

相继干扰消除的无线网络中的调度算法^{*}

吕绍和⁺, 王晓东, 周兴铭

(国防科学技术大学 并行与分布处理重点实验室, 湖南 长沙 410073)

Scheduling Schemes in Wireless Networks with Successive Interference Cancellation

LÜ Shao-He⁺, WANG Xiao-Dong, ZHOU Xing-Ming

(National Laboratory of Parallel and Distributed Processing, National University of Defense Technology, Changsha, 410073, China)

+ Corresponding author: E-mail: shaohelv@nudt.edu.cn, http://www.nudt.edu.cn

Lü SH, Wang XD, Zhou XM. Scheduling schemes in wireless networks with successive interference cancellation. *Journal of Software*, 2012, 23(4): 941–951. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/4035.htm>

Abstract: Successive interference cancellation (SIC) is an effective way of multipacket reception (MPR) to combat interference at the physical layer. The fact that the links decoded sequentially by SIC are correlated at the receiver poses key technical challenges. The study characterizes the link dependence and proposes simultaneity graph (SG) to capture the effect of SIC. Then, the interference number is defined to measure the interference of a link and facilitate the design of scheduling scheme. The study shows that link scheduling over SG is NP-hard, and the maximum interference number bounds the performance of maximal greedy schemes. An independent set based greedy scheme is explored to efficiently construct maximal feasible schedule. Moreover, with careful selection of link ordering, the study presents a scheduling scheme that achieves a better bound. Simulations evaluate the performance. The throughput gain is up to 110% over IEEE 802.11, while the complexity of SG is comparable with that of the conflict graph.

Key words: multipacket reception; successive interference cancellation; link scheduling; interference number; approximation algorithm

摘要: 相继干扰消除(successive interference cancellation, 简称 SIC)是一种多包接收技术,它从冲突信号中解码报文. SIC 可有效减轻无线网络中的干扰. SIC 的顺序解码特性给链路调度带来了新的挑战,提出并发图以刻画 SIC 导致的链路相关性. 基于并发图,定义链路的干扰数并据此设计有效的调度机制. 证明了基于并发图的链路调度是 NP-hard 的,而最大干扰数提供了极大贪婪算法的性能下界. 在讨论了一类基于独立集的贪婪算法之后,结合干扰数对链路排序,给出了一种理论上性能更好的算法. 仿真结果表明,仅需略高于现有模型的开销,与 IEEE 802.11 相比,新调度算法的性能提高可达 110%.

关键词: 多包接收; 相继干扰消除; 链路调度; 干扰数; 近似算法

中图法分类号: TP393 文献标识码: A

现代无线网络的性能受限于干扰. 由于无线通信的广播特性,到达接收节点的信号是所有临近通信信号的

^{*} 基金项目: 国家自然科学基金(61070203)

收稿时间: 2010-04-14; 修改时间: 2011-01-31; 定稿时间: 2011-03-29

叠加.然而,单包接收模式下,接收节点简单地将目标信号之外的其他信号等同于噪声,一旦出现信号冲突,就可能导致解码失败.此时,即使存在完美的传输调度,网络的性能也很不理想^[1].

多包接收(multipacket reception,简称 MPR)是物理层技术的重大突破,它试图从冲突信号中解码多个报文.通过允许干扰的存在,MPR 有望得到更高的性能.相继干扰消除(successive interference cancellation,简称 SIC)是一种 MPR 技术^[2],它根据接收信号强度(received signal strength,简称 RSS)的强弱,按序依次解码报文.已经解码的信号将被移除,以降低后续信号的干扰.SIC 的有效性在理论^[3]与实验中^[4]均得到了证实.

尽管 MPR 技术已得到快速发展,工作于 MPR 之上的网络协议的研究却关注甚少.MPR 技术并不能消解所有的冲突.任何 MPR 技术的应用都要求并发通信满足特定条件.因此,需要细致的传输调度,才能充分发挥 MPR 技术的效能.本文研究支持 SIC 的无线网络中的链路调度.SIC 的基本过程是,接收节点在收到冲突信号后,首先尝试解码信号强度最好的信号;若成功,则移除该信号,然后继续解码下一个最强的信号.该迭代过程将持续到所有信号均被解码或出现解码错误,从而反映出 SIC 的顺序解码(sequential decoding)特性.

在支持 SIC 的无线网络中,链路调度面临新的挑战.SIC 的顺序解码使得后解码的信号依赖于先解码的信号.这种依赖性导致了一种新的间接干扰(indirect interference)模式.考虑信号 S_1 与 S_2 , S_1 的接收信号强度弱于 S_2 .则接收节点需要先解码并移除 S_2 ,然后才能解码 S_1 .称此时 S_1 依赖于 S_2 ,且 S_2 为 S_1 的相关信号(correlated signal).考虑第 3 个信号 S_3 对 S_1 的干扰:一方面, S_3 可直接干扰 S_1 的解码,这是传统的直接干扰(direct interference);另一方面, S_3 可阻止 S_2 的解码.在 S_2 不能被解码时, S_1 也就无法被解码.注意, S_3 可能并不直接干扰 S_1 (例如,当 S_3 与 S_1 并存时, S_3 可先被解码与移除,从而不对 S_1 的解码产生任何影响).此时, S_3 对 S_1 所产生的干扰就是间接干扰.间接干扰的主要特点是,干扰信号并不直接作用于目标信号,而是干扰目标信号的相关信号,而依赖性使得干扰最终传播到目标信号.为了保证调度的有效性,直接干扰与间接干扰均需准确刻画.

1 相关工作

干扰感知的调度已得到深入研究^[5-7],但面向 MPR 的工作却仍属起步阶段.单包接收模式下,protocol 与 physical 模型是广为使用的链路干扰模型.为反映 MPR 的特征,两个模型均已被扩展.例如,在 protocol 模型中,允许通信范围内多个发送节点并发;而在 physical 模型中,则将接收阈值设置为低于 1 的值.基于扩展的 protocol 模型,Wang 等人研究了支持 MPR 的自组网中调度与路由的联合设计^[8].基于扩展的 physical 模型,Celik 研究了支持 MPR 的无线网络中 MAC 协议设计^[9].此外,Tong 等人提出了一种相关接收模型,它将并发链路数目与单个链路的接收概率相关联.基于该模型,Tong 等人研究了支持 MPR 的 MAC 协议与动态排队协议^[10,11].以上模型反映了 MPR 的一些普遍特征,但忽视了 SIC 的顺序解码特性及由此导致的信号依赖性.其后果是,据此计算出的调度,在支持 SIC 的无线网络中,连正确性都无法保证.

