

2.3.5.

Н.Ю. Чумакова, А.А. Мамонтова

ФГАОУ ВО «Санкт-Петербургский государственный университет
аэрокосмического приборостроения»,
Кафедра аэрокосмических компьютерных и программных систем,
Санкт-Петербург, nadezhda.chumakova@guar.ru, mamontovanna@yandex.ru

ПРИМЕНЕНИЕ СЕТЕЙ ПЕТРИ ДЛЯ АНАЛИЗА МЕХАНИЗМОВ ПЛАНИРОВАНИЯ КОММУНИКАЦИОННЫХ ПРОТОКОЛОВ

Механизмы планирования, используемые в различных коммуникационных протоколах, позволяют осуществлять распределение канальных ресурсов между устройствами в сети. При проектировании бортовых сетей важно правильно распределять ресурсы для предотвращения конфликтов и других ошибок. Поэтому актуальной задачей является анализ работы механизмов планирования. В данной статье представлен подход к анализу механизмов планирования при помощи сетей Петри.

Ключевые слова: планирование, сети Петри, коммуникационный протокол, СТП-ИСС.

Введение

При проектировании бортовых вычислительных сетей важно решить проблему планирования канальных ресурсов. Для упорядочения информационных потоков в сети используются различные механизмы и алгоритмы. В статье рассматривается один из таких механизмов – механизм «Планирование» транспортного протокола СТП-ИСС-14 [1], предназначенного для использования в сетях SpaceWire [2].

Некорректная работа механизма «Планирование» может повлечь за собой увеличение задержек в сети, возникновение конфликтов и другие ошибки. Поэтому крайне важной является проверка корректности данного механизма. С этой целью в статье выполнено моделирование работы механизма «Планирование» с помощью сетей Петри [3].

Механизм «Планирование» протокола СТП-ИСС-14

SpaceWire – международный стандарт, описывающий построение сетей передачи, обработки и управления информацией на борту космических аппаратов [4]. Протокол СТП-ИСС-14 [1], работающий в сетях SpaceWire, поддерживает различные механизмы обеспечения качества сервиса.

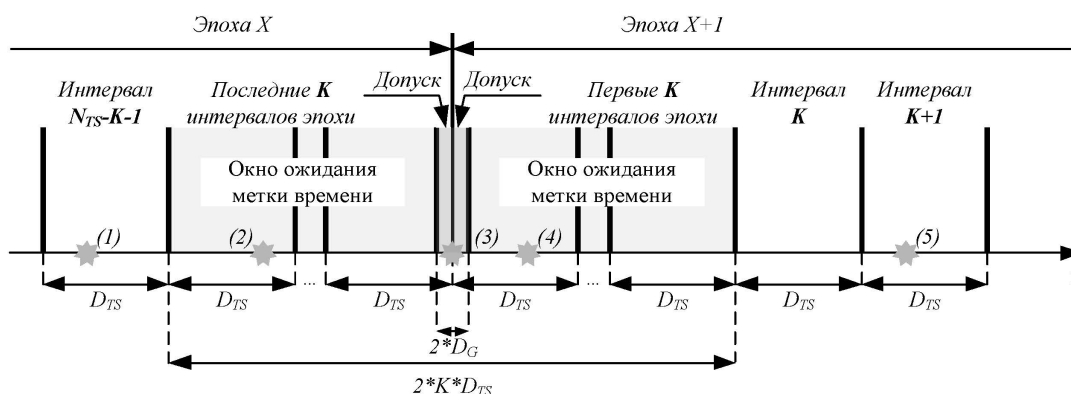


Рис. 1 – Окно ожидания метки времени (метки времени 1, 5 – неактуальные, метки времени 2, 4 – актуальные, метка времени 3 – на границе эпох)

Механизм «Планирование» обеспечивает передачу данных по сети в соответствии с заданным расписанием. Расписание является единым для всей сети и представляет собой таблицу, которая описывает одну эпоху, разделенную на временные интервалы. Количество

интервалов (N_{TS}) и их длительность (D_{TS}) являются конфигурационными параметрами протокола СТП-ИСС-14. Длительность эпохи (D_{EP}) рассчитывается как $N_{TS} * D_{TS}$.

