

Построение комплексных расписаний обработки пакетов данных в конвейерной системе при задании ограничений на длительность интервалов времени ее функционирования

К.В. Кротов^{1*} 

¹Севастопольский государственный университет,
Севастополь, 299053, Российская Федерация

*Адрес для переписки: krotov_k1@mail.ru

Информация о статье

Поступила в редакцию 18.02.2020

Принята к публикации 01.09.2020

Ссылка для цитирования: Кротов К.В. Построение комплексных расписаний обработки пакетов данных в конвейерной системе при задании ограничений на длительность интервалов времени ее функционирования // Труды учебных заведений связи. 2020. Т. 6. № 3. С. 75–90. DOI:10.31854/1813-324X-2020-6-3-75-90

Аннотация: Рассматривается задача планирования обработки пакетов данных в конвейерной системе при ограничении на длительности интервалов времени ее функционирования. Решение задачи предполагает определение составов пакетов данных, составов групп пакетов данных, обрабатываемых в течение этих интервалов времени, расписаний обработки пакетов каждой из групп. Для оптимизации решений применен аппарат теории иерархических игр. Введены условия, позволяющие определять пакеты, обработка либо переналадка на обработку которых вызывает максимальные простои сегментов конвейера. Предложен метод построения эффективных составов групп, предполагающий исключение из них пакетов, определяемых в соответствии с этими условиями, и размещение в группах не вошедших в них пакетов.

Ключевые слова: иерархическая игра, интервалы функционирования конвейерной системы, группы пакетов данных, локальная оптимизация.

Введение

Развитием иерархического подхода по определению комплексных расписаний обработки пакетов данных (ПД) [1] является решение задачи построения комплексных расписаний обработки пакетов при задании ограничения на интервалы времени функционирования конвейерной системы (КС). В этом случае обработка ПД выполняется в течение интервалов времени заданной длительности. Разделяемым ресурсом является ограниченное время функционирования КС, составы пакетов и расписания их обработки должны быть определены таким образом, чтобы этот ресурс был использован в максимальной степени.

С целью реализации обработки ПД в течение временных интервалов заданной длительности требуется сформировать их непересекающиеся множества, в каждое из которых входят ПД, обрабатываемые в течение одного из этих временных интервалов. В этом случае для планирования обработки ПД в КС требуется выполнить формирование следующих решений: по составам ПД, по

составам непересекающихся множеств, каждое из которых содержит пакеты, обрабатываемые в течение одного из временных интервалов, а также решений по порядкам обработки ПД, входящих в каждое из указанных непересекающихся множеств пакетов, на сегментах КС.

Для решения комплексной задачи планирования обработки ПД в КС при задании ограничения на длительности интервалов времени ее функционирования выполнена декомпозиция общей цели системы построения комплексных расписаний на совокупность иерархически взаимосвязанных подфункций, каждая из которых реализуется на соответствующем уровне. На верхнем (первом) уровне реализуется формирование решений по составам ПД, на втором уровне формируются совокупности пакетов, обрабатываемые в течение временных интервалов заданной длительности, на третьем уровне реализуется построение расписаний обработки ПД в КС. С целью построения дальнейших рассуждений в рассмотрение введено понятие группы ПД, обрабатываемых в течение одного из временных интервалов.

1. Анализ существующих методов построения комплексных расписаний обработки ПД в КС

Развитие современных моделей и методов комплексного планирования обработки ПД (построения расписаний обработки ПД) представлено в многочисленных работах, в которых введено понятие задания и рассматриваются методы формирования пакетов заданий (ПЗ) и расписаний их выполнения.

В работах [2–6] рассмотрены методы планирования обработки партий материалов (ПМ) в системах типа *FlowShop* и *JobShop*, реализующих непрерывные технологические процессы получения продуктов производства. Количество продукции разного вида определяется потребностями рынка (объем выпуска является заданным). В соответствии с технологией производства определяются размеры обрабатываемых ПМ, порядок действий с ними на приборах системы. Для решения задачи планирования применен аппарат смешанного целочисленного программирования, что позволяет найти решение рассматриваемой задачи ограниченной размерности [2, 4].

В [7–10] рассмотрены методы построения расписаний выполнения фиксированных ПЗ на одном или нескольких параллельно действующих приборах. Для решения задачи построения расписания выполнения ПЗ на одном приборе в [7] введена формула, определяющая значения приоритета для каждого пакета на основе значений длительностей выполнения заданий в нем и длительностей переналадки приборов на выполнения заданий этого типа. Полученные значения введенного приоритета используются при упорядочивании ПЗ в очереди на выполнение.

Также в [7] предложен способ решения задачи определения составов ПЗ и расписаний их выполнения на нескольких параллельно действующих приборах, основывающийся на аппарате динамического программирования (ДП). Однако его применение ограничено размерностью задачи.

В [8] рассматривается задача построения расписаний выполнения ПЗ на одном обрабатывающем приборе, состоящем из параллельно действующих устройств. Пакеты подаются на прибор для реализации действий в порядке убывания потребности в результатах выполнения. Выполнение ПЗ на приборе упорядочивается в соответствии с убыванием этой потребности в результатах.

Решению задачи определения порядка выполнения фиксированных ПЗ на одном приборе, состоящем из параллельно действующих устройств, посвящены работы [9, 10]. В них рассматриваются два альтернативных подхода к построению расписания выполнения фиксированных ПЗ: на основе значений приоритета, которые вычисляются с учетом веса ПЗ и длительности выполнения заданий, и на основе построения полного графа вы-

полнения ПЗ и определения на нем кратчайших путей между вершинами (в соответствии с найденными таким образом путями формируется порядок выполнения ПЗ).

В [11] рассматривается решение задачи оптимизации составов ПЗ, выполняемых на одном приборе, с учетом директивных сроков, формируемых для заданий (обрабатываемым прибором является средство доставки грузов, а ПЗ – совокупность грузов). Грузы упорядочиваются с точки зрения их директивных сроков, после чего из них формируются пакеты с учетом директивных сроков грузов и пропускной способности обрабатывающего прибора (грузоподъемности транспортного средства).

Работа [12] посвящена решению задач планирования выполнения ПЗ на параллельно действующих приборах. Размер формируемого пакета не может превышать количество параллельно действующих приборов. Особенностью задачи также является задание директивных сроков для выполняемых заданий. Критерием является количество ПЗ, которое должно быть минимизировано. Все задания с точки зрения длительностей выполнения являются разнотипными, поэтому объединение их в пакеты реализуются с точки зрения директивных сроков. Метод формирования решений предполагает, что из всех заданий, входящих в ПЗ, предшествующие некоторому рассматриваемому пакету, выбираются задания с максимальным временем завершения. Эти задания добавляются в рассматриваемый пакет. В результате задания из некоторого ПЗ могут быть распределены по другим пакетам, а количество ПЗ будет сокращено.

В работе [13] рассматривается решение задачи распределение заданий по пакетам и назначения сформированных ПЗ на параллельно действующие приборы с определением очередности их выполнения. Для решения задачи реализована ее декомпозиция на совокупность подзадач:

- 1) формирование составов ПЗ и их распределение по параллельно действующим приборам;
- 2) упорядочивание ПЗ в очередях на соответствующих приборах.