在建模网络干扰方面,图模型得到广泛应用.然而,诸如冲突图(conflict graph,简称 CG^[12])等仅考虑了链路两两之间的干扰关系,不能准确刻画链路的依赖性,无法描述间接干扰.尽管在 CG 上已有大量的调度算法^[5,12],它们并不能直接用于支持 SIC 的无线网络中的链路调度.在我们的早期工作^[13]中,给出了一种新的图模型——并发图(simultaneity graph),并初步讨论了基于并发图的调度算法.本文将以此并发图为基础,首先研究干扰的表达与衡量,然后讨论调度算法的设计、性能分析与评估.

本文第 2 节与第 3 节描述系统模型与并发图模型.第 4 节讨论基于并发图的调度算法.第 5 节给出仿真实验结果.最后,第 6 节总结全文.

2 系统模型

设无线网络包含 N 个静态节点及 n 条链路.一条链路表示为 L_i 或 L_{SR} ,其中, S 与 R 分别为发送与接收节点.假设:(1) SIC 的信号移除是无误差的;(2) 接收阈值大于 1,即保证正确接收所需的信号干扰噪声比(signal to interference noise ratio,简称 SINR)总大于 1;(3) 每个节点配备一个全向天线,工作于半双工模式,不能同时发送多个报文,该假设也称为初级干扰(primary interference)^[6].

由于噪声的影响,接收能量必须大于给定阈值以确保正确接收.设 $P_X(Y)$ 为在节点 X 处来自节点 Y 的信号接收能量, P_{N_0} 为噪声强度, β_X 为节点 X 成功解码所需要的 SINR 阈值,则链路 L_{SR} 正确解码的条件是

$$P_R(S)/P_{N_0} \geq \beta_R \quad (1)$$

不同发送节点可采用不同的传输速率与传输功率.对接收节点 R 而言,接收来自 S_1 的信号与来自 S_2 的信号,所需的 SINR 阈值可能不同.然而,这种情况并不影响下文所有结论的正确性,这里不再赘述.

SIC 可消解信号冲突.设链路 $L_{S_1R_1}$ 与 $L_{S_2R_2}$ 的传输在节点 X 处发生冲突,且来自 $L_{S_2R_2}$ 的信号更强.若公式(2)成立,则节点 X 先解码并移除 $L_{S_2R_2}$ 的信号,再得到 $L_{S_1R_1}$ 的信号.

$$P_X(S_2)/(P_{N_0} + P_X(S_1)) \geq \beta_{R_1} \quad (2)$$

当出现 3 个或更多信号的冲突时,SIC 首先解码最强信号并移除之,然后处理次强信号.该过程将重复至所有信号均被解码或出现解码错误.显然,强信号的成功解码是弱信号解码的前提.换言之,弱信号依赖于强信号,这种依赖性导致了新的干扰模式——间接干扰.考虑节点 X 处 $L_{S_1R_1}$ 与 $L_{S_2R_2}$ 的冲突.当新的链路(如 $L_{S_3R_3}$)加入时,设 $L_{S_2R_2}$ 与 $L_{S_3R_3}$ 的信号强度相近.一方面,当 $L_{S_1R_1}$ 与 $L_{S_3R_3}$ 并发时,若 X 仍能先解码并移除 $L_{S_3R_3}$ 的信号,则 $L_{S_3R_3}$ 不对 $L_{S_1R_1}$ 形成直接干扰;另一方面,当 $L_{S_1R_1}$, $L_{S_2R_2}$ 与 $L_{S_3R_3}$ 并发时, X 无法在 $L_{S_3R_3}$ 的干扰下解码 $L_{S_2R_2}$ 的信号,从而也就无法得到 $L_{S_1R_1}$ 的信号.此时, $L_{S_3R_3}$ 对 $L_{S_1R_1}$ 的干扰是通过影响 $L_{S_2R_2}$ 的解码来实现的,称之为间接干扰.

3 并发图模型

网络干扰的建模分为两个层面:链路干扰模型反映某个接收节点可否解码目标信号,而网络干扰模型反映一组链路可否并发.

Protocol 模型是广为使用的干扰模型^[1].对发送节点 S 定义传输范围(transmission range),对接收节点 R 定义干扰范围(interference range).从 S 到 R 的传输成功的条件是, R 在 S 的传输范围内,且 R 的干扰范围内无其他节点与 S 并发.对任何两条链路,若它们可并发,定义它们为独立关系,否则为干扰关系.该模型未反映 SIC 的特征.

链路干扰模型:以 protocol 模型为基础,给出一种 SIC-aware protocol 模型.考虑两链路 $L_{S_1R_1}$ 和 $L_{S_2R_2}$,在节点 X 处,定义它们之间的 3 种关系:

- $L_{S_1R_1}$ 独立于 $L_{S_2R_2}$:若 $L_{S_1R_1}$ 与 $L_{S_2R_2}$ 同时传输,节点 X 在 $L_{S_2R_2}$ 的干扰下仍可解码 $L_{S_1R_1}$ 的信号;
- $L_{S_1R_1}$ 依赖于 $L_{S_2R_2}$:若 $L_{S_1R_1}$ 与 $L_{S_2R_2}$ 同时传输,节点 X 在 $L_{S_1R_1}$ 的干扰下可解码 $L_{S_2R_2}$ 的信号,然后移除该信号,节点 X 便可解码 $L_{S_1R_1}$ 的信号;
- $L_{S_1R_1}$ 干扰 $L_{S_2R_2}$:若 $L_{S_1R_1}$ 与 $L_{S_2R_2}$ 同时传输,节点 X 无法解码任何一个信号.

与经典的 protocol 模型相比,SIC-aware protocol 模型对两条链路之间的关系,在独立与干扰关系之外定义了一种新的关系——依赖,它将帮助我们准确刻画支持 SIC 的网络中的链路干扰.

一组链路能否并发,取决于当该组链路同时传输时各接收节点上的干扰状况.对于链路 L ,设 $LL_X(L)$ 包括所有在节点 X 处能直接干扰 L 的链路,而 $DL_X(L)$ 包括所有在节点 X 处 L 所依赖的链路.那么, L 在节点 X 处可行(feasible)的条件是,所有 $LL_X(L)$ 中的链路均不发送,且 $DL_X(L)$ 中的链路或者不发送或者在节点 X 处可行.对于链路集 LS ,当 LS 中所有链路同时发送时,若对任何 $L_{SR} \in LS$ 均有 L_{SR} 在节点 R 处可行,则称 LS 可行(或称 LS 为可行集).

