

Московский государственный университет имени М.В. Ломоносова

Факультет вычислительной математики и кибернетики

Кафедра Автоматизации Систем Вычислительных Комплексов

ШПИЛЕВОЙ Владислав Дмитриевич

**Исследование механизмов синхронизации времени от различных  
аппаратных источников в ядре Linux**

КУРСОВАЯ РАБОТА

3 курс

**Научный руководитель:**

А.В.Герасёв

Москва, 2015

# 

# Аннотация

# Оглавление

[Аннотация 1](#_Toc419123988)

[Оглавление 2](#_Toc419123989)

[1 Введение 3](#_Toc419123990)

[2 Постановка задачи 6](#_Toc419123991)

[3 Математическая модель 7](#_Toc419123992)

[4.1 Решение в сетевой подсистеме ядра Linux 8](#_Toc419123993)

[4.2 Решение в драйвере ta1 usb интерфейса MIL-STD1553-B 9](#_Toc419123994)

[4.3 Алгоритм Кристиана 10](#_Toc419123995)

[4.4 Алгоритм Беркли 12](#_Toc419123996)

[4.5 Отметки времени Лампорта 14](#_Toc419123997)

[5 Архитектура ядра Linux 16](#_Toc419123998)

[6 Описание программной реализации 18](#_Toc419123999)

[6.1 Общий принцип работы 18](#_Toc419124000)

[6.2 Описание реализации подсистемы 18](#_Toc419124001)

[6.3 Описание процесса работы с подсистемой 19](#_Toc419124002)

[7 Экспериментальная апробация 20](#_Toc419124003)

[8 Заключение 21](#_Toc419124004)

[9 Список литературы 22](#_Toc419124005)

# Введение

В последнее время системы, используемые в самых разных отраслях науки, промышленности, бизнеса и развлечений, все больше приобретают тенденцию развиваться не *"*вертикально*"*, то есть наращивая мощности своих компонент, а *"*горизонтально*"*, увеличивая количество этих компонент, что обходится дешевле и во многих случаях эффективнее. Но вместе с ростом масштабов систем растет сложность управления и работы с ними. Будем далее рассматривать только определенный класс таких систем, состоящих из множества узлов - *распределенные вычислительные системы*.  *Распределенная вычислительная система (РВС) - набор независимых компьютеров, объединенных средой передачи данных, представляющийся пользователям единой объединенной системой, и направленный на решение определенной общей задачи.*[1] В таких системах, будь то большой программно-аппаратный комплекс, части которого разнесены на значительное расстояние друг от друга, или один компьютер с подключенными к нему устройствами (мониторы, внешние диски, модемы и т.д.), иногда возникает необходимость взаимодействия различных узлов таких систем с внешним миром. На узлах системы происходят различные события*.* Зачастую необходимо уметь определять порядок во времени событий, возникающих на разных узлах системы, взаимодействующих с внешним миром. Например, рассмотрим прием пакетов данных сетевыми адаптерами: пусть в некоторой РВС есть несколько узлов - сетевых адаптеров, каждый из которых взаимодействует с внешним миром, принимая и отправляя пакеты данных. Здесь приемы пакетов и будут событиями. Данные, принятые разными сетевыми адаптерами могут быть взаимосвязаны, например, могут являться частью какой-либо структуры данных: объекта класса, файла базы данных, и чтобы правильно эту связь отследить, необходимо знать, в каком порядке эти пакеты пришли в систему: в случаях файла базы данных и объекта класса - для того, чтобы правильно их собрать.

Как правило, для определения порядка каждому событию ставят в соответствие некоторую метку, которая должна однозначно определить порядок этого события относительно остальных. Будем называть такие метки *метками времени* или *временными метками*. Метки времени можно получать, фиксируя в определенные моменты времени *время узла - значение некоторого аппаратного счетчика, связанного с этим узлом, который инкрементируется через примерно равные промежутки времени.* Счетчик не может инкрементироваться через точно равные промежутки времени, так как его инкрементация связана с частотой некоторого генератора, а частота генератора всегда колеблется в относительно небольшом диапазоне, зависящем от внешних условий, таких, например, как температура воздуха и давление.