Решение первой подзадачи реализуется совместно с использованием эвристического правила, названного *Apparent Tardiness Cost* (*пер. с англ.* издержка видимой задержки, ИВЗ). Это правило предусматривает вычисление для заданий каждого типа значения параметра ИВЗ, учитывающего вес задания, длительность его выполнения, среднюю длительность выполнения заданий, не распределенных по приборам, момент времени поступления и т. д. Задания сортируются по не убыванию значения ИВЗ, после чего количество заданий, соответствующее размеру пакета, закрепляется за определенным незанятым прибором. Пакеты, назначенные для выполнения на приборы, упорядочиваются в очередях обработки с использованием генетиче-

ских алгоритмов (ГА). Анализ предложенного в [13] метода показал, что распределение заданий по пакетам выполняется на основе эвристического параметра ИВЗ и не оптимизируется.

В работе [14] также рассматривается применение эвристического подхода при определении составов ПЗ. Эвристическое правило формирования ПЗ предполагает, что в пакет включаются задания с близкими значениями длительностей. Для этого задания предварительно сортируются по времени выполнения, а затем распределяются по пакетам с учетом ограничений на вес и размер. Группирование заданий таким образом обеспечит минимизацию общего времени выполнения всех заданий. В работе [15] также развивается эвристический подход. Формулируемые в [15] правила положены в основу процедуры формирования решений по составам ПЗ и расписаниям их выполнения. Каждое эвристическое правило позволяет формировать одну из окрестностей текущего локально оптимального решения с заданной метрикой. В этих окрестностях выполняется определение нового комплексного (по составам ПЗ и расписаниям) решения.

Эвристическое правило определения составов ПЗ, выполняемых на параллельных машинах, используется и в методе, рассмотренном в [16]. Метод предполагает, что отношение предшествования между заданиями, поступающими в систему, определяющее порядок их выполнения, является заданным. Формирование ПЗ осуществляется по правилу: для каждого момента времени планирования в новый формируемый пакет включаются доступные не пакетированные задания, которые не связаны отношением предшествования с заданиями, не включенными в сформированные пакеты).

Рассмотрению способа формирования ПЗ с использованием функции стоимости, характеризующей эффективность использования прибора, состоящего из параллельных обрабатывающих устройств, посвящена работа [17]. Особенностью решаемой задачи является периодичность пакетной обработки и динамический характер планирования с учетом поступления заданий. Планирование осуществляется в ключевые моменты времени функционирования системы, которые соответствуют поступлению заданий в систему. Для каждого определенного указанным образом момента времени формируются составы ПЗ, которые характеризуются значениями стоимости использования системы. Стоимость использования системы для сформированного ПЗ вычисляется на основе значений параметров: количества заданий в формируемом пакете, пропускной способности системы, длительности выполнения заданий и текущего времени планирования. Пакет с максимальным значением стоимости передается для выполнения на прибор. Данный способ формирования ПЗ мо-

жет быть применен только при незначительном количестве заданий в очереди на выполнение, иначе длительность формирования эффективных составов ПЗ будет значительной (т. к. необходим перебор большого количество решений).

Использованию метаэвристических алгоритмов при формировании решений по составам ПЗ, выполняемых на параллельных машинах, посвящены работы [18, 19]. Рассматривается задача построения расписания выполнения ПЗ на одном обрабатывающем приборе, состоящем из параллельно действующих устройств. Для определения составов ПЗ используются ГА и метод муравьиной колонии. Выбор наилучшего решения осуществляется с учетом требования минимизации простоев устройств прибора при выполнении ПЗ, которые должны быть сформированы из заданий, близких по длительностям обработки на устройствах. В силу стохастического характера ГА предложенный метод не может гарантировать получение эффективных решений при различных значениях входных параметров. Метод муравьиной колонии также не гарантирует получение эффективных решений при различных значениях входных параметров.

В [20] решается задача пакетирования выполнения заданий на параллельных машинах с использованием частично целочисленного линейного программирования (ЧЦЛП). В качестве решения определяются значения бинарных переменных, характеризующих включение заданий рассматриваемых типов в формируемые пакеты, а также местоположение заданий в обрабатывающем приборе. Множество решений сформировано введенной в рассмотрение системой ограничений (их общее количество равно 23). В работе [20] отмечается, что решение задачи планирования с использованием приведенной модели и ЧЦЛП возможно только в случае малых масштабов задачи (ограниченное количество заданий и выполняющих их машин и т. д.). Решение задачи при больших значениях этих параметров за ограниченное время является затруднительным.

Метод, использующий ЧЦЛП, рассматривается в работе [21]. Поиск эффективного решения задачи предполагает определение комплексного расписания выполнения ПЗ, включающего решения по составам пакетов и расписаниям. Решение задачи планирования предполагает определение значений непрерывных и бинарных переменных: моментов времени начала выполнения ПЗ; моментов времени завершения выполнения заданий в ПЗ; переменных, определяющих включение заданий в пакеты; переменных, определяющих отношение предшествования для пакетов в очереди на выполнение и т. д. В силу того, что для решения задачи используется аппарат ЧЦЛП, ее размерность является ограниченной (2–3 заказа, 2–3 задания в заказе, 2–3 параллельных устройства в обрабатывающем приборе).

В [22] рассматривается модель формирования составов ПЗ с точки зрения экономических показателей при учете спроса на продукцию, но без учета технологических характеристик процесса выполнения заданий. Решение задачи планирования предполагает формирование решений двух подзадач: среднесрочного планирования (распределение выполнения заданий (ПЗ) по предприятиям, выпускающим продукцию) и краткосрочного планирования (составление расписаний выполнения заданий на технологическом оборудовании предприятий). Распределение заданий по пакетам реализуется отдельно от распределения выполнения ПЗ на обрабатываемых приборах.

Анализ существующих методов комплексного планирования выполнения ПЗ позволил определить следующие их недостатки:

- в силу значительных вычислительных затрат использование методов ЧЦЛП возможно при малой размерности решаемой задачи;
- использование методов определения составов ПЗ на основе значений функций приоритета позволяет получить решения, лучшие, чем решения без оптимизации, но не приближающиеся к оптимальным;
- определения составов ПЗ на основе значений директивных сроков окончания заданий возможно только для ограниченного круга задач;
- применение методов определения составов ПЗ и расписаний их выполнения на основе эвристических правил, также, как и метаэвристических алгоритмов, не гарантирует получения эффективных решений.

Анализ методов комплексного планирования показал, что ни один из них не решает задачу определения составов ПЗ при учете ограничения на интервалы времени функционирования системы; также отсутствуют методы определения групп ПЗ, выполняемых в течение этих интервалов. В силу сказанного разработка методов комплексного планирования выполнения ПЗ с учетом ограничений, включающих методы определения эффективных составов ПЗ, составов групп ПЗ, расписаний их выполнения, является актуальной.

Излагаемые в данной статье результаты исследований базируются на предыдущих работах автора [1, 23, 24], в которых рассмотрены:

- метод формирования составов ПД и расписаний их обработки в КС [1], который позволяет получать комплексные эффективные (локально оптимальные) решения без наличия ограничений на интервалы времени функционирования КС;
- математическая модель иерархической игры, представляющая собой систему критериев принятия решений по составам ПД, составам групп ПД и расписаниям их обработки, позволяющая задавать порядок оптимизации решений, а также способ оценивания решений на вышестоящих уровнях

иерархии на основе решений с нижестоящих уровней [23];

- метод формирования начальных решений по составам групп ПД, обрабатываемых в течение заданных интервалов времени функционирования КС, а также способ оптимизации решений по составам групп ПД с использованием метаэвристических алгоритмов (в частности, ГА) [24].