冲突图(conflict graph,简称 CG)广泛地用于网络干扰的建模^[12],它以单个链路为图中的顶点(此类顶点称为普通顶点),并在两链路干扰时连通对应的两顶点.CG 未能刻画 SIC 所导致的链路依赖性,为此,给出一种新的图模型——并发图(simultaneity graph,简称 SG).

网络干扰模型:SG 在 CG 的基础上增加一类新顶点——超顶点(super vertex),它同时包含给定的链路及其所依赖的链路.例如,若 $L_{S_1R_1}$ 在节点 R_1 处依赖 $L_{S_2R_2}$,则建立超顶点($L_{S_1R_1} L_{S_2R_2}$).那么,一个超顶点需要包含多少条链路?定理 1 回答了这一问题,相关证明可参考文献[15].

定理 1. 基于 SIC-aware protocol 模型,设 LS 为包含 2 条或更多链路的集合. LS 可行,当且仅当,对任意

$LS' \subseteq LS$, 若 LS' 包含 2 条或 3 条链路, 则 LS' 可行.

定理 1 指出, 对任意规模的网络, 建模它的干扰, 只需建模所有包含 2 条或 3 条链路的子网的干扰. 对包含 2 条链路的子网, 链路干扰模型已定义了它们的关系, 此时, 若两条链路互相干扰, 则将对应的两个普通顶点相连. 这与 CG 是相同的. 对包含 3 条链路的子网, 除直接干扰外, 还需捕捉间接干扰. 考虑 3 条链路 L_1, L_2, L_3 , 假设 L_1 接收失败且依赖于 L_2 , 则 L_3 必然在 L_1 的接收节点处干扰 L_2 的解码. 此时, 仅需建模 L_1 对 L_2 的依赖及 L_3 对 L_2 的干扰. 因此, 将超顶点的链路数限制为 2 是可行的.

并发图的构造: 设 $SG=(V, E)$ 表示并发图, 其中, V 为所有顶点的集合, 而 E 为所有边的集合. 在 SG 中, 存在两类不同的顶点: 普通顶点(L)描述单个链路 L ; 超顶点描述链路相关性. 超顶点的链路是有序的, 例如, 若 L_{S_1, R_1} 在 R_1 上依赖 L_{S_2, R_2} 且 L_{S_2, R_2} 在 R_2 上依赖 L_{S_1, R_1} , 则需建立两个超顶点($L_{S_1, R_1} L_{S_2, R_2}$)与($L_{S_2, R_2} L_{S_1, R_1}$).

SG 中存在 3 类有向边: 首先, 若在 R_1 上 L_{S_2, R_2} 干扰 L_{S_1, R_1} , 则从(L_{S_2, R_2})到(L_{S_1, R_1})有边相连, 这将捕捉所有的直接干扰; 其次, 将普通顶点(L_3)与超顶点($L_{S_1, R_1} L_{S_2, R_2}$)相连, 若 L_3 在 R_1 上干扰 L_{S_2, R_2} , 这将捕捉所有的间接干扰; 最后, 为了捕捉初级干扰, 两个普通顶点建立双向连接, 若它们的发送者相同或其中之一发送者等于另一个接收者.

并发图的性质: 给定 $SG=(V, E)$, 对链路集 LS , 设 $IVS(LS)$ 表示 LS 的伴随顶点集, 它包含所有普通顶点(L)及超顶点($L_1 L_2$), 若 $L, L_1, L_2 \in LS$. 类似地, 对顶点集 VS , 设 $ILS(VS)$ 表示 VS 的伴随链路集, 它包含所有链路 L , 若 VS 中存在普通顶点(L)或超顶点(Lx)或(xL)(x 为任意链路). 顶点集 VS 为独立集(independent set), 若 VS 的任意两个顶点均未相连. 下面的定理指出如何依据并发图, 快速判断一个链路集的可行性. 相关证明可参考文献[13].

定理 2. 给定 $SG=(V, E)$, 链路集 LS 可行当且仅当 $IVS(LS)$ 为独立集.

在 CG 中, 顶点集 VS 为独立集, 则其伴随链路集必然可行. 但在 SG 中, 由于超顶点的存在, 不同的顶点集, 其伴随链路集可能相同; 且当 VS 为独立集时, $ILS(VS)$ 未必可行. 定理 2 指出, 在 SG 中, 判断链路集是否可行, 等价于判断其伴随顶点集是否为独立集.

4 调度机制

研究了基于时分复用(time division multiple access, 简称 TDMA)的链路调度. 假设时间划分为等长时间槽(slot), 每个槽足以完成一次报文传输. 对调度机制 X , 定义调度长度(schedule length)为 X 为调度所有链路而需要的时间槽数目. 调度机制的设计目标是, 给定并发图 $SG=(V, E)$, 为每个链路分配足够的时间槽, 并使得调度长度尽可能地小. 定理 3 指出, 基于 SG 的调度是 NP-hard 问题.

定理 3. 基于 SG 的链路调度至少是 NP-hard 问题.

证明: 删除所有的超顶点及其所连的边, SG 等同于 CG . 亦即, 当所有接收节点均无法满足利用 SIC 的条件时, 网络的并发图(SG)就与冲突图(CG)相同, CG 可视为 SG 的特例. 若存在基于 SG 的多项式时间优化调度算法, 则它也可应用于 CG 以构建优化调度. 但文献[12]已证明, 基于 CG 的调度是 NP-hard 的. 因此, 基于 SG 的调度至少也是 NP-hard 的. \square

本节首先基于 SG 分析链路的干扰, 然后定义干扰数(interference number)以衡量链路干扰, 最后利用干扰数设计有效的贪婪调度机制.

4.1 干扰数

在 CG 中, 一条链路对应于一个普通顶点, 顶点度刻画了该链路与其他链路的干扰. 因此, 许多基于 CG 的调度利用了顶点度(或其变种). 但在 SG 中, 链路可存在于多个顶点. 对于链路 L , 设 $RVS(L) = \{(L)\} \cup (V \cap \{(Lx), (xL) | x \in LS\})$, 每个 $RVS(L)$ 的顶点从不同角度描述了 L 与其他链路的相互影响. 为了合理地调度 L , 需考虑 $RVS(L)$ 中所有顶点的信息.

