

基于 MP2P 网络的内容分发机制研究

张国印, 李璐, 孙建国, 王向辉

(哈尔滨工程大学 计算机科学与技术学院, 黑龙江 哈尔滨 150001)

摘 要: 针对目前 MP2P 网络因节点频繁移动带来的扰动性, 及节点有限的计算、存储能力等限制因素, 提出分区管理的灵活策略, 将节点按标准进行功能划分, 每个子网由超级节点管理。采用部分网络编码技术处理数据, 加快数据传输及更替效率。并提出跨子网查询算法加强子网间信息的交互及资源定位。实验结果表明, 该策略可以有效地提高资源下载成功率与命中率, 减少资源传输延时, 改善了 MP2P 网络的内容分发效率, 同时也增强了系统的顽健性。

关键词: MP2P; 内容分发; 机会路由; 节点选择; 网络拓扑; 部分网络编码

中图分类号: TP302.1

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2013)05-0168-08

Research on content distribution mechanism of MP2P networks

ZHANG Guo-yin, LI Lu, SUN Jian-guo, WANG Xiang-hui

(College of Computer Science and Technology, Harbin Engineering University, Harbin 150001, China)

Abstract: In consideration of the current MP2P network disturbance from frequent location changes of the mobile nodes, the limited computing power and storage capacity, a flexible strategy of partition management by assigning different functions to nodes according to some standards, regarding a subnet as a unit and using super-nodes to manage subnets were proposed. In order to speed up the data transmission and replacement efficiency, data was processed with partial network coding technology. Additionally, a trans-subnet query algorithm was proposed to link subnets, conduct information exchange between subnets and resource location. Results of the experiment manifested that this strategy can efficiently increase the resource download success rate and hit rate, reduce the average delay, improve the content distribution efficiency of MP2P networks, and simultaneously enhance system robustness.

Key words: MP2P; content distribution; opportunistic routing; node choice; network topology; partial network coding

1 引言

随着移动终端设备性能的逐步提高, 移动网络得到快速的发展, 其网内资源的传输机制不同于传统的具有固定基础设施所支持的网络, 是完全依托入网的各个移动终端完成。MP2P(mobile peer-to-peer)^[1]作为 P2P(peer-to-peer)^[2]网络与移动计算的结合产物, 摆脱固定基站的束缚, 为网络市场开辟了新的发展方向。

MP2P 网络继承了传统对等网络的资源负载均衡、无中心化、节点对等和网络框架易扩展性等优

点。在受灾地区、战场等需尽量减少人员参与的复杂环境中, 及不适合搭建有线设备及基站设施^[3]等场所中, 拥有临时性和灵活性, 无需基站支持即可组建的无线 MP2P 网络将更具实际应用价值和优势。

但多跳无线网络 MP2P 也面临着节点频繁加入和离开、网内节点不断移动所导致的一系列不稳定问题。本文主要基于在没有固定基站支持的情况下, 以自组织无线网络为背景来进行研究。因此, MP2P 内容分发网络主要会面临网络架构不稳定^[4]、单节点能力受限、较低的内容分发效率^[5]等问题。

针对现存问题, 本文首先提出一种新的移动网

收稿日期: 2012-06-22; 修回日期: 2012-12-10

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61073042, 61202455); 中央高校基本科研业务费专项基金资助项目(HEUCF100612)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (61073042, 61202455); Research Funds for the Central Universities (HEUCF100612)

络结构：将网络划分为多个子网进行分区管理，每个子网由一个超级节点进行路由信息和分发策略的管理，子网之间的信息传输可通过交叉区域的过渡节点完成，以此实现整个网络的信息贯通。同时，利用部分网络编码对数据进行压缩处理，提高信息传输效率和下载成功率^[6]。实验结果表明，本文策略相对于传统网络架构，可改善动态网络内容分发效率，进而增强 MP2P 网络的顽健性。

2 MP2P 网络拓扑模型设计

针对具有高度动态特性的移动网络，松散的非结构化网络框架设计会降低信息传输的准确率^[7]；而结构化的框架设计又会因节点频繁的加入、离开导致巨大的路由更新的开销^[8]。借鉴已有框架的优点及缺陷，本文将加入移动网络中的节点划分为超级节点 (super node)、普通节点 (common node) 和过渡节点 (transition node)。各节点各司其职地发挥自身功能，以协同合作的方式搭建高效 MP2P 内容分发网络。

