

Министерство науки и высшего образования Российской Федерации
ФЕДЕРАЛЬНОЕ ГОСУДАРСТВЕННОЕ АВТОНОМНОЕ ОБРАЗОВАТЕЛЬНОЕ УЧРЕЖДЕНИЕ ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ
”Национальный исследовательский университет ИТМО“

ВЫПУСКНАЯ КВАЛИФИКАЦИОННАЯ РАБОТА

**РАЗРАБОТКА И РЕАЛИЗАЦИЯ МЕТОДОВ ЭФФЕКТИВНОГО
ВЗАИМОДЕЙСТВИЯ ПРОЦЕССОВ В РАСПРЕДЕЛЕННЫХ СИСТЕМАХ**

Автор Губарев Владимир Юрьевич _____

Направление подготовки 09.04.04 ”Программная
инженерия“

Квалификация Магистр

Руководитель Косяков М.С., к.т.н. _____

Санкт-Петербург, 2020 г.

Обучающийся Губарев В.Ю.

Группа Р42111 Факультет/институт/кластер ПИиКТ

Направленность (профиль), специализация

Информационно-вычислительные системы, Интеллектуальные системы

ВКР принята « ____ » _____ 20__ г.

Оригинальность ВКР ____ %

ВКР выполнена с оценкой _____

Дата защиты « ____ » _____ 20__ г.

Секретарь ГЭК Болдырева Е.А. _____

Листов хранения _____

Демонстрационных материалов/Чертежей хранения _____

Министерство науки и высшего образования Российской Федерации
ФЕДЕРАЛЬНОЕ ГОСУДАРСТВЕННОЕ АВТОНОМНОЕ ОБРАЗОВАТЕЛЬНОЕ УЧРЕЖДЕНИЕ ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ
”НАЦИОНАЛЬНЫЙ ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ ИТМО“

УТВЕРЖДАЮ

Руководитель ОП

доцент, д.т.н. Бессмертный И.А. _____

« ____ » _____ 20__ г.

ЗАДАНИЕ
НА ВЫПУСКНУЮ КВАЛИФИКАЦИОННУЮ РАБОТУ

Обучающийся Губарев В.Ю.

Группа Р42111 **Факультет/институт/кластер** ПИиКТ

Квалификация Магистр

Направление подготовки 09.04.04 ”Программная инженерия“

Направленность (профиль) образовательной программы

Информационно-вычислительные системы

Специализация Интеллектуальные системы

Тема ВКР Разработка и реализация методов эффективного взаимодействия процессов в распределенных системах

Руководитель Косяков М.С., к.т.н., доцент ФПИиКТ

2 Срок сдачи студентом законченной работы « ____ » _____ 20__ г.

3 Техническое задание и исходные данные к работе

Требуется разработать и реализовать эффективные методы межпроцессного взаимодействия в пределах одного физического узла. Межпроцессное взаимодействие как с локальными, так и с удаленными процессами должно осуществляться через единый программный интерфейс. Интерфейс должен автоматически выбирать наиболее эффективный метод межпроцессного взаимодействия и скрывать реализацию от пользователя.

4 Содержание выпускной работы (перечень подлежащих разработке вопросов)

- а) Обзор предметной области и постановка цели работы.
- б) Разработка и реализация методов эффективного взаимодействия процессов.
- в) Экспериментальное исследование и обработка результатов.

5 Перечень графического материала (с указанием обязательного материала)

- а) Гистограммы временной задержки на передачу данных для разработанных методов межпроцессного взаимодействия.
- б) Принципиальные схемы разработанных методов межпроцессного взаимодействия.

6 Исходные материалы и пособия

- а) Косяков М.С. Введение в распределенные вычисления. Учебное пособие / М.С. Косяков. – СПб: СПбГУ ИТМО, 2014. – 155 с.
- б) Schmidt D.C. et al. Pattern-Oriented Software Architecture, Patterns for Concurrent and Networked Objects. – John Wiley & Sons, 2013. – Т. 2.

7 Дата выдачи задания « _____ » _____ 20__ г.

Руководитель ВКР _____

Задание принял к исполнению _____ « _____ » _____ 20__ г.

Министерство науки и высшего образования Российской Федерации
ФЕДЕРАЛЬНОЕ ГОСУДАРСТВЕННОЕ АВТОНОМНОЕ ОБРАЗОВАТЕЛЬНОЕ УЧРЕЖДЕНИЕ ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ
”НАЦИОНАЛЬНЫЙ ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ ИТМО“

АННОТАЦИЯ
ВЫПУСКНОЙ КВАЛИФИКАЦИОННОЙ РАБОТЫ

Обучающийся Губарев Владимир Юрьевич

Наименование темы ВКР: Разработка и реализация методов эффективного взаимодействия процессов в распределенных системах

Наименование организации, в которой выполнена ВКР Университет ИТМО

ХАРАКТЕРИСТИКА ВЫПУСКНОЙ КВАЛИФИКАЦИОННОЙ РАБОТЫ

1 Цель исследования: уменьшение временной задержки на передачу данных между процессами в пределах одного физического узла путем разработки и применения методов эффективного меж-процессного взаимодействия.

2 Задачи, решаемые в ВКР:

- а) рассмотреть существующие методы межпроцессного взаимодействия, доступные при взаимодействии процессов, находящихся на одном физическом узле;
- б) произвести анализ и отбор методов межпроцессного взаимодействия для реализации новых методов межпроцессного взаимодействия;
- в) разработать и реализовать эффективные методы межпроцессного взаимодействия;
- г) экспериментально исследовать полученные методы межпроцессного взаимодействия.

3 Число источников, использованных при составлении обзора: 22

4 Полное число источников, использованных в работе: 33

5 В том числе источников по годам:

Отечественных			Иностраннх		
Последние 5 лет	От 5 до 10 лет	Более 10 лет	Последние 5 лет	От 5 до 10 лет	Более 10 лет
4	0	0	8	6	15

6 Использование информационных ресурсов Internet: да, число ресурсов: 7

7 Использование современных пакетов компьютерных программ и технологий:

Пакеты компьютерных программ и технологий	Раздел работы
LaTeX	Весь текст диссертации и сопроводительные документы
C++17 (“International Standard ISO/IEC 14882:2014(E) Programming Language C++”)	Раздел 2.2.3.1, Приложение А
LTTng	Глава 3

8 Краткая характеристика полученных результатов

Разработано семейство новых методов межпроцессного взаимодействия в пределах одного физического узла, показавших меньшую временную задержку на передачу данных, чем разработанные ранее.

9 Гранты, полученные при выполнении работы

Отсутствуют.

10 Наличие публикаций и выступлений на конференциях по теме работы

- а) 1 *Губарев В. Ю.* Реализация методов эффективного взаимодействия процессов в распределенных системах [Электронный ресурс]. — 2020. — URL: <https://kmu.itmo.ru/file/download/application/9365> (дата обращения: 23.05.2020).
- б) 1 *Губарев В. Ю.* Реализация методов эффективного взаимодействия процессов в распределенных системах. — 04.2020. — IX Конгресс молодых ученых (ОНЛАЙН ФОРМАТ).

Обучающийся *Губарев В.Ю.* _____

Руководитель *Косяков М.С.* _____

« ____ » _____ 20 ____ г.

SUMMARY

OF A GRADUATION THESIS

Student: Gubarev Vladimir Yurievich

Development and implementation of efficient inter-process communication methods for distributed systems

Nowadays distributed systems are widely spreaded. They are usually designed to work in various environments as a set of cooperating processes. At the same time capabilities of modern hardware allow to deploy groups of that processes within a single machine in order to achieve better performance. In this case efficient inter-process communication (IPC) methods become a crucial element of high-performance distributed systems.

The present work is focused on developing efficient IPC methods. Based on the most efficient IPC in Linux, shared memory and futex, it introduces new methods of low-latency IPC. They are transparently provided via a generic interface. The interface automatically and transparently for programmer uses TCP to communicate over network with remote processes and low-latency shared memory-based method for local processes.

Proposed methods show significantly lower latency with local processes than TCP-based without any additional difficulties for programmer.

ОГЛАВЛЕНИЕ

ВВЕДЕНИЕ	7
ГЛАВА 1. Обзор предметной области и постановка цели работы	10
1.1. Методы межпроцессного взаимодействия	10
1.1.1. Сокеты	10
1.1.2. Каналы	11
1.1.3. Очередь сообщений	11
1.1.4. Разделяемая память	11
1.1.5. Сравнение методов межпроцессного взаимодействия ..	13
1.2. Методы синхронизации процессов	14
1.2.1. Примитивы синхронизации	14
1.2.2. Сравнение методов межпроцессной синхронизации....	17
1.2.3. Атомарные операции	17
1.3. Предыдущая работа	18
1.4. Обзор литературы	18
1.5. Значимость методов на основе разделяемой памяти в межпроцессном взаимодействии	18
1.6. Необходимость в едином интерфейсе доступа к методам межпроцессного взаимодействия	19
1.7. Критерий эффективности и постановка цели работы	19
Выводы по главе 1	19
ГЛАВА 2. Разработка и реализация методов эффективного взаимодействия процессов	20
2.1. Работа с очередью в разделяемой памяти	20
2.2. Методы оповещения о появлении данных в разделяемой памяти	20
2.2.1. Наивные алгоритмы в разделяемой памяти	20
2.2.2. ТСП	21
2.2.3. Мультиплексор оповещений в разделяемой памяти	23
2.2.4. Методы обслуживания соединений	27
Выводы по главе 2	37

ГЛАВА 3. Экспериментальное исследование и обработка результатов.....	38
3.1. Постановка эксперимента.....	38
3.1.1. Конфигурация экспериментального стенда.....	38
3.1.2. Конфигурация экспериментальной системы.....	38
3.1.3. Используемые обозначения	40
3.1.4. Характер экспериментальной нагрузки.....	40
3.1.5. Время обслуживания заявок в процессах.....	40
3.2. Использование ТСР для передачи данных.....	42
3.3. Использование разделяемой памяти для передачи данных ...	43
3.3.1. Использование ТСР для оповещения о появлении данных.....	43
3.3.2. Использование мультиплексора в разделяемой памяти для оповещения о появлении данных	44
Выводы по главе 3.....	50
ЗАКЛЮЧЕНИЕ	52
СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ	53
ПРИЛОЖЕНИЕ А. Исходный код алгоритмов работы с мультиплексором событий в разделяемой памяти.....	57

ВВЕДЕНИЕ

Объектом исследования являются методы межпроцессного взаимодействия.

Предметом исследования является временная задержка на передачу данных между процессами распределенной системы в пределах одного физического узла.

Цель работы – уменьшение временной задержки на передачу данных между процессами в пределах одного физического узла путем разработки и применения методов эффективного межпроцессного взаимодействия.

В настоящей работе поставлены следующие **задачи**:

- рассмотреть существующие методы межпроцессного взаимодействия, доступные при взаимодействии процессов, находящихся на одном физическом узле;
- произвести анализ и отбор методов межпроцессного взаимодействия для реализации новых методов межпроцессного взаимодействия;
- разработать и реализовать эффективные методы межпроцессного взаимодействия;
- экспериментально исследовать полученные методы межпроцессного взаимодействия.

Актуальность исследования.

Для некоторых систем эффективное межпроцессное взаимодействие является критически важной частью их работы. Требование по минимизации времени обслуживания заявок может напрямую следовать из области применения системы, как в случае с системами для алгоритмической торговли на финансовых рынках. Обслуживание заявок множеством логически связанных процессов может быть существенно ускорено при размещении таких процессов на одном физическом узле. Современные процессоры с количеством с десятками вычислительных ядер могут обеспечить такую конфигурацию нужными ресурсами. Это позволяет использовать более эффективные методы межпроцессного взаимодействия, а именно методы на основе разделяемой памяти [11]. Эффективные методы межпроцессного взаимодействия могут использоваться для связи виртуальных машин или контейнеров в пределах машины-хозяина [25, 33]. Для связи программных модулей, исполняющихся в разных процессах для обеспечения отказоустойчи-

ности за счет изоляции процессов на уровне ОС. Для высокопроизводительных вычислений, таких как анализ научных данных или прогнозирование погоды.

При разработке сложной многокомпонентной распределенной системы программисту необходимо сосредоточиться на логике и корректности работы самой системы. В то время как методы межпроцессного взаимодействия должны быть для него прозрачны. Этого можно достичь, используя единый унифицированный интерфейс для межпроцессного взаимодействия. Это упрощает разработку, снижает необходимость сложного управления ресурсами для межпроцессного взаимодействия. А также позволяет автоматически использовать наиболее подходящие методы межпроцессного взаимодействия для данных пространственных конфигураций (**TBD: может, убрать?**) процессов, что может повысить эффективность выполнения некоторых задач этой системой.

Таким образом, разработка и реализация эффективных методов межпроцессного взаимодействия и интерфейса для автоматического доступа к наиболее подходящим из них необходима и обоснована. Посредством этого интерфейса программист прозрачно для себя использует методы межпроцессного взаимодействия на основе разделяемой памяти при взаимодействии с локальными процессами без необходимости перекомпиляции программы. Но поскольку зачастую нельзя разместить всю систему на одном, даже очень производительном, сервере используется TCP при взаимодействии с процессами на других физических узлах.

Методы исследования включают в себя анализ существующих методов межпроцессного взаимодействия, экспериментальное исследование разработанных методов межпроцессного взаимодействия и методы математической статистики для обработки экспериментальных данных **TBD: надо ли? Я делаю только гистограммы и проценты.**

Средства исследования:

- язык программирования C++, компилятор *Clang 6.0.1*, стандартная библиотека C++ *libstdc++*;
- Библиотека *Boost.Interprocess* [17] для управления разделяемой памятью;
- система трассировки событий [4] на основе инструмента *LTng* [24].

Научная новизна заключается в предложенных новых методах эффективного межпроцессного взаимодействия в пределах одного физического узла, которые не описаны в существующих исследованиях.

Положения, выносимые на защиту

Методы межпроцессного взаимодействия:

- через очередь в разделяемой памяти с оповещением о появлении данных в очереди через мультиплексор в разделяемой памяти и обслуживанием соединений по модели "Лидер/Последователи" с ожиданием сигналов потоком в режиме сна на futex;
- через очередь в разделяемой памяти с оповещением о появлении данных в очереди через мультиплексор в разделяемой памяти и обслуживанием соединений по модели "Полусинхронный/Полуреактивный" с ожиданием сигналов потоком в режиме сна на futex;
- через очередь в разделяемой памяти с оповещением о появлении данных в очереди через мультиплексор в разделяемой памяти и обслуживанием соединений по модели "Лидер/Последователи" с ожиданием сигналов потоком в режиме активного опроса мультиплексора.

Апробация результатов.

Основные результаты работы были представлены на IX Конгрессе Молодых Ученых.

Результаты работы применены в платформе для торговли на финансовых рынках Tbricks от компании Itiviti.

ГЛАВА 1. ОБЗОР ПРЕДМЕТНОЙ ОБЛАСТИ И ПОСТАНОВКА ЦЕЛИ РАБОТЫ

1.1. Методы межпроцессного взаимодействия

Метод межпроцессного взаимодействия – это способ осуществления взаимодействия процессов, находящихся на одном или разных физических узлах.

В Linux поддерживаются следующие методы межпроцессного взаимодействия:

- а) Интернет-сокеты и сокеты домена Unix.
- б) именованные и неименованные каналы.
- в) Очередь сообщений.
- г) Разделяемая память: SystemV и POSIX.

Рассмотрим приведенные выше методы межпроцессного взаимодействия.

