

# 중복 그룹을 위한 혼합형 대표자 기반 그룹 통신 프로토콜<sup>☆</sup>

## Hybrid Delegate-based Group Communication Protocol For Overlapped Groups

김 차 영\*      안 진 호\*\*  
Cha-Young Kim      Jin-Ho Ahn

### 요 약

센서 네트워크와 같이 각 프로세스의 관심사에 따라 여러 개의 멀티캐스트 그룹들로 나누어질 수 있는 시스템에서 모든 프로세스들이 하나의 대규모 그룹에서 발생하는 모든 이벤트에 관심이 있다고 전제하는 경우, 각각의 프로세스에 대해 매우 높은 그룹 통신 프로토콜의 오버헤드를 발생시킬 수 있다. 특히, 센서 혹은 P2P 네트워크에서 그룹 통신의 멀티캐스트를 위해 가십 기반의 통신을 사용할 때, 메시지 전달 순서 보장과 중복 그룹에 대한 지원이 매우 필요한 속성인데, 이와 관련된 요구조건들을 만족하는 가십 통신 프로토콜 개발에 대한 연구가 거의 없다. 따라서, 본 논문에서는 지역 뷰와 서브그룹의 대표자에 기반하고 중복 그룹의 특성을 최대한 활용한 매우 확장적인 새로운 가십 기반 인과적 메시지 순서 보장 멀티캐스트 프로토콜을 제안한다. 본 논문의 프로토콜은 중복된 그룹 간의 메시지에 대한 상호 의존적 속성을 대표자들도 포함된 해당 그룹 내의 모든 멤버들에 의해 보장한다. 그리하여, 지역 뷰에만 의존하여 완전히 분산화된 방법으로 메시지 전달의 속성을 보장하는 확률적인 프로토콜보다 매우 엄격하고, 대표자 그룹의 계층적 멤버리스트로써 원자적 속성을 보장하는 가십 기반의 프로토콜과 비교하면 매우 확장적이다. 또한, 그룹의 멤버리스트를 포함한 모든 메시지는 가십 기반 통신을 사용함으로써 멀티캐스트 본래의 확장성을 향상시킬 수 있는 하이브리드한 방법이다.

### ABSTRACT

In case that group communication protocols assume every process is interested in all events occurring in a large scale group, the events multicasting to a subset of a large process group, such as a sensor network, potentially varying for every event based on their interests might lead to very high communication overhead on each individual process. Moreover, despite the importance of both guaranteeing message delivery order and supporting overlapped group using gossip based group communication for multicasting in sensor or P2P networks, there exist little research works on development of gossip-based protocols to satisfy all these requirements. In this paper, we present a new gossip-based causal message order guaranteeing multicast protocol based on local views and delegates representing subgroups and fully utilizing multi-group features to improve scalability. In the proposed protocol, the message delivery order in overlapped groups has been guaranteed consistently by all corresponding members of the groups including delegates. Therefore, these features of the proposed protocol might be significantly scalable rather than those of the protocols guaranteeing atomic order dependencies between multicast messages by hierarchical membership list of dedicated groups like traditional committee protocols and much stronger rather than fully decentralized protocols guaranteeing dependencies between multicast messages based on only local views. And the proposed protocol is a hybrid approach improving the inherent scalability of multicast nature by gossip-based technique in all communications.

☞ KeyWords : Sensor network(센서네트워크), Group communication(그룹통신), Overlapped group(중복그룹), Scalability(확장성), Reliability(신뢰성)

\* 정 회 원 : GRRC, 경기대학교  
kimcha0@kgu.ac.kr

\*\* 종신회원 : 경기대학교 컴퓨터과학과 부교수  
jhahn@kgu.ac.kr(교신저자)

[2010/02/08 투고 - 2010/02/10 심사 (2010/04/30 2차) - 2010/05/26 심사완료]

☆ 본 연구는 경기도 지역협력연구센터인 경기대학교 콘텐츠융합소프트웨어연구센터의 지원으로 수행되었음(수행과제명: 스마트-스페이스 융합 프레임워크 요소기술 개발 및 산업화)

## 1. 서론

센싱 및 통신과 컴퓨팅이 가능한 매우 작은 크기의 저렴한 센서들로 구성된 센서 네트워크는 기존의 셀룰러 네트워크나 애드 혹 이동 네트워크와는 다르게 낮은 대역폭의 무선 전송 능력, 간단한 연산 능력과 작은 데이터 저장 공간을 보유한다[10]. 이러한 센서네트워크를 이용한 응용에는 건강, 군사 및 홈 네트워킹 등이 있는데, 그 활용가능성이 매우 확장되고 있다[1,14,16]. 또한, 낮은 전력을 사용하는 라우팅 프로토콜과 센서를 활용한 서비스를 제공하는 하부구조 및 협업기술과도 관련되어 기존의 애드 혹 이동 네트워크와 비교되고 있는데, 센서네트워크에서는 센서들을 통해 감지된 데이터를 수집하고 전송할 때에 새로운 데이터 송수신 통신 패러다임을 필요로 한다[10]. 특히, 질의 노드들을 연결하는 경로 상에 있는 센서 노드들은 그들 간의 데이터를 집적하여 좀 더 정확한 몸 상태 정보를 보내도록 집중해야한다. 이는 데이터의 집적과 이웃하는 센서들 간의 상호 연동 기술에 의한 송수신으로써 결정되며[10], 송수신 데이터를 줄이기 위한 지역적 연산의 수행은 센서의 에너지 사용을 줄이는 중요한 수단이다[1,14,16]. 최근까지 이러한 요구조건들을 만족하고자 하는 다양한 연구들이 있는데, TAG[11]는 특정 지역에 질의가 플러딩(flooding)되고, 해당 질의 노드를 루트(root)로 하는 라우팅 트리으로써 질의 결과를 보고한다. [10]에서는 센서네트워크의 통신 분야에 P(publish)/S(subscribe) 패러다임을 적용하여 이동 질의에 대한 연구를 하였다. P/S 시스템에서 질의 노드가 주기적으로 관심 분야의 정보를 가진 센서들을 찾아내고, 해당 센서에게 가입 메시지를 보내며, 센서들은 관심 있는 정보를 요구한 질의 노드에게 주기적으로 제공한다.