定义 1 (子网 subnet): 由超级节点、过渡节点、普通节点组成的三元组。可表示为

$$Subnet = \langle Super\ node \cup Common\ node \cup Transition\ node \rangle$$

MP2P 网络拓扑模型如图 1 所示。

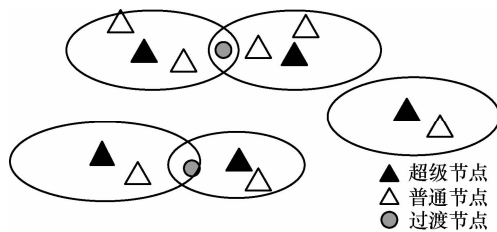


图 1 MP2P 网络拓扑模型

2.1 子网拓扑

用非空集合 V 及其有序对集合 E 表示一个网络图 G ，且 $G = (V, E)$ ，其中， V 为网中节点集合， E 为链接节点的逻辑链路的集合， $E = \{(i, j) | i, j \in V\}$ 。

定义 2 设 V 是节点集合， $\rho: V \times V \rightarrow R$ ，对于任何 $i, j, k \in V$ ，

$$st. \begin{cases} \rho(i, j) = 0, \text{ 当且仅当 } i = j \\ \rho(i, j) = \rho(j, i) \\ \rho(i, j) \leq \rho(i, k) + \rho(k, j) \end{cases}$$

则称 ρ 是 V 的一个度量。

定义 3 设 (V, ρ) 是一个度量空间， $o \in V$ ，对于任意给定的实数 $\delta > 0$ ，集合 $B(o, \delta) = \{j \in V | \rho(o, j) < \delta\}$ 称为一个以 o 为中心， δ 为半径的球形子网空间。

超级节点作为其所在子网的中心，维护以 δ 为半径所覆盖的球体范围。在一个新子网成立之初，球形空间采用预设的定值半径 r ，且 $r \leq \omega R$ ， R 为该子网中超级节点的通信半径， ω 为预设常量，且 $\omega > 1$ 。之后的每个周期会根据子网内节点数量的变化来改变子网半径的大小：

$$\delta = \min \{ (1 + (\Delta n_T) / N_T) r, \omega R \} \quad (1)$$

式 (1) 表示每经过一个周期 ΔT 的时间段 (ΔT 的设定详见定理 2)，改变半径大小的规则，同时，最大子网半径受本子网内超级节点通信半径的约束。其中， Δn_T 为一周期内节点变化的数量， N_T 是这段时间内总的索引记录节点。子网拓扑模型如图 2 所示。

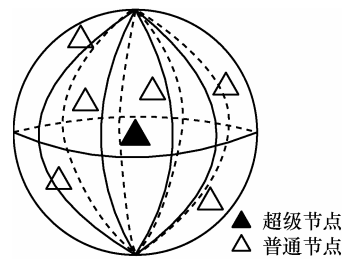


图 2 子网拓扑模型

2.2 子网管理

在每一个子网中，都有一个超级节点对本子网进行内容分发的管理，因此，超级节点需按照存储空间大小 (M)、计算能力 (C)、在网络中的滞留时间 (T)、节点速度 (V) 等性能标准进行综合衡量选择。其中，除了硬件条件对于移动设备的影响，节点在网络中的稳定程度也非常重要：滞留时间越长，平均移动速度越慢的节点，其存储的资源就越全面且越稳定，保存在此节点的数据就越有价值。

存储空间大小、计算能力可以用节点的能力 Cap 来衡量。滞留时间、节点速度可以用节点的动态性 Dyn 来衡量。

式 (2) 给出节点 i 的失效率

$$lose_i = 1 - \frac{R_i}{V_i \Delta T + R_i} \quad (2)$$

其中， R_i 表示第 i 个节点的通信半径； V_i 表示第 i 个节点的移动速度； ΔT 表示信息更新周期（详见定

理 2)。因此，节点 i 的通信半径越小，移动速度越大，节点 i 的失效率越高。

节点 i 处理能力 Cap_i 和动态性 Dyn_i 计算式如下

$$\begin{cases} Cap_i = \varphi M_i + \gamma C_i \\ Dyn_i = \frac{1}{lose_i} T_i \end{cases} \quad (3)$$

其中， φ 、 γ 分别表示 M_i 和 C_i 的权重，且 $\varphi + \gamma = 1$ 。 M_i 、 C_i 越大，则 Cap_i 越高，表示节点的处理能力越强。 $lose_i$ 越小， T_i 越长，则 Dyn_i 越大（动态性越小）。