Для синхронизации счетчика мастера времени и локальных счетчиков остальных узлов в сети используются метки времени. В случае, если узел принял метку времени на границе двух эпох, считается, что локальный счетчик узла и счетчик мастера времени синхронизированы и коррекция конфигурационных параметров не требуется. Допустимым является прием метки времени в специальный интервал в конце и начале эпохи – допуск. В случае, если метка времени получена в течении допуска, считается, что она получена на границе двух эпох (Рис. 1, метка 3). Длительность допуска (D_G) зависит от аппаратных возможностей оборудования, используемого в сети.

Окно ожидания метки времени является конфигурационным параметром протокола и задается как количество интервалов (K) на границе двух эпох. Метки времени, принятые в окне, считаются актуальными (Рис. 1, метки 2 и 4), но означают, что произошла рассинхронизация счетчиков. Если метка принята в течении первых K интервалов эпохи, расчет нового значения длительности временного интервала (D_{TS_new}) выполняется по формуле:

$$D_{TS_new} = D_{TS} + (\Delta t / N_{TS}) \quad (1)$$

где Δt – это время, прошедшее с момента начала текущей эпохи.

Если метка принята в течении последних K интервалов эпохи, расчёт D_{TS_new} выполняется по формуле:

$$D_{TS_new} = \Delta t / N_{TS} \quad (2)$$

Прием метки времени вне окна ожидания метки времени (Рис. 1, метки 1 и 5) означает значительную рассинхронизацию счетчиков мастера времени и узла, принявшего метку времени. Такие метки считаются неактуальными. После приема третьей неактуальной метки передача данных в соответствии с расписанием останавливается, а узел ожидает получение следующей метки времени. После получения метки начинается новая эпоха, длительность временных интервалов которой вычисляется по формуле:

$$D_{TS_new} = \Delta t_3 / N_{TS} \quad (3)$$

где Δt_3 – это время, прошедшее с момента приема третьей неактуальной метки времени до приема очередной метки времени, следующей за ней.

Подклассы сетей Петри

В статье для моделирования механизма «Планирование» протокола СТП-ИСС-14 применяются сети Петри. Сети Петри являются инструментом, позволяющим моделировать поведение систем для последующего их исследования [3].

Для моделирования работы механизма «Планирование» были использованы три подкласса сетей Петри:

1. Временные сети Петри с жестким временем (Рис. 2 (а)). В отличие от обычных сетей Петри, во временных сетях Петри переходы ограничиваются временем. Ограничение может представлять собой задержку срабатывания перехода (λ) и интервал времени срабатывания перехода после того, как он становится разрешенным.

2. Ингибиторные сети Петри (Рис. 2 (б)). Включает в себя дуги, осуществляющие проверку на нулевую разметку – ингибиторные дуги. На графе ингибиторные дуги отображаются в виде дуг с кругами вместо стрелок.

3. Сети Петри с приоритетами (Рис. 2 (в)). Переходам могут быть присвоены приоритеты в случае, если необходимо, чтобы один переход был запущен раньше другого при условии, что они оба разрешены.

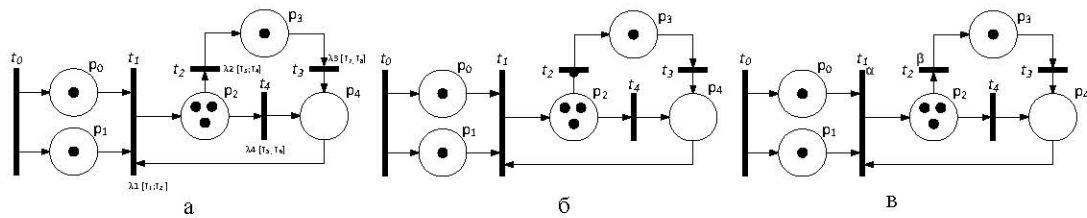


Рис. 2 – Подклассы сетей Петри (а – временная сеть Петри с жестким временем, б – ингибиторная сеть Петри, в – сеть Петри с приоритетами)

Моделирование работы механизма «Планирование»

Для моделирования работы механизма планирования протокола СТП-ИСС-14 была спроектирована временная ингибиторная сеть Петри с приоритетами (ВИСПИ), представленная на Рис. 3.

ВИСПИ отражает работу механизма планирования на узле. Данный узел работает в соответствии с протоколом СТП-ИСС-14 с включенным качеством сервиса «Планирование» и не является мастером времени в сети.