최근에 P/S 패러다임에 적합한 그룹 통신 방법으로 가십을 기반으로 하는 통신 연구가 활발히 진행 중인데[15], 이는 기존의 전통적인 신뢰성 있

는 브로드캐스트 방법[2]과 IP-Multicast을 활용한 네트워크 수준의 그룹 통신에 비해 이벤트의 신뢰성 있는 전송을 필요로 하는 다양한 응용에 보다 확장적이다[4]. 가십 기반 프로토콜에서 하나의 메시지를 멀티캐스트 하기 위하여, 한 프로세스는 멤버십리스트에서 랜덤하게 일부의 프로세스들, 즉 가십-타겟(Gossip Target)을 선택하여 메시지를 송신한다. 해당 메시지를 수신한 프로세스들도 각자의 멤버십에서 일부의 가십-타겟을 선택하여 송신한다. 이렇게 송신하는 것을 최대의 가십 라운드(그룹 멤버크기=N 일때,  $\log N$ )까지 주기적으로 하면, 대부분의 멤버들이 메시지를 수신하게됨으로써, 가십은 전염형 프로토콜이라고도 한다[3]. 이 분야의 초기 독창적인 Birman 알고리즘[3]은 모든 노드가 다른 모든 노드들을 알고 있다고 가정하는 글로벌 멤버십을 기반한 브로드캐스트 프로토콜로 디자인되었고, Eugster 알고리즘[6]은 P/S(publish/subscribe)[7] 플랫폼 상에서 구현된 브로드캐스트 프로토콜이다. 위와 같이 기존의 전형적인 가십 기반 프로토콜들은 대규모의 그룹에서 모든 프로세스들이 해당 시스템 내에서 발생하는 모든 이벤트에 관심이 있다는 것을 전제로 메시지를 플러딩(flooding)한다. 그러나 이벤트의 수가 매우 많고, 각각의 이벤트에 따라 관심이 달라지는 멤버들에 따라 질의의 결과들을 융합해야 하는 경우라면 플러딩(flooding)은 적절하지 않은 방법이다. 따라서 이러한 문제점을 해결하고자 하는 몇몇의 연구들이 있는데, 한 가지 방법은 관심 있는 프로세스에게만 가십을 하도록 통신전에 필터링을 수행하는 프로토콜이다. 그러나 이는 관심 있는 프로세스에게만 메시지를 수신하도록 하는 멀티캐스트 즉, 순수 멀티캐스트(genuine multicast)[9]로써 신뢰성을 제한한다[4]. 두 번째로 다른 연구인 PMCAST[4]는 하나의 그룹에서 프로세스들을 서브셋으로 나누어 스페닝 트리(spanning tree)를 추가하여 그룹을 조직화하여 멀티캐스트를 한다. PMCAST[4]가 대표자를 선출하여 스페닝 트리를 추가함으로써, 엄격한 의미에서

순수 멀티캐스트는 아니지만, 대부분의 경우에 해당 메시지에 관심있는 프로세스들이 수신하게 된다.

한편, 관심사에 따라 오버랩되는(overlapped) 멤버들 간에는 메시지가 융합되므로써, 메시지 전달 순서에 대한 일관성도 보장되어야 하는데, 가습 기반으로 다중 그룹 간에 원자적 순서 전달을 보장하는 프로토콜에 대한 연구는 초창기 연구인 [3], [5]와 [8]에서 제안되었다. [5]은 PMCAST[4]에서 제안된 대표자 그룹으로 신장 트리를 첨가한 후, 대표자 그룹에서 원자적 순서가 보장된 메시지를 전송하기 때문에, 각 멤버들의 투표 방법에 의해 확률적으로 원자적 순서를 보장하는 Felber[8]보다 매우 엄격하다. 그러나 원격 영상의 및 온라인 게임, 그룹채팅과 같은 많은 응용에서 요구하는 저 비용의 인과적 메시지 전달순서를 다중 그룹 간에 보장하는 프로토콜은 거의 연구되어 있지 않다. 따라서 본 논문에서는 그룹 내 멤버들이 동적으로 가입 및 탈퇴를 하더라도 중복된 그룹 간의 메시지에 대한 상호 의존적인 속성을 지역 뷰에 기반 하는 가습 통신으로 해당 그룹 내의 모든 멤버들이 참여하여 보장한다. 그리고, 중복된 그룹에 가입된 프로세스들 중에서 네트워크의 다양한 상황에서 조금 더 안정적이고 오랜 시간 동안 이용 가능한 대표자들[4]의 전통적인 플러쉬(flush) 프로토콜[2]에 의해 관심사별 메시지 전달에 대한 일관성을 보장을 하기 때문에 지역 뷰에만 의존하여 완전히 분산화된 방법으로 메시지 전달의 속성을 보장하는 확률적인 프로토콜보다 매우 엄격하다. 또한, 대표자 그룹 [4]의 계층적 멤버리스트로써 메시지 전달의 원자적 속성을 보장하는 가습 기반의 프로토콜[5]과 비교하여 보면, 본 논문의 프로토콜은 지역 뷰 기반으로 해당 그룹의 모든 멤버가 참여하여 인과적 순서를 보장하고 그룹의 멤버리스트도 각 멤버가 개별적으로 동적으로 수정하기 때문에, 가습 통신 본래의 확장성을 향상시킬 수 있는 하이브리드한 방법이다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장과 3장에서 각각 분산 시스템 모델을 언급하고, 대표자 그룹과 지역 뷰만을 사용하여 중복 그룹 간의 확장성을 높이는 새로운 가습 기반 인과적 메시지 전달 멀티캐스트 프로토콜을 제안하고, 4장과 5장에서 각각 성능평가와 관련연구를 논의하며, 6장에서 결론을 맺는다.

## 2. 시스템 모델

분산시스템에서 그룹은 프로세스들의 집합  $\Omega = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$ 으로 구성된다. 프로세스들의 가입과 탈퇴는 동적으로 발생하며, 지역 뷰라고 하는 부분적인 그룹정보를 유지하고 있다. 각 프로세스는 다른 프로세스에게 일대일 통신 메시지를 송수신할 수 있으며, 통신 링크에서 메시지의 전송실패가 있을 수 있지만, 고장이 발생하지 않은 프로세스들은 주기적으로 메시지를 재전송하여 그러한 통신 링크 상에 신뢰성 있는 통신 채널을 구성할 수 있다. 프로세스들의 집합  $\Omega$ 은 관심영역에 따라서 여러 개의 그룹들  $g_i$ 로 나뉘어지고, 중복되는 관심사에 따라 오버래핑될 수 있으며, 통신 메시지들은 그러한 그룹에 멀티캐스트 된다. 본 논문에서는 고장-멈춤 프로세스 고장과 그룹 간의 메시지 전달 손실에 대해서만 고려한다.