Значение счетчика, когда бы оно ни было измерено, не будет соответствовать астрономическому времени, так как оно измеряется в некоторой шкале, специфичной для каждого устройства. Например, в документации устройства может быть написано, что частота его счетчика равна 37 наносекунд, тогда "шаг" шкалы этого счетчика - 37 наносекунд. Более того, даже если устройства одинаковы, то значения их счетчиков так же не будут совпадать, так как они могли стартовать в разные моменты времени, а так же условия их работы не могут быть абсолютно одинаковы, что ведет к расхождению в частотах их генераторов. Но значения счетчиков все равно необходимо уметь сравнивать, для чего можно задать для каждого узла функцию для определения относительного порядка событий, которая бы пересчитывала значения счетчика в некоторую общую для всех устройств шкалу.

Таким образом, каждому событию на каждом узле системы ставится в соответствие метка времени. Это позволяет получить относительный порядок событий в рамках одного узла. Чтобы сравнить значения разных счетчиков, необходимо делать это относительно некоторой общей шкалы. Для этого примем часы одного из узлов в РВС за эталонные и будем пересчитывать временные метки всех событий системы в значения эталонных часов. То есть для каждого аппаратного счетчика зададим функцию , которая будет пересчитывать значения этого счетчика в эталонное время. Так как скорость счетчика непостоянна, то некоторые параметры функции нужно изменять динамически для более точного пересчета. Их всех выше перечисленных задач и проблем возникает задача *синхронизации часов*: задача построения для каждого аппаратного счетчика времени в РВС такой функции пересчета, и ее динамическая коррекция.

Переходя к конкретным примерам распределенных систем, можно назвать:

1. Вычислительный кластер, который может иметь несколько сотен узлов, где машины могут выходить из строя по несколько штук в неделю, где обрабатываются сотни терабайт данных, а центральных узлов может быть несколько.[2] (Например, кластеры компаний Mail.ru, Yandex, Google)
2. Информационно-управляющие системы (ИУС) летательных аппаратов[3]
3. Компьютер под управлением операционной системы Linux, с подключенными к нему устройствами, такими как, например, сетевые адаптеры.

Мы рассмотрим третий из описанных выше примеров, то есть задачу *синхронизации часов* в рамках одно компьютера под управлением операционной системы Linux с подключенными к нему сетевыми адаптерами, на которые приходят пакеты данных из сети - здесь приход очередного пакета и будет событием. Эти события мы можем помечать метками времени в моменты обработки прерываний адаптера, вызванных приходами пакетов. Задержка обработки прерывания не детерминирована, а так же за одно прерывание может быть обработано несколько событий, поэтому каждый адаптер должен ставить метки по своему счетчику в моменты аппаратного возникновения события. Таким образом приходим к *задаче синхронизации часов*. Эта задача уже имеет частные решения в рамках отдельных драйверов, и каждый раз, когда эта задача возникает снова, ее решают заново. В рамках данной работы рассматривается общее решение этой задачи в виде обобщенной подсистемы, представляющей собой загружаемый модуль ядра Linux.

# Постановка задачи

Целью работы является изучение задачи *синхронизации часов*, а именно:

1. Изучение предметной области, существующих механизмов синхронизации времени в распределенных вычислительных системах
2. Изучение существующих механизмов пересчета временных меток в ядре Linux
3. Написание подсистемы пересчета и тестового модуля, который будет пересчитывать время источника в реальное время при помощи созданной подсистемы

По итогам выполнения работы должны быть получены следующие результаты:

1. Разработка обобщенной подсистемы пересчета временных меток, которая может быть использована различными драйверами оборудования, и тестового окружения для нее
2. Портирование на новую подсистему драйверов *ta1-usb*, *afc*

# Математическая модель

1. ***Существующие алгоритмы синхронизации***

## 4.1 Решение в сетевой подсистеме ядра Linux

Рассмотрим алгоритм, реализованный в сетевой подсистеме ядра Linux. Для этого сначала определим алгоритм PTP.