2. Математическая модель иерархической игры оптимизации комплексных решений по расписаниям обработки ПД в КС при задании ограничений и метод формирования начальных решений по составам групп ПД

Для решения задачи планирования обработки ПД в КС при задании ограничения на интервалы времени ее функционирования выполнена декомпозиция обобщенной функции системы построения комплексных расписаний на совокупность иерархически упорядоченных подфункций. Каждая из них реализуется с использованием соответствующей подсистемы принятия решений. Функционирование этих подсистем предполагает определение следующих решений:

- решений по составам ПД, обрабатываемых в КС (первый уровень);
- решений по составам групп ПД, обрабатываемых в течение временных интервалов заданной длительности (второй уровень);
- решений по порядкам обработки ПД из групп на сегментах КС – расписаниям обработки пакетов (третий (нижний) уровень).

С целью комплексной оптимизации решений на различных уровнях иерархии системы построения комплексных расписаний применен аппарат теории иерархических игр.

Для обоснования методов оптимизации комплексных расписаний обработки ПД в течение заданных временных интервалов функционирования системы введены следующие обозначения [1]: m_i – количество ПД i -го типа ($i = \overline{1, n}$), формируемых на первом уровне принятия решений, элементы m_i образуют вектор M ; A – матрица, элементом a_{ih} которой является количество данных i -го типа в h -ом ПД ($h \leq m_i$). Формируемое решение по составам ПД имеет вид: $[M, A]$. Решение задачи оптимизации составов групп ПД, обозначенных как N^z ($z = \overline{1, Z}$), предполагает задание интервалов времени t^z ($z = \overline{1, Z}$) функционирования системы при обработке данных.

В соответствии с обозначениями [23] решение, формируемое на втором уровне иерархии, представляется множеством $\{N^z | z = \overline{1, Z}\}$ наборов параметров вида: $N^z = \{[i, m_i^z, (A)_i^z]_k, | k = \overline{1, k_z}\}^z$, где m_i^z – количество ПД i -го типа, включенных в группу N^z ; $(A)_i^z$ – вектор, каждый j -ый элемент которого соответствует составу одного из m_i^z ПД i -го типа (вектор $(A)_i^z$ – вектор составов ПД i -го типа, вклю-

ченных в группу N^z); k_z – количество типов данных, пакеты которых включены в группу N^z .

С целью учета ПД, не вошедших в состав групп N^z ($z = \overline{1, Z}$), введено множество Q – множество наборов параметров:

$$Q = \{[i, m_i^q, (A)_i^q]_k, |k = \overline{1, k_q}\},$$

где m_i^q – количество ПД i -го типа, не включенных в группы N^z ; вектор $(A)_i^q$ – составы не обработанных ПД; k_q – количество типов данных, пакеты которых не включены в состав групп N^z .

Формируемое решение по составам групп ПД имеет следующий вид:

$$\{N^z | (z = \overline{1, Z})\} \text{ и } Q = \{[i, m_i^q, (A)_i^q]_k, |k = \overline{1, k_q}\},$$

где $N^z = \{[i, m_i^z, (A)_i^z]_k, |k = \overline{1, k_z}\}^z$.

Порядки обработки ПД группы N^z на сегментах конвейера представляются в виде последовательностей π^l реализации действий с ними на этих l -ых сегментах ($l = \overline{1, L}$). Расписание обработки ПД группы N^z формируется в предположении, что порядок реализации действий с ними в π^l является одинаковым на всех L сегментах конвейера.

С целью задания последовательностей π^l расписания π^z введена матрица порядка обработки ПД P^z [1] (размерность матрицы $k_z \times n_p^z$, где k_z – количество типов данных в ПД в группе N^z ; n_p^z – число ПД в последовательностях π^l для группы N^z). В рассмотрение введена матрица R^z – матрица количества данных i -ых типов в ПД, занимающих в последовательностях π^l j -ые позиции [1], а также обозначения: $(t_i^l)^z$ – вектор длительностей обработки данных i -ых типов l -ом сегменте конвейера ($l = \overline{1, L}$), пакеты которых включены в группу N^z ($z = \overline{1, Z}$); $(t_{jq}^{0l})^z$ – матрица моментов времени начала обработки q -ых данных в пакетах, занимающих в π^l j -ые позиции ($z = \overline{1, Z}, l = \overline{1, L}$).

Расписание обработки ПД имеет вид:

$$\{[P^z, R^z, (t_{jq}^{0l})^z | (l = \overline{1, L}) | z = \overline{1, Z}]\}.$$

В работе [23] выполнено обоснование модели иерархической игры, представляющей собой систему критериев на уровнях иерархии принятия решений.

Полученная в [23] модель иерархической игры имеет следующий вид:

– первый уровень, на котором определяются составы ПД: $\min f_1$, где:

$$f_1 = \sum_{i=1}^n n^i - \sum_{z=1}^Z \sum_{k=1}^{k_z} \sum_{h=1}^{[m_i^z]_k} [(a_h)^z]_k;$$

– второй уровень, на котором определяются составы групп ПД: $\min f_2$, где:

$$f_2 = \sum_{z=1}^Z \left[\sum_{l=2}^L (t_{11}^{0l})^z + \sum_{l=1}^L \sum_{j=2}^{n_p^z} \left[(t_{j1}^{0l})^z - \left[(t_{j-1, n_{j-1}}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j-1}^z \right] \right] + \right. \\ \left. + \sum_{l=2}^L \sum_{j=1}^{n_p^z} \sum_{q=2}^{n_j^z} \left[(t_{jq}^{0l})^z - \left[(t_{j, q-1}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j}^z \right] \right] + \left[\sum_{l=1}^L (t^z - [(t_{n_p^z, n_p^z}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, n_p^z}^z]) \right] \right];$$

– третий уровень, на котором определяются расписания обработки ПД из групп N^z на приборах КС: $\min f_3^z$, где:

$$f_3^z = \sum_{l=2}^L (t_{11}^{0l})^z + \sum_{l=1}^L \sum_{j=2}^{n_p^z} \left[(t_{j1}^{0l})^z - \left[(t_{j-1, n_{j-1}}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j-1}^z \right] \right] + \\ + \sum_{l=2}^L \sum_{j=1}^{n_p^z} \sum_{q=2}^{n_j^z} \left[(t_{jq}^{0l})^z - \left[(t_{j, q-1}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j}^z \right] \right] \text{ при } z = \overline{1, Z};$$

– ограничение для длительности реализации обработки ПД группы N^z , интерпретируемое для решений на третьем уровне:

$$\max_l \left[(t_{n_p^z, n_p^z}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, n_p^z}^z \right] \leq t^z, \text{ при } z = \overline{1, Z}. \quad (1)$$

Критерий на первом уровне определяет количество данных, не распределенных по группам N^z ($z = \overline{1, Z}$) (количество данных, не обработанных в течение заданных интервалов времени t^z ($z = \overline{1, Z}$)). Критерий на втором уровне характеризует суммарные простои приборов КС при обработке ПД, входящих в группы N^z . Критерий на третьем уровне учитывает простои приборов КС для текущего количества пакетов, размещенных в последовательностях π^l при построении расписания [1].