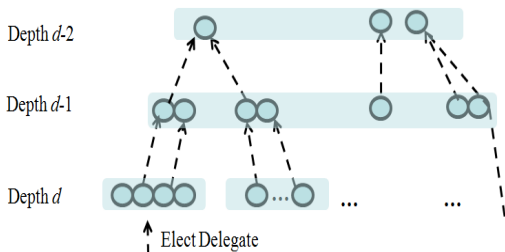
본 논문의 프로토콜에서는 확률적인 신뢰성 있는 멀티캐스트 기본 오퍼레이션을 PMCAST라 하고, 대응하는 확률적인 신뢰성 있는 메시지 전달 기본 오퍼레이션을 PDELIVER라 하는데, 다음과 같은 속성으로 정의 된다: (1) 무결성(integrity): 어떤 메시지  $m$ 이 송신 프로세스  $p$ 에 의해 PMCAST 되었다면, 수신 그룹의 프로세스들 중 고장 나지 않은 멤버들은 기껏해야 한 번 PDELIVER를 수행한다. (2) 유효성(validity): 만약 고장 나지 않은 프로세스  $p$ 가 하나의 메시지  $m$ 을 송신하기 위해 PMCAST를 수행하였다면, 수신 그룹의 프로세스들 중 고장 나지 않은 프로세스들은 모두 PDELIVER를 수행한다. (3) 확률적인 합의

(probabilistic agreement): 두 개의 고장 나지 않은 프로세스  $p$ 와  $q$ 가 있을 때,  $p$ 가 메시지  $m$ 에 대해 PDELIVER를 수행하였다면,  $q$ 는  $\alpha$ 의 확률로써 메시지  $m$ 에 대해 PDELIVER를 수행한다. 위와 같은 조건들 중에서 합의(agreement)만 확실적인 속성이다. 확률  $\alpha$ 는 기대되는 신뢰 수준이며, 합의의 확률개념은 멤버십의 일관성이 약하다는 의미이고, 대규모 그룹에 일반적으로 적용될 수 있다.

### 3. 제안 프로토콜

#### 3.1 기본 개념

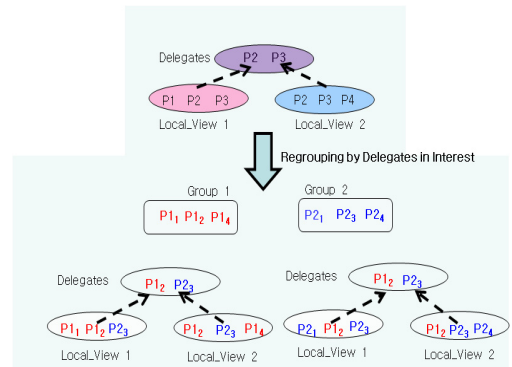
본 논문에서 제안하는 프로토콜에서 프로세스의 가입과 탈퇴에 관련된 그룹 멤버십 메시지는 가쉽 기반으로 송수신되고, 탈퇴하는 프로세스에 의해 마지막으로 송신된 메시지가 해당 그룹의 모든 멤버들에게 전달되었는지 확인하는 과정은 대표자그룹[4,5]의 플러쉬 프로토콜[2]에 의해 일관성 있게 처리된다.



(그림 1) 대표자 선택하는 멤버십 구성

제공하는 서비스에 대한 소비자들의 참여가 빈번한 센서네트워크에서는 수신하는 측의 메시지 전달에 대한 일관성이 있어야 한다. 기존의 분산 시스템에서는 고장을 발견한 대표자에 의해 플러쉬 프로토콜(flush protocol)[2]이 실행됨으로써 해당 멤버의 탈퇴 후에도 메시지 전달에 대한 일관성을 유지하였다. 따라서, 본 논문에서도 PMCAST의 대표자 멤버십 모델[4]을 기반으로, 여러 그룹을 대표하는 프로세스들이 모인 대표자

들에 의해 메시지 전달의 일관성이 보장된다. 그림 1과 같이 선택된 대표자들이 또 다른 이웃하는 대표자들과 모여 다시 상위 계층의 대표자 집합을 선출하는 선택-합병 작업을 재귀적으로 반복하면 복합 신장 트리(compound spanning tree)가 구성되어 계층적인 대표자 그룹이 형성된다. 모든 통신은 각 프로세스의 지역 뷰에 기반한 가쉽핑으로 진행되며, 각 지역 뷰에는 이웃하는 프로세스 외에 각 계층의 대표자 멤버들도 일부 포함된다. 따라서 대표자 그룹의 멤버들은 그렇지 않은 멤버들보다 많은 프로세스들에게 알려진다[4,5].



(그림 2) 관심사(interest)에 의한 프로세스 재 그룹핑

한편, 위와 같은 작업은 이웃하는 프로세스의 거리와 IP 주소에 의한 계산만으로 이루어짐으로써, 그림 2와 같이 관심사(interest)에 의한 재 그룹핑 과정이 대표자 그룹에 의해 진행된다[4,5]. 본 논문에서 제안하는 프로토콜은 의해 메시지의 인과적 순서 전달 보장 정보 및 멤버십과 관련된 가입/탈퇴 정보를 포함한 모든 통신이 대표자 그룹에 의해서만 수행되지 않고, 대표자를 포함한 중복된 그룹에 참여한 모든 프로세스들의 지역 뷰에 기반한 가쉽으로 이루어지기 때문에, 그림 2에서 보는 바와 같이 대표자 그룹= $\{p_2, p_3\}$ 과 Group1= $\{p_1, p_2, p_4\}$ 에 소속된 프로세스  $p_2$ 는 Group2= $\{p_1, p_3, p_4\}$ 의 멤버들에게만 전달되어야 할 가쉽 메시지도 송수신된다. 그리고, 프로세스  $p_1$ 과  $p_4$ 와 같이 멀티캐스트 트리에서 여러 그룹

에 오버래핑 되는 멤버들을 위해, 메시지 전달의 일관성을 위하여 메시지 전달 순서 보장이 필요함을 알 수 있다. 가쉽 기반으로 중복되는 그룹 간에 원자적 순서 전달을 보장하는 프로토콜에 대한 연구는 [3] 및 [5], [8]에서도 제안되었다. 본 논문에서는 원격 영상회의 및 온라인 게임, 그룹 채팅과 같은 많은 응용에서 요구하는 저 비용의 인과적 메시지 전달순서를 다중 그룹 간에 보장하는 프로토콜을 제안한다.

본 논문의 프로토콜에서 인과적 순서 전달 보장을 위하여, 중복된 그룹마다 해당 식별자가 각 메시지별로 꼬리표처럼 첨가되어 인과적 순서 그래프가 구성되고, 이러한 그래프가 피기백되는 멀티캐스트 메시지가 지역 뷰 기반 가쉽으로 송수신 된다. 멀티캐스트 메시지를 수신한 프로세스가 해당 인과적 순서 그래프와 비교 후 선임메시지들의 수신이 확인되면, 응용 계층에 즉시 전달한다. 또한 대표자들이 그룹 멤버의 가입과 탈퇴에 따른 메시지 전달 보장을 할 수 있도록 고장을 최초로 발견한 해당 그룹 내의 멤버가 탈퇴하는 멤버에 관한 정보 메시지를 대표자 그룹의 멤버들에게 전통적인 신뢰성 있는 통신 프로토콜로 멀티캐스트 한다. 동적으로 변하는 그룹 내에서는 탈퇴하는 멤버가 생성한 마지막 메시지가 해당 그룹의 모든 멤버들에게 전달되었다는 것이 모든 멤버들에게 확인된 후에 새로운 멀티캐스트 메시지가 생성되고 송수신될 수 있다. 탈퇴하는 멤버에 관한 정보를 수신한 대표자 그룹은 해당 그룹에서 참여하는 모든 멤버에게 플러쉬 메시지(flush message)를 송신하여, 새로운 멀티캐스트 메시지의 생성을 탈퇴멤버에 의한 그룹 멤버쉽 수정 이후로 지연한다. 플러쉬 메시지를 수신한 해당 그룹의 모든 멤버들은 탈퇴하는 멤버의 마지막 메시지 정보를 ACK메시지에 피기백하여 응답한다. 해당 그룹 내의 모든 멤버로부터 ACK메시지를 수신한 대표자 그룹은 탈퇴하는 멤버의 마지막 메시지를 가장 최근의 것으로 하여 새롭게 생성한 그룹 멤버 리스트를 지역 뷰에 기반하여