因此，第 i 个节点的组合权重计算式为

$$W_i = \lambda_1 Cap_i + \lambda_2 Dyn_i \quad (4)$$

其中， λ_i 为权重因子，且 $\lambda_1 + \lambda_2 = 1$ 。

定义 4 $P_w = \{p_i | W_i > \beta, \beta \text{ 为常量}, i=1,2,\dots,n\}$ 为权重大于预设阈值 β 的节点集合。

式 (5) 表示将从权重大于阈值的节点中选取 k 个作为超级节点：

$$\begin{aligned} S_{\text{super-node}} &= \{p_i | W_i = \max_k (W_1, W_2, \dots, W_n) \\ &\text{且 } p_i \in P_w, i=1,2,\dots,n\} \end{aligned} \quad (5)$$

超级节点不但维护其所在子网的路由信息，并在缓存策略中执行对部分信息的处理及存储功能。

式 (6) 表示余下符合条件的节点作为备份超级节点进入“候选名单”：

$$O_{\text{optional-nodes}} = \{D_w | D_w \in (P_w - S_{\text{super-node}})\} \quad (6)$$

“候选名单”中的节点会将超级节点所维护的本子网资源路由表进行备份，防止现任超级节点非正常离开或失效等情况发生而导致资源的丢失，避免了 MP2P 网络面临崩溃的可能。

在子网内，超级节点通过“心跳机制”，维护与各节点的路由，删除已失效的节点，并轮询出本子网中综合权重最高的节点，作为新的超级节点。如果在约定的时间内，未收到超级节点发出的“心跳”信息，则可认为超级节点已失效。当子网的超级节点失效时，通过以下方式恢复子网中节点与其他节点的通信：1) 启用本子网“候选名单”中的候补超级节点，作为新的超级节点；2) 对于新的超级节点不能覆盖的节点（节点到新超级节点的距离大于 ωR ），则将该节点加入邻近的候选挂靠子网（详见定义 5 节点管理）。

因此，网络中的节点一般分为 4 种状态：普通状态（common state），即作为普通节点存在网络中

的状态；候选状态（optional state），进入“候选名单”的普通节点，作为可选为 super node 节点之前的备选状态；超级状态（super state），选为本子网的超级节点并起到维护的作用；离开状态（leave state），节点正常或者发生异常而脱离网络连接。节点状态转换如图 3 所示。

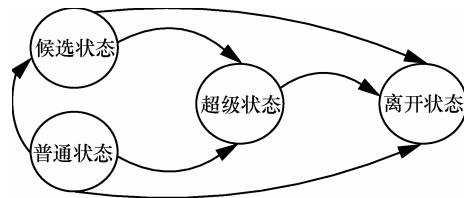


图 3 节点状态转换

定义 5（节点管理）：新加入节点所属子网 ID 与该子网内节点所属 ID 值相同，则挂靠该子网，同时，新加入节点会注册该子网的邻近子网（作为候选挂靠子网）；如无挂靠子网存在，其则成为新的超级节点。

当有新的节点加入 MP2P 网络时，会获得一个最可能所属子网的 ID 。新加入节点持有此 ID 与本子网中的任意节点进行访问通信。从已有节点路由表中查找本子网超级节点 ID' ，如果新节点所持 $ID = ID'$ ，则可以成功挂靠在此超级节点上，被确认为本子网中普通节点的一员，同时该节点会注册到挂靠子网的最邻近子网，作为候选的挂靠子网，当原有子网不能覆盖本节点时，可加入候选挂靠子网，从而维持与其他节点的通信；如果 $ID \neq ID'$ ，则不属于本子网，并以此类推，如果不属于现有的任何子网，该节点将作为超级节点，并维护一个新的子网。

3 内容分发策略

移动网络中，节点频繁地加入、离开以及位置的变化，都会给数据上传、下载的稳定带来困难^[9]。传统的 P2P 网络广泛采用结构化网络模型和分布式散列表（DHT）等成熟的主流技术，以此加快资源的搜索效率，而移动网络的扰动性会导致 DHT 的维护开销过大。因此，单纯的结构化网络架构和 DHT 主流技术不再适用 MP2P 网络。