Для точной синхронизации времени между несколькими компьютерами сети используется алгоритм *PTP (Precision Time Protocol)* [*[10]*](#_Список_литературы). PTP может быть реализован полностью программно или с аппаратной поддержкой - так называемый *Hardware-assisted PTP* [*[11]*](#_Список_литературы). Они отличаются тем, что полностью программная реализация ставит событиям метки времени программно в моменты обработки прерываний, а реализация с аппаратной поддержкой ставит метки в моменты аппаратного возникновения событий, что существенно точнее программной версии. Например, полностью программной реализацией является Linux *PTPd (Precision Time Protocol daemon) версии 1*, который реализует алгоритм PTP и служит для синхронизации времени компьютеров в сети LAN.

Для работы алгоритма, реализованного в сетевой подсистеме ядра Linux, необходимо точно регистрировать моменты времени прихода пакетов из сети, поэтому метки лучше ставить аппаратно, то есть использовать *Hardware-assisted PTP*. Таким образом возникает задача *синхронизации часов*. В ядре Linux до версии 3.8 существовали вспомогательные структуры для решения этой задачи для синхронизации часов сетевых адаптеров *(Network Interface Controller)*. Алгоритм был реализован специально для случая, когда эталонным временем считается время устройства, к которому подключены сетевые адаптеры, а узлами являются сетевые адаптеры, но так же алгоритм мог быть использован для решения других задач синхронизации. В версии 3.8 реализация этого алгоритма была удалена из ядра в силу малочисленности его пользователей, слабости первоначальной идеи и узконаправленности алгоритма на сетевые адаптеры. Тем не менее рассмотрим использованное решение.

Алгоритм позволял синхронизировать *источники* времени с *целевым* временем, принятым за эталонное. Источник времени должен был представлять из себя монотонно увеличивающийся счетчик, тогда как целевое время могло увеличиваться скачками. Целевое время, соответствующее времени источника определялось следующим образом:

1. считывалось целевое время, время источника и затем снова целевое время
2. предполагалось, что среднее по считанному целевому времени соответствует считанному времени источника

Последнее предположение было основано на том, что считывание времени источника выполняется медленно и включает время на отправку запроса на считывание и получение ответа со значением, тогда как считывание целевого времени предположительно выполняется быстро.

Затем при возникновении необходимости конвертации времени источника в целевое время результат считался по формуле:

,где *result time -* целевое время, соответствующее времени источника, которое требовалось конвертировать

*source timestamp* - время источника, которое требуется конвертировать

*offset - среднее* отклонение времени источника относительно целевого времени по некоторому количеству замеров подряд. То есть для обновления offset производится многократное обращение к источнику, и каждый раз считается отклонение полученного значения от текущего целевого времени, а затем за offset принимается среднее по 75% самых небольших отклонений для отбрасывания неправдоподобных отклонений.

*last update* - последнее значение времени источника, измеренное тогда же, когда измерен последний *offset*.

*skew -* коэффициент смещения, который считается следующим образом:

1. Пусть *skew* считается первый раз, тогда оно будет принято равным 0
2. Пусть теперь *skew* считается не первый раз, тогда оно будет принято как 4/16 от старого значения *skew* + 12/16 от отношения разниц двух последних *offset* и двух последних *last update*. Такая разница отношений 4/16 и 12/16 берется от того, что чем измерения свежее, тем больший вес им придается при вычислениях.

## 4.2 Решение в драйвере ta1 usb интерфейса MIL-STD1553-B

В драйвере *ta1 usb* решается задача пересчета значения аппаратного счетчика устройства в максимально соответствующее ему значение эталонного времени. За эталонное время принята функция, аппроксимирующая ход часов устройства.

В процессе работы устройства алгоритм накапливает в структуру - кольцо значения локального счетчика этого устройства. Когда размер кольца, то есть количество накопленных в нем значений аппаратного счетчика, достигает некоторого фиксированного размера, то самые старые значения поочередно отбрасываются, и на их место записываются новые. Новое значение для кольца считывается со счетчика с некоторым заранее заданным периодом.