На первом уровне иерархии системы планирования с целью оптимизации решений по составам ПД использован метод, рассмотренный в [1]. В основу способа построения расписаний обработки ПД положен метод, также предложенный в [1], но адаптация которого к рассматриваемой задаче предполагает рассмотрение только ПД, входящих в группы N^z ($z = \overline{1, Z}$). Метод определения эффективных решений по составам групп N^z ($z = \overline{1, Z}$) предполагает выполнение двух этапов:

- 1) формирование начального состава групп ПД;
- 2) переход к локально оптимальному решению по составам групп $\{N^{z*} | z = \overline{1, Z}\}$.

Формирование начального решения предполагает распределение ПД, полученных в решении $[M, A]$ с первого уровня, по множествам наборов параметров $N^z = \{[i, m_i^z, (A)_i^z]_k, |k = \overline{1, k_z}\}^z$ и множеству Q . Метод формирования начального решения по составам групп ПД, обрабатываемых в течение заданных временных интервалов функционирования КС, изложен в [24]. Формирование составов групп N^{z*} ($z = \overline{1, Z}$) на основе начального решения $\{N^z | z = \overline{1, Z}\}$ предполагает определение такого их состава, при котором суммарные простои сегментов конвейера при обработке ПД будут минимальными.

3. Метод определения составов групп ПД, обрабатываемых в течение заданных интервалов времени функционирования КС

Поиск локально оптимального решения по составам групп N^z ($z = \overline{1, Z}$) связан с определением в каждой группе ПД, обработка которого вызывает значительные простои сегментов, а также с исключением определенных таким образом ПД из соответствующих групп N^z ($z = \overline{1, Z}$) и размещением в этих группах ПД других типов, не вошедших в N^z (с учетом длительности интервалов t^z ($z = \overline{1, Z}$)). Исключение из каждой группы N^z ($z = \overline{1, Z}$) ПД i -го типа, обработка которого обуславливает значительные простои сегментов, замещение его ПД другого i' -го типа ($i' \neq i$), не вошедшего в состав групп N^z в решении $\{N^{z*} | z = \overline{1, Z}\}$, позволяет реализовать построение нового решения $\{N^z | z = \overline{1, Z}\}$. То-

гда для $\{N^{z*} | z = \overline{1, Z}\}$ будет сформирована окрестность решений, в которой определяется новое эффективное решение $\{N^z | z = \overline{1, Z}\}$

Определение общих простоев сегментов конвейера при обработке ПД реализуется при зафиксированном (в соответствии с π^{z*}) порядке этих пакетов в π^l ($l = \overline{1, L}$). Поэтому идентифицируется (для исключения из группы N^z) не ПД определенного i -го типа, а ПД, занимающий некоторую j -ую позицию в последовательностях π^l ($l = \overline{1, L}$). Для идентификации ПД, исключаемого из N^z , необходимо определить суммарное время неэффективного использования ресурса всех сегментов конвейера при обработке этого пакета. Для построения рассуждений используем индекс j как номер позиции ПД в последовательностях π^l ($l = \overline{1, L}$) при условии, что $j \neq 1$ ($j \in \{2, 3, \dots, n_p^z\}$). Интервал времени простоя l -го сегмента в ожидании начала обработки ПД, занимающего в π^l j -ую позицию, будет определен выражением вида [1]:

$$(t_{j1}^{0l})^z - [(t_{j-1, n_{j-1}^z}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j-1}^z]. \quad (2)$$

Данный ПД располагается в π^l ($l = \overline{1, L}$) в j -ой позиции [1], тогда с использованием выражения (2) выполняется расчет интервалов времени простоев каждого сегмента в ожидании начала обработки этого пакета. Суммарное время простоев сегментов конвейера в ожидании обработки ПД, занимающего j -ую позицию в последовательностях π^l , будет вычислено в соответствии с выражением, где $j = \overline{2, n_p^z}$:

$$\sum_{l=1}^L [(t_{j1}^{0l})^z - [(t_{j-1, n_{j-1}^z}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j-1}^z]].$$

Обозначим номер позиции ПД в π^l (индекс ПД), исключаемого из группы N^z , через j_1 . Тогда индекс j_1 позиции ПД в π^l , обработка которого в составе группы N^z вызывает максимальные простои сегментов конвейера в ожидании выполнения операций с ним, определяется выражением, где $j = \overline{2, n_p^z}$:

$$\max_j \left\{ \sum_{l=1}^L [(t_{j1}^{0l})^z - [(t_{j-1, n_{j-1}^z}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j-1}^z]] \right\}. \quad (3)$$

Интервал времени простоя l -го сегмента перед началом реализации действий с первым в π^l ПД определяется значением $(t_{11}^{0l})^z$. Тогда суммарное время простоя всех L сегментов перед началом реализации действий с первым в π^l ($l = \overline{1, L}$) ПД – выражением $\sum_{l=1}^L (t_{11}^{0l})^z$. На основе этого выражения и выражения (3) индекс j_1 (номер j -ой позиции ПД в π^l при $j = \overline{1, n_p^z}$), – определяется выражением:

$$j_1 = \begin{cases} 1, & \text{если } \sum_{l=1}^L (t_{11}^{0l})^z > \max_j \left\{ \sum_{l=1}^L [(t_{j1}^{0l})^z - [(t_{j-1, n_j^z}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{n_p^z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j-1}^z]] \right\}, \\ j', & \text{если } \sum_{l=1}^L (t_{11}^{0l})^z \leq \max_j \left\{ \sum_{l=1}^L [(t_{j1}^{0l})^z - [(t_{j-1, n_j^z}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{n_p^z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j-1}^z]] \right\}. \end{cases} \quad (4)$$

Время простоя l -го сегмента в ходе обработки ПД, занимающего j -ую позицию в последовательности π^l (простой сегмента в ожидании готовности к обработке данных, входящих в пакет), определяется выражения вида [1]:

$$\sum_{q=1}^{n_j^z-1} [(t_{j, q+1}^{0l})^z - [(t_{jq}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j}^z]], \quad (5)$$

где n_j^z – количество данных в пакете, занимающем j -ую позицию в последовательностях π^l ($l = \overline{1, L}$), определяемое следующим образом: $n_j^z = \sum_{h=1}^{k_z} r_{hj}^z$.

Значение суммарных простоев сегментов конвейера в ожидании готовности к обработке данных в пакете, занимающем j -ую позицию в последовательностях π^l ($l = \overline{1, L}$) обозначим через t_j^z . В соответствии с выражением (5) значение t_j^z для каждого j -го ПД в π^l (j – номер позиции ПД в π^l) определяется выражением вида:

$$t_j^z = \sum_{l=1}^L \sum_{q=1}^{n_j^z-1} [(t_{j, q+1}^{0l})^z - [(t_{jq}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j}^z]]. \quad (6)$$

Через j_2 обозначим номер позиции ПД в π^l , обработка которого обуславливает максимальные простои сегментов конвейера в ожидании готовности данных в этом пакете. Значение индекса j_2 определяет позицию ПД (в последовательностях π^l), который должен быть исключен из группы N^z . С учетом выражения (6) значение индекса j_2 является таким, что для него выполняется условие вида (где $j = \overline{1, n_p^z}$):

$$t_{j_2}^z = \max_j \left[\sum_{l=1}^L \sum_{q=1}^{n_j^z-1} [(t_{j, q+1}^{0l})^z - [(t_{jq}^{0l})^z + \sum_{h=1}^{k_z} (t_h^l)^z \cdot p_{h, j}^z]] \right], \quad (7)$$

Выражения (4) и (7) позволяют идентифицировать (по значению позиции j_1 или j_2 ПД) тип данных и их количество в пакетах в группе N^z , обработка которых обуславливает максимальные простои сегментов конвейера. Идентифицированные таким образом ПД могут быть удалены из группы N^z для замены пакетами из множества Q с целью уменьшения общих простоев сегментов конвейера, обрабатывающих пакеты группы N^z .