为构建高效的 MP2P 内容分发网络，本文将节点按照不同功能进行划分，并在子网内和子网之间采用不同的数据传输方式。

1) 子网内数据分发策略

超级节点作为管理子网内数据分发的中心节

点，主要维护本地资源路由表。因此，当有节点查询资源时，查询节点会首先访问本子网中的超级节点，如果所需资源路由存在，便在本子网内进行内容分发；如果所需资源不存在，便将资源的请求复制保存在超级节点，等待超级节点通过过渡节点向其他的子网进行查询和索取。

考虑到查询节点的动态特性和资源分发效率，当超级节点从其他子网获得所需信息资源时，是否回复查询节点，可由此查询节点的稳定周期决定。节点的稳定周期的计算如式 (7) 所示：

$$T_i = \frac{|\rho(S_{\text{super_node}}, C_i) - \delta|}{(Velocity_s + Velocity_{c_i})} \quad (7)$$

其中， $\rho(S_{\text{super_node}}, C_i)$ 为超级节点 $S_{\text{super_node}}$ 与查询节点 C_i 开始通信时的度量， $Velocity_s + Velocity_{c_i}$ 为超级节点与查询节点相对运动速度之和， δ 为本子网半径。

定理 1 (节点稳定周期)：在节点稳定周期 T_i 内，节点不会离开所在子网。

证明 设节点在 t_1 时刻将包含自身稳定周期的查询信息发送出去，当超级节点收到查询信息，并在回复信息之前计算到达查询节点的可能时刻 t_2 ，在 $t_2 - t_1$ 的时间段内，两者之间距离变化为

$$\rho_{\max} = (Velocity_s + Velocity_{c_i})(t_2 - t_1) \quad (8)$$

在 t_2 时刻，当 $\Delta t = t_2 - t_1 \leq T_{\text{node}}$ ，查询节点与超级节点之间的距离为：

$$\begin{aligned} D_{\text{distance}} &= \rho_{\max} + \rho(S_{\text{super_node}}, C_i) \\ &= (Velocity_s + Velocity_{c_i})(t_2 - t_1) + \rho(S_{\text{super_node}}, C_i) \\ &\leq \delta - \rho(S_{\text{super_node}}, C_i) + \rho(S_{\text{super_node}}, C_i) \\ &\leq \delta \end{aligned}$$

由于稳定周期内节点不会离开子网，因此，超级节点不但减少建立通信通道的信息发送及等待时间，也提高了在节点稳定周期 T_i 内完成双方通信的成功率。

2) 部分网络编码策略

将部分数据及信息进行复制及存储，有利于提高资源的可靠性和负载均衡^[10]，鉴于移动设备的自身存储能力有限，采用部分网络编码技术处理数据^[11,12]，提高有限缓存空间的存储能力，在压缩数据的同时也方便新旧数据的更替^[13]。

在具有 N 个存储单位的缓存空间的情况下，本文首先将接收到的源数据标识为 c_0, c_1, c_2, \dots ,

c_{m-1} ，其中，数据 c_{m-2} 在到达时间上要早于 c_{m-1} 。随后，数据将进行如下的编码处理：

$$\begin{aligned} f &= ac \\ &= [\alpha_0, \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{m-1}] \cdot [c_0, c_1, c_2, \dots, c_{m-1}]^{-1} \end{aligned}$$

其中， α 为从域 F_q (q 的大小为 2^8) 中随机选取的编码向量。

数据最终以编码块的形式进行存储，每个编码块占据一个单位的存储空间，因此所存储的编码块数需满足不大于缓存空间的条件，即 $capacity(\sum F_i^j) < N$ (i 为编码块存储顺序， $i \in$ 非负数； j 取本编码块中最早获取的数据块的编号， $j = \min(n)$)。

因此， P_x 节点接收到依次到来的 c_0, c_1, c_2, c_3 源数据时，其编码及存储情况可以表示为

$$\begin{aligned} P_x &= \{F_0^0 = f(c_3, c_2, c_1, c_0), F_1^2 = f(c_3, c_2), \\ &F_2^3 = f(c_3)\} \end{aligned}$$

当新的数据 c_4 再次到来时，是否可以存储需要经过“数据存储算法”(algorithm data storage)(C_n) 进行判断：

- 1) *Lookup_new data*(C_n)
- 2) if $capacity(\sum F_i^j) < N$
- 3) *encoding*(F_i^j, C_n)
- 4) else
- 5) *discard*($F_i^{\min(j)}$)
- 6) for ($i = 0; i < m - 1; i++$)
- 7) do
- 8) *sort*(F_i^j)
- 9) $F_{(m-1)}^n = \alpha_n \cdot c_n$
- 10) done
- 11) end if