1.1.1. Сокеты

Сокет – это программный интерфейс для обеспечения обмена данными между процессами. В зависимости от реализации интерфейса, позволяет взаимодействовать процессам как на разных физических узлах в составе сети, так и в пределах одного узла. Широко распространены два вида, сокеты TCP и сокеты домена Unix. Первый работает через протокол TCP, второй – использует некоторую внутреннюю реализацию канала связи, как и в TCP.

1.1.1.1. TCP-сокеты

TCP-сокет – интерфейс межпроцессного взаимодействия, использующий протокол TCP. Среди всех рассматриваемых методов только он позволяет взаимодействовать процессам на разных физических узлах в составе сети. В то же время, возможно межпроцессное взаимодействие и в пределах одного узла через механизм обратной петли, когда TCP-сообщение передается без каких-либо излишних операций в процесс-получатель, не покидая физического узла. В качестве точки соединения используется пара IP-адрес и порт.

TCP широко распространен. Сторонние системы чаще всего предоставляют именно TCP-интерфейс доступа к своим службам.

1.1.1.2. Сокеты домена Unix

Unix-сокеты или IPC-сокеты – интерфейс межпроцессного взаимодействия в пределах одного узла, не использующий сетевого протокола. Может работать в разных режимах: передачи потока байт, датаграмм или последовательных пакетов. Первые два соответствуют протоколам TCP и UDP. Третий – последовательный надежный канал для передачи датаграмм.

1.1.2. Каналы

1.1.2.1. Неименованные каналы

Неименованный канал – однонаправленный метод межпроцессного взаимодействия для родственных процессов. Данные, записанные в неименованный канал, остаются там до момента считывания, либо до момента завершения ссылающихся на него процессов. Размер буфера ограничен.

1.1.2.2. Именованные каналы

Именованный канал отличается от неименованного тем, что представлен в виде файла, следовательно, доступен всем процессам ОС. Кроме того, время его жизни не ограничено временем жизни использующих его процессов.

1.1.3. Очередь сообщений

Очередь сообщений – список сообщений, который хранится в пространстве ядра. Каждая очередь имеет свой уникальный идентификатор. Взаимодействие происходит путем вызовов записи и чтения сообщений.

1.1.4. Разделяемая память

Обычно в целях безопасности адресное пространство процесса изолировано от других. В некоторых случаях, однако, может быть необходимо использовать совместно один и тот же сегмент памяти. Такая память называется разделяемой. На рисунке 1 приведен пример использования разделяемой памяти двумя процессами.

Существуют два интерфейса для доступа к разделяемой памяти. Более старый System V и более новый POSIX.

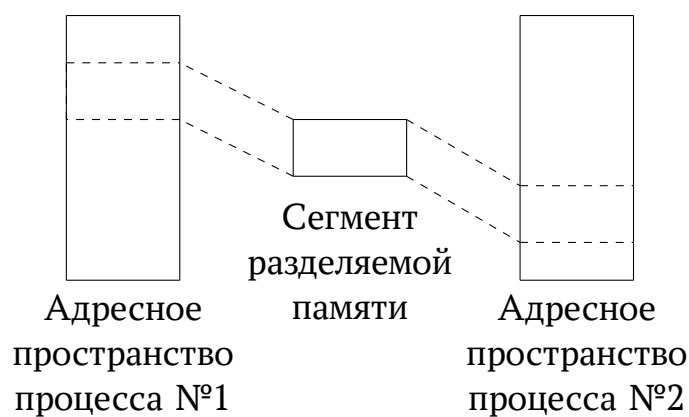


Рисунок 1 – Пример использования разделяемой памяти

1.1.4.1. System V

Разделяемая память здесь является системным ресурсом, она представлена уникальным ключом в пределах ОС.

Интерфейс реализуется через набор системных вызовов и структур для работы с ним:

- `shmget(key_t key, size_t size, int oflag)` – вызов для создания нового сегмента разделяемой памяти или использования существующего с ключом *key*. Размер сегмента *size*, флаг доступа и создания *oflag*;
- `shmat(int shmid, const void *shmaddr, int flag)` – подключение сегмента в адресное пространство процесса;
- `shmdt(const void *shmaddr)` – отключение сегмента от адресного пространства;
- `shmctl(int shmid, int cmd, struct shmid_ds *buf)` – управление разделяемой памятью: изменение прав доступа, удаление, запрос статистики;

1.1.4.2. POSIX

Разделяемая память здесь является пользовательским ресурсом, она представлена файлом. Интерфейс реализуется через набор системных вызовов:

- `shm_open(const char *name, int oflag, mode_t mode)` – открывает файл для разделяемой памяти (аналог `shmget`). В отличие от обычного вызова `open`, открытый таким образом файл не синхронизируется с диском.
- `shm_unlink(const char *name)` – удаляет файл (аналог `shmctl`);
- `ftruncate(int fd, off_t length)` – задает размер файла;
- `fstat(int fd, struct stat *statbuf)` – статистика о файле (аналог `shmctl`);

- `mmap(void *addr, size_t length, int prot, int flags, int fd, off_t offset)` – отображение файла в памяти (аналог `shmat`);
- `munmap(void *addr, size_t length)` – отключает отображенный сегмент от адресного пространства процесса (аналог `shmdt`).

1.1.4.3. Разница между System V и POSIX

Оба интерфейса предлагают аналогичные возможности. Разница состоит в предоставлении ресурса в системе, имени файла для POSIX или целом числе в System V. Также, в POSIX интерфейсе сегмент разделяемой памяти будет уничтожен, когда будет завершен последний процесс, отображающий его в память, а файл полностью удален. Это свойство полезно на случай непредвиденного завершения процессов, например, в результате программного дефекта.

1.1.5. Сравнение методов межпроцессного взаимодействия

Приведенные выше методы можно разделить на группы по трем критериям:

- способности к взаимодействию с удаленными процессами, то есть с процессами на других физических узлах;
- использованию ядра ОС для осуществления межпроцессного взаимодействия.

Среди всех представленных методов только TCP-сокеты позволяют взаимодействовать как процессам на разных физических узлах, так и на одном узле, используя один и тот же интерфейс. Поэтому разумно использовать именно этот метод в качестве базового метода межпроцессного взаимодействия.

Все приведенные методы, за исключением разделяемой памяти, при межпроцессном взаимодействии используют ядро операционной системы. Использование ядра существенно увеличивает временную задержку на передачу данных. Как минимум, из-за двойного копирования данных, перехода между пользовательским режимом и режимом ядра (см. рисунок 2). Разделяемая память же позволяет осуществлять взаимодействие напрямую через пользовательское пространство.

Однако, сама по себе разделяемая не предоставляет возможностей для синхронизации процессов, не имеет механизма оповещения об изменении состояния разделяемой памяти. Для этого необходимо рассмотреть методы синхронизации процессов.

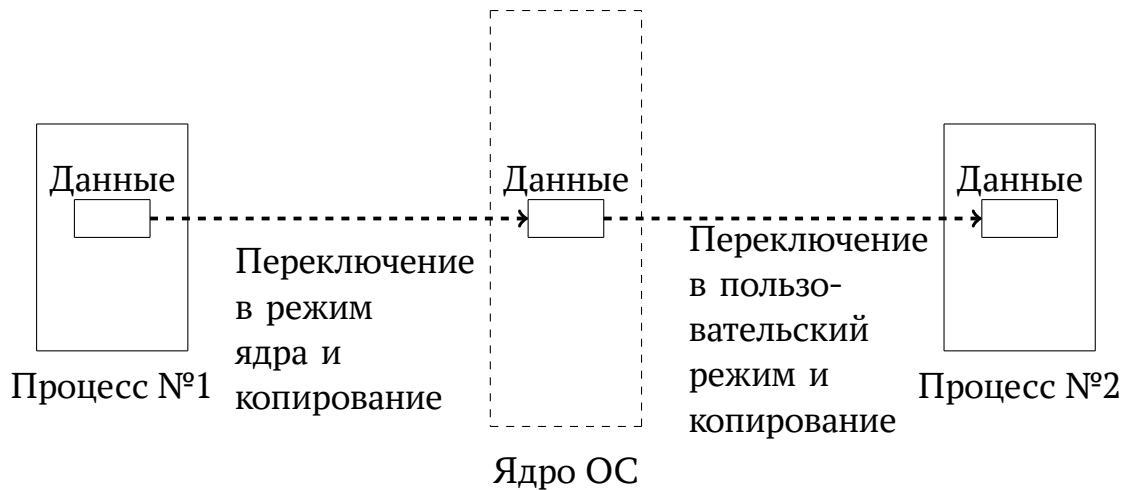


Рисунок 2 – Общая схема межпроцессного взаимодействия при использовании ядра ОС

1.2. Методы синхронизации процессов

Методы синхронизации процессов нужны, чтобы корректно передавать данные между процессами через разделяемую память, например, не допускать состояния гонки. Можно выделить два класса методов: примитивы синхронизации и атомарные операции. Примитивы синхронизации зачастую используют в своих алгоритмах атомарные операции.

1.2.1. Примитивы синхронизации

В Linux на уровне ядра ОС поддерживаются следующие примитивы межпроцессной синхронизации:

- а) System V семафоры;
- б) `futex` – **f**ast **u**space **m**utex.

В свою очередь, `futex` служит основой для более продвинутых примитивов синхронизации:

- а) POSIX-семафора;
- б) `mutex` – взаимное исключение;
- в) `rw-mutex` – взаимное исключение для одного писателя и множества читателей.
- г) `spinlock` – взаимное исключение методом холостого ожидания (`busy wait`).
- д) Условная переменная – оповещение о наступлении события и ожидание события.

Рассмотрим их подробнее.

1.2.1.1. futex

Futex [15] – это низкоуровневый механизм блокировок в пользовательском пространстве. В основном, операции с ним производится с помощью атомарных инструкций в пользовательском пространстве. Ядро применяется для ожидания и диспетчеризации использующих futex процессов.

В пользовательской памяти futex – это 4-байтное число, выравненное также на 4 байта. Он может располагаться в собственном адресном пространстве процесса и использоваться для синхронизации потоков процесса, а может и в разделяемой памяти и отвечать за синхронизацию разных процессов в пределах одного физического узла. Алгоритм работы с ним устанавливается пользователем. В нужных сценариях алгоритма используется ядро ОС для разрешения состязательности, задач ожидания и диспетчеризации.

1.2.1.2. Семафоры

Семафор – это примитив синхронизации на основе целочисленного счетчика. Поддерживает две операции: увеличение значения счетчика и уменьшение. Уменьшение до нуля приводит к добавлению процесса в очередь ожидания семафора. Увеличение от нуля – к пробуждению одного из потоков из очереди ожидания.

В Linux представлены два интерфейса семафоров: System V и POSIX.

POSIX Реализованы через futex. Представляют из себя целое знаковое число. Процедуры *sem_post()* и *sem_wait()* используются для увеличения и уменьшения значения семафора, соответственно. Первая также пробуждает процессы в очереди ожидания семафора, если необходимо, вторая – добавляет процесс в очередь ожидания, если после уменьшения значения семафора стало равно нулю или было равно нулю. POSIX-семафоры представлены в двух видах: именованные и неименованные. Первые идентифицируются файлом, вторые располагаются в адресном пространстве процесса или разделяемой памяти.

System V Реализованы в ядре ОС. Идентифицируются целочисленным ключом в пределах одной ОС. Имеют возможность контролировать доступ к операциям над семафором.

1.2.1.3. Взаимные исключения

Взаимное исключение – примитив синхронизации для обеспечения эксклюзивного доступа к данным, защищенным этим примитивом. Существует несколько вариантов: обычный – `mutex`, рекурсивный – `recursive mutex`, с одновременным доступом нескольких читателей – `read/write-mutex`. По определению, `mutex` может освободить только тот поток, который его занял.

В Linux реализованы через `futex`. Предоставляются посредством библиотеки `pthread`.

Mutex Классический механизм взаимного исключения. Представлен платформо-зависимым типом данных `pthread_mutex_t`. Используется через семейство функций библиотеки `pthread` – `pthread_mutex_*`.

RW-Mutex Версия взаимного исключения, допускающая совместное нахождение в критической секции нескольких читателей, но требующая эксклюзивного доступа для писателя. Представлена платформо-зависимым типом данных `pthread_rwlock_t`. Используется через семейство функций библиотеки `pthread` – `pthread_rwlock_*`.

Spinlock Реализация механизма взаимного исключения с использованием механизма холостого ожидания. Взятие блокировки состоит в изменении значения переменной на условные "свободно" и "занято" а ожидание – в непрерывном циклическом ожидании наступления состояния "свободно".

1.2.1.4. Условная переменная

Условная переменная – примитив синхронизации. Обеспечивает блокирование одного или нескольких потоков до наступления события о выполнении предиката. Представлена платформо-зависимым типом данных `pthread_cond_t`. Используется через семейство функций библиотеки `pthread` – `pthread_cond_*`. Условная переменная используется вместе с `mutex`, который обеспечивает синхронизированный доступ к параметрам предиката и другим данным.

В Linux примитив также реализован через `futex`.

1.2.2. Сравнение методов межпроцессной синхронизации

TBD: прямо сравнение? Выбрать нормальное название раздела

Наиболее универсальный из рассмотренных примитивов синхронизации – это семафор. Используя его можно реализовать как взаимное исключение, так и условную переменную. Он подходит для решения задачи читателей и писателя (или производителя и потребителей), как и комбинация условной переменной с `mutex`.

Как можно заметить, почти все рассмотренные примитивы в Linux реализованы через `futex`. Он может быть полезен при разработке своих собственных примитивов синхронизации [12].

1.2.3. Атомарные операции

Атомарная операция – это операция, которая выполняется исключительно целиком, либо не выполняется вовсе. В настоящей работе рассматриваются именно простейшие операции. Они используются через стандартную библиотеку языка C++ как набор классов `std::atomic`.

Виды атомарных операций:

- а) `load/store` – атомарные чтение или запись;
- б) `swap` – атомарно устанавливает значение переменной и возвращает старое значение;
- в) `compare-and-swap` – атомарное изменение значения переменной, если ее текущее состояние совпадает с ожидаемым;
- г) `fetch-and-(add/dec/or/and)` – атомарная арифметическая или логическая операция над переменной с возвращением предыдущего значения.

Атомарные операции используются при разработке методов синхронизации и неблокирующих алгоритмов, структур данных с конкурентным доступом. Даже в простейшей реализации взаимного исключения, в `spinlock`, исполнение в критической секции требует двух атомарных операций на взятие и освобождение. Если внутри критической секции необходимо, например, выставить бит в 4-байтной переменной, то можно сделать это, используя атомарную операцию `fetch-and-or`.

Вместе с `futex` они являются наиболее низкоуровневыми блоками для построения методов межпроцессной синхронизации.

1.3. Предыдущая работа

В ранних работах автора была разработана и реализована прикладная программная платформа для эффективного взаимодействия процессов [1, 3]. Разработан и реализован метод эффективного межпроцессного взаимодействия посредством мультиплексора в разделяемой памяти [2]. Данный метод предоставляется через реализованную ранее прикладную программную платформу, то есть не требует со стороны программиста никаких изменений в программном коде для использования разработанного метода. **TBD: может, убрать все цитирования ВКР? А еще мультиплексор – это не предыдущая, а очень даже свежая работа.**

1.4. Обзор литературы

Методы эффективного процессного взаимодействия исследуются разными авторами в самых разных применениях.

Во множестве работ предлагаются методы межпроцессного взаимодействия, системы передачи сообщений для уменьшения временной задержки на передачу данных между процессами [18, 27] в разных прикладных приложениях.

Так, например, существуют работы об использовании разделяемой памяти для взаимодействия процессов в разных виртуальных машинах в пределах машины-хозяина [13, 25, 30, 33].

А также в робототехнике [21, 31].

