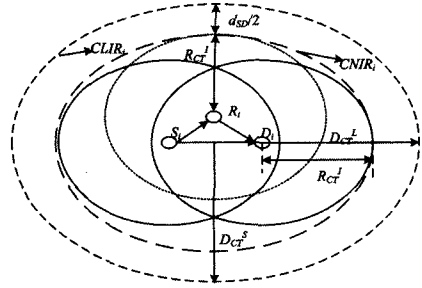


图 4 一条协作传输链路的近似干扰区域

4 仿真实验与分析

利用 MATLAB 仿真软件对直接和协作传输的性能指标进行数值比较。假定仿真场景的覆盖范围为 $3000m \times 400m$ 。基于文献[15],将直接传输和协作传输的干扰范围 R_{BT} 和 R_{CT} 分别设为 60m 和 70m。传输速率 r 和带宽 B 分别设为 1Mbit/s 和 2MHz, $d_{SD} = 60m, p_t = 0.06mW, W = -50dBm, \alpha = 2$ 。

图 5 描述了在不同的中继节点密度下,中继选择区域角度变化对单链路协作增益的影响。单链路协作增益随着中继选择区域角度 ω 的增大而增大,在 ω 一定时, λ 越大,单链路协作增益越大。这是因为,不论是 ω 增大还是 λ 增大,都会使得中继节点选择区域变大,所以该区域内潜在中继节点数目也增多,使得协作传输成功的概率增大。而直接传输的成功概率为定值,由式(4)可知,单链路的协作增益也增大。

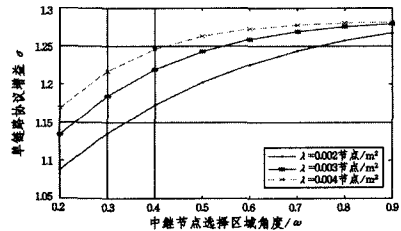


图 5 $\lambda = 0.002, 0.003, 0.004$ 节点/ m^2 时,单链路协作增益随中继选择区域角度变化的曲线

图 6 反映了在一定的链路数目下,直接传输和协作传输两种模式下可以并行传输的预期链路数目。并行传输的链路数目随着链路总数的增加而增加。然而,正如所预料的一样,协作传输下并行传输的预期链路数目总是小于直接传输的,这是因为中继节点的传输增加了干扰区域,从而对其他传输的链路造成了干扰,减少了整个网络的空间频率复用;并且,随着 N 的增大,直接传输和协作传输下并行传输的预期链路数目之间的差距也越来越大,这是因为随着 N 的增大,增大的干扰区域的不利影响越来越明显。

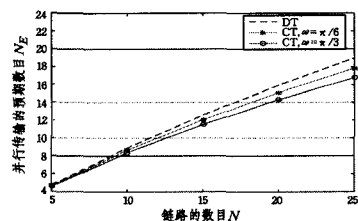


图 6 $\lambda = 0.004$ 节点/ $m^2, \omega = \pi/7, \omega = \pi/3$ 时,并行传输的预期数目随着链路总数变化的曲线

如图7所示,空间频率复用率随着中继选择区域角度的增加而减少。随着 ω 的增加,每一条协作链路将会占用更多的空间资源用于空间分集,这减少了用于空间复用的空间资源。链路密度越大,空间复用率越低,协作传输更有可能造成传输链路的拥堵,也就是说协作传输的限制性更加明显。

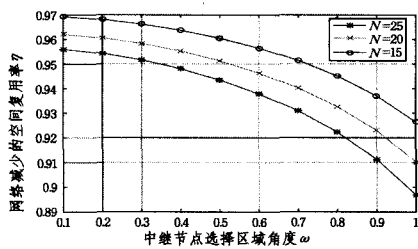


图7 $\lambda=0.003$ 节点/ m^2 , $N=25, 20, 15$ 时,网络减少的空间复用率随中继选择区域角度变化的曲线

图8描述了直接传输和协作传输下的吞吐量比较。在一个较小的中继选择区域和较高的中继节点密度下,协作传输的吞吐量高于直接传输的吞吐量。另一方面,当中继选择区域较大而中继节点密度较小时,直接传输获得的吞吐量更高。这表明,协作传输并不总是有效的,它的有效性取决于中继选择区域的大小和中继节点的密度。