这种按照数据块到来时间而进行处理的部分网络编码策略，不但可以“压缩”原有总数据的空间，也给解码带来了便利，早期存放数据的及时性和使用价值会随时间流逝不断下降。如相对新到的数据 c_4 而言， c_0, c_1 为早期数据。因此，在有限的存储空间中，为及时存储较新的数据 c_4 ，可将旧数据所占据的编码分组丢弃，为缓存释放空间，存储数据替换后的编码结果表示为

$$\begin{aligned} P_x &= \{F_0^2 = f(c_4, c_3, c_2) \\ &F_1^3 = f(c_4, c_3), F_2^4 = f(c_4)\} \end{aligned}$$

部分网络编码策略将包含旧数据的编码块直

接丢弃，并接收新的数据进行编码存储，从而节省了有限的计算能力。

3) 跨子网信息传输策略

根据 MP2P 网络的特性及本文对网络的划分、管理策略，每个子网之间会随机出现重叠区域。因此，利用过渡节点可以实现与多个超级节点通信，创造子网之间资源交互的机会，以此实现整个网络的连通。

式 (9) 用来判断是否为“过渡节点”的集合。

$$D = \left\{ (U, SN_i) \mid \sum_{j=1}^k B_{ij} > 1, i = 1, 2, \dots, n \right\} \quad (9)$$

其中， (U, SN_i) 为二元组， U 为节点 i 上一时刻所属区域（子网）， SN_i 为节点 i 查询到的超级节点个数。 B_{ij} 为 0-1 变量，表示节点 i 是否属于超级节点 j 。假设当前超级节点数为 k 。当节点在其查询周期内可查询到的超级节点个数大于 1 时，即为过渡节点。

“过渡节点”会将“跨子网”信息通知其原所属子网（ U ）内的超级节点，此时，超级节点及时将本子网内没有找到资源的请求通过此“过渡节点”，发送给与其交叉的子网中的另一个超级节点进行查询和资源的索取^[14]。机会转发机制示意如图 4 所示。

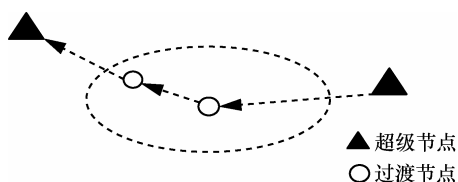


图 4 机会转发机制

因此，本文利用存储转发的思想，提出跨子网算法来实现子网之间信息的交互。首先，查询节点将查询信息提交给超级节点，超级节点会将路由表内没有查询结果的信息进行保存。当子网之间出现交叉区域时，超级节点将此信息拷贝给处于交叉区域中的 n 个过渡节点。 n 个过渡节点将此信息转发给在自身度量空间中的邻居节点，邻居节点将信息传给自己所属的超级节点进行查询，以此散布查询信息并定位资源。如果邻居子网内依然没有所需资源，由于再次跨网定位资源效率过低，邻居子网的超级节点将不再存储此查询信息。因此，跨网定位资源在 5 跳之内即可到达目标节点。

假定节点独立移动并且节点之间的相遇概率为 P_{meet} ，则跨子网算法的传输成功率可以由式 (10) 表示

$$P_{ts} = 1 - (1 - P_{meet})^{n+1} \quad (10)$$

当过渡节点出现的几率过小或者查找不到资源，并且考虑超级节点的存储空间非常有限，超级节点会根据 TTL (time to live) 生存时间，将长时间没有转发出去的查询信息丢弃。

由于处于子网边缘的移动节点的加入与离开都会给子网内资源存储情况带来较大扰动，因此，子网中的超级节点会通过周期性广播对网内节点更新信息。

信息更新周期 ΔT 可通过式 (11) 计算得到

$$\Delta T = \alpha / \left\{ 2 \left[\left(\frac{1}{n} \right) \sum_{i=1}^n Velocity_i \right] \right\} \quad (11)$$

st.

$$0 < \alpha < \infty$$

$$\Delta \rho < 2(\Delta T' - \Delta T) \left[\left(\frac{1}{n} \right) \sum_{i=1}^n Velocity_i \right]$$

其中， $\left(\frac{1}{n} \right) \sum_{i=1}^n Velocity_i$ 表示子网内所有节点移动的平均速度， $\Delta \rho$ 为子网边缘的节点到子网边缘的度量。