Когда возникает необходимость пересчитать значение счетчика в эталонное время, оно вычисляется следующим образом:

1. Вычисляется подмножество кольца, содержащее структуры с наилучшими значениями счетчика, то есть такими, которые по абсолютному значению наименее отличаются от соответствующих им значений эталонного времени. Такое подмножество получается из всего кольца, отбрасыванием некоторого заранее заданного количества процентов от всех значений. Этот ход позволяет отбросить неадекватные значения счетчика, которые могут быть результатами некоторого сбоя, слишком долгого обмена с устройством или резкого изменения условий работы устройства.
2. Далее вычисляется значение *линейного коэффициента*. Из уже выделенного подмножества кольца берутся самое старое и самое новое значение счетчика и соответствующие им значения системного времени. Затем линейный коэффициент считается, как отношение разностей выбранных значений системного времени и выбранных значений локального счетчика.
3. Затем результирующее значение эталонного времени, соответствующее значению счетчика , вычисляется по формуле:

где - значение системного времени, соответствующее полученному в пункте (1) значению счетчика, - линейный коэффициент, вычисленный в пункте (2), - значения счетчика, которое надо перевести в эталонное время, и которое получено в пункте (1) соответственно.

## 4.3 Алгоритм Кристиана

Алгоритм Кристиана[7] служит для синхронизации часов на узлах системы некоторым эталонным временем. Условия работы алгоритма таковы: в системе есть некоторый сервер, часы на котором считаются эталонными, и связанные с ним узлы, синхронизирующиеся с этим сервером. Каждый узел с некоторой частотой, специальной для него, опрашивает сервер о его текущем времени. В качестве первого приближения, когда отправитель получает ответ от сервера, он может просто выставить свои часы в полученное значение. Такая реализация имеет два недостатка, решения которых в алгоритме Кристиана рассмотрены ниже:

Первый недостаток в том, что такая реализация не учитывает то, что время никогда не должно идти назад, то есть значение счетчика не должно уменьшаться. Если часы отправителя спешат, то полученное от сервера время может оказаться меньше текущего значения времени отправителя. Простая подстановка времени сервера способна вызвать серьезные проблемы - например, объектные файлы, скомпилированные после того, как было изменено время узла, становятся помечены, временем более ранним, чем модифицированные исходные тексты, которые поправлялись до изменения времени узла, что может привести к невозможности дальнейшей трансляции исходных кодов.

Для решения этой проблемы изменения могут вноситься постепенно. Предположим, что таймер узла, на котором производится синхронизация, настроен так, что он генерирует 100 прерываний в секунду. В нормальном состоянии каждое прерывание будет добавлять ко времени по 10мс. При запаздывании часов сервера процедура прерывания будет добавлять каждый раз лишь по 9мс. Соответственно часы узла должны быть замедлены так, чтобы добавлять при каждом прерывании по 9мс.

Второй недостаток в том, что доставка сообщения от сервера к узлу занимает некоторое время, которое следует учитывать. Алгоритм Кристиана вычисляет это время следующим образом: за время доставки принимается половина разницы между временем отправки запроса и получения ответа. После получения ответа, чтобы получить приблизительное текущее время сервера, значение, содержащееся в сообщении следует увеличить на это число. Эта оценка может быть улучшена, если приблизительно известно, сколько времени сервер обрабатывает прерывание и работает с пришедшим сообщением.