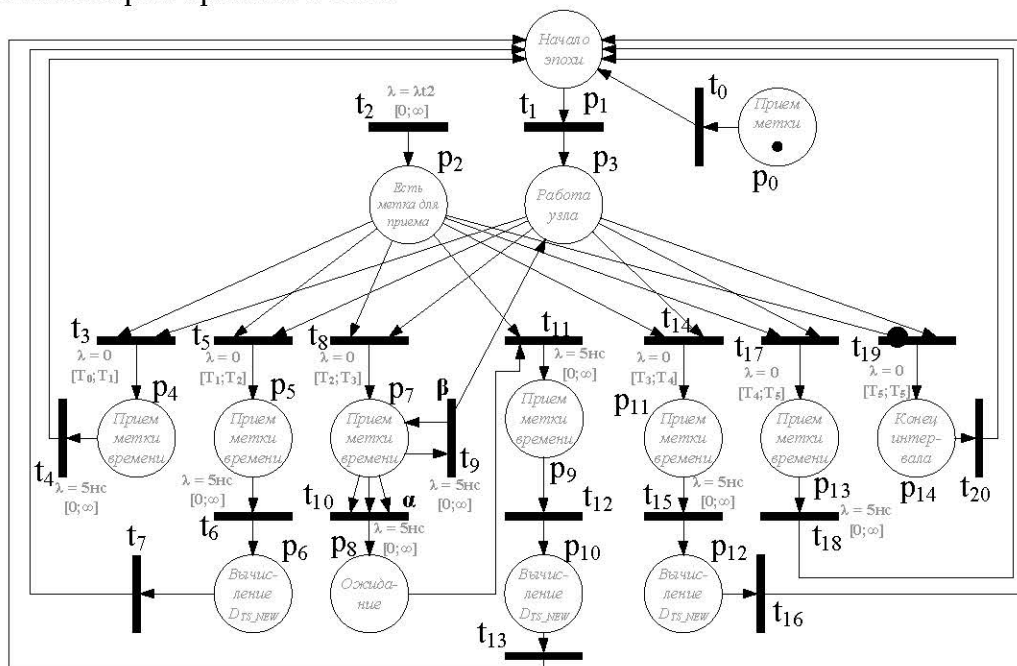


Рис. 3 – Временная ингибиторная сеть Петри с приоритетами

В представленной ВИСПИ используются следующие параметры:

- λ_2 – задержка при срабатывании перехода t_2 . Отображает время передачи метки времени по сети от мастера времени до узла. Может изменяться в зависимости от маршрута передачи метки времени и различных задержек в сети.
- T_0 – время начала текущей эпохи. Изменяется после завершения эпохи (при срабатывании переходов t_4 , t_7 , t_{13} , t_{16} , t_{18} , t_{20}). Время начала первой эпохи (после запуска перехода t_0) всегда равно 0 мкс. При изменении значения параметра также изменяются значения параметров T_1 - T_5 .
- T_1 – время завершения допуска. Рассчитывается как $T_0 + D_G$.
- T_2 – время завершения окна (первые K интервалов эпохи). Рассчитывается как $T_0 + (D_{TS} * K)$.
- T_3 – время начала окна (последние K интервалов эпохи). Рассчитывается как $T_0 + D_{EP} - (D_{TS} * K)$.
- T_4 – время начала допуска. Рассчитывается как $T_0 + D_{EP} - D_G$.
- T_5 – время завершения текущей эпохи (время срабатывания счетчика T_{TS} для последнего временного интервала в эпохе). Рассчитывается как $T_0 + D_{EP}$.

Параметры T_0 – T_5 используются в качестве верхних и нижних границ интервалов срабатывания переходов t_3 , t_5 , t_8 , t_{14} и t_{17} , предназначенных для моделирования приема метки времени. Параметр T_5 также используется в качестве верхней и нижней границы интервала срабатывания перехода t_{19} , моделирующего истечение счетчика T_{TS} для последнего временного интервала в эпохе. Остальные переходы в ВИСПП имеют интервал срабатывания $[0; \infty]$, то есть могут сработать в любой момент времени в случае, если они разрешены.

Переходы t_4 , t_5 , t_9 , t_{10} , t_{11} , t_{15} , t_{18} обладают задержкой λ , равной 0.5 мкс. Задержка моделирует время обработки узлом принятой метки времени. Для примера было принято, что все метки времени обрабатываются за одинаковый временной промежуток. Остальные переходы, помимо перехода t_2 обладающего задержкой λ_2 , имеют задержку λ равную 0.

