Распределённые алгоритмы

mk.cs.msu.ru → Лекционные курсы → Распределённые алгоритмы

Блок 36

Задача избрания лидера:
нижние оценки

Лектор:
Подымов Владислав Васильевич
E-mail:
valdus@yandex.ru

ВМК МГУ, 2023/2024, весенний семестр

При помощи алгоритма Ченя-Робертса можно избрать лидера в однонаправленном кольце с n узлами в условиях (*) с коммуникационной сложностью $O(n \log n)$ в среднем относительно всех порядков идентификаторов в кольце

Единственное предположение не по умолчанию, использовавшееся в этом алгоритме — это поддержка очерёдности сообщений

Упоминался и алгоритм избрания лидера для этих топологии и допущений со сложностью $O(n \log n)$ в худшем случае

А можно ли избрать лидера со сложностью, меньшей по порядку?

Теорема (Д.з. 1, трудная). Любой алгоритм избрания лидера* в однонаправленном кольце с поддержкой очерёдности сообщений имеет коммуникационную сложность $\Omega(n \log n)$ относительно числа узлов n

Теорема (без доказательства; Бодлендер, 1988, 1991). Любой алгоритм избрания лидера как однонаправленном, так и в двунаправленном кольце с поддержкой очерёдности сообщений имеет коммуникационную сложность $\Omega(n \log n)$ в среднем и в худшем случаях, даже если каждый узел знает размер кольца

Следствие. Любой алгоритм избрания лидера в произвольной неориентированной связной топологии с поддержкой очерёдности сообщений имеет коммуникационную сложность $\Omega(n \log n)$ относительно числа узлов n

Теорема (Д.з. 2). **Любой алгоритм избрания лидера в произвольной связной топологии имеет коммуникационную сложность $\Omega(m)$ относительно числа каналов m**

Доказательство этой теоремы похоже на доказательство аналогичного утверждения для волновых алгоритмов

Следствие. **Любой алгоритм избрания лидера в произвольной связной топологии имеет коммуникационную сложность $\Omega(n \log n + m)$ относительно числа узлов n и числа каналов m**