对链路 L , 定义干扰数(interference number) $IN_{SG}(L)$, 以估计 L 所影响到的链路的数目. 具体地, 定义入数(incoming number) $IN_{SG}^i(L)$ 为干扰 L 的链路的数目, 而出数(outgoing number) $IN_{SG}^o(L)$ 为 L 所干扰的链路的数目. 给定 $SG=(V, E)$, L 的入数可如下计算:

- I1:对每个 $(y) \in V$,若有边从 (y) 到 (L) ,则 L 的入数加1;
- I2:对每个 $(Lx) \in V$ 及 $(y) \in V$,若有边从 (y) 到 (Lx) 且无边从 (y) 到 (L) ,则 L 的入数加1;
- I3:若有两条边连接 (y) 到 (Lx) 及 (x) 到 (Ly) ,则 L 的入数减1.

I1与I2分别估计了直接与间接干扰 L 的链路数目.考虑两条链路 x 与 y ,它们均被 L 依赖,且在 L 的接收端相互干扰.那么为了确保 L 的成功接收,推迟 x 或 y 中的一个即可.但此时,I2共将 L 的入数加2.为了对此予以补偿,I3将 L 的入数减1.

类似地, L 的出数可如下计算:

- O1:对每个 $(y) \in V$,若有边从 (L) 到 (y) ,则 L 的出数加1;
- O2:对每个 $(xL) \in V$ 及 $(y) \in V$,若有边从 (y) 到 (xL) 但无边从 (y) 到 (x) ,则 L 的出数加1.

由于出数与入数分别刻画了链路 L 所产生的干扰及所接收的干扰,干扰数显然就是不能与链路 L 并发的链路数目的一个上界.

性质 1. 设 $SG=(V,E)$ 为并发图,对任意链路 $L \in ILS(V)$,受 L 的传输而推迟发送的链路数目不超过 $IN_{SG}(L)$.

出数与入数可能存在冗余性.考虑两个链路 L_1 与 L_2 ,它们彼此干扰.那么,在 L_1 的出数与入数中, L_2 均被计算1次.在 L_1 的干扰数中, L_2 共被计算2次.因此,链路 L 的干扰数可大于因 L 传输而推迟的链路数.

对于链路 L ,入数包括了直接与间接干扰.对于直接干扰,即 (y) 到 (L) 的边,它也被计入 y 的出数;对于间接干扰,即 (y) 到 (Lx) 的边,它被计入了 x 的出数.因此,所有链路的出数之和不会小于所有链路的入数之和.

性质 2. 设 $SG=(V,E)$ 为并发图,则 $\sum_{x \in ILS(V)} IN_{SG}^i(x) \leq \sum_{x \in ILS(V)} IN_{SG}^o(x)$.

设 $LS \subseteq ILS(V)$,由 LS 生成的 SG 的子图为 $SG_{LS}=(V',E')$,其中 V' 为 LS 在 SG 中的伴随顶点集,而 E' 包含 SG 中连接 V' 中任意两个顶点的所有边.链路 L 对 LS 的干扰数定义为 L 在 $SG_{LS \cup \{L\}}$ 中的干扰数.

性质 3. 设 $SG_1=(V_1,E_1)$ 为并发图,而 $SG_2=(V_2,E_2)$ 为 SG_1 的子图,则对任意 $L \in ILS(V_2)$,有 $IN_{SG_2}(L) \leq IN_{SG_1}(L)$.当 IN 替换为 IN^i 或 IN^o 时,性质仍成立.

对 $SG=(V,E)$,设 $\Delta^{IN}(SG)$ 为最大的干扰数,即 $\Delta^{IN}(SG) = \max_{x \in ILS(V)} \{IN_{SG}(x)\}$.类似地,可定义 $\Delta^i(SG)$ 与 $\Delta^o(SG)$ 为 SG 的最大入数与出数.根据性质3,有下面性质4成立.

性质 4. 设 $SG_1=(V_1,E_1)$ 为并发图,而 $SG_2=(V_2,E_2)$ 为 SG_1 的子图,则 $\Delta^{IN}(SG_1) \geq \Delta^{IN}(SG_2)$.当 IN 为 i 或 o 时,性质仍成立.

4.2 基于独立集的调度

若将每个时间槽视为一种颜色(color),链路调度问题可转化为图着色(graph coloring)问题.图着色问题是指为每个顶点分配一种颜色,使得相邻顶点的颜色不同,且所用颜色的总数最小.对 SG 而言,链路调度就是对所有普通顶点着色.然而,由于 SG 中同时存在超顶点与普通顶点,因而经典的图着色算法不能直接应用.

下面给出一种基于独立集的新调度算法,如算法1所示.设 Sch 为正在构建的可行链路集, UL 为尚可加入 Sch 的未调度链路集,而 RL 为不可加入 Sch 的未调度链路集. Sch 与 RL 初始时空,而 UL 初始时包含所有未调度链路集.算法的工作过程是:(1)在 UL 选择干扰数最大的链路 L ,将 L 加入 Sch ,并将所有与 L 相邻的链路从 UL 移入 RL ;(2)若 UL 未为空集,则重复以下过程:根据特定指标选择 UL 中的一条链路 L ,将 L 加入 Sch ,并将 UL 中所有与 Sch 相邻的链路移入 RL .当 UL 为空时, Sch 就是一个将被调度的链路集.对于需要多于1个时间槽的链路,以上过程将多次处理这些链路,以分配给它们足够的时间槽.显然,上述过程得到的所有链路集均为可行集.

算法 1. 基于独立集的调度算法.

输入:并发图 SG ,链路需求;

输出:一个可行调度 S_{IS} .

- 1 $SG' \leftarrow SG$;
- 2 repeat

- 3 设置 Sch 为空集, UL 为 SG' 所有链路的集合;
- 4 从 UL 中选择干扰数最大的链路, 并将其从 UL 移出并加入 Sch ;
- 5 设置 RL 为空集;
- 6 while UL 不是空集 do
- 7 将 UL 中不能与 Sch 并发的链路从 UL 移到 RL ;
- 8 从 UL 中选择一条链路并将其从 UL 移到 Sch ;
- 9 end while;
- 10 将 Sch 加入到调度集合 S_{IS} ;
- 11 对 Sch 中的每条链路 L , 将其需求减 1. 若 L 不再需要时间槽, 则将 $RVS(L)$ 中的所有顶点及相连的边从 SG' 中移除;
- 12 until SG' 不再包含任何顶点;
- 13 return 所构造的调度 S_{IS} ;

基于独立集的调度机制, 其性能取决于独立集的生成方式(算法第 6 行~第 9 行). 考虑两种不同的生成策略(算法第 8 行):

- 最小度优先(smallest degree first, 简称 SDF), 优先选择 UL 中对 UL 的干扰数最小的链路. 该策略的目标是从 UL 中尽可能少地移除链路, 从而使最终的 Sch 尽可能大;
- 递归最大优先(recursive largest first, 简称 RLF), 优先选择 UL 中对 RL 的干扰数最大的链路. 设 G_R 是在 Sch 最终形成后, 从 SG 中移除所有 $IVS(Sch)$ 及相连边后所剩余的图, 则 RLF 的目标是, 在使 Sch 尽量大的同时, 尽可能多地移除 SG 的边(即, 使 G_R 的边尽可能少).