С целью обоснования метода построения эффективных составов групп ПД $\{N^{z*} | z = \overline{1, Z}\}$ в рассмотрение введены следующие обозначения:

p – индекс условия, в соответствии с которым реализуется определение ПД, исключаемого из группы $N^{z'}$: $p = 1$ соответствует условию (4); $p = 2$ соответствует условию (7);

D^z – вектора идентификаторов типов данных, пакеты которых размещены в группах N^z ($z = \overline{1, Z}$); $j_p^{z'}$ ($p = \overline{1, 2}$) – номер позиции ПД в π^l расписания $\pi^{z'}$, обработка которого вызывает максимальные суммарные простои сегментов конвейера, определенные в соответствии с условиями (4) и (7): $p = 1$; $p = 2$;

$i_p^{z'}$ ($p = \overline{1, 2}$) – индекс типа данных, пакет которых извлекается из группы $N^{z'}$ (ПД $i_p^{z'}$ -го типа, занимающий в π^l ($l = \overline{1, L}$) $j_p^{z'}$ -ую позицию ($p = \overline{1, 2}$), определяемую в соответствии с условиями (4) либо (7) ($p = \overline{1, 2}$));

$r_p^{z'}$ ($p = \overline{1, 2}$) – количество данных в пакете, который извлекается из группы $N^{z'}$ (ПД $i_p^{z'}$ -го типа, занимающий в π^l ($l = \overline{1, L}$) $j_p^{z'}$ -ую позицию ($p = \overline{1, 2}$));

w_p ($p = \overline{1, 2}$) – счетчик количества ПД, входивших в множество Q , которые добавлены в группу $N^{z'}$ вместо исключаемого из нее ПД при формировании новых решений;

$i^{q'}$ – индекс типа данных в пакете, входящем в множество Q , который добавляется в группу $N^{z'}$ взамен исключаемого из этой группы ПД $i_p^{z'}$ -го типа;

$r^{q'}$ – количество данных в пакете $i^{q'}$ -го типа, который добавляется в группу $N^{z'}$ взамен исключаемого из нее ПД $i_p^{z'}$ -го типа;

$(i_w^q)_p$ ($w \in \{1, 2, \dots, w_p\}_p$, $p = \overline{1, 2}$) – вектора типов данных в пакетах, добавление которых в группу $N^{z'}$ взамен ПД $i_p^{z'}$ -го типа ($p = \overline{1, 2}$) обеспечивает минимальные отрицательные значения левых дискретных градиентов $(\nabla^- f_2)_p$ критерия f_2 для группы $N^{z'}$;

$(r_w^q)_p$ ($w \in \{1, 2, \dots, w_p\}_p$, $p = \overline{1, 2}$) – вектора количества данных в пакетах, добавление которых в группу $N^{z'}$ взамен ПД $i_p^{z'}$ -го типа ($p = \overline{1, 2}$) обеспечивает минимальные отрицательные значения левых градиентов $(\nabla^- f_2)$ критерия f_2 ;

$(\nabla^- f_2)_p$ ($p = \overline{1, 2}$) – максимальные по модулю значения левых дискретных градиентов $(\nabla^- f_2)$ критерия f_2 , получаемые для решений, в которых реализуется удаление из $N^{z'}$ ПД $i_p^{z'}$ -ых типов в количестве $r_p^{z'}$ элементов ($p = \overline{1, 2}$) и добавление в $N^{z'}$ данных $i^{q'}$ -ых типов ($i_w^q = i^{q'}$) в количестве $r^{q'}$ ($r_w^q = r^{q'}$) элементов;

$(\nabla^- f_2)_G$ – «глобальное» значение левого дискретного градиента $(\nabla^- f_2)$ критерия f_2 , которое соответ-

ствуется наилучшему варианту решения в окрестности текущего локально оптимального решения $\{N^{z^*} | z = \overline{1, Z}\}$;

$z1$ – сохраняемый номер группы N^z , обмен пакетами между которой и множеством Q обеспечивает значение $(\nabla^- f_2)_G$;

i^z – идентификатор типа данных в пакете, исключение которого из группы N^z ($z = z1$) обеспечивает значение $(\nabla^- f_2)_G$;

r^z – количество данных в пакете, исключение которого из группы N^z ($z = z1$) обеспечивает значение $(\nabla^- f_2)_G$;

$(i_w^q)_G$ ($w \in \{1, 2, \dots, w_p\}$) – вектор типов данных в пакетах, добавление которых в одну из групп N^z ($z = \overline{1, Z}$) взамен ПД i^z -го типа гарантирует значение $(\nabla^- f_2)_G$;

$(r_w^q)_G$ ($w \in \{1, 2, \dots, w_p\}$) – вектор количества данных в пакетах, добавление которых в одну из групп N^z ($z = \overline{1, Z}$) при исключении из нее ПД i^z -го типа гарантирует значение $(\nabla^- f_2)_G$;

$N_T^{z'}$ – промежуточное решение по составу группы $N^{z'}$, формируемое путем извлечения из нее ПД $i_p^{z'}$ -го типа ($p = \overline{1, 2}$);

$N_p^{z'}$ ($p = \overline{1, 2}$) – решения, сформированные на основе промежуточного решения $N_T^{z'}$ по составу группы $N^{z'}$ путем добавления в эту группу ПД, входящих в множество Q ;

H_{i^q} – множество номеров ПД i^q -го типа, которые могут быть добавлены в группу $N^{z'}$ вместо исключаемого из нее пакета (перед реализацией алгоритма определено k_q множеств $H_{i^q}: |H_{i^q}| = m_i^q$);

$H_{i^q}^T$ – модифицируемое в ходе реализации алгоритма множество номеров ПД i^q -го типа, которые могут добавляться в группу $N^{z'}$ из множества Q .

Алгоритм определения локально оптимального решения по составам групп ПД $\{N^z | z = \overline{1, Z}\}$ оперирует со значениями индекса p , которым поставлены в соответствие условия (4) и (7). Он предполагает, что на основе текущих составов каждой группы N^z формируются два решения, каждое из которых предусматривает исключение из рассматриваемой группы N^z тех ПД, обработка которых обуславливает максимальные простои сегментов конвейера, определяемые условиями (4) и (7). В каждом из полученных решений реализуется дополнение группы N^z ПД различных типов, входящими в множество Q . Определение текущего локально оптимального решения по составу группы N^z предполагает, что в нее добавляется в первую очередь тот пакет, размещение которого обеспечивает максимальное улучшение значения критерия. Если для рассматриваемой группы N^z выполняется условие (1), то в нее добавляются ПД из множества Q . Дополнение группы N^z новыми ПД из множества Q продолжается до нарушения условия (1). Идентификаторами типов данных в пакетах, размещаемых в N^z , инициализируются элементы векторов $(i_w^q)_p$ ($p = \overline{1, 2}$),

которые сопоставлены с разными решениями, соответствующими ПД, исключаемыми из группы N^z при учете условий (4) и (7). Количество элементов в каждом из векторов равно w_p ($p = \overline{1, 2}$). Количество данных в пакетах используется при инициализации элементов векторов $(r_w^q)_p$ ($p = \overline{1, 2}$). Эти действия выполняются для всех групп N^z ($z = \overline{1, Z}$).