Для повышения точности Кристиан предложил производить не одно измерение, а серию. Все измерения, в которых время доведения превосходит некоторое пороговое значение, отбрасываются, как недостоверные. Оценка делается по оставшимся замерам, которые могут быть усреднены для получения наилучшего значения, например, можно взять среднее арифметическое. Другим подходом является рассмотрение только сообщения, пришедшего быстрее всех, как самое точное, поскольку оно предположительно попало в момент наименьшей загрузки сети, и потому более точно отражает время прохождения. Таким образом описанный алгоритм имеет следующие достоинства и недостатки:

Достоинства:

1. время передачи сообщения по сети частично учитывается и компенсируется
2. легок в реализации
3. достаточно эффективен в небольших системах

Недостатки:

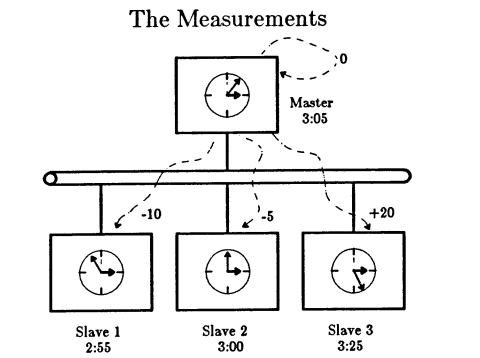
1. передача данных по сети занимает недетерминированное время, и полностью застраховаться от неточностей при его вычислении нельзя лишь усреднением
2. требуется наличие некоторого главного сервера, а значить при выходе его из строя вся система выйдет из строя

## 4.4 Алгоритм Беркли

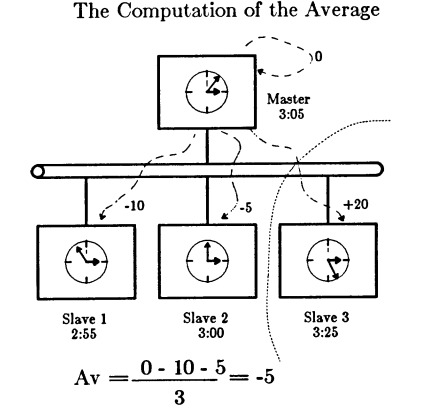
Алгоритм Беркли[[8]](#_Список_литературы) может быть использован для синхронизации часов на узлах системы, в которой нельзя или слишком трудно узнать значение эталонного времени у сервера.

Определим условия работы алгоритма: в системе есть некоторый сервер, задающий эталонное время, и связанные с ним узлы. На каждом узле системы запущен процесс-демон, взаимодействующий с сервером. Когда в системе появляется новый узел, он запрашивает у главного сервера время, устанавливает его себе и становится равноправной частью системы.

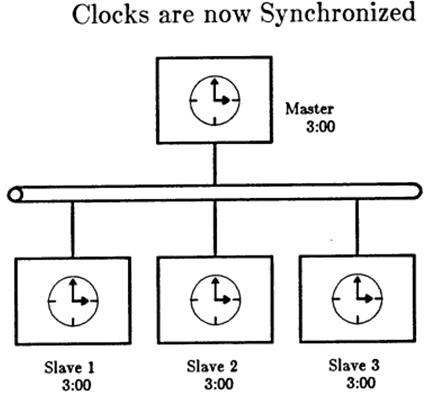
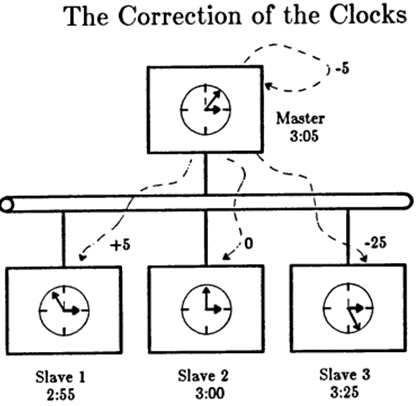
Через некоторые заранее выбранные промежутки времени сервер опрашивает все узлы сети о значениях их часов и запоминает, на сколько часы каждого узла отклоняются от времени сервера.



Затем происходит вычисление среднего отклонения, с отбрасыванием самых больших отклонений, как недостоверных.



После чего оно добавляется к часам главного сервера, и всем узлам производится рассылка нового времени.