В параллельных вычислениях с использованием MPI [6, 7, 10, 14, 32].

Диссер [20].

Исследуется производительность механизмов операционных систем, участвующие в межпроцессном взаимодействии [8, 11, 19].

TBD: конец раздела В значительной части работ, посвященных эффективному межпроцессному взаимодействию, рассматривается именно разделяемая память и методы межпроцессного взаимодействия на ее основе.

1.5. Значимость методов на основе разделяемой памяти в межпроцессном взаимодействии

TBD: Таким образом, методы на основе разделяемой памяти...

1.6. Необходимость в едином интерфейсе доступа к методам межпроцессного взаимодействия

TBD: Чтобы методами можно было пользоваться, нужен интерфейс, интерфейс был сделан, поэтому теперь все работает через него, включая и эту работу

1.7. Критерий эффективности и постановка цели работы

TBD: временная задержка на передачу данных **TBD:** и ее цель – ее уменьшение в сравнении с TSP

Выводы по главе 1

TBD: выводы

ГЛАВА 2. РАЗРАБОТКА И РЕАЛИЗАЦИЯ МЕТОДОВ ЭФФЕКТИВНОГО ВЗАИМОДЕЙСТВИЯ ПРОЦЕССОВ

TBD: починить - в листингах

2.1. Работа с очередью в разделяемой памяти

TBD: module stack, handshake TBD: нужна иллюстрация взаимодействия или какой-нибудь псевдокод

2.2. Методы оповещения о появлении данных в разделяемой памяти

2.2.1. Наивные алгоритмы в разделяемой памяти

Процесс-читатель знает о расположении всех очередей в разделяемой памяти, в которые отправляют сообщения все процессы-писатели, с которыми он взаимодействует. Непосредственно само состояние очередей может быть использовано для оповещения процесса-читателя о появлении данных в этих очередях.

Алгоритм №1 При небольшом количестве соединений (например, $0.25 * N$, где N - количество ядер в процессоре) возможно использование выделенных потоков в процессе-читателе для активного опроса состояния очереди и обслуживания соответствующего соединения. **TBD: иллюстрацию?**

Алгоритм №2 При большем количестве соединений возможно использовать группу выделенных потоков, активно опрашивающих некоторое количество очередей в разделяемой памяти. Например, 1 поток, активно опрашивающий до 10 соединений. **TBD: иллюстрацию?**

2.2.1.1. Применимость, достоинства и недостатки

Данные алгоритмы активного опроса очередей в разделяемой памяти для обслуживания соединений вполне могут быть использованы в реальных системах. Их можно применить в системах: с большими вычислительными ресурсами, небольшим количеством процессов и очень активных соединений.

В противном случае, активно работающие потоки будут выполнять много бесполезных операций по опросу пустых очередей неактивных соединений. Кроме того, постоянно работающий поток, опрашивающий очереди в разделяемой

памяти, может быть вытеснен с процессора планировщиком операционной системы из-за израсходования отведенного ему кванта процессорного времени, что ухудшит качество обслуживания заявок.

Приведенные методы в настоящей работе не рассматриваются, поскольку количество соединений между процессами на одном физическом узле и самих процессов может быть большим, а опрос очередей на наличие в них данных сопровождается взятием взаимной блокировки, что приводит к неэффективному использованию аппаратных ресурсов.

2.2.2. TSP

Как было сказано выше, TSP используется как базовый метод межпроцессного взаимодействия. Он может быть использован и как метод оповещения о появлении данных в очереди в разделяемой памяти.

2.2.2.1. Алгоритм взаимодействия при использовании TSP для оповещения о появлении данных

TBD: нужна иллюстрация взаимодействия и стек модулей

- а) процессу-читателю ожидает новых данных по всем своим TSP соединениям в состоянии сна в системном мультимплексе оповещений;
- б) для передачи данных таким методом процессу-писателю необходимо записать в очередь нужное сообщение и передать на нижележащий модуль сообщение минимального размера в 1 байт с заранее установленным значением (например, "0");
- в) ядро операционной системы пробуждает процесс-читатель;
- г) реактор процесса-читателя демультимплексирует активное TSP соединение, считывает 1 байт полезных данных и отправляет его на следующий слой обработки межпроцессных взаимодействий через ранее описанный стек модулей;
- д) модуль, отвечающий за взаимодействие по разделяемой памяти, проверяет, что полученный 1 байт имеет заранее оговоренное значение ("0" в примере выше) и это служит для него сигналом к проверке состояния очереди в разделяемой памяти для соединения, с которого этот сигнальный байт был получен;

- е) процесс-читатель считывает сообщение из очереди и выполняет его обработку.

Таким образом происходит передача данных между процессами в разделяемой памяти с оповещением о появлении данных в разделяемой памяти по ТСР.

2.2.2.2. Достоинства и недостатки

Предложенный метод обладает следующими **достоинствами**:

- позволяет эффективно поддерживать множество соединений с использованием системных мультиплексоров оповещений (*select/poll/epoll*);
- позволяет процессу-читателю блокировать свое выполнение до появления оповещения;
- благодаря использованию эвристики из раздела 2.1 временная задержка на передачу данных может быть снижена, если к концу обработки очередного сообщения в очередь уже будет записано новое сообщение;
- метод межпроцессного взаимодействия по ТСР не требует доработки и может быть использован как есть.

Недостаток у такого подхода только один: временная задержка на отправку и получение оповещения. Основные отличия от метода, использующего только ТСР, в том, как передается само сообщения. Но кроме использования среды для передачи самих данных выполняется ряд системных вызовов для оповещения процесса-читателя, каждый из которых может вносить существенную временную задержку:

- *write* – для записи 1 байта в ТСР-сокеты процессом-писателем;
- *select/poll/epoll* – для демultipлексирования нужного оповещения среди множества источников процессом-читателем.
- *read* – для чтения 1 байта из ТСР-сокета процессом-читателем.

В случае, когда процесс-читатель находится в состоянии сна на системном мультиплексоре оповещений, процесс-писатель в ходе системного вызова *write* должен также изменить состояние процесса-читателя на "Готов к выполнению" или "Выполняется". После этого в течение некоторого промежутка времени процесс-читатель будет готовиться к выполнению. Все это может влиять на временную задержку на передачу данных.

Следовательно, необходимо разработать новый метод мультиплексирования соединений, использующих разделяемую память, имеющий меньшие накладные

расходы на использование и обладающий, как минимум, теми же достоинствами, что и описанный в данном разделе.

2.2.3. Мультиплексор оповещений в разделяемой памяти

С целью избежать излишних накладных расходов и использовать системные ресурсы наилучшим образом в настоящей работе предлагается метод мультиплексирования оповещений от множества соединений, использующих разделяемую память для передачи данных.

Мультиплексор оповещений в разделяемой памяти – это структура данных, используемая множеством процессов-писателей для оповещения процесс-читателя о появлении данных в очереди в разделяемой памяти. Каждый процесс, участвующий в межпроцессном взаимодействии, должен иметь свой мультиплексор оповещений, через который ему будут поступать оповещения о появлении данных в разделяемой памяти, которые он может считать и обработать.

Время жизни мультиплексора оповещений определяется процессом-читателем. При необходимости процесс-читатель создает файл определенного размера в ФС и отображает его в свою память. Во время установления соединения процесс-читатель ассоциирует соединение с номером от 0 до 2047 и отправляет его вместе с путем до файла другой стороне. Эти данные используются противоположной стороной для отправки оповещений.

TBD: нарисовать схему с двумя процессами и файлом, отображенным в их памяти

2.2.3.1. Структура и алгоритм работы мультиплексора оповещений в разделяемой памяти

Структура мультиплексора оповещений представлена на рисунке 3. Он состоит из 4-байтного целого числа `futex`, используемого для синхронизации взаимодействующих процессов, и массив из 32 8-байтных сигнальных чисел, по одному на каждый бит `futex`. Эти 32 8-байтных числа содержат 2048 бит, что позволяет различать 2048 различных соединений. Описание на языке C++ представлено на листинге 1.

Когда процесс-писатель хочет оповестить процесс-читателя о появлении данных в очереди в разделяемой памяти, ему необходимо:

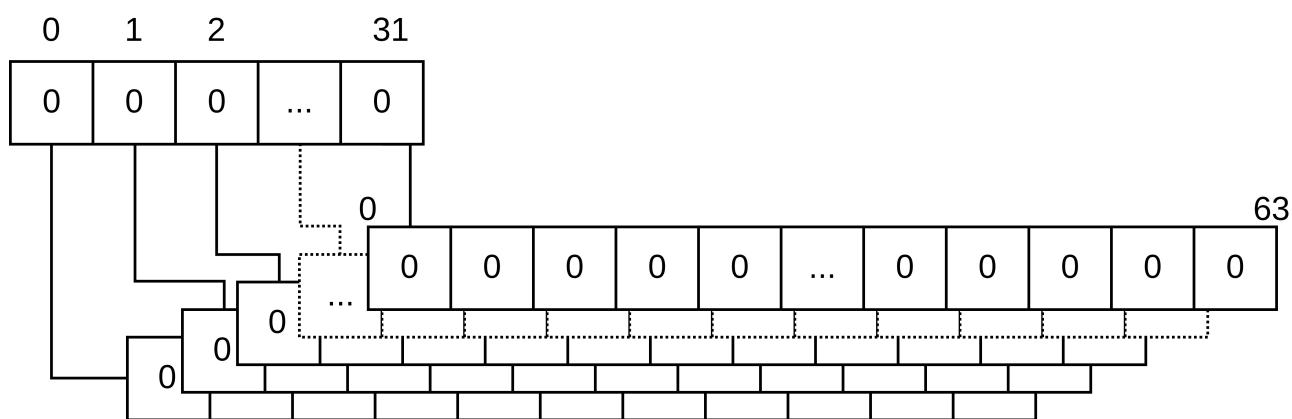


Рисунок 3 – Структура мультиплексора оповещений в разделяемой памяти

- а) атомарно выставить бит в сигнальном числе, соответствующий этому соединению;
- б) атомарно выставить соответствующий бит futex и получить его предыдущее значение;
- в) Если предыдущее значение равно нулю, значит, разбудить процесс-читатель, чтобы он мог обработать оповещение.
- г) Если оно не равно нулю, это значит, что другой процесс-писатель уже либо разбудил целевой процесс-читатель, либо в скором времени сделает это (так как он был тем самым процессом, перед которым в futex был нуль).

После завершения первых двух этапов мультиплексор для соединения под номером #1987 будет находиться в состоянии, представленном на рисунке 4. Чтобы проставить нужные биты для данного, процесс-писатель делит номер его соединения на 64 и получает индекс бита в futex – 31, и, соответственно, индекс сигнального числа. Далее он вычисляет остаток от деления номера сигнала на 64 и получает индекс бита в сигнальном числе. После чего атомарной операцией "ИЛИ" выставляется сначала нужный бит в сигнальном числе, а потом нужный бит в futex. Псевдокод алгоритмов процесса-писателя и читателя приведены на листингах 2 и А.1.

2.2.3.2. Достоинства и недостатки

Данный метод решает проблему, описанную в разделе 2.2.1.1, позволяя определять соединение-источник сигнала за время, не зависящее от количества соединений.

Листинг 1 – Структура мультиплексора в памяти

```

struct Multiplexer
{
    using Futex = std::atomic<int32_t>;
    using Signal = uint64_t;

    static constexpr std::size_t c_num_chunks = sizeof(Futex) *
    CHAR_BIT;
    static constexpr std::size_t c_signals_per_chunk = sizeof(std::
    atomic<Signal>) * CHAR_BIT;

    // Процедура ожидания на futex
    void wait() {
        if (!m_futex) {
            futex_wait(&m_futex, 0);
        }
    }

    // Процедура оповещения процессачитателя-- . Выставляет
    соответствующие биты мультиплексора для сигнала за номером signal
    и при необходимости пробуждает поток мультиплексора
    процессачитателя-.
    void notify(Multiplexer::Signal id);

    // Процедура для пробуждения потока, спящего на futex.
    void wakeup();

protected:
    // байтное4-- число futex, на котором происходит синхронизация
    снапробуждения/ потока мультиплексора.
    Futex m_futex;

    // Для избежания лишней состязательности между атомарными
    операциями над массивом сигнальных чисел и над futex, массив
    выровнен на размер кэш-линии- процессора -- 64 байта.
    alignas(64) std::array<std::atomic<Signal>, c_num_chunks>
    m_signals;
};

```

По сравнению с вышеописанным методом межпроцессного взаимодействия, использующим ТСП для оповещения о появлении данных в разделяемой памяти, данное решение обладает следующими **достоинствами**:

- а) Подавляющая часть работы происходит в пользовательском пространстве. В лучшем сценарии отправка и получение оповещения не задействуют системные вызовы. Оповещение происходит посредством двух атомарных операций.

Листинг 2 – Исходный код процедуры оповещения процесса через мультиплексор событий в разделяемой памяти

```
void Multiplexer::notify(Signal id) {
    // Шаг 1. Выставить нужный бит в одном из сигнальных чисел в
    // массиве. Число находится как результат деления номера соединения
    // на 64, те.. число от 0 до 31, позиция бита как остаток от деления
    // номера соединения на 64.
    m_signal[id / Multiplexer::c_signals_per_chunk].fetch_or(1 << id
    % Multiplexer::c_signals_per_chunk);
    // Шаг 2. Выставить бит futex, соответствующий сигнальному
    // числу. Позиция нужного бита находится как результат деления
    // номера соединения на 64, те.. число от 0 до 31.
    uint32_t futex = m_futex.fetch_or(1 << id / Multiplexer::
    c_signals_per_chunk);
    if (!futex) {
        // Шаг 3. Если предыдущее значение futex было 0, то
        // попытаться разбудить один процесс, спящий на futex, системным
        // вызовом futex.
        this->wakeup();
    }
}
```

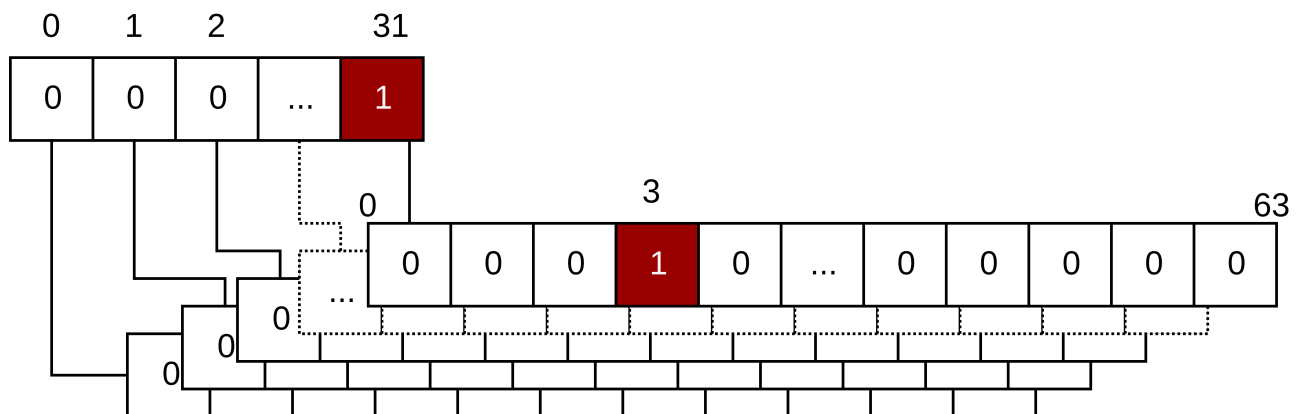


Рисунок 4 – Состояние мультиплексора оповещений в разделяемой памяти с активным сигналом #1987

б) Ядро ОС используется только пробуждения и засыпания процессов.