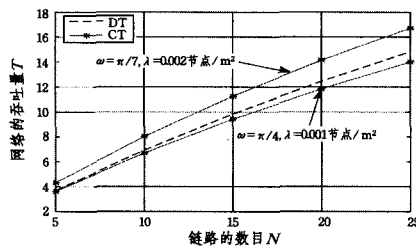


图8 $\omega=\pi/7, \lambda=0.002$ 节点/ m^2 和 $\omega=\pi/4, \lambda=0.0001$ 节点/ m^2 两种情况下,网络吞吐量随链路总数目变化的曲线

图9反映了在不同的中继节点密度下,网络吞吐量增益随着中继节点密度的变化情况。随着角度 ω 的变化,网络吞吐量增益有一个最大值。以 $\lambda=0.004$ 节点/ m^2 为例, $\omega < \pi/5$ 时,随着 ω 的增大,吞吐量增益也增大; $\omega > \pi/5$ 时,随着 ω 增大,吞吐量增益减小。这表明,可以通过设置中继选择区域的大小来获得最佳的网络性能。与图5相比,由于减少了空间频率复用,网络吞吐量增益始终小于单链路协作增益。以上表明,协作传输对单链路的传输总是有效的,但是对整个网络的性能并不一定总是有效。

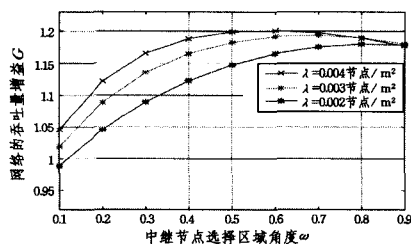


图9 $N=20, \lambda=0.002, 0.003, 0.004$ 节点/ m^2 , 吞吐量增益随着中继节点密度变化的曲线

结束语 本文研究了协作通信对网络性能的影响。中继节点的引入能够提高传输链路的可靠性,但是也增大了干扰区域,会影响其他链路的传输。因此,用单个链路传输的可靠

性来评估网络的性能是不准确的。为了从整个网络的性能来评估 VANET 下协作通信的有效性,构建了一个菱形的中继选择区域用于研究单链路的空间分集增益与减少的空间频率复用率之间的折中关系。基于链路的总数目、中继节点的密度、中继选择区域的大小这些影响因素,得到了所提出的协作机制下的网络吞吐量。我们发现,协作传输并不总是有效的,它的有效性取决于这些影响因素。这些分析结果可以用于评估网络的性能,也可以为大型网络的设计提供参考意义。为了更加深刻地理解协作通信的有效性和限制性,下一步将研究协调信令和中继选择所引起的协议开销。

参考文献

- [1] ZHANG X F, ZHANG G A, JI Y C. Research on Cooperative Transmission Based on Cross-Layer Routing Design in VANET [J]. Video Engineering, 2014, 38(15): 140-143. (in Chinese) 张雪飞, 章国安, 季彦呈. VANET 中基于跨层路由设计的协作通信研究[J]. 电视技术, 2014, 38(15): 140-143.
- [2] CHEN Z, HAN J H, YANG Y, et al. Using idle TDMA slots for retransmitting packets cooperatively in VANET [J]. Journal on Communications, 2015, 36(7): 92-101. (in Chinese) 陈振, 韩江洪, 杨勇, 等. VANET 中利用空闲 TDMA 时隙协助发送数据的方法[J]. 通信学报, 2015, 36(7): 92-101.
- [3] ZHANG Y. The Research of Relay Selection and Power Allocation of Cooperative Communication [D]. Hangzhou: University of Electronic Science and Technology, 2013. (in Chinese) 张玉. 协作通信中关于中继选择和功率分配的研究[D]. 杭州: 电子科技大学, 2013.
- [4] ZHAO Y C, LI E Y. Performance Analysis of Relay Selection Schemes for Cooperative Communication [J]. Computer Science, 2012, 39(10): 69-72. (in Chinese) 赵永驰, 李恩玉. 协作通信的中继选择策略性能研究[J]. 计算机科学, 2012, 39(10): 69-72.
- [5] CAO B. Relay Selection and Transmission Mechanism in Cooperative Communications [D]. Hangzhou: University of Electronic Science and Technology, 2014. (in Chinese) 曹宸. 协作通信中的中继节点选取和传输机制研究[D]. 杭州: 电子科技大学, 2014.
- [6] IKKI S S, AHMED M H. Performance analysis of adaptive decode-and-forward cooperative diversity networks with best-relay selection [J]. IEEE Transactions on Communications, 2010, 58(1): 68-72.
- [7] WANG H Z, MA S D, NG T S. A General Analytical Approach for Opportunistic Cooperative Systems with Spatially Random Relays [J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2011, 10(12): 4122-4129.
- [8] ZHANG P, XU Z, WANG F, et al. A Relay Assignment Algorithm With Interference Mitigation For Cooperative Communication [C] // IEEE Wireless Communications and Networking Conference. 2009: 1-6.
- [9] ZHU Y, ZHENG H. Understanding the impact of interference on collaborative relays [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2008, 7(6): 724-736.
- [10] NGUYEN T, BACCELLI F. On the spatial modeling of wireless networks by random packing models [C] // IEEE INFOCOM'12. 2012: 28-36.

