МИНОБРНАУКИ РОССИИ

ФЕДЕРАЛЬНОЕ ГОСУДАРСТВЕННОЕ БЮДЖЕТНОЕ ОБРАЗОВАТЕЛЬНОЕ

УЧРЕЖДЕНИЕ ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ

«ВОРОНЕЖСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ»

Факультет прикладной математики, информатики и механики

Кафедра ERP-систем и бизнес процессов

Курсовая работа по теме:

Планирование распределенных вычислений

01.03.02. Прикладная математика и информатика

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Обучающийся |  |  | М.С.Поляков |
| Руководитель |  | ст.преп. | Ю.А.Крыжановская |

Воронеж 2018

**Содержание**

Введение3

1. Основные понятия и определения ………………………………………...4
2. Свойства распределенных систем
   1. Прозрачность………………………………………………………5
   2. Открытость………………………………………………………….7
   3. Масштабируемость…………………………………………………8
3. Модели распределенных систем
   1. Алгоритмы на основе передачи маркера…………………………..9
   2. Широковещательный алгоритм Сузуки-Касами…………………11
4. (Тут будет описание кода)

Заключение??

Список литературы??

Приложение 1??

**Введение**

В конце XX века компьютерные сети получили широкое распространение. Интерес к IT технологиям стал проявляться в различных сферах жизнедеятельности человека таких как: экономической, социальной и других.

В связи с этим, постоянно растет объём данных для обработки. Несмотря на научно-технический прогресс, усовершенствований ЭВМ недостаточно для решения требуемых задач. Соответственно, возникает потребность в более оптимизированных алгоритмах и системах. Во всех современных продуктах программного обеспечение требуется параллельное и распределенное программирование.

Целью моей курсовой работы является изучение алгоритмов распределенных вычислений

Входе работы были сформулированы следующие задачи:

1. Изучить виды и принципы построения распределенных систем
2. Смоделировать работу широковещательного алгоритма Сузуки-Касами
3. **Основные понятия и определения**

В литературе можно найти различные определения распределенных систем, причем ни одно из них не является удовлетворительным и не согласуется с остальными.

Распределенная система — это набор независимых компьютеров, представляющийся их пользователям единой объединенной системой.

В этом определении оговариваются два момента. Первый относится к аппаратуре: все машины автономны. Второй касается программного обеспечения: пользователи думают, что имеют дело с единой системой.

Также распределенные вычисления иногда определяют в более узком смысле, как применение распределенных систем для решения трудоемких вычислительных задач. В таком контексте распределенные вычисления являются частным случаем параллельных вычислений.

Отметим, что при изучении параллельных вычислений основной акцент обычно делается на методах разделения решаемой задачи на подзадачи, которые могут рассчитываться одновременно для максимального ускорения вычислений. Основная же особенность в организации параллельных вычислений с использованием распределенных систем будет заключаться в необходимости учитывать различие характеристик доступных вычислительных устройств и наличие существенной временной задержки при обмене данными между ними.

**2.1. Прозрачность**

Важная задача распределенных систем состоит в том, чтобы скрыть тот факт, что процессы и ресурсы физически распределены по множеству компьютеров. Распределенные системы, которые представляются пользователям и приложениям в виде единой компьютерной системы, называются прозрачными.

Прозрачность доступа призвана скрыть разницу в представлении данных и в способах доступа пользователя к ресурсам. Так, при пересылке целого числа с рабочей станции на базе процессора Intel на Sun SPARC необходимо принять во внимание, что процессоры Intel оперируют с числами формата «младший — последним» (первым передается старший байт), а процессор SPARC использует формат «старший — последним» (первым передается младший байт). Также в данных могут присутствовать и другие несоответствия. Например, распределенная система может содержать компьютеры с различными операционными системами, каждая из которых имеет собственные ограничения на способ представления имен файлов. Разница в ограничениях на способ представления имен файлов, так же как и собственно работа с ними, должны быть скрыты от пользователей и приложений.