Таким образом, в худшем случае совершается один системный вызов для засыпания процесса в ожидании оповещений и один для пробуждения процесса. Пробуждение потока влечет временные затраты как со стороны процесс-писателя – на пробуждение потока, так и со стороны процесса-читателя – на уход в состояние сна и временную задержку на постановку потока мультиплексора на выполнение. В то же время, ожидание оповещений в состоянии сна позволяет экономить ресурс процессора.

Недостатком данного метода является механизм управление файлом мультиплексора оповещений в файловой системе. Поскольку файлом управляет процесс, то в случае его некорректного завершения файл не будет удален и останется на всегда. Некорректное завершение может произойти по следующим причинам: крах процесса вследствие программного дефекта, при отправке сигнала *SIGKILL* процессу, который в большинстве случаев приводит к немедленному завершению процесса.

Данный недостаток можно решить, используя более продвинутый механизм создания файлов в ФС. Например, делегировать эту работу отдельному процессу или группе процессов. В таком случае такой процесс может отслеживать состояние своих клиентских процессов и при прекращении их работы выполнять подчистку ресурсов.

2.2.4. Методы обслуживания соединений

Имея более совершенный механизм оповещения процессов о появлении данных в разделяемой памяти необходимо разработать также и метод обслуживания получаемых оповещений. В данном подразделе предложены четыре метода:

- а) Синхронный – существует единственный выделенный поток мультиплексора. Он занимается непосредственно обслуживанием соединений.
- б) "Полусинхронный/Полуреактивный" – существует единственный выделенный поток мультиплексора (полуреактивная часть). Он диспетчеризует обслуживание оповещений в пул потоков (полусинхронная часть) [28].
- в) "Лидер/Последователи" – в один момент времени только один поток-лидер отслеживает состояние мультиплексора в пассивном режиме. То есть, при отсутствии оповещений процесс-лидер находится в состоянии сна. При обнаружении оповещений он передает лидерство произвольному потоку из пула и переходит к обслуживанию оповещений [23].
- г) "Лидер/Последователи" – в один момент времени только один поток-лидер активно отслеживает состояние мультиплексора. То есть, постоянно опрашивает мультиплексор. При обнаружении оповещений он передает лидерство произвольному потоку из пула и переходит к обслуживанию оповещений.

2.2.4.1. Синхронный метод обслуживания соединений

В данном методе для обслуживания оповещений выделяется один поток, который обслуживает только соединения, использующие мультиплексор оповещений. Диграмма его работы представлена на рисунке 5. В отсутствие заявок поток мультиплексора находится в состоянии сна. Когда необходимо обработать соединение, ядро пробуждает этот поток и он, в свою очередь, выполняет алгоритм на листинге А.1, синхронно обрабатывая соединения, для которых были получены оповещения. Алгоритм выполняется до тех пор, пока есть оповещения для обслуживания.

Метод может быть полезен для систем с малым количеством соединений. Из-за своей простоты он может показать лучшую временную задержку на передачу данных, так как нет необходимости, как в других методах, диспетчеризовать обслуживание соединения в пуле потоков или выбирать новый поток-лидер перед обслуживанием данного соединения.

Однако, поскольку поток, обслуживающий мультиплексор, один, то когда он обслуживает текущее соединение, все остальные активные соединения простаивают. Данный метод далее в работе не рассматривается, так как не смотря на потенциально более низкую временную задержку на передачу данных при его использовании, он ограничен в количестве одновременно активных соединений.

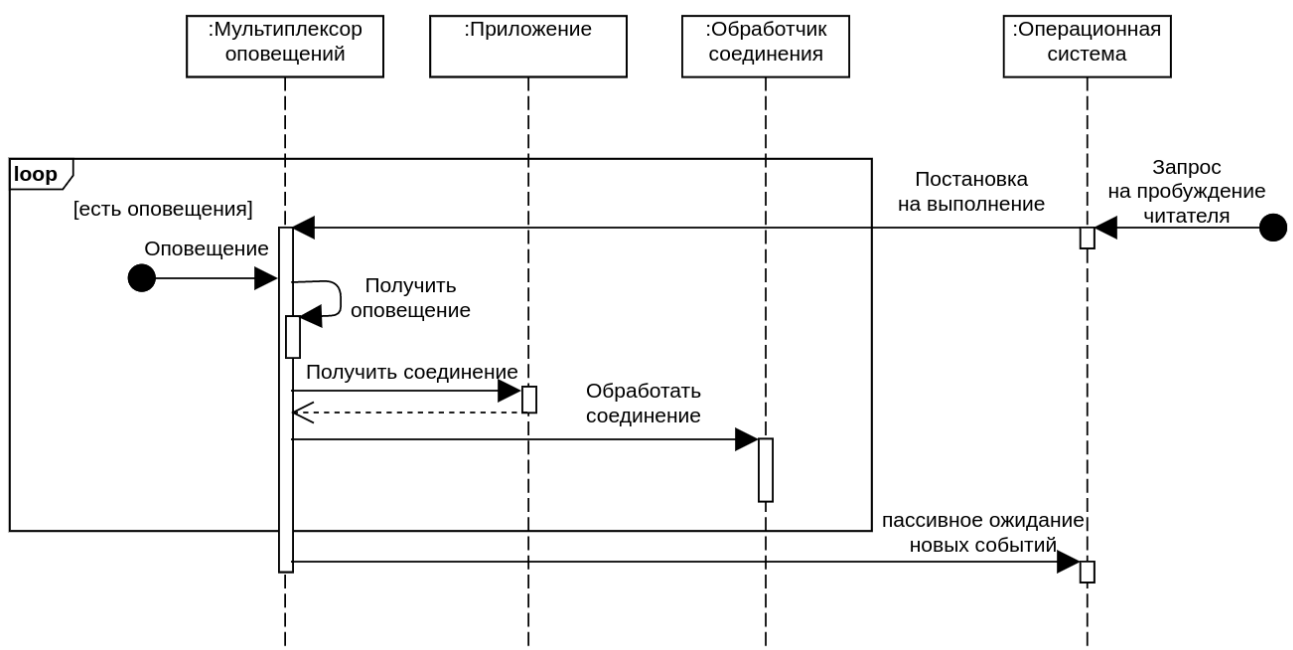


Рисунок 5 – Диаграмма синхронного обслуживания соединений выделенным потоком мультиплексора

2.2.4.2. Метод обслуживания соединений ”Полусинхронный/Полуреактивный“

Описан в ранней работе автора [2]. В данном методе оповещения обслуживает пул потоков. Пул потоков получает задачи на обслуживание от выделенного потока мультиплексора оповещений. Применение шаблона проектирования сетевых приложений ”Полусинхронный/Полуреактивный“ [28] к синхронному методу позволяет избежать простаивания активных соединений и обслуживать одновременно столько же соединений, сколько потоков выделено в пуле. Диаграмма работы метода представлена на рисунке 6.

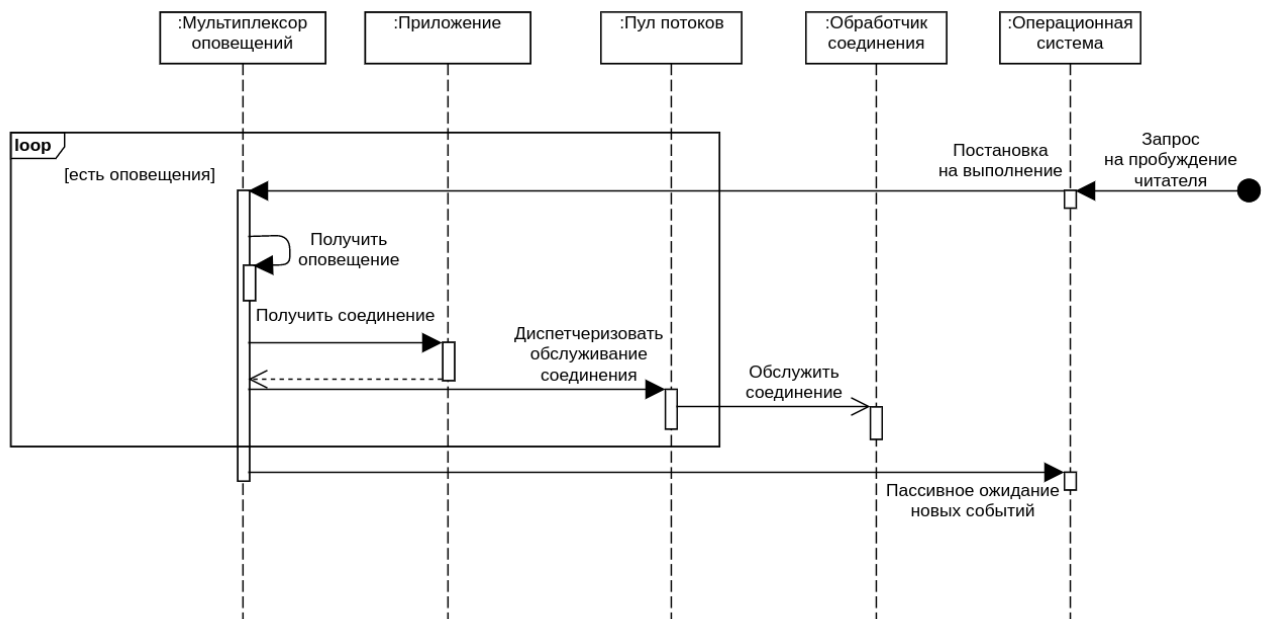


Рисунок 6 – Диаграмма диспетчеризации и обслуживания соединений по методу ”Полусинхронный/Полуреактивный“

Получение оповещений для соединения и обслуживание заявок для этого соединения происходит в разных потоках. Необходимо сохранить гарантию последовательного обслуживания заявок в соединении. То есть, в один момент времени заявки одного соединения обслуживает не более одного потока. Может произойти ситуация, при которой очередное оповещение для очередной заявки будет получено во время обслуживания текущей. В таком случае, поток из пула должен обслужить новую заявку после текущей, либо обслуживание должно быть делегировано пулу потоков после обслуживания текущей заявки. Первая стратегия предпочтительнее, так как имеет лучшую локальность по памяти и времени: один и тот же поток последовательно обслуживает заявки для одного и того же

соединения при их наличии. В обоих случаях необходимо синхронизировать диспетчеризацию и непосредственно процедуру обслуживания соединения.

На листингах 3 и 4 представлен исходный код процедур диспетчеризации и обслуживания соединений. Между собой процедуры синхронизированы механизмом взаимного исключения и набором состояний.

Листинг 3 – Процедура диспетчеризации обслуживания соединения

```
void IMultiplexerListener::check_close_n_handle_send()
{
    std::unique_lock<std::mutex> lock(m_input_close_mutex);
    if (m_state == State::Closed) {
        return;
    }
    if (m_state == State::Handling) {
        m_state = State::KeepHandling;
        return;
    }
    m_state = State::Handling;
    lock.unlock();

    m_thread_pool->dispatch_async([this] { this->process_send() });
}
```

Листинг 4 – Процедура обслуживания соединения в мультиплексоре оповещений

```
void IMultiplexerListener::process_send()
{
    while (true) {
        this->handle_send();

        std::unique_lock<std::mutex> lock(m_input_close_mutex);

        if (m_state == State::Closed) {
            lock.unlock();
            this->on_deferred_close();
            break;
        }
        else if (m_state == State::Handling) {
            m_state = State::Idle;
            break;
        }
        else { //m_state == State::KeepHandling
            m_state = State::Handling;
        }
    }
}
```

Процедура *check_close_n_handle_send()* вызывается потоком мультиплексора для диспетчеризации обслуживания соединения. В зависимости от состояния соединения, выполняется один из трех сценариев.

- а) Если соединение закрыто, то игнорировать оповещение из мультиплексора. Подчисткой ресурсов соединения занимается либо поток, закрывающий соединение, либо поток, обслуживающий соединение.
- б) Если соединение уже сейчас обслуживается (или же обслуживание диспетчеризовано), то необходимо через состояние соединения заставить поток из пула произвести обслуживание еще раз.
- в) Если же соединение в данный момент не обслуживается, то пометить его таковым и диспетчеризовать обслуживание в пуле потоков.

Процедура обслуживания заявок в соединении *process_send()* выполняется потоком из пула. Перед завершением обслуживания соединения необходимо проверить, было ли получено новое оповещение (состояние соединения *KeepHandling*). И если да, то повторить обслуживание. Состояние *KeepHandling* необходимо, так как иначе может произойти утеря оповещения. А именно в ситуации, когда поток мультиплексора при получении оповещения видит, что соединение еще обслуживается (состояние *Handling*), а поток из пула уже закончил фактическое обслуживание и вскоре поменяет состояние соединения на *Idle*.

Листинг 5 – Процедура закрытия соединения в мультиплексоре оповещений

```
bool IMultiplexerListener::try_deactivate_listener()
{
    std::unique_lock<std::mutex> lock(m_input_close_mutex);
    if (m_state != State::Idle) {
        lock.unlock();
        m_mux->deregister_listener(this);
        return true;
    }
    m_state = State::Closed;
    return false;
}
```

Закрытие соединения также необходимо синхронизировать с его обслуживанием. Если соединение обслуживается прямо сейчас, нельзя освобождать занятые им ресурсы. Необходимо дождаться завершения обслуживания и только потом провести подчистку. В настоящей работе предлагается в такой ситуации выполнять закрытие потоком, который в данный момент обслуживание соедине-

ние. Процедура *try_deactivate_listener()* проверяет состояние соединения: закрывать соединение и освобождать ресурсы можно только в состоянии *Idle*, в противном случае соединение помечается как закрытое, чтобы поток из пула мог завершить процедуру закрытия после завершения обслуживания соединения. Исходный код приведен на листинге 5.

Данный метод позволяет улучшить качество обслуживания соединений, используя параллелизм обслуживания на уровне соединений. Но использование дополнительных потоков при обслуживании может негативно влиять на временную задержку на передачу данных. Диспетчеризация и постановка потока из пула на выполнение для обслуживания заявки может занимать существенное время. Также, поток мультимплексора может ожидать новых оповещений в состоянии сна в случае их долгого отсутствия. В таком случае временная задержка на передачу данных также будет увеличена на время постановки потока мультимплексора на выполнение.

2.2.4.3. Метод обслуживания соединений "Лидер/Последователи"

Как было сказано выше, в методе обслуживания соединений "Полусинхронный/Полуреактивный" заявки в соединении обслуживаются потоками из пула потоков. От приема оповещения о появлении данных в разделяемой памяти до обслуживания соединения происходит диспетчеризация и постановка на выполнение потока из пула для обслуживания заявки. Использование метода "Лидер/Последователи" [23] позволяет избежать второго слагаемого и, возможно, получить меньшую временную задержку на передачу данных.

В рассматриваемом методе, в отличие от предыдущего "Полусинхронный/Полуреактивный", отсутствует выделенный поток мультимплексора. Мультиплексированием и обслуживанием занимаются потоки из пула потоков. Это позволяет избежать накладных расходов на поддержание лишнего потока, синхронизацию между потоком мультимплексора и потоками пула, временной задержки на постановку на выполнение потока для обслуживания соединений [29, с. 41]. Диаграмма работы метода представлена на рисунке 7.