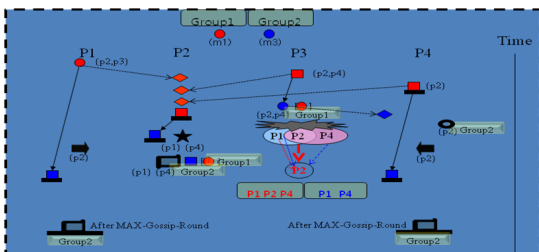
가쉽으로 해당 그룹의 모든 멤버들에게 송신한다. 이러한 그룹 멤버 리스트 메시지를 수신한 해당 그룹의 모든 멤버들은 최대의 가쉽 라운드가 지난 후, 그룹의 멤버쉽을 개별적으로 수정한다. 본 논문에서 제안하는 중복되는 그룹을 위한 인과적 순서 보장 프로토콜은 대표자들이 플러쉬 메시지를 송신하고 ACK메시지를 수신하는 과정이 전통적인 프로토콜[2]과 동일하여 보존적인 해결방법(conservative solution)[2]이지만, 해당 그룹의 멤버쉽리스트를 수정하는 과정은 대표자들에 의해 수행되지 않고, 새로운 멤버쉽에 대한 가쉽 메시지 수신 후, 최대의 가쉽 라운드가 지나면 각 멤버들이 개별적으로 그룹 멤버 리스트를 수정할 수 있도록 함으로써 하이브리드한 방법이다. 원거리의 멤버보다 근거리의 멤버가 최근의 정보를 획득할 확률이 가장 높다는 지역 뷰에 기반한 가쉽 프로토콜[6]에 의해, 본 논문의 프로토콜도 이웃하는 프로세스들과 각 계층의 대표자들로부터 이루어진 지역 뷰에 기반한 가쉽 통신을 한다. 따라서 그룹 내의 모든 멤버를 모르더라도 통신이 가능하며, 거리가 가깝지 않은 그룹 내의 멤버들과는 가쉽 통신을 하지 않는다. 또한 해당 그룹 내에 참여하는 멤버들을 모두 알고 있어야만 통신이 가능한 전역 뷰 기반 가ossiping[3]에 기반하는 것이 아니라, 해당 그룹의 멤버를 전혀 모르더라도 이웃하는 프로세스의 모임인 지역 뷰에 기반하여 가ossip으로 통신하고 그룹 멤버리스트는 프로세스들이 개별적으로 수정하기 때문에, 매우 적은 메시지 전송 지연이 발생하여 매우 확장적이다.

### 3.2 그림 설명

그림 3은 그림 2처럼, 멀티캐스트 그룹 멤버 뷰가 각각  $Group1=\{p1, p2, p4\}$ ,  $Group2=\{p1, p3, p4\}$  이고, 프로세스마다 가지고 있는 지역 뷰가  $Local\_View1=\{p1, p2, p3\}$ ,  $Local\_View2=\{p2, p3, p4\}$ 이며, 각 지역 뷰의 크기가 3, 가ossip 타겟(gossip target)의 수가 2, 최대 가ossip 라운드 수(maximum number of gossip rounds)가 2인 경우, 몇몇 프로세

스로부터 메시지 송신 중 일부 메시지가 손실되고 동시에 프로세스 p3의 고장이 발생할 때, 본 논문에서 제안하는 프로토콜의 수행 예를 보여주고 있다. 최초 송신 프로세스 p1이 지역 뷰={p1,p2,p3}에서 선택한 가쉽타겟={p2, p3}에게 메시지 m1을 송신하였으나, p2에게 전송된 메시지는 손실되었다. Group2의 프로세스 p3은 자신의 관심사에 속하지 않은 Group1의 메시지 m1을 수신하고 응용층으로 전달하지 않지만, Local\_View2={p2, p3, p4}에서 임의적으로 가쉽타겟={p2, p4}을 선택하여 가쉽한다. 그리고, p2에게 전송된 메시지는 손실되었지만, m1을 수신한 p4는 Group1에 속하기 때문에 m1에 대한 인과관계 전달 순서 확인 후, 응용 층으로 전달하고, 자신의 지역 뷰={p2, p3, p4}에서 최근의 가쉽 송신자인 p3을 제외한 가쉽타겟={p2}을 선택하여 m1을 가쉽하지만, 메시지도 전송도중 손실된다. Group2의 프로세스 p3이 메시지 m3을 생성하고, Group1의 메시지 m1의 요약 정보를 피기백하여 송신한다. 본 논문에서 제안하는 프로토콜에서는 다중 그룹의 모든 통신이 그룹 별로 형성된 멀티캐스트 트리에 의해 진행되는 것이 아니라, 각 프로세스의 지역 뷰에 기반하여 처리되기 때문에, 각 프로세스가 속하지 않더라도, 알고 있는 그룹에 관한 모든 정보를 가쉽 통신에 의해 송신한다.

이때, 프로세스 p3가 p4에게 전송한 메시지는 전송 도중 손실되고, 프로세스 p3도 고장이 발생하여, p3가 속한 지역 뷰가 모두 변경된다. 그래서, 첫 번째 지역 뷰는 {p1, p2}, 두 번째 지역 뷰는 {p2, p4}가 된다. 프로세스 p3의 고장을 최초로 발견한 Group2의 p4는 p3의 탈퇴에 대한 확인을 위하여, p4의 지역 뷰={p2, p4}에 속한 대표자 그룹={p2}에게 p3의 탈퇴 정보를 신뢰성 있는 멀티캐스트로 송신한다. 그런데, p4는 p3의 탈퇴 정보와 함께 p3이 생성한 마지막 메시지 m3도 송신해야하지만, m3을 수신하지 못하였기 때문에, p3의 탈퇴 정보만 송신한다. 대표자 그룹={p2}는 Group2에 속하지 않지만, 메시지를 송수신할 수 있는 기반이 되는 Local\_View1= {p1, p2}와 Local\_View2= {p2, p4}에 모두 포함되어 있으므로, 탈퇴 정보를 수신할 수 있다. 대표자 그룹={p2}는 탈퇴 멤버 p3의 마지막 메시지를 m3으로 새롭게 확인하여 Local\_View1에서 {p1}과 Local\_View2에서 {p4}를 각각 선택한 후, Group2의 모든 멤버인 {p1, p4}에게 FLUSH 메시지를 송신한다. FLUSH 메시지는 새로운 멤버쉽으로 그룹 리스트가 수정될 때까지 해당 그룹의 새로운 메시지의 생성 및 송수신을 지연하도록 한다. FLUSH 메시지와 Group2에서 p3의 마지막 메시지 m3을 수신한 프로세스 p1과 p4는 p3의 마지막 메시지를 m3확인하고, ACK메시지를 대표자 그룹으로 송신한다. Group2의 모든 멤버로부터 ACK 메시지를 수신한 대표자 그룹={p2}는 마지막 메시지 m3을 확인 후, Group2의 새로운 멤버쉽 리스트를 {p1,p4}로 변경하고, 피기백하여 가쉽으로 송신한다. Group2의 새로운 멤버 리스트에 대한 가쉽 메시지를 수신한 p1과 p4는 수신된 m3을 인과관계순서 확인 후, 응용 층으로 전달하고, 고장나지 않은 모든 멤버들이 가쉽 메시지를 수신할 수 있는 최대의 가쉽 라운드 (MAX\_GOSSIP\_ROUND)가 지나면, Group2의 멤버리스트를 개별적으로 {p1,p4}로써 새롭게 변경한다. 위의 처리 과정에서 보는 바와 같이, 본 논