Прозрачность местоположения призвана скрыть от пользователя, где именно физически расположен в системе нужный ему ресурс. Важную роль в реализации прозрачности местоположения играет именование. Так, прозрачность местоположения может быть достигнута путем присвоения ресурсам только логических имен, то есть таких имен, в которых не содержится закодированных сведений о местоположении ресурса. Примером такого имени может быть URL: <http://~>wiv.prenhall.com/index.html, в котором не содержится никакой информации о реальном местоположении главного web-сервера издательства Prentice Hall. О распределенных системах, в которых смена местоположения ресурсов не влияет на доступ к ним, говорят как об обеспечивающих прозрачность переноса. Более серьезна ситуация, когда местоположение ресурсов может измениться в процессе их использования, причем пользователь или приложение ничего не заметят. В этом случае говорят, что система поддерживает прозрачность смены местоположения. Примером могут служить мобильные пользователи, работающие с беспроводным переносным компьютером и не отличающиеся (даже временно) от сети при перемещении с места на место.

Так, ресурсы могут быть реплицированы для их лучшей доступности или повышения их производительности путем помещения копии неподалеку от того места, из которого к ней осуществляется доступ. Прозрачность репликации позволяет скрыть тот факт, что существует несколько копий ресурса. Соответственно, система, которая поддерживает прозрачность репликации, должна поддерживать и прозрачность местоположения, поскольку иначе невозможно будет обращаться к репликам без указания их истинного местоположения.

Во многих случаях совместное использование ресурсов достигается посредством кооперации, например в случае коммуникаций. Однако существует множество примеров настоящего совместного использования ресурсов. Например, два независимых пользователя могут сохранять свои файлы на одном файловом сервере или работать с одной и той же таблицей

в совместно используемой базе данных. Это явление называется прозрачностью параллельного доступа. Отметим, что подобный параллельный

доступ к совместно используемому ресурсу сохраняет этот ресурс в непротиворечивом состоянии. Непротиворечивость может быть обеспечена механизмом блокировок, когда пользователи, каждый по очереди, получают исключительные права на запрашиваемый ресурс.

Последний тип прозрачности, который обычно ассоциируется с распределенными системами, — это прозрачность сохранности*,* маскирующая реальную или виртуальную сохранность ресурсов. Так, например, многие объектно-ориентированные базы данных предоставляют возможность непосредственного вызова методов для сохраненных объектов.

**2.2. Открытость**

Открытая распределенная система — это система, предлагающая службы, вызов которых требует стандартные синтаксис и семантику.

В распределенных системах службы обычно определяются через интерфейсы, которые часто описываются при помощи языка определения интерфейсов. Наиболее сложно точно описать то, что делает эта служба, то есть семантику интерфейсов. На практике подобные спецификации задаются неформально, посредством естественного языка.

Будучи правильно описанным, определение интерфейса допускает возможность совместной работы произвольного процесса, нуждающегося в таком интерфейсе, с другим произвольным процессом, предоставляющим этот интерфейс. Определение интерфейса также позволяет двум независимым группам создать абсолютно разные реализации этого интерфейса для двух различных распределенных систем, которые будут работать абсолютно одинаково. Правильное определение самодостаточно и нейтрально. «Самодостаточно» означает, что в нем имеется все необходимое для реализации интерфейса. Однако многие определения интерфейсов сделаны самодостаточными не до конца, поскольку разработчикам необходимо включать в них специфические детали реализации.

Следующая важная характеристика открытых распределенных систем — это гибкость. Под гибкостью мы понимаем легкость конфигурирования системы, состоящей из различных компонентов, возможно от разных производителей. Не должны вызывать затруднений добавление к системе новых компонентов или замена существующих, при этом прочие компоненты, с которыми не производилось никаких действий, должны оставаться неизменными. Другими словами, открытая распределенная система должна быть расширяемой. Например, к гибкой системе должно быть относительно несложно добавить части, работающие под управлением другой операционной системы, или даже заменить всю файловую систему целиком.

**2.3. Масштабируемость**

Масштабируемость системы может измеряться по трем различным показателям. Во-первых, система может быть масштабируемой по отношению к ее размеру, что означает легкость подключения к ней дополнительных пользователей и ресурсов.

Во-вторых, система может масштабироваться географически, то есть пользователи и ресурсы могут быть разнесены в пространстве.

В-третьих система может быть масштабируемой в административном смысле, то есть быть проста в управлении при работе во множестве административно независимых организаций. К сожалению, система, обладающая масштабируемостью по одному или нескольким из этих параметров, при масштабировании часто дает потерю производительности.