В каждый момент времени состояние мультимплексора опрашивает не более одного потока, потока-лидера. При наличии оповещений для обслуживания, поток-лидер диспетчеризует в пул потоков постановку на выполнение нового лидера. Сам же он перестает быть лидером и занимается обслуживанием соеди-

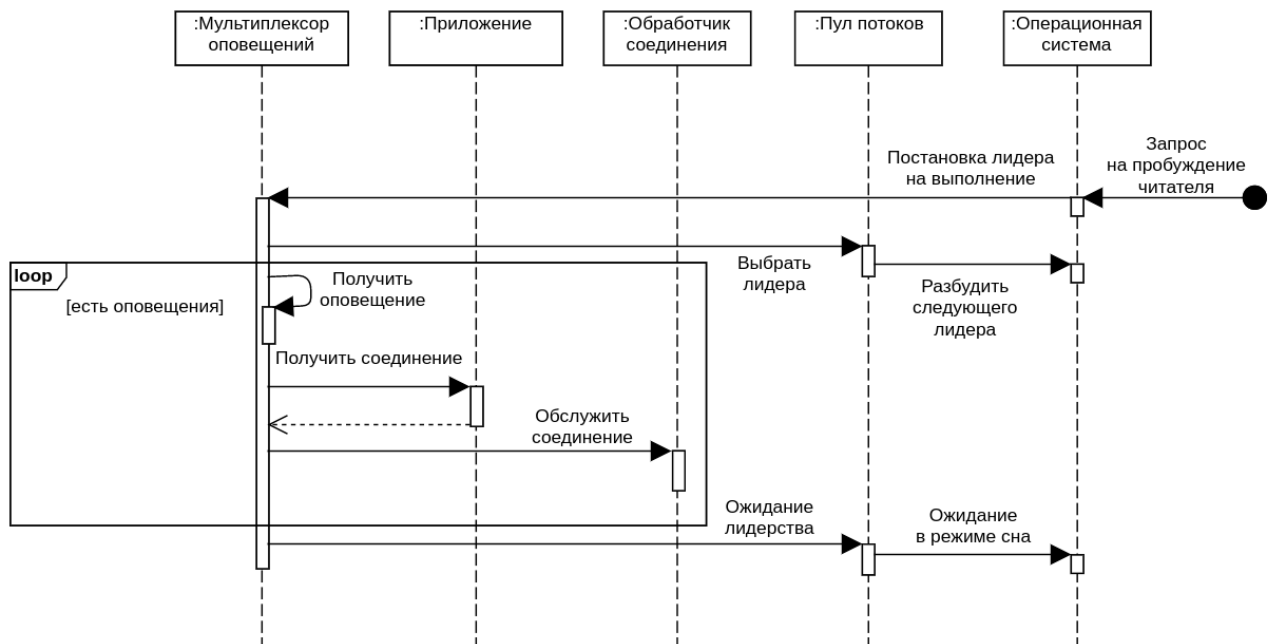


Рисунок 7 – Диаграмма обслуживания соединений по методу
”Лидер/Последователи“

нений, для которых получены оповещения. Это требует внесения изменений в процедуру опроса мультиплексора и обслуживания соединений. Изменения представлены на листинге А.2. Среди них:

- а) Поток-лидер должен запомнить все соединения, которые ему необходимо обслужить.
- б) Каждое из этих соединений необходимо пометить как *Handling*. Метод *should_process()* приведен на листинге 6.
- в) Поток-лидер диспетчеризует нового лидера.
- г) После обслуживания соединений для полученных оповещений поток переходит в состояние ожидания лидерства.

Второй шаг необходим, так как в противном случае новый лидер может получить новое оповещение для уже обслуживаемых предыдущим лидером соединений и тогда два потока будут параллельно обслуживать одно и то же соединение, что недопустимо.

В настоящей работе реализована вариация метода, в которой поток-лидер обслуживает соединения для всех обнаруженных оповещений. Такой подход может быть эффективен, когда число одновременно активных соединений мало. Недостаток такой реализации состоит в худшем использовании параллелизма на уровне соединений и накоплении временной задержки на передачу данных в слу-

Листинг 6 – Процедура приготовления соединения к обслуживанию в модели обслуживания соединений ”Лидер/Последователи“

```
bool IMultiplexerListener::should_process()
{
    std::unique_lock<std::mutex> lock(m_input_close_mutex);
    if (m_state == State::Closed) {
        return false;
    }
    if (m_state == State::Handling) {
        m_state = State::KeepHandling;
        return false;
    }
    m_state = State::Handling;
    return true;
}
```

чае, если несколько соединений последовательно будут обслужены одним потоком. Как и в предыдущем методе, Поток-лидер может ожидать новых оповещений в состоянии сна на futex в случае их долгого отсутствия. В таком случае временная задержка на передачу данных также будет увеличена на время постановки потока мультиплексора на выполнение.

2.2.4.4. Метод обслуживания соединений ”Лидер/Последователи“ с активным опросом мультиплексора

Как было сказано выше, время постановки на выполнение потока, опрашивающего мультиплексор, может влиять на временную задержку на передачу данных. Потому что для передачи данных необходимо сначала доставить процессу-читателю оповещение о том, что данные для него готовы.

Мультиплексор оповещений в разделяемой памяти состоит из двух уровней (см. рисунок 3):

- 4-байтного числа futex, используемого для ожидания в режиме сна и пробуждения потока мультиплексора;
- 32 8-байтных сигнальных чисел по одному на каждый бит числа на первом уровне.

Можно использовать иной метод ожидания оповещений – активный опрос первого уровня мультиплексора вместо пребывания в режиме сна на futex. При таком подходе ядро ОС при оповещении процесса-читателя и для ожидания оповещений не задействуется. Схема работы метода представлена на рисунке 8.

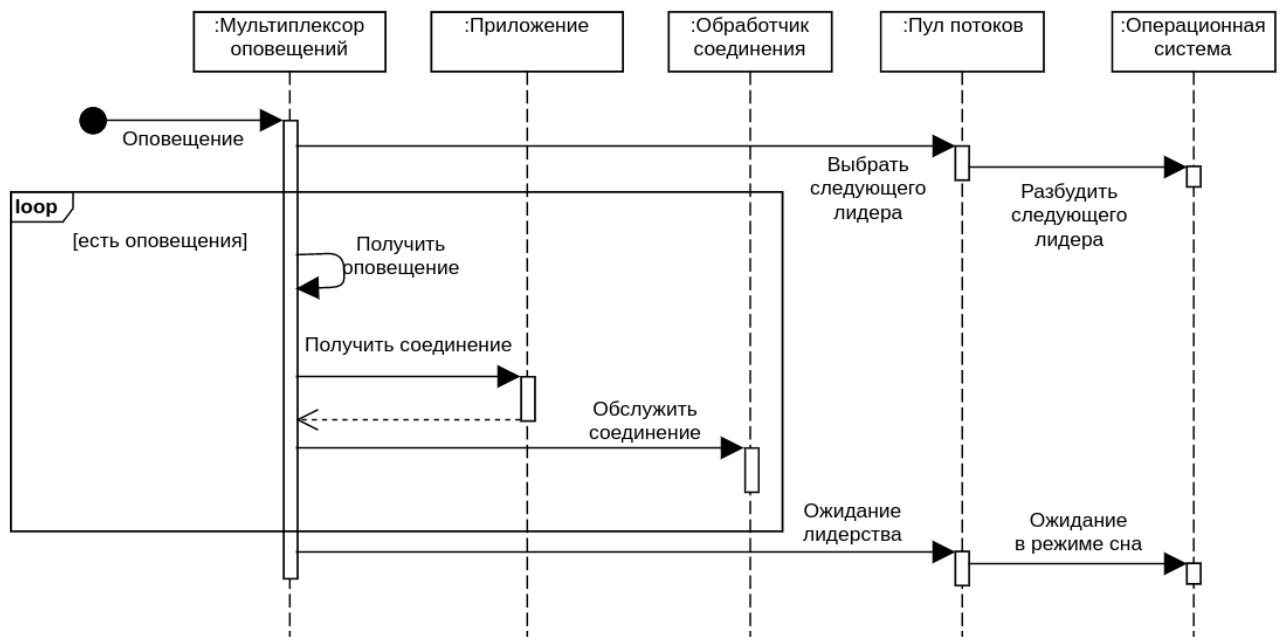


Рисунок 8 – Диаграмма обслуживания соединений по методу “Лидер/Последователи” с активным опросом мультиплексора оповещений

Поток, опрашивающий мультиплексор, делает это без перерыва в рамках выделенного ему планировщиком ОС кванта процессорного времени. Такой подход называется холостым ожиданием (или же *busy wait*). Он используется в различных реализации циклических блокировок. Метод активного ожидания в применении к взаимным исключениям критикуется за пустую трату процессорного времени [5, 16]. Но в применении к данной работе это допустимо, так как позволяет уменьшить временную задержку на передачу данных при соблюдении нескольких условий, связанных с планированием процессов в ОС:

- Достаточность аппаратных ресурсов. Каждый процесс, который будет использовать метод активного ожидания на мультиплексоре, будет постоянно занимать одно ядро процессора. В случае недостатка вычислительных мощностей планировщик задач может уменьшать доступное процессам процессорное время для сохранения качества обслуживания.
- Время ожидания оповещений мало. В ростом времени активного опроса мультиплексора растет вероятность вытеснения потока мультиплексора с процессора. Поскольку поток мультиплексора ожидает оповещений только в пользовательском пространстве, ядру неизвестно, что поток надо будет поставить на выполнение при изменении состояния мультиплексора. Значит, временная задержка на передачу данных может значительно вырасти.

В методе обслуживания соединений "Лидер/Последователи" поток, который активно опрашивает мультиплексор, постоянно меняется. А значит, для потока-лидера уменьшаются шансы быть вытесненным с процессора по окончании кванта планирования. В отличие от него, в методе "Полусинхронный/Полуреактивный" только один поток занимался бы активным опросом мультиплексора, что приводило бы к его вытеснению с процессора из-за израсходования процессорного времени. Поэтому метод активного ожидания оповещений рассматривается только для метода обслуживания соединений "Лидер/Последователи".

Для реализации рассматриваемого метода необходимо изменить алгоритм работы двух процедур мультиплексора оповещений: процедуры оповещения и ожидания оповещений.

На листинге 7 приведена процедура ожидания оповещений. В отличие от методов с пассивным ожиданием оповещений, в рассматриваемом методе не используется системный вызов *futex_wait*. Поток-лидер циклически опрашивает первый уровень мультиплексора до тех пор, пока не будет получено оповещение.
TBD: описать, зачем mm_pause

Листинг 7 – Исходный код процедуры ожидания оповещений через мультиплексор событий в разделяемой памяти при использовании метода активного опроса мультиплексора

```
void Multiplexer::wait() {
    while (!m_futex) {
        _mm_pause();
    }
}
```

На листинге 8 приведена процедура ожидания оповещений. В отличие от методов с пассивным ожиданием оповещений, в рассматриваемом методе оповещение состоит исключительно в выставлении нужных битов в мультиплексоре. Системный вызов *futex_wake* также не нужен, так как процесс-читатель не находится в состоянии сна в ожидании оповещений.

Таким образом, удастся избежать системных вызовов при передаче данных между процессами и временной задержки на постановку потока-лидера на выполнение. Чтобы обслужить соединения по полученным оповещениям, необходимо диспетчеризовать новый поток-лидер для обеспечения параллелизма на уровне

Листинг 8 – Исходный код процедуры оповещения процесса через мультиплексор событий в разделяемой памяти при использовании метода активного опроса мультиплексора

```
void Multiplexer::notify(Signal id) {
    m_signal[id / Multiplexer::c_signals_per_chunk]
        .fetch_or(1 << id % Multiplexer::c_signals_per_chunk);
    uint32_t futex = m_futex
        .fetch_or(1 << id / Multiplexer::c_signals_per_chunk);
}
```

соединений. Метод также обладает недостатками из-за метода холостого ожидания: **TBD: NB** непредсказуемыми задержками из-за планировщика процессов и неэффективным использованием процессорного времени.

Выводы по главе 2

Разработан метод оповещения о появлении данных в очереди в разделяемой памяти посредством мультиплексора оповещений в разделяемой памяти. Мультиплексор оповещений позволяет отслеживать оповещения одновременно от 2048 соединений. Подавляющая часть работы с ним производится в пользовательском пространстве. Ядро ОС используется только для ожидания оповещений в режиме сна и для пробуждения процесса-читателя при оповещении. На его основе разработано семейство новых методов межпроцессного взаимодействия:

- а) с пассивным ожиданием оповещений в мультиплексоре в режиме сна и обслуживанием соединений по методу "Полусинхронный/Полуреактивный".
- б) С пассивным ожиданием оповещений в мультиплексоре в режиме сна и обслуживанием соединений по методу "Лидер/Последователи".
- в) С активным опросом мультиплексора и обслуживанием соединений по методу "Лидер/Последователи".

Рассмотрены их сильные и слабые стороны, даны рекомендации по их практическому применению. Сделаны предположения об их устройстве на влияние на временную задержку на передачу данных. **TBD: описать подробнее**

ГЛАВА 3. ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНОЕ ИССЛЕДОВАНИЕ И ОБРАБОТКА РЕЗУЛЬТАТОВ

3.1. Постановка эксперимента

3.1.1. Конфигурация экспериментального стенда

3.1.1.1. Аппаратное обеспечение

Процессоры 2 x Intel Xeon Platinum 8168 CPU @ 2.7 GHz. Технология Hyper-Threading отключена для уменьшения нежелательного влияния на время обслуживания заявок в системе [22]. Счетчик тактов процессора работает в постоянном режиме на постоянной частоте 2.7 ГГц, то есть разрешение таймера $\frac{1}{2.7 \cdot 10^9 \text{ ГГц}} \cdot 0.37$. Это обеспечивается поддержкой так называемого Invariant TSC [9, с. 153] в используемом процессоре. Синхронизацию счетчиков тактов между процессорами обеспечивает ядро ОС.

TBD: проверить ссылку и вообще понять, нужно ли мне это? Могут и спросить про это.

Оперативная память: DDR4-2666 128 GiB.

3.1.1.2. Программное обеспечение

Операционная система Red Hat Enterprise Linux Server release 7.8 (Maipo).
Ядро Linux 3.10.0-1127.el7.x86_64.

Компилятор C++ Clang 6.0.1.

Стандартная библиотека C++: libstdc++ 8.1.0.

Библиотека Boost.Interprocess 1.68.0.

LTTng 2.10.3

3.1.2. Конфигурация экспериментальной системы

Система для проведения эксперимента состоит из двух процессов:

- Процесс-шлюз отвечает за преобразование заявок из формата внешнего мира во внутренний формат системы и обратно.
- Процесс-обработчик совершает некоторые преобразования над заявкой и отправляет результат за пределы системы через процесс-шлюз.

Процессы выполняются на двух процессорах, расположенных в разных разъемах на материнской плате физического узла.

Снаружи системы находится симулятор внешнего мира. Он генерирует поток заявок в систему и получает результат обслуживания заявки в системе. Схема взаимодействия процессов в эксперименте представлена на рисунке 9.