(그림 3) 프로세스 p3의 고장에 의한 그룹 멤버쉽 및 지역 뷰 변경의 예

문에서 제안하는 프로토콜은 대표자 그룹에 의해 확인된 그룹 멤버십 리스트를 이웃하는 노드들과 대표자 그룹으로만 구성된 지역 뷰에 기반하여 가쉽 통신으로 송수신한다. 따라서, 그룹 내의 모든 멤버들을 알고 있지 않아도 통신 가능하며, 같은 그룹에 속하더라도 원거리에 있어서 지역 뷰에 속하지 않으면 가쉽으로 통신하지 않으므로, 원거리의 통신에 의한 지연이 줄어들 수 있다. 또한, 각 멤버가 개별적으로 멤버리스트를 수정함으로써, 대표자 그룹의 멤버들이 멤버십 변경에 대한 응답을 확인을 하지 않으므로 확장적이다. 또한, 메시지 m3의 최초 생성자 프로세스 p3에 고장이 발생하고, m3이 전송 중 손실되었다고 하더라도, Group2에 속하지 않지만, 각각의 지역 뷰에 중복되어 있거나 대표자 그룹에 속한 멤버들과 Group2의 마지막 메시지 m3을 수신한 멤버, 즉 p2에 의해 가입과 탈퇴의 그룹 정보 등이 신뢰성 있는 그룹 통신으로 송수신되어 새로운 그룹 뷰로 수정되고 가쉽 기반 통신에 의해 합리적인 신뢰성과 일관성으로 Group2의 다른 멤버들에게 전달된다.

### 3.2 알고리즘 설명

본 논문에서 제안하는 중복되는 그룹을 위한 인과적 순서 보장 멀티캐스트 프로토콜은 멤버의 가입과 탈퇴에 의해 발생하는 모든 멤버십 관리는 대표자 프로토콜에 의해 일관성있게 처리된다. 가입과 탈퇴 등에 관련되어 생성되는 모든 메시지의 송수신은 가쉽핑을 사용함으로써, 가쉽 메시지를 수신한 프로세스들이 개별적으로 멤버리스트를 수정할 수 있는데, 그 기준 시간은 새로운 그룹 뷰 리스트 가쉽 메시지가 해당 그룹의 모든 멤버들에게 수신될 수 있는 최대의 가쉽 라운드이다. 그룹 멤버와 관련된 처리를 위해서는, 고장난 프로세스를 처음으로 발견한 프로세스와 대표자 그룹의 멤버들 간에 신뢰성 있는 통신 프로토콜로 송수신한다. 그리고, 가입과 탈퇴에 대한 멤버십 관리 메시지가 아닌 모든 멀티캐스트 메시

지는 가쉽 기반의 통신 프로토콜로 송수신된다. 해당 멀티캐스트 메시지에는 인과관계 순서리스트가 그룹 별로 피기백되고, 각 프로세스들은 해당 그룹의 선임메시지들에 대한 수신을 그룹 별로 확인하면, 응용 계층에 해당 멀티캐스트 메시지를 수신 즉시 전달한다.

그리고 본 논문에서 제안하는 프로토콜의 의사코드가 그림4와 그림5에 있다. 프로시저 RECEIVE\_LEAVE\_RELIABLE 와 프로시저 SEND\_LEAVE\_RELIABLE 에서는 멤버의 탈퇴에 의해 발생하는 그룹 간의 관심사별 메시지 전달 보장이 처리된다. 고장 난 프로세스를 처음으로 발견한 프로세스는 고장 나서 탈퇴하는 프로세스와 그 프로세스가 생성한 마지막 메시지를 대표자 그룹의 멤버들에게 전통적인 신뢰성 있는 통신 프로토콜로 멀티캐스트한다. 탈퇴정보를 수신한 대표자들은 해당 그룹의 프로세스들에게 플러쉬 메시지를 송신한다. 플러쉬 메시지를 수신한 프로세스들은 탈퇴 멤버가 생성한 마지막 메시지 정보를 새롭게 피기백하여 ACK메시지를 통해 응답한다. 해당 그룹의 모든 멤버로부터 ACK메시지를 수신한 대표자들은 탈퇴하는 멤버의 마지막 생성 메시지를 확인하여, 잘못되었다면 새롭게 수정한 후, 새로운 그룹 뷰 리스트를 가쉽통신으로 송신한다. 새로운 그룹 뷰 리스트 가쉽 메시지가 해당 그룹의 모든 멤버들에게 수신될 수 있는 최대의 가쉽 라운드 시간이 지나면, 멤버들이 개별적으로 해당 그룹의 멤버리스트를 수정한다. 그리고, 멀티캐스트를 최초로 생성하는 프로세스는 프로시저 SEND\_MULTICAST 에서 인과적 순서 전달 보장을 위해서 중복된 그룹마다 해당 식별자가 꼬리표처럼 첨가된 인과적 순서 그래프를 구성하여 멀티캐스트 메시지마다 피기백하여 송신한다. 멀티캐스트 메시지를 수신한 프로세스는 프로시저 RECEIVE\_MULTICAST에서 자신의 인과관계 순서 그래프와 비교 후, 해당 그룹의 선임메시지들에 대한 수신을 그룹 별로 확인하면, 응용 계층에 해당 멀티캐스트 메시지를 즉시 전달한다.