Последовательность шагов алгоритма оптимизации составов групп N^z ($z = \overline{1, Z}$) имеет следующий вид:

1) задание номера z' текущей рассматриваемой группы $N^{z'}$ следующим образом: $z' = 1$ (группа $N^{z'}$, с которой будет выполняться обмен ПД из Q);

2) вычисление для решения $\{N^{z^*} | z = \overline{1, Z}\}$ значения критерия $f_2(s)$ (для этого выполняется передача решения $\{N^{z^*} | z = \overline{1, Z}\}$ на третий уровень иерархии системы, формирование расписаний π^{z^*} ($z = \overline{1, Z}$), передача расписаний на второй уровень иерархии, вычисление значения $f_2(s)$ критерия f_2);

3) задание значения индекса p условия, в соответствии с которым в последовательностях π^l ($l = \overline{1, L}$) выделяются ПД с номерами позиций $j_p^{z'}$, равным 1 ($p = 1$); задание значений счетчиков w_p ($p = \overline{1, 2}$) ПД, добавляемых в группу $N^{z'}$ из множества Q , равным 1 ($w_p = 1$); задание значения $(\nabla^- f_2)_G = 0$;

4) выполняется на основе множества Q вида $Q = \{[i^q, m_i^q, (A_i^q)]_k | k = \overline{1, k_q}\}$, инициализация множеств H_{i^q} номеров ПД i^q -ых типов, которые могут быть размещены в группе $N^{z'}$; для этого реализуются следующие шаги:

– инициализация номера k рассматриваемого набора параметров в множестве $Q: k = 1$;

– инициализация значений элементов h_{i^q} вектора $H_{i^q}: H_{i^q} = \{1, 2, \dots, m_{i^q}\}$ для k -го набора;

– $k = k + 1$, проверка условия $k \leq k_q$: если условие истинно, то переход на предыдущий шаг (инициализация значений элементов h_{i^q} вектора H_{i^q}); если условие ложно, то переход на шаг 5;

5) в соответствии с условием, идентифицируемым значением индекса p , определяется позиция $j_p^{z'}$ ПД в последовательностях π^l ($l = \overline{1, L}$), обработка которого вызывает максимальные простои сегментов (для этого задействовано решение с третьего уровня $\{[P^z, (t_{jq}^0)^z | (l = \overline{1, L})] | z = \overline{1, Z}\}$); в соответствии со значением $j_p^{z'}$ по матрице $P^{z'}$ идентифицируется номер строки i , для которой $p_{i, j_p^{z'}}^{z'} = 1$ при ($i = \overline{1, k_{z'}}$) (номер строки i соответствует номеру элемента вектора $D^{z'}$ типов данных, пакеты которых включены в состав группы $N^{z'}$); по значению i определение типа данных $i_p^{z'}$, пакет которых исключается из группы $N^{z'}$: $i_p^{z'} = d_i^{z'}$; в соответствии с номером строки i матрицы $P^{z'}$ идентификация по мат-

рице $R^{z'}$ количества данных $r_{i,j}^{z'}$ в рассматриваемом ПД и инициализация параметра $r_p^{z'}: r_p^{z'} = r_{i,j}^{z'}$;

б) в группе $N^{z'}$ по типу данных $i_p^{z'}$ идентифицируется набор $N_1 = [i_p^{z'}, m_{i_p^{z'}}^{z'}, (A)_{i_p^{z'}}^{z'}] \in N^{z'}$, с которым будут выполняться преобразования; инициализация промежуточного решения $N_T^{z'}$, на основании которого будет формироваться новое решение по составу группы $N^{z'}: N_T^{z'} = N^{z'}$; в решении $N_T^{z'}$ по составу ПД в группе $N^{z'}$ исключается ПД $i_p^{z'}$ -го типа следующим образом:

– в наборе $N_1 \in N^{z'}$ для $i_p^{z'}$ -го типа данных и их количества $r_p^{z'}$ определение в векторе $(A)_{i_p^{z'}}^{z'}$ индекса h' пакета такого, что $(a_{h'})_{i_p^{z'}}^{z'} = r_p^{z'}$;

– переупорядочивание элементов $(A)_{i_p^{z'}}^{z'}; (a_h)_{i_p^{z'}}^{z'} = (a_{h+1})_{i_p^{z'}}^{z'}$ при $h = \overline{h', m_{i_p^{z'}}^{z'} - 1}$;

– $m_{i_p^{z'}}^{z'} = m_{i_p^{z'}}^{z'} - 1$; если $m_{i_p^{z'}}^{z'} \neq 0$, то сформировано промежуточное решение $N_T^{z'}$ по составу группы $N^{z'}$, которое будет дополняться ПД $i^{q'}$ -ых типов в количестве $r^{q'}$ элементов из множества Q ; если $m_{i_p^{z'}}^{z'} = 0$, то $N_T^{z'} = N_T^{z'} \setminus \{[i_p^{z'}, m_{i_p^{z'}}^{z'}, (A)_{i_p^{z'}}^{z'}]\}; k_{z'} = k_{z'} - 1$;

7) для множества Q наборов параметров вида $Q = \{[i^q, m_i^q, (A)_i^q] | k = \overline{1, k_q}\}$ выполняется инициализация номера k рассматриваемого набора: $k = 1$;

8) определяется, в соответствии с номером k набора $[i^q, m_i^q, (A)_i^q]_k$, тип данных $i^{q'}$, пакеты которых будут размещаться в группе $N^{z'}$; для рассматриваемого типа данных $i^{q'}$ идентифицируется соответствующее ему множество $H_{i^{q'}}$;

9) если $H_{i^{q'}} \neq \emptyset$, то реализуется инициализация соответствующего множества $H_{i^{q'}}^T: H_{i^{q'}}^T = H_{i^{q'}}$; если $H_{i^{q'}} = \emptyset$, то выполняется переход на шаг 16;

10) для текущего значения параметра k в множестве Q осуществляется определение набора $N_2 = [i^{q'}, m_{i^{q'}}^q, (A)_{i^{q'}}^q] \in Q$, с которым выполняются преобразования;

11) проверка условия $H_{i^{q'}}^T \neq \emptyset$, в случае его истинности реализуется выделение в множестве $H_{i^{q'}}^T$ идентификатора $h^{q'}$ ПД $i^{q'}$ -го типа, который будет размещаться в группе $N^{z'}$: $h^{q'} = \min\{h_{i^{q'}}^T | h_{i^{q'}}^T \in H_{i^{q'}}^T\}$; модификация множества $H_{i^{q'}}^T: H_{i^{q'}}^T = H_{i^{q'}}^T \setminus \{h^{q'}\}$; для набора $N_2 = [i^{q'}, m_{i^{q'}}^q, (A)_{i^{q'}}^q] \in Q$ реализуется определение в векторе $(A)_{i^{q'}}^q$ в соответствии с индексом $h^{q'}$ количества данных $r^{q'}$ в пакете: $r^{q'} = (a_{h^{q'}})_{i^{q'}}^q$; если условие $H_{i^{q'}}^T \neq \emptyset$ ложно, то реализуется переход на шаг 16;