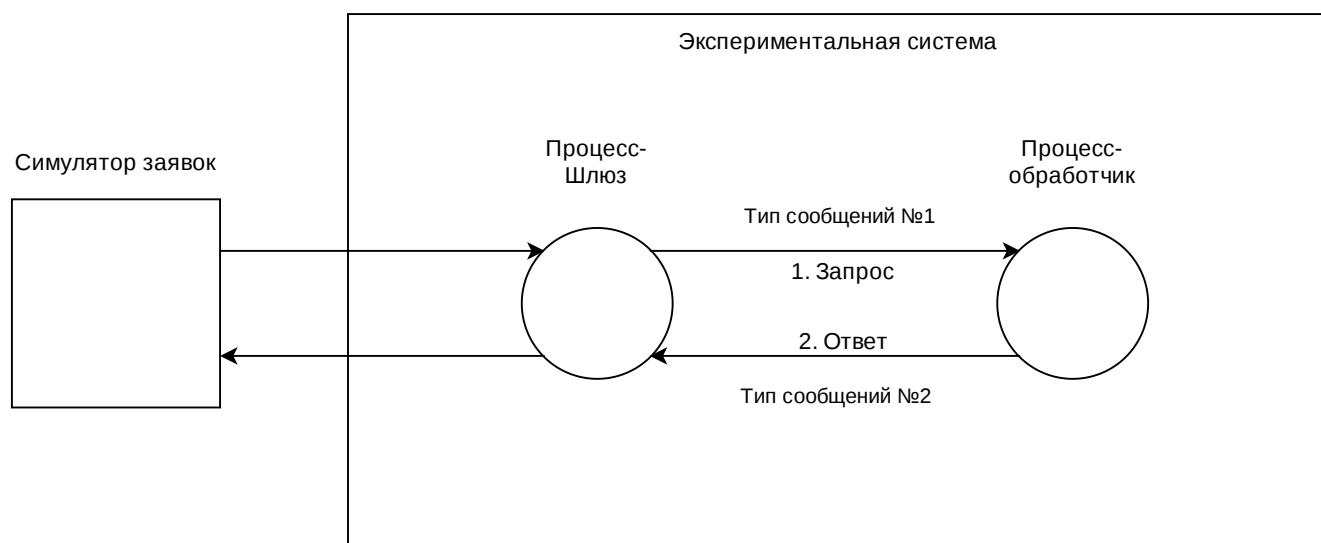


Рисунок 9 – Схема взаимодействия процессов в эксперименте

В настоящей работе замеряется временная задержка на передачу данных между процессами внутри системы, а именно из процесса-шлюза в процесс-обработчик и обратно (сообщения типа №1 и №2 в запросе и ответе между процессом-шлюзом и процессом обработчиком на рисунке 9).

Процессы системы взаимодействуют используют одно соединение, в рамках которого заявки обрабатываются строго последовательно. Обслуживание включает в себя: прием заявки, выполнение пользовательской логики над заявкой и, если необходимо, отправка ответа. Временной задержкой на передачу данных в настоящей работе принимается временной промежуток от начала отправки заявки до **начала обслуживания заявки**. Таким образом, возможен случай, когда во время обслуживания очередной заявки процессом в очереди уже находится следующая заявка, временная задержка на передачу которой, таким образом, увеличится на время обслуживания текущей заявки.

Данный сценарий актуален для процесса-обработчика, в котором обслуживание заявки осуществляется непосредственно в транспортном потоке. В случае с процессом-шлюзом транспортный поток только читает и диспетчеризует асинхронное обслуживание заявки, т.е. не выполняет обслуживание самой заявки.

TBD: надо как-то адекватно это описать Пользовательская логика процесс-обработчика в среднем отклоняет 25% заявок, в то время как 75% заявок отправляются в процесс-шлюз.

3.1.3. Используемые обозначения

- Δ – временная задержка между сериями заявок;
- δ – временная задержка между заявками в серии;
- τ – временная задержка на передачу данных;
- T – время обслуживания заявки.
- транспортный поток – поток из пула транспортных потоков, непосредственно обслуживающий получаемые заявки.

Из-за сложного характера распределений для представления полученных данных используются гистограммы выборок и 50, 80, 90, 95 и 99 перцентили.

3.1.4. Характер экспериментальной нагрузки

Характеристики потока заявок, создаваемого симулятором, приведены в таблице 1.

Таблица 1 – Перцентили интервалов между сериями заявок и заявками, создаваемыми симулятором

Перцентиль	0%	50%	80%	90%	95%	99%	100%
Δ , мс	5	9	11	12.5	13	15	109
δ , мкс	52	62	82	110	115	128	4819

3.1.5. Время обслуживания заявок в процессах

На рисунке 10 представлена гистограмма времени обслуживания заявок в процессе-обработчике. В таблице 2 представлены перцентили времени обслуживания заявок в процессе-обработчике.

Таблица 2 – Перцентили времени обслуживания заявок в процессе-обработчике

Перцентиль	0%	50%	80%	90%	95%	99%	100%
T , мкс	2	11	15	16	17	21	285

На рисунке 11 представлена гистограмма времени обслуживания заявок в процессе-шлюзе. В таблице 3 представлены перцентили времени обслуживания заявок в процессе-обработчике.

TBD: а надо ли мне вообще говорить тогда про время обслуживания заявок в процессе-шлюзе? Может, убрать совсем? Как было сказано выше, в процессе-шлюзе заявки обслуживания вне транспортного потока, поэтому время

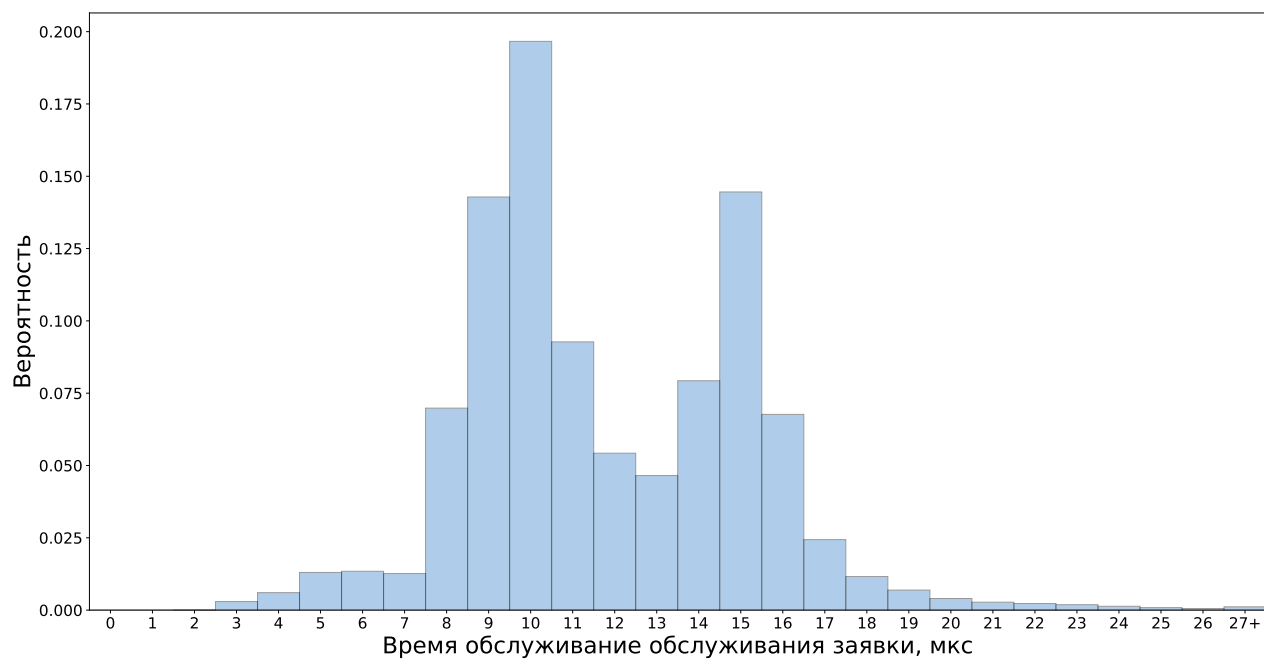


Рисунок 10 – Гистограмма времени обслуживания заявки в процессе-обработчике

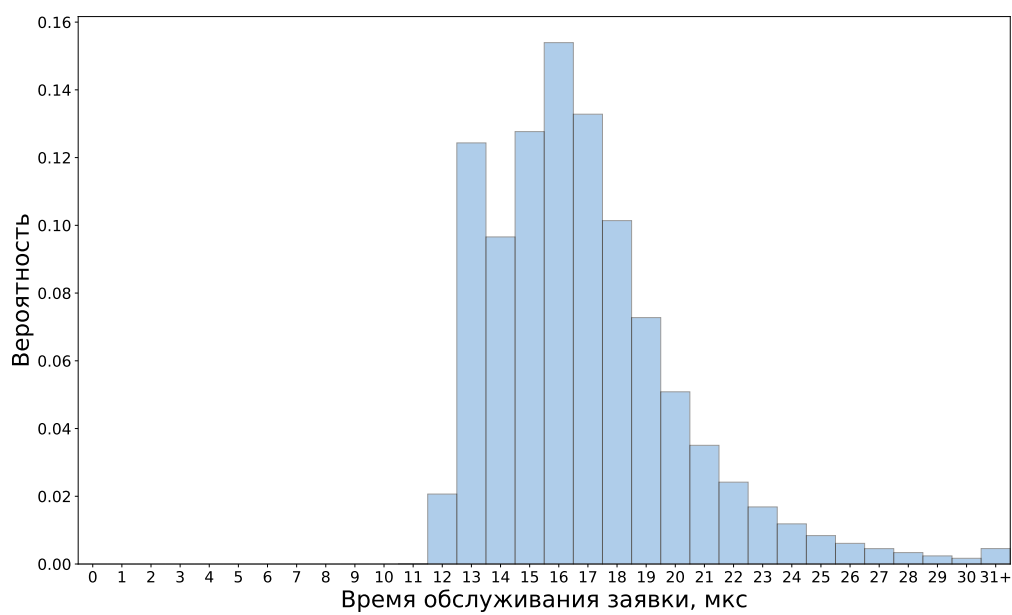


Рисунок 11 – Гистограмма времени обслуживания заявки в процессе-шлюзе

Таблица 3 – Процентили времени обслуживания заявок в процессе-шлюзе

Процентиль	0%	50%	80%	90%	95%	99%	100%
T , мкс	11	16	19	21	23	27	5678

обслуживания заявок в процессе-шлюзе не влияет на временную задержку на передачу данных. В случае с процессом-обработчиком значительная часть обслуживания заявки выполняется именно в транспортном потоке, что влияет на временную задержку на передачу данных, т.к. нахождение в очереди на обслуживание влияет на данный показатель.

3.2. Использование ТСП для передачи данных

В качестве точки отсчета в настоящей работе выступает метод межпроцессного взаимодействия на основе ТСП, используемый посредством сокетов **TBD: ссылка на определение ??**.

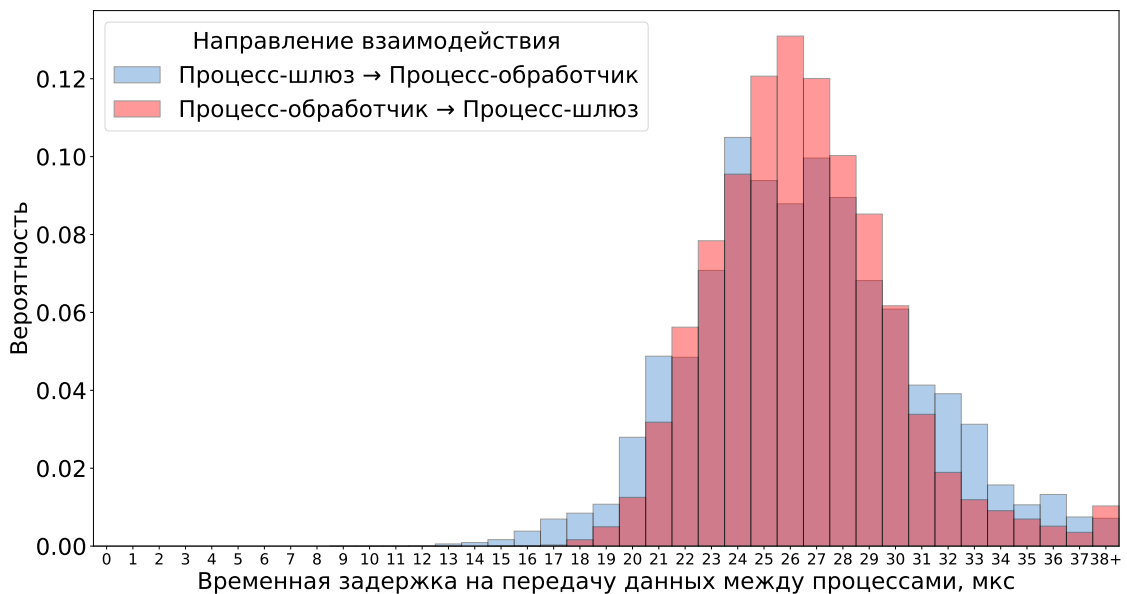


Рисунок 12 – Гистограмма временной задержки на передачу данных между процессами при использовании ТСП

Гистограмма временной задержки на передачу данных для данного метода приведена на рисунке 12. В таблице 4 приведены основные временные характеристики данного метода.

Временная задержка на передачу данных в обоих направлениях имеет схожие значения. Это объясняется тем, что накладные расходы на использование ТСП через механизм сокетов имеют подавляющее значение над прочими факторами, влияющими на межпроцессное взаимодействие.

Таблица 4 – Основные показатели временной задержки на передачу данных для метода на основе ТСР

Направление взаимодействия/ Показатель	Процесс-шлюз → Процесс-обработчик	Процесс-обработчик → Процесс-шлюз
$\min(\tau)$, мкс	9	13
50%, мкс	26	26
80%, мкс	30	29
90%, мкс	32	30
95%, мкс	34	32
99%, мкс	37	38
$\max(\tau)$, мс	2.1	9.2

3.3. Использование разделяемой памяти для передачи данных

3.3.1. Использование ТСР для оповещения о появлении данных

В данном подразделе приведены данные об экспериментах с методом меж-процессного взаимодействия, описанным в разделе 2.2.2.

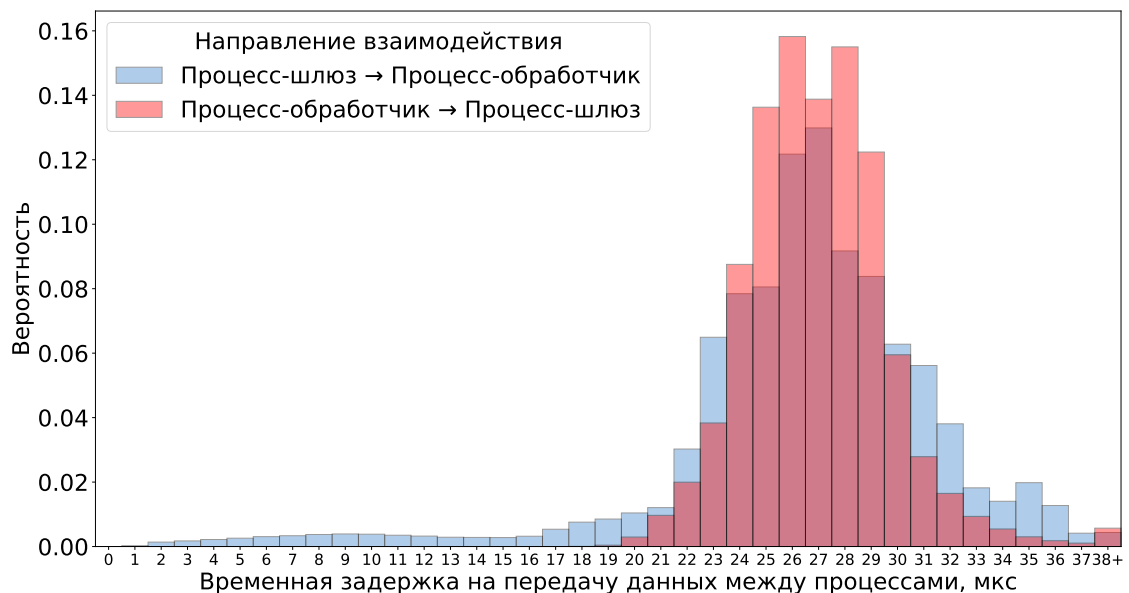


Рисунок 13 – Гистограмма временной задержки на передачу данных между процессами при использовании разделяемой памяти для передачи данных и ТСР для оповещения о появлении данных в ней

Таблица 5 – Основные показатели временной задержки на передачу данных для метода, использующего разделяемую памяти для передачи данных и ТСР для оповещения о появлении данных в ней

Направление взаимодействия/ Показатель	Процесс-шлюз → Процесс-обработчик	Процесс-обработчик → Процесс-шлюз
$\min(t)$, мкс	1	2
50%, мкс	27	27
80%, мкс	30	29
90%, мкс	32	30
95%, мкс	34	31
99%, мкс	36	35
$\max(t)$, мс	3	9.8

В таблице 5 приведены основные временные характеристики данного метода. На рисунке 13 приведена гистограмма временной задержки на передачу данных для данного метода.