이 외의 프로시저 SEND\_JOIN(그룹 멤버 가입 메시지 송신), 프로시저 SEND\_GOSSIP(IP\_Multicast 메시지를 제외한 가십 메시지 송신), 프로시저 SEND\_DIGEST(수신한 메시지를 요약한 가십 메시지를 주기적으로 송신), 프로시저 RECEIVE\_JOIN(그룹 멤버 가입 메시지 수신), 프로시저 RECEIVE\_GOSSIP(IP\_Multicast 메시지를 제외한 가십 메시지 수신) 및 프로시저 RECEIVE\_DIGEST(수신한 메시지를 요약한 가십 메시지를 주기적으로 송신)에서는 가십핑을 사용함으로써, 가십 메시지를 수신한 프로세스들이 개별적으로 멤버리스트를 수정할 수 있다.

```

Procedure RECEIVE_LEAVE
Update Group_ViewID and Partial_ViewID After MGR
call Procedure SEND_GOSSIP
Procedure RECEIVE_JOIN
Update Group_ViewID and Partial_ViewID After MGR
call Procedure SEND_GOSSIP
Procedure RECEIVE_MULTICAST
  _m_is_Interest
if m in Group_ViewID_ContextGraph then
m.gossip_count + ONE
else if m not in Group_ViewID_Pending_List then
put m into Group_ViewID_Pending_List
for each p in Partial_ViewID with probability rate
send Gossip(m) to p
delivery = TRUE
for all item r=[m.Group_ViewID_Order] as ancestors do
if r not in Group_ViewID_ContextGraph up to R-level
then send solicit_Retransmission(r) to Latest_Gossip_Sender
delivery = FALSE
if(delivery = TRUE) then
remove m from Group_ViewID_Pending_List
for all item s=[m.id, m.Group_ViewID_mSeq] as leaves in
Group_ViewID_ContextGraph do
attach m to every s
deliver m to APPLICATION
  _m_is_Not_Interest
call Procedure SEND_GOSSIP
Procedure RECEIVE_DIGEST
for all item s=[m.id, m.Group_ViewID_mSeq] do
if s not in Group_ViewID_ContextGraph or
Group_ViewID_Pending_List then
send solicit_Retransmission(r) to
Latest_Gossip_Sender
Procedure RECEIVE_SOLICITATION
if m in Group_ViewID_ContextGraph or
Group_ViewID_Pending_List then
for all item s=[m.id, m.Group_ViewID_mSeq] as ancestors
upto R-level in
Group_ViewID_ContextGraph do
put s into Group_ViewID_Order as m's predecessors
    
```

```

send Gossip(m) to REQUESTER
Procedure RECEIVE_LEAVE_RELIABLE
  Process_P
if m=p>Last_q_mSeq not same in FLUSH then
change m.Last_q_mSeq
Send Reliable_MULTICAST(ACK(m)) to Delegates_D in
Partial_View
  Delegates_D
m = (q_id, Group_ViewID, Last_q_mSeq, gossip_count)
Send Reliable_MULTICAST(FLUSH(m)) to Process_P in
Partial_View
After receiving ACK from all members,
Update Last_MSG and Group_ViewID
call Procedure SEND_GOSSIP
Procedure INITIALIZE
id = p, Group_ViewID={p}, Group_ViewID_Order = { },
Partial_ViewID={p}
Procedure SEND_MULTICAST
Group_ViewID_mSeq = Group_ViewID_mSeq+1
gossip_count=ZERO
Group_ViewID_Order={ }
for all item s=[m.id, m.Group_ViewID_mSeq] as leaves in
Group_ViewID_ContextGraph do
attach m to every s
for all item s=[m.id, m.Group_ViewID_mSeq] as ancestors
upto R-level in Group_ViewID_ContextGraph do
put s into Group_ViewID_Order as m's predecessors
m = (id, Group_ViewID_mSeq, gossip_count,
Group_ViewID_Order)
Unreliable_Multicast(m)
Procedure SEND_JOIN
m = (q_id, Group_ViewID, gossip_count)
call Procedure SEND_GOSSIP
Procedure SEND_LEAVE_RELIABLE
m = (q_id, Group_ViewID, Last_q_mSeq, gossip_count)
Send Reliable_Multicast(LEAVE(m)) to Delegates_D in
Partial_View
Procedure SEND_DIGEST
for all m in Group_ViewID_ContextGraph do
m.gossip_count = m.gossip_count + ONE
Digest(Group_ViewID_ContextGraph)
call Procedure SEND_GOSSIP
Procedure SEND_GOSSIP
for each p in Partial_ViewID with probability rate
send Gossip_MSG to
do Garbage_Collection
    
```

(그림 4)알고리즘 표현

#### 4. 성능 평가

본 논문의 시뮬레이션에서는 n개의 프로세스들이 다중 그룹을 형성할 때, 완전 분산화 된 지역 뷰 기반의 프로토콜에 대한 신뢰도와 본 논문에서 제안하는 대표자 그룹에 의한 프로토콜의 신뢰도에 대해 비교하였다. 비교 되는 2개의 프로토

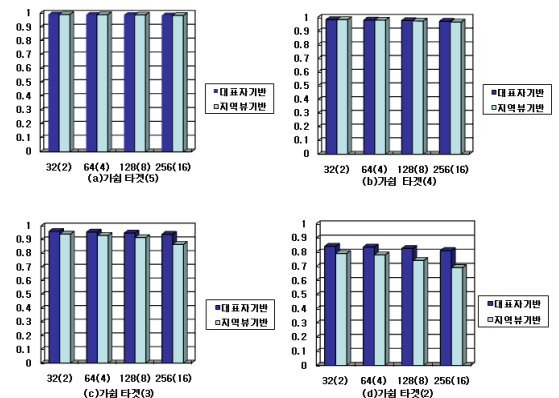


콜들이 모두 가습 통신을 기반하기 때문에 시뮬레이션을 위한 파라미터들 중에서 가습 기반의 원자적 순서 보장 프로토콜(APBCast)[5]의 파라미터들을 참고하였다. 계층의 총 개수를  $L(2 \leq L \leq 3)$ 이라 하고, 각 계층의 서브 그룹의 개수를 계층마다 일정한 크기로 두었으며, 가습 라운드마다 선택되어지는 가습 타겟(Gossip Target) 또는 팬아웃(Fan-Out)을 F라고 할 때, 지역 뷰의 크기는 일정하게 V라고 하여,  $F < V$ 로 하였다. 시뮬레이션 초기에 다중 그룹의 모든 멤버리스트는 초기화되어있고, 각 가습 라운드 간격은 모든 프로세스가 동일하며, 통신 프로토콜은 UDP/IP이고, 프로세스 고장은  $\tau = 0.1\%$ , 메시지 손실은  $\varepsilon = 0.1\%$ 이다. 또한, 가습 타겟이 F일 때, 전송된 메시지를 위한 최대 가습 라운드인 R은  $\log F(N)$ 로 하였다. 가습 타겟의 크기에 따라서 그룹 크기의 증가에 따른 신뢰도를 측정하여 본 논문에서 제안하는 프로토콜이 완전 분산화된 프로토콜보다 메시지 전달의 인과적 순서에 대해 엄격하게 보장하고 있음을 확인하였다.

전체 프로세스들 중 불안정한 상태의 노드들, 즉, 그룹 멤버십(membership)의 변화를 자주 일으키는 노드들(perturbed processes)을 최저 20%에서 최고 50%로 설정하였고, 그림 6에서는 그것의 평균값을 측정하여 나타내었다. 전체 그룹의 크기(G)는 32-256개로 하였으며, 지역 뷰의 크기(V)=16으로 고정하였다. 또한 다중 그룹의 수를 (1)그룹 전체의 크기=32일 때, 2, (2)그룹 전체의 크기가 64일 때, 4, (3) 그룹 전체의 크기가 128일 때, 8, (4)그룹 전체의 크기가 256일 때, 16으로 하였을 때, 가습 타겟의 변화에 따른 신뢰도를 측정하였다.