Возможны модификации алгоритма, учитывающие время прохождения по сети сообщений для установки локальных часов узлов в новое время. Отметим достоинства и недостатки рассмотренного алгоритма:

Достоинства:

1. высокая эффективность для систем, некритичных к отклонениям времени
2. легок в реализации

Недостатки:

1. не учитывается время передачи данных по сети
2. требуется наличие некоторого главного сервера, а значить при выходе его из строя вся система выйдет из строя
3. "плохие" узлы (медленные, неустойчивые по частоте) оказывают влияние на общее время

## 4.5 Отметки времени Лампорта

Отметки Лампорта[[9]](#_Список_литературы) - простой алгоритм, служащий для определения порядка возникновения событий в РВС. Алгоритм требует минимальных ресурсов, а так же является основой для другого алгоритма - *Vector Clocks*. Отметки Лампорта позволяют определить порядок с помощью счетчиков, которые есть в каждом процессе. Каждый счетчик работает следующим образом:

1. процесс увеличивает значение своего счетчика перед каждым событием, которое в нем возникает
2. когда процесс взаимодействует с другими процессами посредством сообщений, он прикрепляет к каждому сообщению текущее значение счетчика
3. когда процесс получает сообщение, он устанавливает значение своего счетчика в наибольшую из двух величин: текущее значение своего счетчика и значение счетчика в пришедшем сообщении, и затем увеличивает это значение на 1.

Однако у этого алгоритма есть особенность: отметки Лампорта могут обеспечивать лишь *частичный* порядок событий между процессами. Введем обозначение *"событие А произошло до события В"* : А → В. Тогда условие непротиворечивости счетчика *С* можно сформулировать так:

*Если* А → В, *то* С(А) < С(В)

Сильное условие непротиворечивости имеет вид:

А → В тогда и только тогда, когда С(А) < С(В)

Частичный порядок означает выполнение только обычного условия непротиворечивости, но вовсе не гарантирует выполнение сильного условия. Отметим достоинства и недостатки рассмотренного алгоритма:

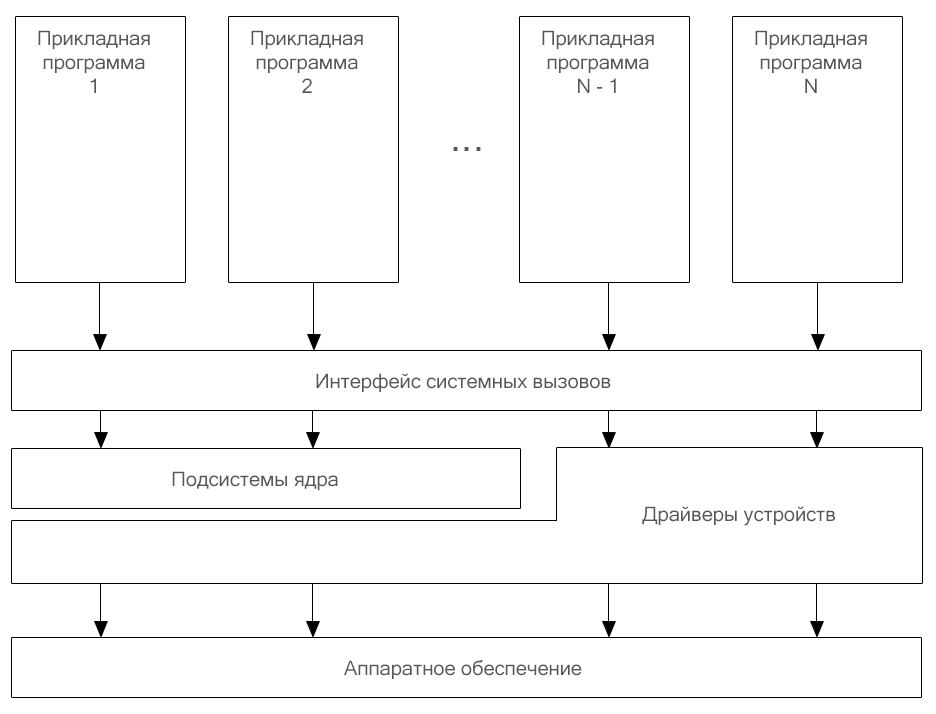
Достоинства:

1. высокая эффективность при малом числе узлов
2. высокая степень синхронизации - время переводится только вперед и нет необходимости ждать эффекта замедления на спешащих узлах
3. выход из строя одного или нескольких узлов не разрушит систему

Недостатки:

1. не учитывается время передачи данных по сети
2. сильное условие непротиворечивости не гарантируется к выполнению

# Архитектура ядра Linux

*Ядро Linux - это программное обеспечение, которое предоставляет базовые функции для всех остальных частей операционной системы, занимается управлением аппаратурой и распределяет системные ресурсы*[*[5]*](#_Список_литературы)*.* Ядро имеет доступ ко всем областям защищенной памяти и полный доступ к аппаратному обеспечению. Состояние системы, в котором находится ядро, и область памяти, в которой оно расположено, вместе называются *пространством ядра*. Прикладные программы, работающие в системе, взаимодействуют с ядром посредством интерфейса *системных вызовов*.

В Linux поддерживается возможность динамической загрузки в ядро внешних бинарных файлов - модулей ядра, которые так же динамически могут выгружаться из него. После загрузки модуль размещается и работает в пространстве ядра. Для работы с аппаратурой используется особый вид модулей - *драйверы устройств*. Драйвер предназначен для того, чтобы скрыть детали работы его устройства, и предоставить некоторый программный интерфейс для работы с устройством[[4]](#_Список_литературы).

Будучи состоящим из динамически загружаемых и выгружаемых модулей, ядро является объектной системой. Проводя аналогию с объектно-ориентированным программированием, модули являются реализациями классов, и драйверы в том числе. При загрузке драйвера в ядро, он *инициализируется* - создает некоторый объект, хранящий информацию о поддерживаемых устройствах, и регистрирует его в ядре. Затем при каждом обнаружении нового устройства ядро вызывает его драйвер, чтобы он создал объект, хранящий служебную информацию об этом устройстве и зарегистрировал его в различных подсистемах ядра. Например, в подсистеме, организующей взаимодействие драйвера с пользователем через файл-устройство или объекты в *sysfs -* виртуальной файловой системе в ОС Linux.

При разработке модулей ядра иногда получается, что у нескольких модулей появляется некоторая общая функциональность, которую удобно выделить в отдельный модуль - *подсистему*. Подсистема может быть одного из двух видов:

1. реализовывать некоторый обобщенный интерфейс для пользователя и вызывать драйвер только для взаимодействия с устройствами.
2. являться служебной подсистемой - предоставлять любому использующему ее модулю некоторую функциональность. Например, подсистема для использования высокоточных таймеров *hrtimer*[*[6]*](#_Список_литературы), предоставляющая функционал для запуска таймеров, обработки их срабатываний, перезапуска, отмены, а отличается *hrtimer* от существующих в ядре обычных таймеров тем, что их точность существенно выше.

В данной работе мы рассмотрим решение задачи синхронизации часов, выполненное в виде подсистемы второго типа.

# Описание программной реализации

## 6.1 Общий принцип работы

Алгоритм реализован в виде подсистемы ядра Linux, предоставляющей функционал различным драйверам для синхронизации часов их устройств. Подсистема представляет из себя управляющий сервер, к которому могут подключаться драйверы устройств.

Каждый подключенный драйвер должен включать в себя заголовочный файл, где определены функции для взаимодействия с подсистемой. Для регистрации в подсистеме нового устройства его драйвер заполняет структуру с информацией об этом устройстве и посылает в подсистему запрос на регистрацию, после принятия которого драйвер может транслировать локальное время устройства во время, соответствующее эталонному.

## 6.2 Описание реализации подсистемы

Подсистему необходимо загрузить в ядро прежде, чем к ней попытается подключиться хотя бы один узел. Сразу после загрузки подсистема готова принимать запросы на регистрацию новых устройств и на отключение уже подключенных.

При получении запроса на регистрацию подсистема получает из него описание работы локальных часов устройства. Затем на основании этого описания для устройства запускается таймер, который при каждом срабатывании будет опрашивать устройство о значении его счетчика времени, и обновлять параметры, используемые для пересчета времени.