Как описано выше, значительная часть обслуживания заявки процессом-обработчиком происходит непосредственно в транспортном потоке. Из-за этого к моменту конца обработки текущей заявки очередная заявка уже может находиться в очереди в разделяемой памяти, что позволяет использовать оптимизацию, описанную в разделе 2.1. А именно принять и начать обслуживание очередной заявки, не используя дорогостоящий механизм оповещения, если заявка уже находится в очереди в разделяемой памяти.

Прием заявки процессом-шлюзом не связан с обслуживанием заявки, поэтому к моменту, когда процесс-шлюз заканчивает прием и диспетчеризацию заявки, очередь входящих заявок в данном эксперименте пуста и поток-шлюз переходит к пассивному ожиданию новых заявок. Таким образом, приему и обслуживанию большинства заявок сопутствует пассивное ожидание сигнала по ТСР, что негативно сказывается на временной задержке на передачу данных.

3.3.2. Использование мультиплексора в разделяемой памяти для оповещения о появлении данных

В данном подразделе приведены данные об экспериментах с семейством методов межпроцессного взаимодействия, описанными в разделе 2.2.3.

3.3.2.1. Методы с пассивным ожиданием оповещений

В методах с пассивным ожиданием оповещений поток мультиплексора событий использует примитив *futex* **TBD:Может, сослаться на определение futex?** для ожидания новых сигналов (см. разделы 2.2.4.2 и 2.2.4.3). Поток процесс-читателя, опрашивающий мультиплексор в разделяемой памяти, находится в состоянии сна и пробуждается процессом-писателем при необходимости.

Диспетчеризация и обработка соединений по модели "Полусинхронный/Полуреактивный" В данном подразделе приведены данные об экспериментах с методом межпроцессного взаимодействия, описанным в разделе 2.2.4.2.

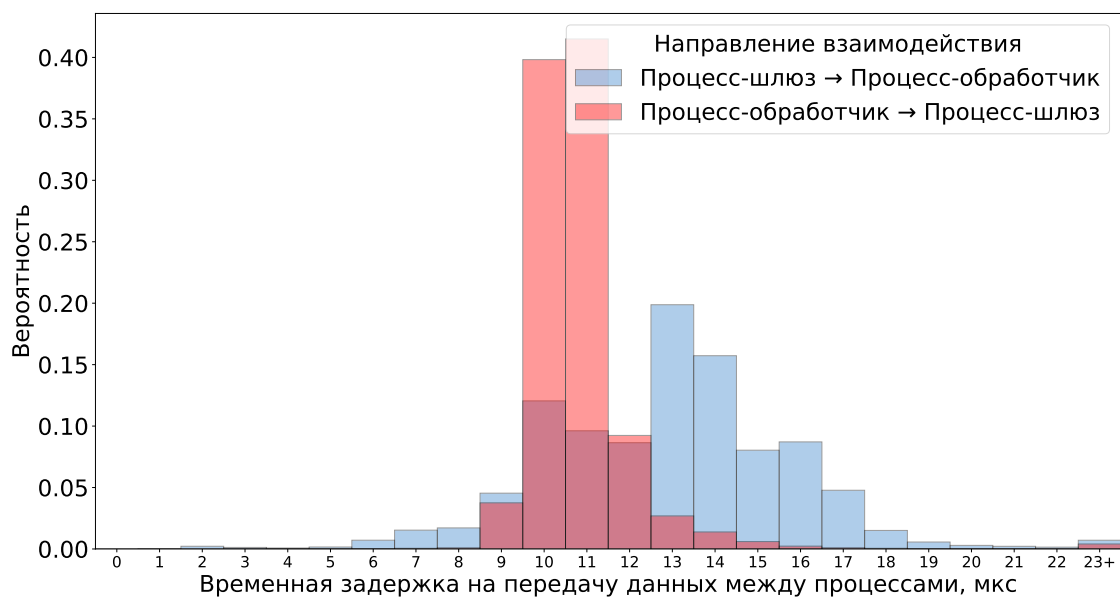


Рисунок 14 – Гистограмма временной задержки на передачу данных между процессами для метода, использующего разделяемую память для передачи данных, пассивное ожидание событий на мультиплексоре событий в разделяемой памяти и метод "Полусинхронный/Полуреактивный" при обслуживании заявок

В таблице 6 приведены основные временные характеристики данного метода. На рисунке 14 приведена гистограмма временной задержки на передачу данных для данного метода.

Использовании более эффективного метода межпроцессного взаимодействия наглядно показывает эффект от влияния времени обслуживания заявки

Таблица 6 – Основные показатели временной задержки на передачу данных между процессами для метода, использующего разделяемую память для передачи данных, пассивное ожидание оповещений в мультиплексоре событий в разделяемой памяти и метод "Полусинхронный/Полуреактивный" при обслуживании заявок

Направление взаимодействия/ Показатель	Процесс-шлюз → Процесс-обработчик	Процесс-обработчик → Процесс-шлюз
min(t), мкс	1	3
50%, мкс	13	11
80%, мкс	15	11
90%, мкс	16	12
95%, мкс	17	13
99%, мкс	21	15
max(t), мс	6.9	11.6

в транспортном потоке на временную задержку на передачу данных. Процесс-шлюз с минимальной временной задержкой принимает и диспетчеризует заявку для дальнейшей обработки и сразу же готов принимать следующую заявку. Процесс-обработчик же использует транспортный поток для частичного обслуживания заявки (см. рисунок 10), а потому в среднем временная задержка на передачу данных имеет худшие показатели, так как это может задерживать прием очередных заявок.

Диспетчеризация и обработка соединений по модели "Лидер/Последователи"

В данном подразделе приведены данные об экспериментах с методом межпроцессного взаимодействия, описанным в разделе 2.2.4.3.

В таблице 7 приведены основные временные характеристики данного метода.

На рисунке 15 приведена гистограмма временной задержки на передачу данных для данного метода.

По сравнению с методом "Полусинхронный/Полуреактивный" данный метод ожидаемо имеет меньшую временную задержку на передачу данных. В данном методе поток, получивший оповещение из мультиплексора событий, приступит к обработке сразу после того, как пробудит следующий поток-лидер. В то время как для предыдущего метода обработка заявки начнется только после пробуждения отдельного потока.

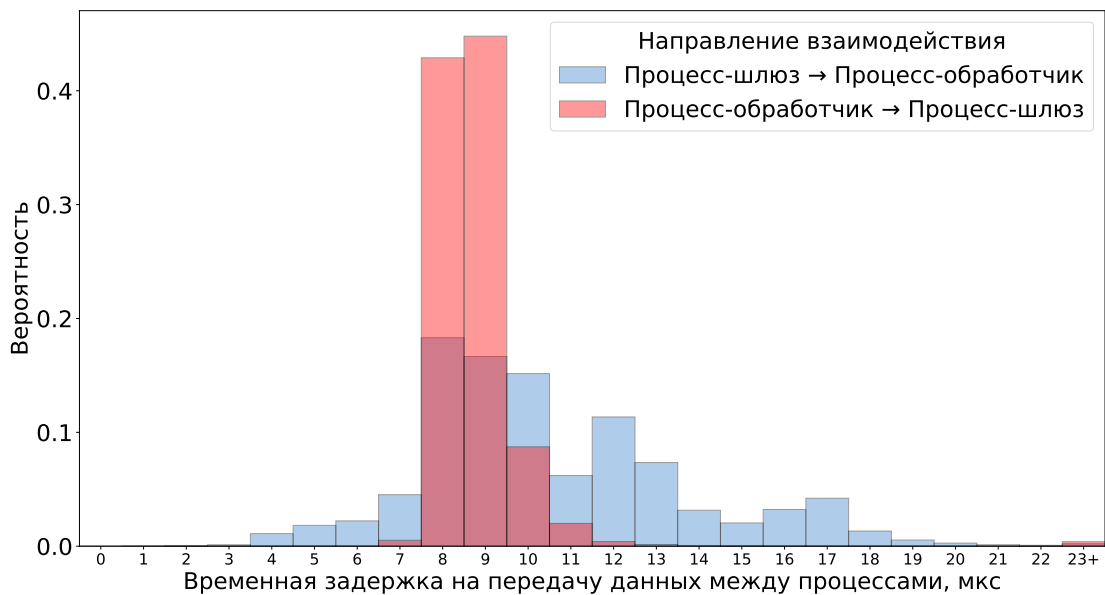


Рисунок 15 – Гистограмма временной задержки на передачу данных между процессами для метода, использующего разделяемую память для передачи данных, пассивное ожидание оповещений в мультиплексоре событий в разделяемой памяти и метод "Лидер/Последователи" при обслуживании заявок

Таблица 7 – Основные показатели временной задержки на передачу данных между процессами для метода, использующего разделяемую память для передачи данных, пассивное ожидание оповещений в мультиплексоре событий в разделяемой памяти и метод "Лидер/Последователи" при обслуживании заявок

Направление взаимодействия/ Показатель	Процесс-шлюз → Процесс-обработчик	Процесс-обработчик → Процесс-шлюз
$\min(t)$, мкс	1	2
50%, мкс	10	9
80%, мкс	13	9
90%, мкс	15	10
95%, мкс	17	10
99%, мкс	19	12
$\max(t)$, мс	2.4	9.5

Выводы по исследованиям методов с пассивным ожиданием оповещений
Методы оповещения процессов о появлении данных в разделяемой памяти с использованием мультиплексора в разделяемой памяти показывают существенно меньшую временную задержку на доставку оповещения, чем метод с использо-

ванием ТСР. Это объясняется существенно меньшим количеством системных вызовов для обеих сторон взаимодействия.

Полученный результат подтверждает тезисы автора этих методов о превосходстве метода "Лидер/Последователи" над методом "Полусинхронный/Полуреактивный" при отсутствии необходимости приоритизации обработки заявок [26, с. 398]. Однако, в отличие от исходного метода "Полусинхронный/Полуреактивный" [26, с. 375], работающего с сокетами и системным мультимплексором событий, в текущей ситуации нет необходимости считывать данные из сокета, чтобы переложить их в централизованную очередь для последующей обработки. Поэтому преимущество не такое существенное.

3.3.2.2. Метод с активным ожиданием оповещений

В методе с активным ожиданием оповещений поток мультимплексора событий находится в режиме постоянного опроса мультимплексора на предмет соединений (см. раздел 2.2.4.4). В данном параграфе рассматривается исключительно метод обслуживания заявок "Лидер/Последователи" т.к. в параграфе выше он показал лучший результат по сравнению с методом обслуживания заявок "Полусинхронный/Полуреактивный".

Диспетчеризация и обработка соединений по модели "Лидер/Последователи"

В данном подразделе приведены данные об экспериментах с методом межпроцессного взаимодействия, описанным в разделе 2.2.4.4.

В таблице 8 приведены основные временные характеристики данного метода. На рисунке 16 приведена гистограмма временной задержки на передачу данных для данного метода.

Выводы по исследованию метода с активным ожиданием Метод с активным ожиданием событий в мультимплексоре в разделяемой памяти ожидаемо показывает лучший результат по сравнению со всеми ранее рассмотренными методами. Это происходит потому что в данном случае нет необходимости пробуждать и дожидаться пробуждения потока для обслуживания заявки. Исходя из разницы временной задержки на передачу данных в методах с активным и пассивным ожиданием, пробуждение потока до постановки его на выполнение занимает около 5-6 мкс. **TBD: а надо ли оно мне? Вопрос корректности приведения циклов**

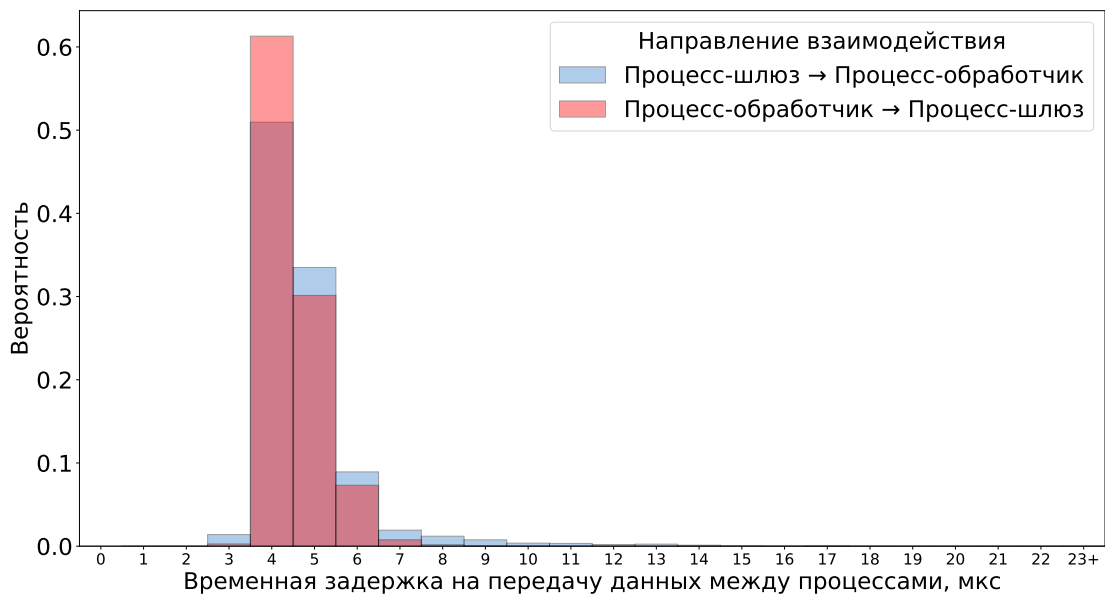


Рисунок 16 – Гистограмма временной задержки на передачу данных между процессами для метода, использующего разделяемую память для передачи данных, активно опрашиваемый мультиплексор в разделяемой памяти и модель ”Лидер/Последователи“ при обслуживании заявок

Таблица 8 – Основные показатели временной задержки на передачу данных между процессами для метода, использующего разделяемую память для передачи данных, активно опрашиваемый мультиплексор в разделяемой памяти и модель ”Лидер/Последователи“ при обслуживании заявок

Направление взаимодействия/ Показатель	Процесс-шлюз → Процесс-обработчик	Процесс-обработчик → Процесс-шлюз
min(t), мкс	1	3
50%, мкс	4	4
80%, мкс	5	5
90%, мкс	6	5
95%, мкс	7	6
99%, мкс	10	6
max(t), мс	0.064	0.017

на AMD к секундам спорный В работе другого автора [19] была измерена временная задержка на пробуждение потоков, прикрепленных к разным ядрам разных процессоров, посредством системного вызова `futex`. Измерения проводились на процессоре AMD Opteron 6272 и показали $\mu = 24640.5$ машинных циклов от системного вызова до выполнения первой инструкции пробужденным потоком.

Или $\frac{24640.5 \text{ машинных циклов}}{2.1 * 10^9 \text{ Гц}} \approx 11 \text{ мкс}$ при частоте процессора 2.1 ГГц, что похоже на обозначенный выше результат с учетом использования в настоящей работе более современного аппаратного обеспечения.