定理 2 （信息更新周期）：每间隔 ΔT 时间，需更新网内节点信息。

证明 假设 2 次信息发送的时间间隔为 $\Delta T'$ ， $\Delta T' = t_2 - t_1$ 且 $\Delta T' > \Delta T$ 。 $\rho_{t_1}(s, c_i)$ 为 t_1 时刻超级节点与子网边缘外节点 c_i 的度量，因此，可记为 $\rho_{t_1}(s, c_i) = \delta + \Delta \rho$ ，且 t_2 时刻两者的度量为：

$$\rho_{t_2}(s, c_i) = \rho_{t_1}(s, c_i) - 2 \left(\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n Velocity_i \right) \Delta T'$$

$$\text{因为 } 0 < \Delta \rho < 2(\Delta T' - \Delta T) \left(\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n Velocity_i \right),$$

$$\text{所以 } \rho_{t_2}(s, c_i) < \rho_{t_1}(s, c_i) - 2 \left(\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n Velocity_i \right) \Delta T$$

$$-\Delta \rho < \delta + \Delta \rho - \alpha - \Delta \rho < \delta - \alpha$$

因此，经过 ΔT 后，子网边缘外的节点进入子网内。

当 $\Delta T' = \Delta T$ 时，

$$\begin{aligned} \rho_{t_2}(s, c_i) &= \rho_{t_1}(s, c_i) - 2 \left(\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n Velocity_i \right) \Delta T \\ &= \delta + \Delta\rho - \alpha > \delta \end{aligned}$$

可以得到经过 ΔT 周期，子网边缘外的节点依然还在子网外部。

4 实验分析

4.1 环境配置

针对 MP2P 网络特点，本文选用 Inet+Oversim+OMNeT++^[15] 仿真组合平台模拟及综合评价移动网络框架中内容分发效率的各项指标。实验平台所需的软/硬件环境如表 1 所示。为更加贴切地描述及模拟实际移动网络特性，表 2 列出了 MP2P 仿真环境中的几项主要的参数设置。

表 1 实验平台的软/硬件环境

硬件环境	软件环境
CPU P4 3.0GB	OverSim2010
内存 1GB	OMNeT++ 4.0
硬盘 160GB	Inet2010、Linux Fedora 10

表 2 实验数据配置参数

仿真参数	参数值
网络范围	3 000m×3 000m
节点数量	400 个
节点 V_{max}	20m/s
节点 V_{min}	0m/s
带宽	250kbit/s
数据块容量	512kbit
TTL	6

4.2 实验结果及分析

本文针对 MP2P 网络中节点的移动特性，构造具有抗扰动性的网络框架，划分 2 种功能节点超级节点和过渡节点，负责子网内和子网间的内容分发，并采用部分网络编码技术处理数据及存储，以提高资源在网内的稳定性。

图 5 表示本文非结构化球形子网 (SS, spherical subnet) 结构与结构化 Chord 网络、无框架网络结构 Gnutella 之间的对比。从实验数据可以得到，本文提出的内容分发策略的平均延时，远远小于 Chord 结构网络，而且随着网中数据块数的增加，略低于 Gnutella 网络。

在 MP2P 网络中，节点不断移动、路由变化迅速，导致数据分组丢失严重、路由信息需频繁更新，进而增加了 Chord 结构中数据传输的平均延时。Gnutella 网络，在数据块较少时相对传输延迟也会较少，但由于采用 gossip 算法，随着网络中所需传输的数据块增加，逐渐导致网络中存在大量重复信息，进而网络拥塞，加大数据传输延时。

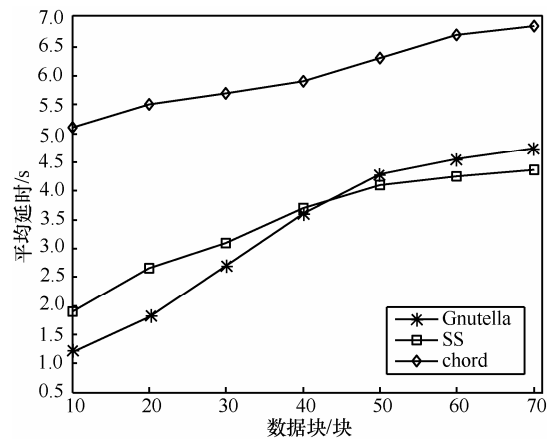


图 5 3 种网络框架的平均延时比较

本文提出的内容分发策略，在子网之间利用过渡节点实现信息的交换，因此过渡节点等待时间及对数据编码处理时间是占据平均延迟的重要部分。

图 6 表示移动环境下，结构化 Chord 网络拓扑、非结构化 Gnutella 与本文 SS 网络结构之间命中率随速度变化的对比，其中，命中率=(命中次数)/(访问数)。考虑实际手持设备平均移动速度，在仿真环境中将节点速度设定在 0~20 m/s 范围内。