Поскольку проблемы масштабируемости в распределенных системах, такие как проблемы производительности, вызываются ограниченной мощностью серверов и сетей, существуют три основные технологии масштабирования: сокрытие времени ожидания связи, распределение и репликация.

Сокрытие времени ожидания связи применяется в случае географического масштабирования. Основная идея проста: постараться по возможности избежать ожидания ответа на запрос от удаленного сервера. Например, если была запрошена служба удаленной машины, альтернативой ожиданию ответа от сервера будет осуществление на запрашивающей стороне других возможных действий.

В сущности, это означает разработку запрашивающего приложения в расчете на использование исключительно асинхронной связи. Когда будет получен ответ, приложение прервет свою работу и вызовет специальный обработчик для завершения отправленного ранее запроса. Для осуществления запроса может быть запущен новый управляющий поток выполнения. Хотя он будет блокирован на время ожидания ответа, другие потоки процесса продолжат свое выполнение.

**3.1. Алгоритмы на основе передачи маркера**

Для алгоритмов данного класса право войти в КС материализуется в виде уникального объекта – маркера, который в каждый момент времени может содержаться только у одного процесса или же находиться в канале в состоянии пересылки от одного процесса к другому. Свойство безопасности алгоритмов взаимного исключения в этом случае будет гарантировано ввиду уникальности маркера. При этом процесс, владеющий маркером, может неоднократно входить в КС до тех пор, пока маркер не будет передан другому процессу. Очевидно, что в течение всего времени выполнения внутри КС процесс должен удерживать маркер у себя.

Главные различия алгоритмов, основывающихся на передаче маркера, заключаются в методах поиска и получения маркера, причем эти методы должны гарантировать, что маркер рано или поздно окажется в каждом процессе, желающем войти в КС. Самым простым решением, обеспечивающим такие гарантии, является организация непрерывного перемещения маркера среди всех процессов распределенной системы. Чтобы не пропустить ни одного процесса, желающего войти в КС, все процессы распределенной системы обычно организуют в направленное логическое кольцо, по которому и циркулирует маркер.

Алгоритмы с таким механизмом перемещения маркера называют алгоритмами маркерного кольца. Любой процесс, желающий войти в КС, ожидает прихода маркера, и после выхода из КС передает его дальше по кольцу. Если процесс, получивший маркер, не заинтересован в работе с КС, он просто передает маркер своему соседу. Поэтому даже если ни один из процессов не работает с КС, маркер продолжает непрерывно циркулировать между процессами. Поскольку маркер перемещается от процесса к процессу в общеизвестном порядке, ситуации голодания возникнуть не может. Когда процесс решает войти в КС, в худшем случае ему придется ожидать, пока все остальные процессы последовательно войдут в КС и выйдут из нее.виде уникального объекта – маркера, который в каждый момент времени может содержаться только у одного процесса или же находиться в канале в состоянии пересылки от одного процесса к другому. Свойство безопасности алгоритмов взаимного исключения в этом случае будет гарантировано ввиду уникальности маркера. При этом процесс, владеющий маркером, может неоднократно входить в КС до тех пор, пока маркер не будет передан другому процессу. Очевидно, что в течение всего времени выполнения внутри КС процесс должен удерживать маркер у себя.

**3.2.Широковещательный алгоритм Сузуки-Касами**

Одним из решений, позволяющих каждому запросу на владение маркером гарантированно достичь процесса, в котором находится маркер, является широковещательная рассылка таких запросов всем процессам распределенной системы. Данный алгоритм был предложен И. Сузуки и Т. Касами, и суть его заключается в следующем. Если процесс, не обладающий маркером, собирается войти в КС, он рассылает всем другим процессам сообщение REQUEST с запросом на владение маркера. При получении сообщения REQUEST процесс, владеющий маркером, пересылает его запрашивающему процессу. Если в момент получения сообщения REQUEST процесс, владеющий маркером, выполняется внутри КС, он откладывает передачу маркера до тех пор, пока не выйдет из нее.

Несмотря на кажущуюся простоту описанной схемы взаимодействия, представленный алгоритм передачи маркера должен эффективно справляться с решением двух связанных между собой задач.