그림 6(a)에서 6(d)까지, 그룹의 크기가 커지더라도 대표자를 기반으로 메시지 전달의 일관성을 보장하는 본 논문의 프로토콜은 가습 타겟의 크기가 점점 감소하더라도 신뢰도를 높은 수준으로 일관성 있게 보장하는 데에 비해서 완전히 분산화된 지역 뷰에 기반하는 인과적 순서 프로토콜

은 가습 타겟의 크기에 따라서 신뢰도가 크게 영향 받음을 알 수 있었다. 또한, 본 논문에서 제안하는 프로토콜에서는 대표자 그룹[4]을 좀 더 안정적이고 신뢰적으로 이용 가능한 프로세스들로서 선택하기 때문에, 완전히 분산화 되어 지역 뷰에만 기반하는 프로토콜에서는 신뢰성을 높이기 위하여 가습 타겟의 크기를 크게 하였고, 이러한 것은 불필요하게 중복된 메시지 개수도 확대하는 결과를 만들어서 메시지 복잡도가 빠르게 증가함을 확인하였다. 가입과 탈퇴에 관한 변화를 자주 일으키는 프로세스들이 그룹 내에 20%(불안전률 20%) 정도 있을 때에는 그룹의 크기가 32와 같이 작은 경우에 큰 차이가 없었지만, 그룹의 크기가 256로 커질 때에는 완전 분산화된 프로토콜의 메시지 복잡도 크기가 5% 내외로 약간 증가하여서 메시지 중복 수신율에 차이가 있었다. 특히, 변화를 자주 일으키는 프로세스들이 그룹 내에 많을 때에는(불안전률 50%) 각 프로세스에게 부여되는 네트워크의 로드가 그룹의 크기에 따라 증가하여, 완전 분산화된 프로토콜에서 중복되어 송수신되는 메시지 개수는 30%이상 더 증가하였기 때문에, 그룹크기에 따른 높은 메시지 복잡도를 보이는 것을 확인할 수 있었다.



(그림 6)가습 타겟 변화에 따른 대표자 기반의 프로토콜과 지역 뷰 기반의 프로토콜 비교

## 5. 관련연구

[4]의 알고리즘에서는 하나의 그룹에서 프로세스들을 서브 그룹으로 나누어 최소 신장 트리를 첨가하여 그룹을 조직화한 후 멀티캐스트를 한다. 그러나, 대표자를 뽑아서 트리를 첨가함으로써, 엄격한 의미에서 순수 멀티캐스트는 아니다. [5]에서는 하이브리드한 기법으로 P/S(Publish/Subscribe)에 적합한 원자적 순서 보장 알고리즘을 제안하였다. 이 알고리즘은 멀티캐스트 메시지를 가쉽 기반으로 전송하고, 메시지들의 순서 정보는 프로세스의 고장이 빈번하더라도 [4]에서 제안한 대표자 그룹의 멤버십으로 메시지의 원자적 순서가 보장되어 메시지 순서 결정 방법은 일관성이 있다. [8]의 알고리즘은 대표자 선택 프로토콜 없이 그룹 통신과 관련된 원자적 순서 전달 보장과 그룹 멤버십과 관련된 문제를 가쉽핑에 의해 확률적으로 해결한다. 그러나, 하나의 메시지가 아닌 메시지들 간의 속성을 확률적으로 보장하기 때문에 통신 메시지 간에 순서 일관성과 전달 신뢰성이 약하게 보장된다. 또한, 중복되는 (overlapped) 다중 그룹 간의 순서보장은 연구되어 있지 않다. 그리고 가쉽 통신 자체에 대한 연구도 최근에 진행되고 있는데, GO[14]에서는 가쉽 프로토콜과 응용을 위해 가쉽 플랫폼을 제공하였다. Birman et al.[3]에서는 두 단계로 이루어진 가쉽 기반의 bimodal multicast 프로토콜을 제안하였다. 첫 번째 단계에서는 IP-multicast와 같이 베스트-에포트 알고리즘으로 대략적으로 메시지들을 전파하고, 두 번째 단계에서는 합리적인 확률로 가쉽 기반의 재전송에 의해 신뢰성을 보장한다. Lpbcast[6]에서는 전역 뷰에 대한 정보 없이 랜덤하게 구성된 부분적인 지역 뷰에 기반하는 가쉽 기반 브로드캐스트 멤버십 기법을 제안하였다. 즉, 각 프로세스는 부분적인 지역 뷰에서 랜덤하게 가쉽 타겟을 선택하고, 가쉽기반으로 멤버십 관리를 분산하기 때문에 완전 분산화된 멤버십 프로토콜이다. 인과관계 순서 보장을 위해서는

[12]의 Psync과 같이 메시지들 간의 부분적인 순서를 명확하게 보장하는 프로세스들 간의 통신 프로토콜이 있다. Psync[12]는 메시지를 교환하는 프로세스 집합이 이용하는 공유 메시지 공간을 보장하는 대화 추상화 프로토콜이다. 이러한 메시지 공간의 일반적인 형태는 방향성 있고 사이클이 없으며 부분적인 순서를 보장하는 그래프이다. [13]에서는 센서네트워크 통신 패러다임을 그룹 통신의 P/S 패러다임으로 접근하여서, 쿼리를 주제에 맵핑하면 대응하는 센서네트워크로의 맵핑이 된다. [13]은 센서네트워크의 데이터 기반의 라우팅 중에서도 가장 대표적인 것으로서, 서비스 제공자가 루트 그룹이 된 트리 구조의 P/S시스템이다.

## 6. 결론

본 논문에서는 지역 뷰 기반으로 가쉽 통신하면서, 프로세스가 속한 그룹마다 멤버리스트를 개별적으로 갱신하고, 관심 있는 그룹에 가입한 프로세스들 중에서 좀 더 안정적인 프로세스들로서 대표자를 선택하여, 중복되는 그룹에 가입한 프로세스들 간의 가입 및 탈퇴에 따른 관심사별 메시지 전달의 일관성을 해당 대표자들에 의해 보장하는 멀티캐스트 알고리즘을 제안하였다. 프로세스의 동적 가입과 탈퇴에 관한 처리를 위하여, 각 그룹에서 고장을 처음으로 발견한 멤버는 고장난 멤버의 식별자와 그 멤버가 마지막으로 생성한 메시지 정보를 대표자 그룹의 멤버들에게 전통적인 신뢰성 있는 그룹 통신으로 송신한다. 탈퇴 정보를 수신한 대표자 그룹의 멤버들은 새로운 메시지의 생성을 그룹의 멤버리스트가 새롭게 수정된 이후로 지연하도록 예고하는 플러쉬(flush) 메시지를 송신한다. 플러쉬(flush) 메시지를 수신한 해당 그룹의 모든 멤버들은 응답(ACK) 메시지를 전송하고, 응답을 수신한 대표자 그룹의 멤버들은 새로운 그룹의 멤버리스트와 탈퇴 멤버의 마지막 메시지를 확인하는 정보를 포함한 메시지