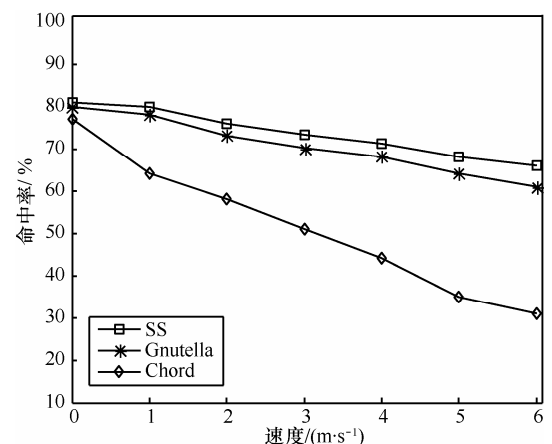


图 6 节点平均移动速度与命中率的关系

结构化的 Chord 网络, 在面对移动的节点时, 路由信息不再可靠, 信息分组丢失率增加, 导致命中率不断下降。非结构化的 Gnutella 网络, 采用泛洪等扩散信息技术, 使得过度信息冗余, 从而导致网络拥塞。本文 SS 网络结构中, 超级节点对数据的缓存策略延长其在网络中的存在时间和位置相对稳定的时间, 从而有效缓解命中率急剧下降的现象。

节点分布密度、平均移动速度与资源下载成功率之间的关系如图 7 所示, 基于本文内容分发策略, 在增加网内节点数目, 提高网内节点密度时, 可有效改善资源下载成功率。同时, 在网内节点平均移动速度提高时, 其下载成功率可维持在一定的范围内。这是将网络通过划分子网管理优势所在: 在节点平均速度较低时, 利于子网内信息的传输; 在节点平均速度增加时, 提高了增加过渡节点的机率, 利于子网间信息的传输。

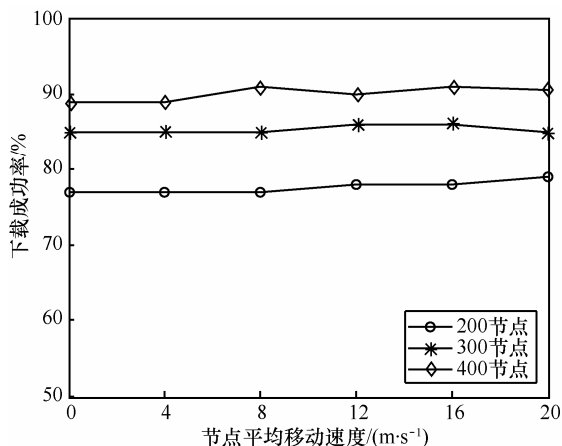


图 7 节点密集度和速度对资源下载成功率的影响

采用网络编码处理数据, 可将多组数据“压缩”在一个单位数据空间中, 从而减少数据的传输量, 提高传输效率和存储空间利用率, 为子网内提供更多相对稳定的数据, 进而提高资源下载成功率。如图 8 所示, 采用部分网络编码技术处理数据, 可以在有限空间中存储更多的数据块, 并根据优先权进行新旧数据的替换, 保存最具价值的信息, 与传统无编码操作的存储技术相比, 在资源下载成功率方面有明显的提高。