为便于理解两类策略的差异, 我们考察图 1 的例子(实心点代表链路, 圆圈代表干扰范围), 每个点代表一条链路, 而 3 个圆圈代表 L_1, L_2 与 L_3 的干扰范围(例如, 在 L_1 圆圈内的所有链路不能与 L_1 并发). 对 L_1, L_2 和 L_3 而言, 各有 5 条、4 条与 1 条干扰链路. 因此, L_1 首先在算法第 4 步被选中. 之后, RLF 与 SDF 做出不同的决策. 对 SDF 而言, 在移除 L_1 的干扰链路后, L_2 与 L_3 各有 2 条和 1 条干扰链路, SDF 优选 L_3 ; 对 RLF 而言, 由于 L_2 和 L_1 有 2 条相同的干扰链路, 而 L_3 与 L_1 的共同干扰链路为 0, 因此 RLF 优选 L_2 .

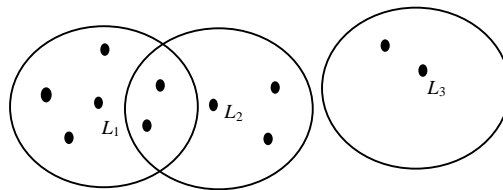


Fig.1 Examples to show the difference between SDF and RLF

图 1 理解 SDF 与 RLF 异同的例子

定理 4 给出了极大贪婪调度的性能. 一个贪婪调度是极大的(maximal)是指在除最后一个时间槽以外, 所调度的链路集均为极大, 即任何其他活动链路的加入将导致新集合不可行. 链路是活动的是指它至少还需要 1 个时间槽. 显然, 算法 1 是一个极大贪婪调度. 下设每条链路所需时间槽数目均为 1. 对一些链路需要多个时间槽的情况, 可得到类似结论.

定理 4. 设 $SG=(V,E)$ 为并发图, T_X 为调度机制 X 的调度长度. 若 X 为极大贪婪, 则 $T_X \leq \Delta^{IN}(SG)+1$.

证明: 使用反证法, 即若 $T_X > \Delta^{IN}(SG)+1$, 则机制 X 一定不是极大贪婪调度. 不妨设此时的调度为 $LS_1, LS_2, \dots, LS_{T_X}$. 则对任意链路 $L \in LS_{T_X}$, 有 $IN_{SG}(L) \leq \Delta^{IN}(SG) < T_X - 1$. 根据抽屉原理, 在 LS_1 到 LS_{T_X-1} 中, 至少存在一个时间槽, 其所调度的链路集不含任何与 L 相干扰的链路. 记该集合为 LS_i . 那么, 将 L 放入 LS_i 后, 新的集合 $LS_i \cup \{L\}$ 仍然可行. 这就说明机制 X 不是极大贪婪调度, 从而定理成立. \square

干扰数在 SG 中的角色类似于 CG 中的顶点度. 基于 CG 的极大贪婪调度, 其调度长度不会大于 CG 中最大

的顶点度加 1^[14].定理 4 指出,基于 SG 的极大贪婪调度,其调度长度也不会超过最大干扰数加 1.

4.3 达到更好边界的策略

在传统的图着色问题中,通过对顶点的特定排序,贪婪算法可达到最优性能.下面基于一种特殊的干扰数指标提出一种新的集中式调度机制,其理论边界比定理 4 更优.

为此,给定 $SG=(V,E)$,定义 $IN_{SG}^d(L)$ 为链路 L 的干扰数差,它是该链路的出数与入数之差,即

$$IN_{SG}^d(L) = IN_{SG}^o(L) - IN_{SG}^i(L).$$

性质 5. 设 $SG=(V,E)$ 为并发图, $\Delta^d(SG)$ 为最大的干扰数差,则 $\Delta^d(SG) \geq 0$.

证明:设所有链路为 L_1, L_2, \dots, L_n , 则

$$\Delta^d(SG) = \max_{1 \leq i \leq n} \{IN_{SG}^d(L_i)\} \geq \frac{1}{n} \sum_{1 \leq i \leq n} (IN_{SG}^o(L_i) - IN_{SG}^i(L_i)) = \frac{1}{n} (\sum_{1 \leq i \leq n} IN_{SG}^o(L_i) - \sum_{1 \leq i \leq n} IN_{SG}^i(L_i)) \geq 0 \quad (3)$$

最后一个不等式来自性质 2. □

算法 2. 基于链路排序的调度算法.

输入:所有节点在一个平面上的链路集 LS ;

输出:一个可行调度.

- 1 $U \leftarrow$ 所有链路;
- 2 repeat
- 3 寻找 U 中干扰数差最大的链路并用 L_{n-m+1} 表示第 m 个被选择链路;
- 4 $U \leftarrow U - \{L_{n-m+1}\}$;
- 5 until U 为空集;
- 6 for $i=1$ to n do
- 7 为链路 L_i 选择序号最小的 d_i 个时间槽,使得 L_i 可调度到这些时间槽上,其中, d_i 为 L_i 所需时间槽的数目;
- 8 若当前可用时间槽数目小于 d_i , 分配新的时间槽.这些时间槽上目前仅调度 L_i ;
- 9 end
- 10 return 所构造的调度;

算法 2 给出了具体的调度机制,其中, n 为网络所有链路的数目.它主要包括以下两个过程,算法的目的是为每个时间槽构造一个可行的链路集:

- 链路排序:选择干扰数差最大的链路.重复以下过程,直到所有链路都被选择:移除刚被选中链路的伴随顶点集及其相连边;选择新并发图中干扰数差最大的链路.该选择过程实际上是将所有链路排序;
- 时间槽分配:从最后被选中的链路开始处理,为每个链路分配可行的时间槽.一个时间槽对链路 L 可行,是指 L 加入该时间槽上已调度的链路集后,新的链路集仍为可行集.如果现有时间槽不足够,分配新的时间槽以调度当前链路.当链路需求大于 1 时,多个时间槽将被分配给该链路.