를 생성 후, 가입한 모든 프로세스들에게 가습 기반으로 전송한다. 고장 나지 않은 모든 멤버들이 멤버리스트에 관한 가습 메시지를 수신할 수 있는 최대의 가습 라운드 시간이 지나면, 각 멤버가 개별적으로 해당 그룹의 멤버리스트를 수정한다. 또한 각 프로세스가 관심사에 따라 참여하는 멀티캐스트 그룹마다 인과적 순서 보장에 대한 처리를 위하여, 각 멀티캐스트 그룹 식별자가 꼬리표처럼 메시지마다 첨가되어 인과적 순서 그래프로 구성된다. 이렇게 인과적 순서를 나타내는 그래프를 멀티캐스트 메시지마다 피기백하여 가습 기반으로 송수신한다. 해당 멀티캐스트 메시지를 수신한 프로세스는 프로세스의 인과적 순서 정보 그래프와 비교 후 선입메시지들의 수신이 확인되면, 응용 계층에 즉시 전달한다. 따라서 본 논문에서 제안하는 중복된 그룹을 위한 인과적 순서 보장 프로토콜은 기존의 전통적인 대표자 프로토콜로써 관심사 별 메시지 전달의 일관성을 보장하고, 인과적 순서 보장 정보 및 가입과 탈퇴에 의해 수정된 멤버리스트에 대한 정보를 포함한 모든 통신은 대표자 그룹에 의해서만 수행되지 않고, 대표자를 포함한 중복된 그룹에 참여한 모든 프로세스들의 지역 뷰에 기반한 가습으로 이루어지기 때문에 멀티캐스트의 본래의 확장성을 유지할 수 있는 혼합형 방법이다.

향후연구로 관심 있는 그룹으로 구성된 센서들로서 대표자 그룹을 구성하여 인과관계 순서를 보장하는 프로토콜을 구현하여 본 논문에서 제안하는 가입자 프로세스 기반의 대표자 프로토콜과 비교하여 장/단점을 보여주고자 한다.

## 참 고 문 헌

- [1] I. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci, "A survey on Sensor Networks", *IEEE Communications Magazine*, pp.102-114, Aug. 2002.
- [2] K. Birman, A. Schiper, P. Stephenson, "Lightweight Causal and Atomic Group Multicast", *ACM Transactions on Computer Systems*, Vol.9, No.3, pp.272-314, 1991.
- [3] K. Birman, M. Hayden, O. Ozkasap, Z. Xiao, M. Budiu, Y. Minsky, "Bimodal Multicast," *ACM Transactions on Computer Systems*, Vol.17, No.2, pp.41-88, 1999.
- [4] P. Eugster, R. Guerraoui, "Probabilistic Multicast", *Proceedings of the 2002 International Conference on Dependable Systems and Networks*, pp.313-324, Vienna, Austria, June 2002.
- [5] P. Eugster, "Atomic Probabilistic Broadcast", *EPFL IC\_TECH\_REPORT\_200303*, 2003.
- [6] P. Eugster, R. Guerraoui, S. Handurukande, P. Kouznetsov, A.-M. Kermarrec, "Lightweight probabilistic broadcast," *ACM Transactions on Computer Systems*, Vol.21, No.4, pp.341-374, Nov. 2003.
- [7] P. Eugster, P. Felber, R. Guerraoui, and A.-M. Kermarrec, "The many faces of Publish/Subscribe", *ACM Computing Surveys*, Vol.35, Issue 2, pp.114-131, June 2003.
- [8] P. Felber, F. Pedone, "Probabilistic Atomic Broadcast," *21st IEEE Symposium on Reliable Distributed Systems (SRDS'02)*, pp.170-179, Osaka University, Japan, Oct. 2002.
- [9] R. Guerraoui and A. Schiper, "Genuine Atomic Multicast in Asynchronous Distributed Systems", *Theoretical Computer Science*, Vol.254, Issue 1-2, pp.297-316, Mar. 2001.
- [10] C. Intanagonwiwat, R. Govindan, and D. Estrin, "Directed diffusion: A scalable and robust communication paradigm for sensor networks", in *Proc. of the 6th Int. Conf. on Mobile Computing and Networking(MobiCOM'00)*, Boston, Ma, Aug. 2000.
- [11] S. Madden, M. Franklin, J. Hellerstein, and W.

- Hong, ""TAG: a tiny aggregation service for ad-hoc sensor networks,"" in *Proc. of 5th Symp. on Operating Systems Design and Implementation(OSDI'02)*, Boston, MA, Dec. 2002.
- [12] L. Peterson, N. Buchholzand, R. Schlichting, "Preserving and using context information interprocess communication", *ACM Transaction Computer Systems*, Vol.7 No.3, pp.217-246, Aug. 1989.
- [13] S. Pleisch, K. Birman, "SENSTRAC: Scalable Querying of SENSor Networks from Mobile Platforms Using TRACKing-Style Queries", *International Journal of Sensor Networks*, Vol. 3, No.4, pp.266-280, June 2008.
- [14] G. Pottie, W. Kaiser, "wireless integrated network sensors", *Communications of the ACM*, Vol.43, No.5, pp.51-58, 2000.
- [15] Y. Vigfusson, K. Birman, Q. Huang, D. Nataraj, "GO:Platform Support For Gossip Applications", In *Proceedings of IEEE P2P 2009*, Seattle, WA. Sep. 2009.
- [16] J. Yick, B. Mukherjee, and D. Ghosal, "wireless sensor network survey", *Computer Networks*, Vol.52, Issue.12, pp.2292-2330, Aug. 2008.

## ● 저 자 소 개 ●



### 김 차 영(Cha-Young Kim)

1996년 숙명여자대학교 전산학과(이학사)  
 1998년 숙명여자대학교 전산학과(이학석사)  
 2006년 고려대학교 컴퓨터학과(이학박사)  
 2005년~2008년 한국과학기술정보연구원 선임초청연구원  
 2008~현재 GRRC, 경기대학교  
 관심분야 : 분산시스템, 그룹통신, 센서네트워크, 클라우드 컴퓨팅, P2P 컴퓨팅.  
 E-mail : kimcha0@kgu.ac.kr



### 안 진 호(Jin-Ho Ahn)

1997년 고려대학교 컴퓨터학과(이학사)  
 1999년 고려대학교 컴퓨터학과(이학석사)  
 2003년 고려대학교 컴퓨터학과(이학박사)  
 2003~현재 경기대학교 컴퓨터학과 부교수  
 관심분야 : 분산시스템, 그룹통신, 센서네트워크, 클라우드 컴퓨팅, P2P 컴퓨팅.  
 E-mail : jhahn@kgu.ac.kr