5 结束语

本文根据节点性能权重的计算, 将节点划分为其赋予不同的职能。由超级节点负责其所在子网的

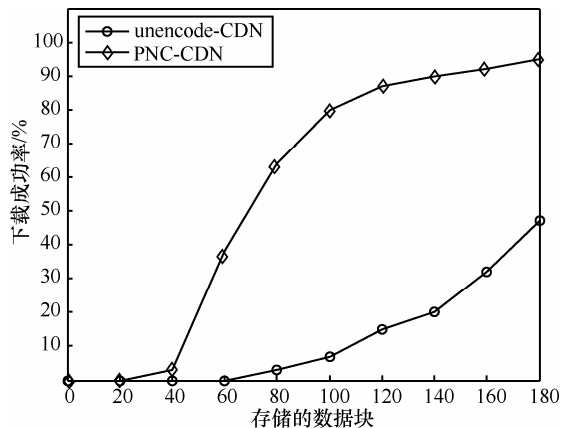


图 8 存储数据块数与下载成功率之间的关系

内容分发, 并在子网之间采用机会路由机制来实现整个移动网络的信息交互。采用部分网络编码策略对数据进行“压缩”处理, 及时将种子节点的内容进行缓存备份, 并化简解码操作, 减少其过渡繁杂的计算处理过程, 进而可提高带宽利用率, 加快数据传输速率。实验结果说明, 本文提出的 MP2P 网络框架可减少下载成功率因动点带来的扰动, 减少数据传输延时, 并有效提高命中率。因此, 针对 MP2P 网络中节点在线状态的不稳定, 内存、计算能力有限等问题, 做出了较好的解决方案, 在较少牺牲性能而提高 MP2P 内容分发的效率, 并提升整个网络的健壮性。

参考文献:

- [1] LI Z Y, WANG R C, Secure topology protocol for mobile peer-to-peer networks[J]. Journal on Communications, 2010,31(10): 146-157.
- [2] LI Z Y, XIE G G, LI Z C, Efficient and scalable consistency maintenance for heterogeneous peer-to-peer systems[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2008, 19(12):1695-1708.
- [3] KURT D, MILOS M. Extended virtual spring mesh(EVSM): the distributed self-organizing mobile ad hoc network for area exploration[J]. IEEE Transactions on Industrial Electronics, 2011, 58(12): 424-5437.
- [4] LI H, BOK K S, YOO J S. An efficient clustering method for unstructured mobile peer-to-peer networks[A]. RACS '11: Proceedings of the 2011 ACM Symposium on Research in Applied Computation[C]. 2011.124-129
- [5] YU J, LU L M, XIAO P. Monitoring, analyzing and characterizing lookup traffic in a large-scale DHT[J]. Computer Communications, 2011, 34(13): 622-1629.
- [6] LI B C, RANDOM N D. Network coding in peer-to-peer networks: from theory to practice[J]. Proceedings of the IEEE, 2011, 99(3): 513-523.

- [7] TSAI F S, HAN W C, XU J W. Design and development of a mobile peer-to-peer social networking application[J]. Expert Systems with Applications, 2009, 36(8): 11077-11087.
- [8] ZOU D Y, GAN Y, QU H T. Research of structure consistency between overlay and network layer based on mobile P2P[A]. 2nd IEEE International Conference on Computer Science and Information Technology[C]. 2009, 2: 254-258
- [9] LIU H I. A distributed intelligent broadcasting protocol for mobile ad hoc networks[J]. Mobile Networks and Applications, 2009, 14(5): 638-648.
- [10] HUANG D M, HU Z. Research of replication mechanism in P2P network[J]. World Scientific and Engineering Academy and Society, 2009, 8(12): 845-1854.
- [11] XIAO X, WANG W P, YANG L M, Wireless broadcasting retransmission approach based on network coding[J]. Journal on Communications, 2009, 30(9): 69-75.
- [12] LEI Y C, CHENG S, WU C. P2P content distribution with network coding[J]. Journal of Computer Research and Development, 2009, 46(1): 108-119.
- [13] LIU L G, CHEN Z X. Data forwarding in opportunistic networks[J]. Asian Network for Scientific Information, 2010,9(2):215-223.
- [14] ANH N H, SILVIA G. Routing in opportunistic Networks[J]. Ambient Computing and Intelligence. 2009,1(3):19-38.
- [15] ANGGADJAJA E. Point-to-point OMNeT++ based simulation of reliable transmission using realistic segmentation and reassembly with error control[A]. Advances in Computing, Control and Telecommunication Technologies (ACT), 2010 Second International Conference on[C]. 2010.125-128.

作者简介:



张国印（1962-），男，山东黄县人，博士，哈尔滨工程大学教授、博士生导师，主要研究方向为网络与信息安全、嵌入式等。



李璐（1985-），女，河北故城人，哈尔滨工程大学博士生，主要研究方向为移动 P2P、网络编码、网络与信息安全等。



孙建国（1981-），男，黑龙江哈尔滨人，博士，哈尔滨工程大学副教授、硕士生导师，主要研究方向为网络与信息安全、嵌入式技术等。



王向辉（1980-），男，吉林长春人，博士，哈尔滨工程大学讲师，主要研究方向为 P2P 网络、移动计算技术、网络安全等。