定理 5 给出了算法 2 的性能.下设每条链路所需时间槽数目均为 1.对一些链路需要多个时间槽的情况,可得到类似结论.

定理 5. 设 $SG=(V,E)$ 为并发图, T_X 为算法 2 所返回调度的调度长度,则 $T_X \leq O(\Delta^d(SG))$.

证明:设网络共有 n 条链路,而算法 2 将它们排序为 L_1, L_2, \dots, L_n .调度从 L_n 开始.在链路 L_i 调度后,记 TS_i 为此时的调度长度,而 SG_i 为所有已调度的链路所形成的并发图.显然, $TS_n \leq TS_{n-1} \leq \dots \leq TS_1$ 且 TS_1 就是最终的调度长度.

在 SG_i 中, L_i 的干扰数差为最大.根据性质 5,有 $IN_{SG}^d(L_i) \geq 0$, 则

$$IN_{SG_i}^d(L_i) = IN_{SG_i}^o(L_i) - IN_{SG_i}^i(L_i) \leq 2 \cdot IN_{SG_i}^o(L_i) \quad (4)$$

当准备处理链路 L_i 时,分两种情况:

- $TS_{t+1} > IN_{SG_t}(L_t)$: 当 L_t 被调度时, 其所影响的链路总数不超过 $IN_{SG_t}(L_t)$. 根据抽屉原理, 此时必然存在一个时间槽, 它所调度的链路集不包含任何 L_t 会影响的链路, 则将 L_t 放入此集合中是可行的. 因此有 $TS_t = TS_{t+1}$.
- $TS_{t+1} \leq IN_{SG_t}(L_t)$: 最坏情况下, 需要增加一个时间槽. 因此有

$$TS_t \leq TS_{t+1} + 1 \leq IN_{SG_t}(L_t) + 1 \leq 2 \cdot IN_{SG_t}^o(L_t) + 1.$$

结合两种情况, 有 $TS_t \leq \max\{TS_{t+1}, 2 \cdot IN_{SG_t}^o(L_t) + 1\}$. 注意到, $SG = SG_1$, 且 SG_{t+1} 是 SG_t 的子图, 下面归纳证明:

$$TS_t \leq 2 \cdot \Delta^o(SG_t) + 1.$$

(1) 显然, $TS_n = 1 \leq 2 \cdot \Delta^o(SG_n) + 1$;

(2) 假设对 $k \leq n, TS_{k+1} \leq 2 \cdot \Delta^o(SG_{k+1}) + 1$ 成立, 则

$$\begin{aligned} TS_k &\leq \max\{TS_{k+1}, 2 \cdot IN_{SG_k}^o(L_k) + 1\} \\ &\leq \max\{2 \cdot \Delta^o(SG_{k+1}) + 1, 2 \cdot IN_{SG_k}^o(L_k) + 1\} \\ &\leq \max\{2 \cdot \Delta^o(SG_k) + 1, 2 \cdot IN_{SG_k}^o(L_k) + 1\} \\ &= 2 \cdot \Delta^o(SG_k) + 1 \end{aligned} \quad (5)$$

第 3 个不等式来自于性质 4. 总之, 对任意 $t \leq n$, 有 $TS_t \leq 2 \cdot \Delta^o(SG_t) + 1$, 从而 $TS_1 \leq 2 \cdot \Delta^o(SG_1) + 1 = 2 \cdot \Delta^o(SG) + 1$. 定理得证. \square

深入理解链路干扰, 有利于在理论上得到更好的调度性能. 定理 4 表明, 对任何极大贪婪调度, 其调度长度的数量级为 $O(\Delta^{IN}(SG))$; 而定理 5 指出, 算法 2 的调度长度为 $O(\Delta^o(SG))$. 一般地, $\Delta^o(SG) \leq \Delta^{IN}(SG)$, 且 $\Delta^{IN}(SG)$ 可任意大于 $\Delta^o(SG)$. 因此, 从数量级的角度看, 定理 5 给出的结果更优.

5 性能评估

我们在 NS-2^[15] 中评估了调度机制的性能. NS-2 已支持俘获效应 (capture effect), 即当两个信号发生冲突时, 若强信号的 SINR 大于 CPTresh (NS-2 的参数), 则强信号可被解码. 当接收节点支持 SIC 时, 信号可被解码, 若以下 3 条均满足: 1) 不存在直接干扰信号; 2) 所有相关信号均可被解码; 3) 所有相关信号被移除后, 信号的 SINR 大于 CPTresh.

考虑 1000m × 1000m 区域内的静态单信道网络, 传播模型为 Two-Way ground, 传输速率为 2Mbps, 传输范围为 250m. MAC 层运行 IEEE 802.11 或 TDMA 协议. 除非特别说明, 所有传输节点均一直有报文发送, 报文大小为 1500Bytes. 每个传输节点随机选择目标节点, 并在需要时生成最短路径的多跳路由.

目前已有多种面向 MPR 的调度机制^[8,10,11], 但它们仅反映了 MPR 的一般特征. 由于未考虑 SIC 的顺序解码特性, 它们不能直接工作于 SIC-aware protocol 模型. 类似于文献[5], 本文以 IEEE 802.11 为比较对象. IEEE 802.11 是面向单包接收基于 CSMA (carrier sensing multiple access) 的 MAC 协议, 已得到广泛应用. 因此, 下文的比较结果仅为指出 SIC 所带来的性能优势及所提出的干扰模型与调度机制的有效性. 3 种调度机制的结果分别用 LO, SDF 与 RLF 表示.

评估参数为链路吞吐量. 定义吞吐量增益为 $(T_X - T_{802})/T_{802}$, 其中, T_X 为应用调度机制 X 时的吞吐量, 而 T_{802} 为载波侦听开启时应用 IEEE 802.11 时的吞吐量. 依 NS-2 的常用设置, 载波侦听范围为 500m, 即两倍于传输范围. 每个数据点是多次实验结果的平均值, 每次实验保证每个发送节点发送至少 5 000 个报文.

5.1 均匀网络

为验证 SIC 在较大规模的网络中的性能优势, 考察一个 64 节点均匀分布的网络, 设 (x, y) ($1 \leq x \leq 8, 1 \leq y \leq 8$) 表示其中的节点. 关注如下 3 种不同的流模式:

- (1) P1: $(x, 1) \rightarrow (x, 8)$;
- (2) X1: $(x, 2) \rightarrow ((x+6) \bmod 8, 7)$;

(3) $X2:(x,8) \rightarrow ((x+6) \bmod 8,2)$.