Также стоит отметить, что переход t_{10} имеет приоритет α , остальные переходы в сети имеют приоритет β , причем $\alpha > \beta$. Приоритеты позволяют в ситуации, когда принято три неактуальных метки времени (накоплено три фишки в позиции p_7) запустить переход t_{10} , моделирующий завершение эпохи. В противном случае срабатывает переход t_9 , означающий продолжение текущей эпохи.

Анализ работы механизма «Планирование» при помощи ВИСПП

Анализ работы механизма «Планирование» сводится к анализу достижимости конкретных маркировок путем построения полного дерева достижимости, включающего в себя все возможные маркировки спроектированной ВИСПП. Работа механизма будет считаться корректной в случае, если в начале каждой эпохи будет достигнута маркировка $\mu_{ep_end} = \{0, 1, 0, 0, 0, 0, 0, N_{na}, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0\}$, где N_{na} – число учтенных неактуальных меток времени. ($N_{na} \in [0; 2]$). Началом эпохи считается срабатывание одного из переходов: t_0 , t_4 , t_7 , t_{13} , t_{16} , t_{18} , t_{20} .

Рассмотрим пример работы ВИСПП. На Рис. 4 представлена ветка дерева достижимости ВИСПП, отображающая пример работы механизма «Планирование» для узла в сети. Пример отображает ситуацию, при которой произошла значительная рассинхронизация счетчиков.

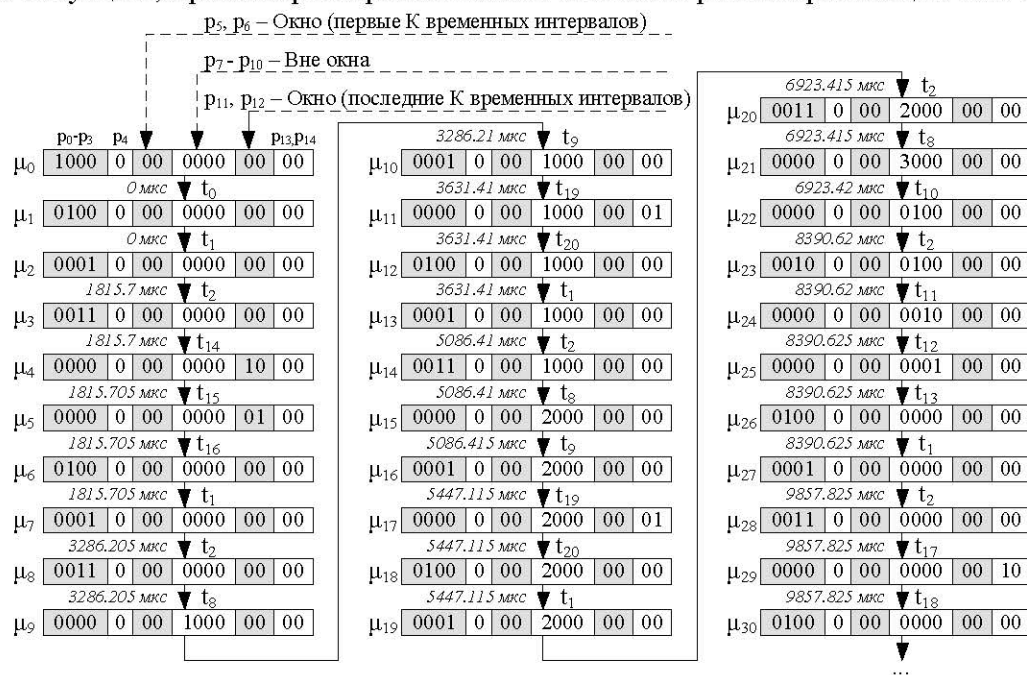


Рис. 4 – Ветка дерева достижимости ВИСПП

В примере узел работает в соответствии с расписанием со следующими параметрами: длительность временного интервала $D_{TS} = 100$ мкс, число временных интервалов в эпохе $N_{TS} = 20$, размер окна $K = 2$ тайм-слота, длительность допуска $D_G = 1$ мкс.

Работа узла в соответствии с расписанием начинается с приходом первой метки времени (маркировка μ_1 , модельное время 0 мкс). С приходом метки начинается первая эпоха. Длины эпох, длины временных интервалов, а также значения параметров T_0 – T_5 для каждой эпохи приведены в Таблица 1.