12) проверка выполнения условия $i_p^{z'} = i^{q'}$, если условие не выполняется, то реализуется переход на шаг 13, при выполнении условия реализуется проверка условия $r_p^{z'} = r^{q'}$; если условие выполняется, то осуществляется переход на шаг 11, если условие не выполняется, то переход на шаг 13;

13) в решение $N_T^{z'}$ по составу группы $N^{z'}$ добавляется ПД $i^{q'}$ -го типа из множества Q (итоговым решением является $N_p^{z'}$, предварительно выполнено присваивание $N_p^{z'} = N_T^{z'}$); для $i^{q'}$ -го типа данных, пакет которых добавляется в группу $N^{z'}$, выполняются следующие действия:

если $(\exists k | i^{z'} = i^{q'} \text{ и } [i^{z'}, m_i^{z'}, (A)_i^{z'}]_k \in N_p^{z'}, k = \overline{1, k_{z'}^p})$, то $m_i^{z'} = m_i^{z'} + 1$; $(a_{m_i^{z'}})_{i^{z'}}^{z'} = r^{q'}$;

если $(\exists k | i^{z'} = i^{q'} \text{ и } [i^{z'}, m_i^{z'}, (A)_i^{z'}]_k \in N_p^{z'}, k = \overline{1, k_{z'}^p})$, то $i^{z'} = i^{q'}$; $m_i^{z'} = 1$; $(a_{m_i^{z'}})_{i^{z'}}^{z'} = r^{q'}$; $k_{z'}^p = k_{z'}^p + 1$; $k = k_{z'}^p$; $N_p^{z'} = N_p^{z'} \cup \{[i^{z'}, m_i^{z'}, (A)_i^{z'}]_k\}$;

14) полученное промежуточное решение $N_p^{z'}$ передается на третий уровень иерархии для формирования расписания $\pi^{z'}$; выполняется проверка ограничения (1) на длительность обработки ПД, входящих в группу $N^{z'}$; если ограничение (1) не выполняется, то осуществляется переход на шаг 11; при выполнении условия (1) реализуется переход на шаг 15;

15) вычисление значения критерия f_2 для полученного решения по составам групп ПД $\{N^z | z = \overline{1, Z}\}$, в которое входит решение $N_p^{z'}$ по составу группы $N^{z'}$; для полученного значения f_2 реализуется вычисление левого $(\nabla^- f_2)$ либо правого $(\nabla^+ f_2)$ дискретных градиентов; если для сформированного решения $\{N^z | z = \overline{1, Z}\}$ с входящим в него решением $N_p^{z'}$ выполняется условие $(\nabla^- f_2) < 0$, то сравниваются значения $(\nabla^- f_2)$ и $(\nabla^- f_2)_p$ (с максимальным по модулю значением $(-\nabla f_2)_p < 0$, полученным при формировании решений по составу группы $N^{z'}$); если условие $(\nabla^- f_2) < (\nabla^- f_2)_p$ выполняется, то реализуется сохранение типа данных $i^{q'}$ и количества данных $r^{q'}$ в пакете, добавление которого в группу $N^{z'}$ обеспечивает такое значение $(\nabla^- f_2)$, при котором $(\nabla^- f_2) < (\nabla^- f_2)_p$ (текущее лучшее решение в рамках окрестности решения $\{N^{z*} | z = \overline{1, Z}\}$ при формировании состава группы $N^{z'}$): $i_{w_p}^q = i^{q'}$; $r_{w_p}^q = r^{q'}$ (где $i_{w_p}^q$ – элемент с индексом w_p ($p = \overline{1, 2}$) вектора $(i_w^q)_p$, предназначенного для хранения типов данных $i^{q'}$ в ПД, добавляемых в группу $N^{z'}$; $r_{w_p}^q$ – элемент с индексом w_p вектора $(r_w^q)_p$, предназначенного для хранения количества данных $r^{q'}$ в ПД, добавляемых в группу $N^{z'}$); выполняется модификация переменной-флага $p^{z'}$, указывающей на определение в процессе поиска более эффективного решения, чем текущее $\{N^{z*} | z = \overline{1, Z}\}$; $p^{z'} = 1$; реализуются присваивания $(\nabla^- f_2)_p = (\nabla^- f_2)$, $(\nabla^- f_2) = 0$; переход на шаг 11;

16) реализуется переход к рассмотрению ПД нового $i^{q'}$ -го типа с целью добавления их в группу $N^{z'}$ за счет модификации индекса k набора вида $[i^{q'}, m_{i^{q'}}^q, (A)_{i^{q'}}^q]_k \in Q$: $k = k + 1$; если $k \leq k_q$, то выполняется переход на шаг 8; если $k > k_q$, то для группы $N^{z'}$ были сформированы все возможные решения, связанные с исключением из нее ПД $i_p^{z'}$ -го

типа в количестве $r_p^{z'}$ элементов и добавлении в нее ПД i^q -ых типов, таких, что $[i^q, m_i^q, (A)_i^q]_k \in Q, k = \overline{1, k_q}$;

17) реализуется проверка условия, которое характеризует наличие лучшего решения в окрестности текущего эффективного решения $\{N^{z^*} | z = \overline{1, Z}\}$ (при $p^{z'} = 1$); в случае, если данное условие не выполняется, то осуществляется переход на шаг 19; при истинности условия $p^{z'} = 1$ с использованием значений параметров $i^{q'}$ и $r^{q'}$ (для хранения использованы вектора $(i_w^q)_p$ и $(r_w^q)_p, w = \overline{1, w_p}$) формируется промежуточное локально оптимальное решение $N_T^{z'}$ по составу группы $N^{z'}$: для текущего значения w_p количества ПД, добавляемых в группу $N^{z'}$ (w_p - идентификатор последнего элемента в векторах $(i_w^q)_p$ и $(r_w^q)_p$), выполняется инициализация $i^{q'}$ -го типа данных, ПД которых добавляется в группу $N^{z'}$ при формировании решения $N_T^{z'}$, и количества данных $r^{q'}$ следующим образом: $i^{q'} = i_{w_p}^q, r^{q'} = r_{w_p}^q$, где $i_{w_p}^q$ и $r_{w_p}^q$ - последние элементы в векторах (i_w^q) и (r_w^q) ; формирование промежуточного решения $N_T^{z'}$ следующим образом:

если $(\exists k | i^{z'} = i^{q'} \text{ и } [i^{z'}, m_i^{z'}, (A)_i^{z'}]_k \in N_T^{z'}, k = \overline{1, k_{z'}})$, то $m_i^{z'} = m_i^{q'} + 1; (a_{m_i^{z'}})^{z'} = r^{q'}$;

если $(\exists k | i^{z'} = i^{q'} \text{ и } [i^{z'}, m_i^{z'}, (A)_i^{z'}]_k \in N_T^{z'}, k = \overline{1, k_{z'}})$, тогда $i^{z'} = i^{q'}; m_i^{z'} = 1; (a_{m_i^{z'}})^{z'} = r^{q'}; k_{z'} = k_{z'} + 1; k = k_{z'}; N_T^{z'} = N_T^{z'} \cup \{[i^{z'}, m_i^{z'}, (A)_i^{z'}]_k\}$;