- [11] CARDIERI P. Modeling interference in wireless ad hoc networks[J]. IEEE Communications Surveys & Tutorials, 2010, 12(4): 551-572.
- [12] ZHOU Y, LIU J, ZHENG L. Link-utility-based cooperative MAC protocol for wireless multi-hop networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2011, 10(3): 995-1005.
- [13] MAO G. Research on wireless multi-hop networks; Current state and challenges [C] // 2012 International Conference on

Computing, Networking and Communications, 2012: 593-598.

- [14] CAI L X, CAI L, SHEN X. REX: A randomized exclusive region based scheduling scheme for mmWave WPANs with directional antenna[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2010, 9(1): 113-121.
- [15] LIU P, TAO Z F, NARAYANAN S. CoopMAC: A cooperative MAC for wireless LANs[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2007, 25(2): 340-354.

(上接第 96 页)

$\{y_{2k-1}, y_{2k}\} (1 \leq k \leq q)$, 此时划分的所有顶点集合满足引理 1, 所以图 G 中至少存在 $3p+q-1$ 棵 CISTs。

因此, 当 $|A|=8p-4 (p \geq 1, p \in N)$ 时, 若 $|B|=2q (q \geq 0, q \in N)$, 图 G 中至少存在 $3p+q-2$ 棵 CISTs; 若 $|B|=2q+1 (q \geq 0, q \in N)$, 图 G 中至少存在 $3p+q-1$ 棵 CISTs。

情形 4 $|A|=8p-6 (p \geq 1, p \in N)$, 则 A 中有 $8p-8$ 个顶点均以图 3 中的形式存在, 2 个顶点以图 4 中的形式存在。 $p=1$ 时, $|A|=8p-6=8 \times 1-6=2 < 5$; $p \geq 2$ 时, $|A|=8p-4 > 5$ 。下面就 p 的取值进行分类讨论。

情形 4.1 $p=1$ 。因 $|V(G)| \geq 5$ 且 $|A|=2$, 故 $|B| \geq 3$ 。

情形 4.1.1 $|B|=2q (q \geq 1, q \in N)$ 。可以将顶点划分为顶点集合 $V_1 = \{x_1, x_2, y_{2q}\}$, $V_2 = \{y_{2q-3}, y_{2q-2}, y_{2q-1}\}$ 与 $V_{k+2} = \{y_{2k-1}, y_{2k}\} (1 \leq k \leq q-2)$, 此时划分的所有顶点集合满足引理 1, 所以图 G 中至少存在 q 棵 CISTs。

情形 4.1.2 $|B|=2q+1 (q \geq 0, q \in N)$ 。可以将顶点划分为顶点集合 $V_1 = \{x_1, x_2, y_{2q+1}\}$ 与 $V_{k+1} = \{y_{2k-1}, y_{2k}\} (1 \leq k \leq q)$, 此时划分的所有顶点集合满足引理 1, 所以图 G 中至少存在 $q+1$ 棵 CISTs。

情形 4.2 $p \geq 2$ 。

情形 4.2.1 $|B|=0$, 即此时 $q=0$ 。可以将顶点划分为顶点集合 $V_i = \{x_{4i-3}, x_{4i-2}, x_{4i-1}\} (1 \leq i \leq 2p-2)$, $V_{2p+k-3} = \{x_{8j-20}, x_{8j-16}\} (3 \leq j \leq p)$ 与 $V_{3p-3} = \{x_{8p-12}, x_{8p-8}, x_{8p-7}, x_{8p-6}\}$ 。此时划分的所有顶点集合满足引理 1, 所以图 G 中至少存在 $3p-3$ 棵 CISTs。

情形 4.2.2 $|B|=2q (q \geq 1, q \in N)$ 。可以将顶点划分为顶点集合 $V_i = \{x_{4i-3}, x_{4i-2}, x_{4i-1}\} (1 \leq i \leq 2p-2)$, $V_{2p+j-4} = \{x_{8j-20}, x_{8j-16}\} (3 \leq j \leq p)$, $V_{3p-3} = \{x_{8p-6}, x_{8p-7}, y_{2p-1}\}$, $V_{3p-2} = \{x_{8p-8}, x_{8p-12}, y_{2p}\}$ 与 $V_{3p-2+k} = \{y_{2k-1}, y_{2k}\} (1 \leq k \leq q-1)$ 。此时划分的所有顶点集合满足引理 1, 所以图 G 中至少存在 $3p+q-3$ 棵 CISTs。