其中,mod 表示取模操作,xmody 返回 x 除以 y 的余数.每种流模式均发出 8 个流.图 2 给出了不同模式下的吞吐量增益,其中,X1X2 表示模式 X1 与 X2 下的流同时存在,而 PX 表示 3 种模式的流同时存在.

随着负载的增大,并发传输机会也不断增多.链路调度能够正确识别并利用这些机会,因而增益也就越大.3 类调度机制均有十分显著的性能增益.在 3 种机制中,RLF 的性能最好.特别是在重负载,如 X1X2 及 PX 模式下,与开启载波侦听的 IEEE 802.11 相比,它几乎成倍地增加了吞吐量.

为分析公平性,图 3 给出了 X1X2 模式下各链路的吞吐量的累积分布.其他模式的结果类似,这里从略.关闭载波侦听后,IEEE 802.11 的吞吐量很低.当网络中存在大量链路时,没有任何协调,这些链路的传输将彼此重叠.在大多数接收节点上,干扰都会十分严重.因此,许多链路的吞吐量接近于 0.开启载波侦听后,饿死的链路大为减少.但总吞吐量仍然很低,80%链路的吞吐量低于 40Kbps.同时,载波侦听也未能保障公平性,有一小部分链路得到了显著更多的服务时间,其吞吐量明显高于其他链路.而基于 TDMA 的 3 种链路调度机制均提供了很好的公平性,多于 90%的链路的吞吐量几乎相同.因此,基于 TDMA 的调度机制能够有效地利用 SIC 的并发机会,从而提供很高的吞吐量及很好的公平性.

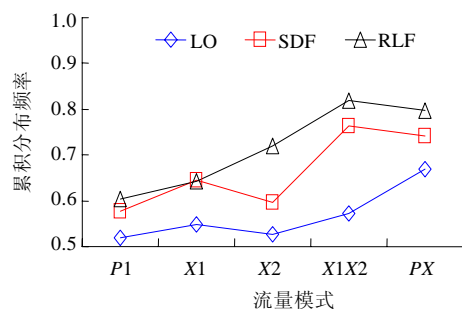


Fig.2 Throughput gain under various flow patterns in a network with 64 nodes at uniform grids

图 2 均匀分布的 64 节点网络中不同流模式下的吞吐量增益

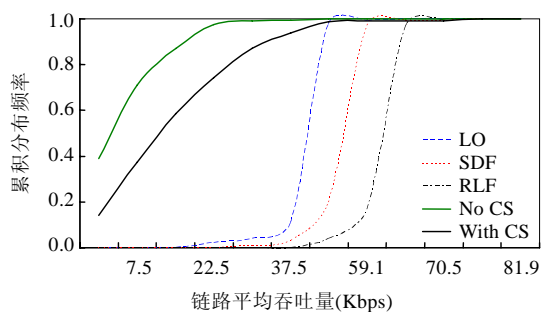


Fig.3 Cumulative distribution of throughput under flow pattern X1X2 in a network with 64 nodes at uniform grids

图 3 均匀分布的 64 节点网络中 X1X2 模式下各链路的吞吐量的累积分布

5.2 动态网络

考虑具备一定动态性的网络.网络节点数目在 36~64 之间,所有节点随机分布.每个传输节点以传输概率 p 决定它是否发出报文,其目标节点在节点的传输范围内随机选择.所有节点的概率值均相同, p 的范围是 0.5~0.9.此时,网络的链路数动态地发生变化.图 4 给出了不同链路数时的平均吞吐量增益.对于 3 种机制,随链路数目的增大,增益也在不断增大.对于调度机制 LO,增益至少在 30%,且通常大于 50%,最高的增益可达 80%.与之相比,SDF 与 RLF 的性能更好.当链路数目多于 30 时,与开启载波侦听的 IEEE 802.11 相比,吞吐量成倍增加甚至增幅接近 110%.

为了深入理解性能增益的根本原因,定义超顶点利用率(utilization ratio of super vertex)为被利用的超顶点数与所有超顶点数目的比值.一个超顶点(L_1L_2)被利用是指,当 L_1 与 L_2 均为活动链路时,它们总被分配相同的时间槽.图 5 给出了不同利用率下的吞吐量增益,表 1 给出了超顶点利用率与吞吐量增益的相关系数.所有相关系数均大于 0.5,表明两者存在明显的相关性.由图 5 可知,当利用率较大时,增益也较大.SDF 与 RLF 所利用的超顶点明显更多,这也解释了它们的性能为何优于 LO.注意,定理 5 指出调度机制 LO 提供了更优的理论性能,但在仿真实验中,LO 的性能却非最好.在调度过程中,LO 利用干扰信息排序所有未调度链路,而 SDF 与 RLF 每次均仅排序仍与当前调度集可行的链路.这提示我们,如何利用干扰信息仍很值得研究,例如全局排序是否必要就很值得探讨.

Table 1 Correlation coefficient between the throughput gain and the utilization ratio of super vertex**表 1** 超顶点利用率与吞吐量增益的相关系数

调度机制 相关系数	LO	SDF	RLF
	0.548	0.529	0.576

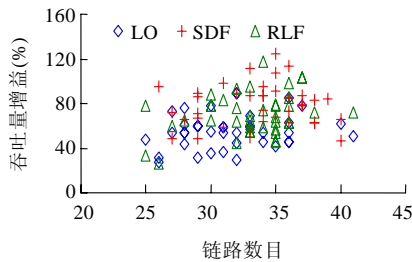
**Fig.4** Average throughput gain verse the number of links in a network with dynamics

图 4 动态网络中随链路数目而变化的吞吐量增益

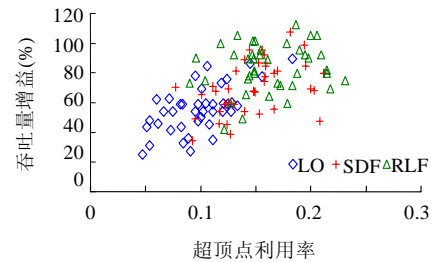
**Fig.5** Average throughput gain verse the utilization ratio of super vertex in a network with dynamics

图 5 动态网络中随超顶点利用率而变化的吞吐量增益

并发图使用超顶点刻画链路依赖性.基于并发图的调度,其复杂性取决于并发图中超顶点的数目.设 n 为网络中所有链路的数目,最差情况下,超顶点的数目是 $O(n^2)$;但在实际情况中,超顶点的数目在 $O(n \log_2 n)$ 范围之内.图 6 给出了不同链路数下的超顶点数目.尽管超顶点数目随链路数 n 的增大而不断增加,但它始终在 $O(n \log_2 n)$ 的范围内.现有模型如冲突图的建模代价为 $O(n)$,与之相比,SG 的代价仅提高了 $O(\log_2 n)$.