Таблица 1 – Значения параметров ВИСПП

Эпоха	D_{TS} , мкс	D_{EP} , мкс	T_0 , мкс	T_1 , мкс	T_2 , мкс	T_3 , мкс	T_4 , мкс	T_5 , мкс
1	100	2000	0	1	200	1800	1999	2000
2	90.8	1815.7	1815.7	1816.7	1997.8	3449.8	3630.4	3631.4
3	90.8	1815.7	3631.4	3632.4	3813	5265.5	5446.1	5447.1
4	90.8	1815.7	5447.1	5448.1	5628.7	7081.2	7261.8	7262.8
5	73.4	1467.2	8390.6	8391.6	8537.3	9711.1	9856.8	9857.8

В ходе работы, узел принимает вторую метку времени в 1815.7 мкс (здесь и далее время приема меток времени получено путем моделирования работы сети при помощи системы проектирования и моделирования бортовых сетей SANDS [5]). Текущая эпоха завершается и выполняется корректировка длительности временного интервала по формуле 2.

Маркировка μ_6 соответствует началу эпохи №2. В течении эпохи узел получает метку времени в 3286.2 мкс. Метка считается неактуальной, корректировка длительности временного интервала не выполняется. Вторая эпоха завершается после истечения счетчика T_{TS} для последнего временного интервала (маркировка μ_{11}), корректировка длительности временного интервала не выполняется. Также факт приема неактуальной метки фиксируется фишкой в позиции p_7 . Эпоха №3 аналогична эпохе №2 (соответствует маркировкам μ_{12} - μ_{17}).

В течении эпохи №4 (началу эпохи соответствует маркировка μ_{18}) также выполняется прием неактуальной метки времени. Принятая метка является третьей неактуальной меткой (маркировка μ_{21}), работа узла в соответствии с расписанием останавливается, эпоха завершается. После приема очередной метки времени (маркировка μ_{23}) выполняется корректировка длительности временного интервала по формуле 3.

Началу эпохи №5 соответствует маркировка μ_{26} . В течении эпохи узел получает метку времени в 9857.8 мкс, в допуске. Корректировка длительности временного интервала не требуется.

В примере было рассмотрено пять эпох. Началом каждой из эпох являются маркировки μ_1 , μ_6 , μ_{12} , μ_{18} и μ_{26} . Также, после завершения эпохи №5 начинается эпоха №6 с маркировки μ_{30} . Каждая из маркировок соответствует маркировке μ_{ep_end} . Можно сделать вывод, что для данного примера работа механизма планирования корректна.

Заключение

В статье был представлен подход к моделированию и анализу механизма «Планирование». Подход включает в себя построение модели работы механизма – временной ингибиторной сети Петри с приоритетами, а также в анализе построенной ВИСПП путем построения дерева достижимости.

Также рассмотрен пример работы механизма в ситуации значительной рассинхронизации локального счетчика узла, работающего в соответствии с протоколом СТП-ИСС-14, и счетчика мастера времени. Для проверки корректности работы механизма «Планирование» была построена ветка дерева достижимости, включающая в себя пять полных эпох работы узла в соответствии с расписанием. Пример показывает, что значительная рассинхронизация может быть обнаружена, а также устранена путем корректировки параметров расписания. При этом механизм работает корректно, и каждая эпоха завершается с ожидаемой маркировкой.

Предложенный подход может быть использован для анализа механизмов планирования других коммуникационных протоколов.

Список литературы

1. Шейнин Ю.Е., Оленев В.Л., Лавровская И.Я., Дымов Д.В., Кочура С.Г. Разработка, анализ и проектирование транспортного протокола СТП-ИСС для бортовых космических сетей SpaceWire. Научный журнал «Исследования наукограда» №1-2. Сиб. гос. аэрокосмич. ун-т. Красноярск, 2016. С. 21-30
2. SpaceWire Standard. ECSS-E-ST-50-12C. Space engineering SpaceWire – Links, nodes, routers and networks. 2008. P. 137.
3. Оленев В.Л. Моделирование систем: учебное пособие. СПб.: ГУАП, 2015. 95 с.
4. Суворова Е.А., Степанов В.Е., Оленев В.Л. Анализ технологии SpaceFibre для высокоскоростных бортовых сетей. Космические аппараты и технологии. 2023. Т. 7, № 2(44). С. 100-106.
5. Olenov V.L., Korobkov I.L., Chumakova N.Y., Sinyov N.I. SANDS tool for design and simulation of onboard networks. In Proceedings of 2021 Wave Electronics and its Application in Information and Telecommunication Systems (WECONF). IEEE, Saint-Petersburg, 2021.