情形 4.2.3 $|B|=2q+1 (q \geq 0, q \in N)$ 。可以将顶点划分为顶点集合 $V_i = \{x_{4i-3}, x_{4i-2}, x_{4i-1}\} (1 \leq i \leq 2p-2)$, $V_{2p+j-3} = \{x_{8j-12}, x_{8j-8}\} (2 \leq j \leq p)$, $V_{3p-2} = \{x_{8p-6}, x_{8p-7}, y_{2q+1}\}$ 与 $V_{3p-2+k} = \{y_{2k-1}, y_{2k}\} (1 \leq k \leq q)$, 此时划分的所有顶点集合满足引理 1, 所以图 G 中至少存在 $3p+q-2$ 棵 CISTs。

因此, 当 $|A|=8p-6 (p \geq 1, p \in N)$ 时, 若 $|B|=2q (q \geq 0, q \in N)$, 图 G 中至少存在 $3p+q-3$ 棵 CISTs; 若 $|B|=2q+1 (q \geq 0, q \in N)$ 时, 图 G 中至少存在 $3p+q-2$ 棵 CISTs。

结束语 本文讨论的对象为包含不少于 5 个顶点且最小度数为 $n-2 (n \geq 5)$ 的图 G , 若已知其度数为 $n-2$ 的顶点的

点的个数等于 $|A|$, 以及度数为 $n-1$ 的顶点的个数等于 $|B|$, 可以推导出图 $G(V)$ 所包含的完全独立生成树的最小棵数。顶点集合 A 的个数有 4 种情况: $|A| \in \{8p, 8p-2, 8p-4, 8p-6\} (p \geq 1, p \in N)$, 而 $|B|$ 主要有两种情况: $|B| \in \{2q, 2q+1\} (q \in N)$ 。具体图中完全独立生成树的最小棵数情况如下:

$$\begin{cases} 3p+q, & |A|=8p, |B| \in N \\ 3p+q-1, & |A|=8p-2, |B| \in N \text{ 或} \\ & |A|=8p-4, |B|=2q+1 \\ 3p+q-2, & |A|=8p-4, |B|=2q \text{ 或} \\ & |A|=8p-6, |B|=2q+1 \\ 3p+q-3, & |A|=8p-6, |B|=2q \end{cases}$$

由结论可以发现, 所寻找的完全独立生成树的最小棵数依赖于度数为 $n-2$ 的顶点的个数以及度数为 $n-1$ 的顶点的个数。Araki 证明了, 当图 G 的最小度数不小于 $n/2$ 时, 图 G 存在着 2 棵完全独立生成树。假设图 G 中的顶点度数至少为 $n-k (k \geq 3)$, 且已知图 G 中不同顶点度的顶点个数时, 是否可以判断图 $G(V)$ 所包含的完全独立生成树的棵数, 还有待于进一步研究。

参 考 文 献

- [1] CHANG H Y, WANG H L, YANG J S, et al. A note on the degree condition of completely independent spanning trees[J]. IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics, Communications and Computer Sciences, 2015, 98(10): 2191-2193.
- [2] HSU L H, LN C K. Graph theory and interconnection networks [M]. CRC press, 2008.
- [3] HASUNUMA T. Completely independent spanning trees in the underlying graph of a linegraph[J]. Discrete Math., 2001, 234(1-3): 149-157.
- [4] HASUNUMA T. Completely independent spanning trees in maximal planar graphs[J]. Proceedings of 28th Graph Theoretic Concepts of Computer Science (WG2002), 2002, 2573: 235-245.
- [5] ARAKI T. Dirac's condition for completely independent spanning trees[J]. Graph Theor., 2014, 77(3): 171-179.
- [6] FAN G, HONG Y, LIU Q. Ore's condition for completely independent spanning trees[J]. Discrete Appl. Math., 2014, 177(177): 95-100.
- [7] ROSE K H. 离散数学及其应用(第七版)[M]. 徐六福, 等译. 北京: 机械工业出版社, 2014: 552.
- [8] PAI K J, TANG S M, CHANG J M, et al. Completely independent spanning trees on complete graphs, complete bipartite graphs and complete tripartite graphs[M] // Advances in Intelligent Systems and Applications-Volume 1. Springer Berlin Heidelberg, 2013: 107-113.