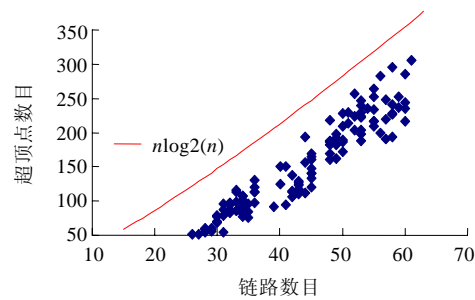
**Fig.6** Number of super vertices verse the number of links in a network with dynamics

图 6 动态网络中随链路数目而变化的超顶点数目

总之,并发图能够以合理的代价准确刻画 SIC 的影响,所提出的调度机制能够充分利用 SIC 的并发机会,从而提供明显优于传统 CSMA 协议(如 IEEE 802.11)的性能.

6 结束语

虽然 SIC 是最简单的 MPR 技术之一,但是,支持 SIC 的无线网络中的调度链路仍然非常具有挑战性.我们提出了并发图(SG)以刻画 SIC 的新特征,证明了基于 SG 的链路调度是 NP-hard 问题,而最大干扰数则是极大贪婪调度的性能下界.设计了 3 种不同的调度机制,并在仿真环境中验证了它们的有效性.为处理信号的衰减与干扰,未来工作将考虑干扰消除与多速率选择^[16]的联合设计及此时的调度机制.对于较大规模的无线网络,寻找有效的分布式调度算法也具有十分重要的实际意义.

References:

- [1] Gupta P, Kumar PR. The capacity of wireless networks. IEEE Trans. on Information Theory, 2000,46(2):388-404. [doi: 10.1109/18.825799]

- [2] Andrews JG. Interference cancellation for cellular systems: A contemporary overview. *IEEE Wireless Communications*, 2005,12(2): 19–29. [doi: 10.1109/MWC.2005.1421925]
- [3] Weber SP, Andrews JG, Yang XY, de Veciana G. Transmission capacity of wireless ad hoc networks with successive interference cancellation. *IEEE Trans. on Information Theory*, 2007,53(8):2799–2814. [doi: 10.1109/TIT.2007.901153]
- [4] Halperin D, Anderson TE, Wetherall D. Taking the sting out of carrier sense: Interference cancellation for wireless lans. In: Garcia-Luna-Aceves JJ, ed. *Proc. of the ACM MOBICOM 2008*. San Francisco: ACM Press, 2008. 339–350. [doi: 10.1145/1409944.1409983]
- [5] Brar GS, Blough DM, Santi P. Computationally efficient scheduling with the physical interference model for throughput improvement in wireless mesh networks. In: Gerla M, ed. *Proc. of the ACM MOBICOM 2006*. Los Angeles: ACM Press, 2006. 2–13. [doi: 10.1145/1161089.1161092]
- [6] Wang WZ, Wang Y, Li XY, Song WZ, Frieder O. Efficient interference-aware TDMA link scheduling for static wireless networks. In: Gerla M, ed. *Proc. of the ACM MOBICOM 2006*. Los Angeles: ACM Press, 2006. 262–273. [doi: 10.1145/1161089.1161119]
- [7] Kumar VSA, Marathe MV, Parthasarathy S, Srinivasan A. Algorithmic aspects of capacity in wireless networks. In: Eager DL, ed. *Proc. of the ACM SIGMETRICS 2005*. Banff: ACM Press, 2005. 133–144. [doi: 10.1145/1064212.1064228]
- [8] Wang XD, Garcia-Luna-Aceves JJ. Embracing interference in ad hoc networks using joint routing and scheduling with multiple packet reception. In: Hou JC, ed. *Proc. of the IEEE INFOCOM 2008*. Phoenix: IEEE Press, 2008. 843–851. [doi: 10.1109/INFOCOM.2008.136]
- [9] Celik GD, Zussman G, Khan WF, Modiano E. MAC for networks with multipacket reception capability and spatially distributed nodes. In: Hou JC, ed. *Proc. of the IEEE INFOCOM 2008*. Phoenix: IEEE Press, 2008. 1436–1444. [doi: 10.1109/INFOCOM.2008.202]
- [10] Zhao Q, Tong L. A dynamic queue protocol for multiaccess wireless networks with multipacket reception. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2004,3(6):2221–2231. [doi: 10.1109/TWC.2004.837654]
- [11] Zhao Q, Tong L. A multiqueue service room MAC protocol for wireless networks with multipacket reception. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2003,11(1):125–137. [doi: 10.1109/TNET.2002.808403]
- [12] Jain K, Padhye J, Padmanabhan VN, Qiu L. Impact of interference on multi-hop wireless network performance. In: Johnson DB, ed. *Proc. of the ACM MOBICOM 2003*. San Diego: ACM Press, 2003. 66–80. [doi: 10.1145/938985.938993]
- [13] Lü SH, Wang XD, Zhou XM. Link scheduling in wireless networks with successive interference cancellation. In: Rao N, ed. *Proc. of the IEEE MSN 2010*. Hangzhou: IEEE Press, 2010. 61–67. [doi: 10.1109/MSN.2010.15]
- [14] Malaguti E, Toth P. A survey on vertex coloring problems. *Int'l Trans. in Operational Research*, 2010,17(1):1–34. [doi: 10.1111/j.1475-3995.2009.00696.x]
- [15] Network simulator version 2 (NS-2). <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [16] Lü SH, Wang XD, Zhou XM. On the rate adaptation for IEEE 802.11 wireless networks. *Computer Networks*, 2010,54(17): 3173–3186. [doi: 10.1016/j.comnet.2010.05.020]



吕绍和(1982—),男,湖南永州人,博士,主要研究领域为无线网络调度,路由与 MAC 协议设计.



周兴铭(1938—),男,教授,博士生导师,中国科学院院士,CCF 高级会员,主要研究领域为高性能计算,无线网络与移动计算.



王晓东(1973—),男,博士,研究员,CCF 高级会员,主要研究领域为社会网络,认知无线网络.