1. Необходимо различать устаревшие запросы на получение маркера от текущих, еще необслуженных запросов. Действительно, запрос на владение маркером получают все процессы, однако, удовлетворить этот запрос может только один процесс, владеющий маркером. В результате, после того как запрос будет обслужен, у остальных процессов будут находиться устаревшие запросы, в ответ на которые не нужно передавать маркер. В случае, если процесс не имеет возможности определить, был ли находящийся у него запрос уже обслужен или нет, он может передать маркер процессу, который на самом деле в нем не нуждается. Это не приведет к нарушению корректности работы алгоритма взаимного исключения, но может серьезно сказаться на производительности системы.
2. Необходимо вести перечень процессов, ожидающих получения маркера. После завершения процессом своего выполнения внутри КС, он должен определить список процессов, находящихся в состоянии запроса на вход в КС, для того, чтобы передать маркер одному из них.

Для решения этих задач в алгоритме Сузуки-Касами каждый процесс использует порядковые номера запросов на вход в КС. Порядковый номер n (n = 1, 2, …) увеличивается процессом Pi независимо от других процессов каждый раз, когда Pi формирует новый запрос на вход в КС. Порядковый номер запроса Pi передается в рассылаемом сообщении REQUEST в виде REQUEST(i, n). Кроме того, каждый процесс Pi поддерживает работу с массивом Rni[1..N], где в элементе Rni[j] содержится наибольшее значение порядкового номера запроса, полученного от процесса Pj. Другими словами, при получении сообщения REQUEST(j, n) процесс Pi изменяет значение j-го элемента своего массива Rni согласно выражению Rni[j] = max(Rni[j], n).

Таким образом, алгоритм Сузуки-Касами будет определяться следующими правилами.

1. Запрос на вход в КС.

• Если желающий войти в КС процесс Рi не владеет маркером, он увеличивает на единицу порядковый номер своих запросов Rni[i] и рассылает всем другим процессам сообщение REQUEST(i, n), где n – обновленное значение Rni[i].

• Когда процесс Рj получает запрос REQUEST(i, n) от процесса Рi, он изменяет значение элемента массива RNj[i] = max(RNj[i], n). Если при этом Рj владеет маркером и находится в состоянии выполнения вне КС, то Рj передает маркер процессу Рi при условии, что RNj[i] = LN[i] + 1.

1. Вход в КС. Процесс Рi может войти в КС, если он обладает

маркером.

1. Выход из КС.

• При выходе из КС процесс Рi обновляет в маркере значение элемента массива LN[i]: LN[i] = Rni[i].

• Для каждого процесса Pj, идентификатор которого не присутствует в очереди Q, если Rni[j] = LN[j] + 1, то процесс Рi добавляет идентификатор Pj в конец очереди Q.

• Если после выполнения представленных выше операций с очередью Q она оказывается не пустой, процесс Рi выбирает первый идентификатор из Q (при этом удаляя его из очереди) и передает маркер процессу с этим идентификатором.

Покажем, что алгоритм Сузуки-Касами обладает свойством живучести. Действительно, запрос процесса Рi на вход в КС за конечное время достигнет других процессов в системе. Один из этих процессов обладает маркером (или, в конце концов, получит его, если маркер находится в состоянии пересылки между процессами). Поэтому запрос процесса Рi рано или поздно будет помещен в очередь Q. Перед ним в очереди может оказаться не более (N – 1) запросов от других процессов, и, следовательно, в конце концов, запрос от Рi будет обслужен, и Рi получит маркер.

В заключение отметим, что если процесс не владеет маркером, то для входа в КС алгоритм Сузуки-Касами требует обмен N сообщениями: (N – 1) сообщений REQUEST плюс одно сообщение для передачи маркера. Если же процесс владеет маркером, то для входа в КС ему не потребуется ни одного сообщения.

**Список литературы**

1. Таненбаум Э., ван Стеен М. Распределенные системы. Принципы и парадигмы. – СПб: Питер, 2003. – 877 с.: ил.
2. Тель Ж. Введение в распределенные алгоритмы. Пер. с англ. – М.: МЦНМО, 2009. – 616 с.
3. Топорков В. В. Модели распределенных вычислений. – М.: Физматлит, 2004. – 320 с.
4. Косяков М. С. Введение в распределенные вычисления. – СПб: НИУ ИТМО,2014. – 155с.
5. Булгакова И.Н. Методические рекомендации по разработке, оформлению и защите курсовых и выпускных квалификационных работ. – Воронеж: ВГУ,2016. – 31c.