После регистрации, устройство может конвертировать свое время в эталонное вызовом функции, реализующей следующую формулу:

- последние два полученных значения локального счетчика устройства, соответствующие значениям эталонного времени .  
 - значение локального счетчика устройства, а - соответствующее ему эталонное.

При получении запроса на отключение устройства освобождаются ресурсы, выделенные для устройства подсистемой и останавливается соответствующий таймер.

## 6.3 Описание процесса работы с подсистемой

Драйвер, при регистрации устройства в подсистеме, предоставляет ей функцию, вызовом которой подсистема сможет получить значение локального счетчика устройства. Если регистрация прошла успешно, то с этого момента устройство может в любой момент конвертировать свое локальное время в эталонное. Когда узлу больше не требуется использовать подсистему, он должен отключить себя от подсистемы.

# Экспериментальная апробация

В данном разделе приведены результаты исследования работы алгоритма, описанного в работе. Для тестирования подсистемы был написан тестовый модуль, представляющий собой драйвер устройства, который при загрузке в ядро запускает таймер, срабатывающий через заданные ранее равные промежутки времени и инкрементирующий значение своего локального программного счетчика.

После загрузки драйвер создает файл, представляющий устройство, в */dev*, и из которого можно прочитать значение локального счетчика в любой момент времени. Событиями являются попытки чтения значения локального счетчика устройства. При инициализации драйвер заполняет вспомогательную структуру для подсистемы и посылает запрос на регистрацию. После успешной регистрации выполняются операции чтения из файла устройства, созданного драйвером, и на каждое чтение локальное время счетчика конвертируется в эталонное время подсистемы.

# Заключение

В ходе выполнения курсовой работы были получены следующие результаты:

1. Изучены существующие механизмы синхронизации времени в распределенных вычислительных системах и существующий алгоритм в ядре Linux
2. Разработана обобщенная подсистема пересчета временных меток, которая может быть использована различными драйверами оборудования
3. Разработан тестовый модуль, конвертирующий свое локальное время в эталонное время подсистемы

# Список литературы

1. Таненбаум Э., Ван Стеен M. Распределенные системы. Принципы и парадигмы. Санкт-Петербург, 2003 г.
2. Jin H., Buyya R., Baker M. Cluster computing tools, applications, and Australian initiatives for low cost supercomputing //MONITOR Mag.(The Institution of Engineers Australia). – 2001. – Т. 25. – №. 4.
3. Ключев А. О. и др. Программное обеспечение встроенных вычислительных систем //СПб.: СПбГУ ИТМО. – 2009.
4. Rubini A., Corbet J. Linux device drivers. – " O'Reilly Media, Inc.", 2001, 1 — 26с
5. Роберт, Лав Ядро Linux: описание процесса разработки = Linux Kernel Development: 3-е изд. / Лав Робертю – М.:Вильямс, 2012. 24 — 31 с.
6. Gleixner T., Niehaus D. Hrtimers and beyond: Transforming the linux time subsystems //Proceedings of the Linux symposium. – 2006. – Т. 1. – С. 333-346.
7. Cristian F. Probabilistic clock synchronization //Distributed computing. – 1989. – Т. 3. – №. 3. – С. 146-158.
8. Gusella R., Zatti S. The accuracy of the clock synchronization achieved by tempo in Berkeley Unix 4.3 BSD. – University of California. Computer Science Division, 1987.
9. Lamport L. Time, clocks, and the ordering of events in a distributed system //Communications of the ACM. – 1978. – Т. 21. – №. 7. – С. 558-565.
10. Correll K., Barendt N., Branicky M. Design considerations for software only implementations of the IEEE 1588 precision time protocol //Conference on IEEE. – 2005. – Т. 1588. – С. 11-15.
11. Ohly P., Lombard D. N., Stanton K. B. Hardware assisted precision time protocol. Design and case study //Proceedings of LCI International Conference on High-Performance Clustered Computing. Urbana, IL, USA: Linux Cluster Institute. – 2008. – Т. 5. – С. 121-131.