Для данного метода распределение временной задержки на передачу данных от процесса-обработчика к процессу-шлюзу схоже с предыдущими методами, но этот показатель существенно отличается при передаче от процесса-шлюза к процессу-обработчику. Это может быть вызвано тем, что более быстрый метод межпроцессного взаимодействия при данной постановке эксперимента приводит к отсутствию и, как следствие, время обслуживания заявки в транспортном потоке процесса-обработчика не влияет на временную задержку на передачу данных.

Данный подход обладает существенным **недостатком**. Поскольку поток, активно опрашивающий мультиплексор, выполняется до получения и обработки события, то существует возможность, что планировщик ОС вытеснит этот поток с процессора. Стандартный квант планирования потоков в Linux – 100 мс. Если событие не будет получено и обработано за это время, то поток может быть вытеснен с процессора и временная задержка на передачу данных увеличится на сотни миллисекунд. Данный недостаток не проявляется в проведенном эксперименте, поскольку что интервал Δ между сериями заявок значительно меньше 100 мс.

Выводы по главе 3

Проведено экспериментальное сравнение разработанных методов межпроцессного взаимодействия.

- а) Методы межпроцессного взаимодействия, использующие мультиплексор в разделяемой памяти для оповещения о появлении данных в очереди в разделяемой памяти имеют существенно меньшую временную задержку на передачу данных, чем метод, использующий для этого ТСП. А именно, *17 мкс* и *10 мкс* для 95 перцентиля для пассивного варианта "Лидер/Последователи" против *34 мкс* и *31 мкс* для 95 перцентиля для ТСП с передачей данных через очередь в разделяемой памяти.
- б) В семействе пассивных методов межпроцессного взаимодействия на основе мультиплексора в разделяемой памяти наименьшую временную задержку на передачу данных показала вариация с использованием метода обслуживания заявок "Лидер/Последователи", а именно *17 мкс* и *10 мкс* для 95

процентиля против *17 мкс* и *13 мкс* для 95 процентиля при использовании метода обслуживания заявок ”Полусинхронный/Полуреактивный“.

- в) Самой низкой временной задержки на передачу данных удалось добиться при использовании активно опрашивающей мультиплексор вариации метода межпроцессного взаимодействия, использующего метод ”Лидер/Последователи“ при обслуживании заявок. А именно, *7 мкс* и *6 мкс* для 95 процентиля.
- г) При использовании пассивных методов на основе мультиплексора в разделяемой памяти заметны эффекты от обслуживания заявок в транспортном потоке на временную задержку на передачу данных. В проведенном эксперименте в процессе-шлюзе заявки частично обслуживаются именно в транспортном потоке, из-за чего могут образовываться очереди и увеличиваться временная задержка на передачу данных. В активно опрашивающем методе этот эффект не заметен, так как временная задержка на передачу данных меньше, соответственно, меньше временная задержка реакции на очередную заявку и, следовательно, меньше возможностей для формирования очереди из заявок.
- д) Активно опрашивающий мультиплексор метод обладает существенным недостатком. Поток, активно опрашивающий мультиплексор в разделяемой памяти, может быть вытеснен с процессора по окончании отведенного ему кванта процессорного времени – 100 миллисекунд. В проведенном эксперименте данный эффект не наблюдается, так как серии заявок отправляются симулятором в систему на порядок чаще, с интервалом примерно 10 миллисекунд. Данный недостаток может быть необходимо разрешить для обеспечения должного уровня качества обслуживания заявок в системе.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ

- 1 *Губарев В. Ю.* Разработка и реализация методов эффективного взаимодействия процессов в распределенных системах : Выпускная квалификационная работа / Губарев Владимир Юрьевич. — Факультет ПИиКТ : Университет ИТМО, 2018.
- 2 *Губарев В. Ю.* Реализация методов эффективного взаимодействия процессов в распределенных системах [Электронный ресурс]. — 2020. — URL: <https://kmu.itmo.ru/file/download/application/9365> (дата обращения: 23.05.2020).
- 3 *Губарев В. Ю., Косяков М. С.* Разработка и реализация методов эффективного взаимодействия процессов в распределенных системах [Электронный ресурс]. — 2018. — URL: <http://openbooks.ifmo.ru/ru/file/7292/7292.pdf> (дата обращения: 22.04.2020).
- 4 *Кузичкина А. О.* Исследование и разработка методов трассировки событий в параллельных и распределенных системах : Выпускная квалификационная работа / Кузичкина Анастасия Олеговна. — Факультет ПИиКТ : Университет ИТМО, 2017.
- 5 *Blieberger J., Burgstaller B., Scholz B.* Busy Wait Analysis // *Reliable Software Technologies — Ada-Europe 2003* / ed. by J.-P. Rosen, A. Strohmeier. — Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2003. — P. 142–152. — ISBN 978-3-540-44947-8.
- 6 *Buntinas D., Mercier G., Gropp W.* Implementation and Shared-Memory Evaluation of MPICH2 over the Nemesis Communication Subsystem // *Recent Advances in Parallel Virtual Machine and Message Passing Interface* / ed. by B. Mohr [et al.]. — Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2006. — P. 86–95. — ISBN 978-3-540-39112-8.
- 7 *Chai L., Hartono A., Panda D. K.* Designing High Performance and Scalable MPI Intra-node Communication Support for Clusters // *2006 IEEE International Conference on Cluster Computing*. — 2006. — P. 1–10.
- 8 Comparing and Evaluating epoll, select, and poll Event Mechanisms / L. Gammo [et al.] // *Proceedings of the 6th Annual Ottawa Linux Symposium*. — 2004.

- 9 *Corporation I.* Intel® 64 and IA-32 Architectures Software Developer's Manual Volume 3B: System Programming Guide, Part 2 [Электронный ресурс]. — 2016. — URL: <https://www.intel.ru/content/dam/www/public/us/en/documents/manuals/64-ia-32-architectures-software-developer-vol-3b-part-2-manual.pdf> (дата обращения: 10.02.2020).
- 10 Designing an Efficient Kernel-Level and User-Level Hybrid Approach for MPI Intra-Node Communication on Multi-Core Systems / L. Chai [et al.] // 2008 37th International Conference on Parallel Processing. — 2008. — P. 222–229.
- 11 Draft: Have you checked your IPC performance lately? [Электронный ресурс] / S. Smith [et al.]. — 2012. — URL: <https://www.semanticscholar.org/paper/Draft-%3A-Have-you-checked-your-IPC-performance-Smith-Madhavapeddy/1cb3b82e2ef6a95b576573b8af0f3ec6f7bc21d9> (дата обращения: 25.03.2020).
- 12 *Drepper U.* Futexes Are Tricky. — 2004. — June. — URL: <https://dept-info.labri.fr/~denis/Enseignement/2008-IR/Articles/01-futex.pdf> (дата обращения: 23.04.2020).
- 13 Efficient Shared Memory Message Passing for Inter-VM Communications / F. Diakhaté [et al.] // Euro-Par 2008 Workshops - Parallel Processing / ed. by E. César [et al.]. — Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2009. — P. 53–62. — ISBN 978-3-642-00955-6.
- 14 Framework for Scalable Intra-Node Collective Operations using Shared Memory / S. Jain [et al.] // SC18: International Conference for High Performance Computing, Networking, Storage and Analysis. — 2018. — P. 374–385.
- 15 *Franke H., Russell R., Kirkwood M.* Fuss, Futexes and Furwocks: Fast Userlevel Locking in Linux. — 2002. — Jan. — URL: <https://www.kernel.org/doc/ols/2002/ols2002-pages-479-495.pdf> (дата обращения: 23.04.2020).
- 16 *Ganjaliyev F.* Spin-Then-Sleep: A Machine Learning Alternative to Queue-based Spin-then-Block Strategy // International Journal of Advanced Computer Science and Applications. — 2019. — Vol. 10, no. 3. — DOI: <https://doi.org/10.14569/IJACSA.2019.0100377>.

- 17 *Gaztanaga I.* Chapter 18. Boost.Interprocess [Электронный ресурс]. — URL: https://www.boost.org/doc/libs/1_63_0/doc/html/interprocess.html (дата обращения: 25.03.2020).
- 18 *Gulati M.* Reducing the Inter-Process Communication Time on Local Host by Implementing Seamless Socket Like, "low latency" Interface Over Shared Memory : Master's thesis / Gulati Mauli. — Department of Computer Science & Engineering : Thapar University, 2009.
- 19 *Hale K. C., Dinda P. A.* An Evaluation of Asynchronous Software Events on Modern Hardware // 2018 IEEE 26th International Symposium on Modeling, Analysis, and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS). — 2018. — P. 355–368.
- 20 *Hammar A.* Analysis and Design of High Performance Inter-core Process Communication for Linux //. — 2014. — (UPTEC IT ; 14 020).
- 21 *Huang A. S., Olson E., Moore D. C.* LCM: Lightweight Communications and Marshalling // 2010 IEEE/RSJ International Conference on Intelligent Robots and Systems. — 2010. — P. 4057–4062.
- 22 *Khartchenko E.* Optimizing Computer Applications for Latency: Part 1: Configuring the Hardware [Электронный ресурс]. — 2017. — URL: <https://software.intel.com/content/www/us/en/develop/articles/optimizing-computer-applications-for-latency-part-1-configuring-the-hardware.html> (дата обращения: 28.03.2020).
- 23 *Leader/followers / D. C. Schmidt [et al.]* // Proceeding of the 7th Pattern Languages of Programs Conference. — 2000. — P. 1–40.
- 24 *LTTng: an open source tracing framework for Linux* [Электронный ресурс]. — URL: <https://lttng.org/> (дата обращения: 25.03.2020).
- 25 *Macdonell A. C.* Shared-Memory Optimizations for Virtual Machines : PhD dissertation / Macdonell A. Cameron. — Department of Computing Science : University of Alberta, 2011. — DOI: <https://doi.org/10.7939/R3Q715>.
- 26 *Pattern-Oriented Software Architecture, Patterns for Concurrent and Networked Objects. Vol. 2 / D. C. Schmidt [et al.]*. — John Wiley & Sons, 2013.

- 27 Real-time inter-process communication in heterogeneous programming environments / A. Alexandrescu [et al.] // 2016 20th International Conference on System Theory, Control and Computing (ICSTCC). — 2016. — P. 283–288.
- 28 *Schmidt D. C., Cranor C. D.* Half-Sync/Half-Async // Second Pattern Languages of Programs, Monticello, Illinois. — 1995.
- 29 *Schmidt D. C.* Pattern-Oriented Software Architecture Volume 2: Patterns for Concurrent and Networked Objects. — Wiley, 2000. — P. 633. — ISBN 0471606952.
- 30 Shared-Memory Optimizations for Inter-Virtual-Machine Communication / Y. Ren [et al.] // ACM Comput. Surv. — New York, NY, USA, 2016. — Feb. — Vol. 48, no. 4. — ISSN 0360-0300. — DOI: <https://doi.org/10.1145/2847562>.
- 31 TZC: Efficient Inter-Process Communication for Robotics Middleware with Partial Serialization / Y.-p. Wang [et al.] // 2019 IEEE/RSJ International Conference on Intelligent Robots and Systems (IROS). — 2019. — P. 7805–7812.
- 32 *Wei Huang, Koop M. J., Panda D. K.* Efficient one-copy MPI shared memory communication in Virtual Machines // 2008 IEEE International Conference on Cluster Computing. — 2008. — P. 107–115.
- 33 *Xiaodi K.* Interprocess Communication Mechanisms With Inter-Virtual Machine Shared Memory : Master's thesis / Xiaodi Ke. — Department of Computing Science : University of Alberta, 2011. — DOI: <https://doi.org/10.7939/R3PH6H>.

ПРИЛОЖЕНИЕ А. ИСХОДНЫЙ КОД АЛГОРИТМОВ РАБОТЫ С МУЛЬТИПЛЕКСОРОМ СОБЫТИЙ В РАЗДЕЛЯЕМОЙ ПАМЯТИ

Листинг А.1 – Исходный код процедуры получения оповещений из мультиплексора событий в разделяемой памяти

```
void MutliplexerServer::handle_signals() {
    // Шаг 1. Если в futex записан 0, значит, нет оповещений для
    // обработки. Тогда процесс переходит в состояние сна.
    m_mux->wait();
    // Шаг 2. Атомарно получить актуальное значение futex и
    // установить вместо него 0.
    int32_t futex = atomic_exchange(&m_futex, 0);
    // Шаг 3. Подсчитать количество установленных битов в числе,
    // чтобы не выполнять линейное сканирование всех 32 битов.
    uint8_t cnt = popcnt(futex);
    for (uint8_t i = 0; i < cnt; i++) {
        // Шаг 4. Для каждого бита futex проверить соответствующие
        // ему сигнальные числа.
        uint8_t f = get_unset_lsb(&futex);
        // Шаг 5. Атомарно получить значение сигнального числа и
        // записать в него 0.
        int64_t signal = atomic_exchange(&m_signal[f], 0);
        uint8_t nsignals = popcntl(signal);
        // Шаг 6. Для каждого найденного сигнала запустить его
        // обработку.
        for (uint8_t j = 0; j < nsignals; j++) {
            uint8_t s = get_unset_lsb(&signal);
            this->handle_signal(i * 64 + s);
        }
    }
}

// Ожидание новых оповещений на futex в режиме сна или методом
// активного опроса мультиплексора.
void Multiplexer::wait();
// Выполняет обработку соединения, которому ранее был выдан номер id
void MultiplexerServer::handle_signal(Signal id);

// Возвращает количество выставленных битов в числе
uint8_t popcnt(int32_t value);
uint8_t popcntl(int64_t value);

// Сбрасывает младший бит числа и возвращает позицию этого бита.
uint8_t get_unset_lsb(uint32_t & value);
uint8_t get_unset_lsb(uint64_t & value);
```

Листинг А.2 – Исходный код процедуры получения оповещений из мультиплексора событий в разделяемой памяти для метода обслуживания соединений ”Лидер/Последователи“

```
void MultiplexerServer::handle_signals() {
    // Шаг 1. Если в futex записан 0, значит, нет оповещений для
    // обработки. Тогда процесс переходит в состояние сна.
    m_mux->wait();
    int32_t futex = atomic_exchange(&m_futex, 0);
    std::vector<int32_t> signals;
    listeners.reserve(Multiplexer::c_signals_per_mux);
    uint8_t cnt = popcnt(futex);
    for (uint8_t i = 0; i < cnt; i++) {
        uint8_t f = get_unset_lsb(&futex);
        int64_t signal = atomic_exchange(&m_signal[f], 0);
        uint8_t nsignals = popcntl(signal);
        // Шаг 6. Для каждого найденного сигнала запустить его
        // обработку.
        for (uint8_t j = 0; j < nsignals; j++) {
            uint8_t s = get_unset_lsb(&signal);
            // Для каждого полученного оповещения
            // отметить соединение как Handling,
            // либо проигнорировать оповещение
            if (this->should_handle(i * 64 + s)) {
                signals.emplace_back(i * 64 + s);
            }
        }
    }

    // Создать нового лидера, который будет
    // выполнять процедуру handle_signals следующим
    m_thread_pool->promote_new_leader();

    // Непосредственно обслуживание соединений по полученным
    // оповещениям
    for (int32_t signal : signals) {
        this->handle_signal(i * 64 + s);
    }
}

// Возвращает true, если соединение было Idle, и помечает его
// Handling
// Если соединение в состоянии Handling, то переводит его в
// состояние KeepHandling
// Возвращает false, если любое другое состояние.
bool MultiplexerServer::should_handle(Signal id);
```