18) для промежуточного локально оптимального решения $N_T^{z'}$ выполняется проверка условия (1) добавления ПД в группу $N^{z'}$; при его выполнении возможно дополнение группы $N^{z'}$ новыми ПД, принадлежащими множеству Q (модификация промежуточного эффективного решения $N_T^{z'}$); ПД $i_{w_p}^q$ -го типа в количестве $r_{w_p}^q$ элементов размещен в решении $N_T^{z'}$, и его идентификатор исключается из множества H_{i^q} ($i^q = i_{w_p}^q$); для этого в множестве Q идентифицируется набор параметров $[i^q, m_i^q, (A)_i^q]_k \in Q$, для которого $i^q = i_{w_p}^q$, в соответствующем (i^q) -му типу данных $(i^q = i_{w_p}^q)$ векторе $(A)_i^q$ определяется индекс (номер) h элемента $(a_h)_i^q$, для которого $(a_h)_i^q = r_{w_p}^q$; определенный таким образом номер ПД i^q -го типа ($i^q = i_{w_p}^q$) исключается из множества $H_{i^q}: H_{i^q} = H_{i^q} \setminus \{h\}$; увеличение номера w_p последнего элемента в векторах $(i_w^q)_p$ и $(r_w^q)_p: w_p = w_p + 1$; выполняется инициализация $p^{z'} = 0$ и $(\nabla^- f_2)_p = 0$; выполняется переход на шаг 7; если условие (1) не выполняется, то реализуется переход на шаг 19;

19) осуществляется изменение индекса p условия, с использованием которого определяется ПД, исключаемый из рассматриваемой группы $N^{z'}$: $p = p + 1$; если $p \leq 2$, то выполняется инициализация номера w_p для индекса $p: w_p = 1$; переменная-флаг

$p^{z'} = 0$; осуществляется переход на шаг 4; при $p > 2$ осуществляется переход на шаг 20;

20) сравнение значения $(\nabla^- f_2)_G$ со значениями $(\nabla^- f_2)_p$ ($p = \overline{1, 2}$), характеризующими наилучшие варианты решений $\{N^z | z = \overline{1, Z}\}$, включающих решения $N_p^{z'}$ по составу рассматриваемой группы $N^{z'}$; если $(\nabla^- f_2)_1 < (\nabla^- f_2)_2$ и $(\nabla^- f_2)_1 < (\nabla^- f_2)_G$, то осуществляется сохранение типов данных и количества данных в пакетах, обмен которыми между группой $N^{z'}$ и множеством Q позволил получить значение $(\nabla^- f_2)$, равное $(\nabla^- f_2)_1$, сохранение параметров выполняется следующим образом:

- $z1 = z', i^z = i_1^{z'}; r^z = r_1^{z'}$ (параметры ПД, извлекаемого из группы $N^{z'}$);

- $w_G = w_1, (i_w^q)_G = (i_w^q)_1; (r_w^q)_G = (r_w^q)_1$ (параметры добавляемых в группу $N^{z'}$ пакетов, если $w = \overline{1, w_1}$);

- $(\nabla^- f_2)_G = (\nabla^- f_2)_1$ (значение $(\nabla^- f_2)_G$ сохранено); переход на шаг 22;

21) в случае, если при выполнении условия $(\nabla^- f_2)_1 < (\nabla^- f_2)_2$ условие $(\nabla^- f_2)_1 < (\nabla^- f_2)_G$ не выполняется, то реализуется переход на шаг 22; если условие $(\nabla^- f_2)_1 < (\nabla^- f_2)_2$ не выполняется (условие вида $(\nabla^- f_2)_2 \leq (\nabla^- f_2)_1$ является истинным), то осуществляется проверка условия $(\nabla^- f_2)_2 < (\nabla^- f_2)_G$; в случае истинности условия $(\nabla^- f_2)_2 < (\nabla^- f_2)_G$ выполняется сохранение решения по составу группы $N^{z'}$:

- $z1 = z'; i^z = i_2^{z'}; r^z = r_2^{z'}$ (параметры извлекаемого из группы $N^{z'}$ ПД);

- $w_G = w_2, (i_w^q)_G = (i_w^q)_2; (r_w^q)_G = (r_w^q)_2$ (параметры добавляемых в группу $N^{z'}$ пакетов);

- $(\nabla^- f_2)_G = (\nabla^- f_2)_2$, реализуется переход на шаг 22; если условие $(\nabla^- f_2)_2 \leq (\nabla^- f_2)_1$ выполняется, а условие $(\nabla^- f_2)_2 < (\nabla^- f_2)_G$ - нет, то реализуется переход на шаг 22;

22) изменение номера группы $N^{z'}$, состав которой будет модифицирован: $z' = z' + 1$; проверка условия $z' \leq Z$, если условие является истинным, то реализуется переход на шаг 3; в случае не выполнения условия - переход на шаг 23;

23) реализуется проверка условия $(\nabla^- f_2)_G < 0$, если условие выполняется, то в окрестности текущего локально оптимального решения $\{N^{z^*} | z = \overline{1, Z}\}$ получено лучшее решение, значения параметров которого сохранены в переменных $z1, i^z, r^z$ - параметры ПД, извлекаемого из группы $N^z, (i_w^q)_G, (r_w^q)_G$ (при $w = \overline{1, w_G}$) - параметры ПД, добавляемых в группу $N^{z'}$; реализуется формирование нового локально оптимального решения $\{N^{z^*} | z = \overline{1, Z}\}$, для этого реализуется действия:

- инициализация номера группы ПД $z = z1$; по типу данных i^z в группе N^z , как в множестве наборов параметров $N^z = \{[i^z, m_i^z, (A)_i^z]_k | k = \overline{1, k_z}\}$, проводится идентификация набора, с которым будут выполняться преобразования, $N_1 = [i^z, m_i^z, (A)_i^z] \in N^z$, с которым будут выполняться действия; в исход-

ном решении по составу группы N^z , входящем в решение $\{N^{z*} | z = \overline{1, Z}\}$, реализуется исключение ПД i^z -го типа следующим образом:

для i^z -го типа данных и их количества r^z (в ПД, исключаемом из группы N^z) определение для набора $N_1 = [i^z, m_{i^z}^z, (A)_{i^z}^z] \in N^z$ в векторе $(A)_{i^z}^z$ индекса h' пакета такого, что $(a_{h'})_{i^z}^z = r^z$ (при $z = z1$); переупорядочивание элементов вектора $(A)_{i^z}^z$; $(a_h)_{i^z}^z = (a_{h+1})_{i^z}^z$ при $h = \overline{h', m_{i^z}^z - 1}$; $m_{i^z}^z = m_{i^z}^z - 1$; если $m_{i^z}^z \neq 0$, то сформировано промежуточное решение по составу группы N^z (будут дополняться ПД i_w^q -ых типов в количестве r_w^q элементов множества Q); если $m_{i^z}^z = 0$, то $N^z = N^z \setminus \{[i^z, m_{i^z}^z, (A)_{i^z}^z]\}$; $k_z = k_z - 1$;

- дополнение множества Q ПД i^z -го типа в количестве r^z элементов; действия по размещению ПД i^z -го типа в множестве Q реализуются таким образом:

если $(\exists k | i^q = i^z$ при $[i^q, m_i^q, (A)_i^q]_k \in Q, k = \overline{1, k_q}$), то $m_i^q = m_i^q + 1$; $(a_{m_i^q})_i^q = r^z$;

если $(\exists k | i^q = i^z$ при $[i^q, m_i^q, (A)_i^q]_k \in Q, k = \overline{1, k_q}$), то $i^q = i^z$; $m_i^q = 1$; $(a_{m_i^q})_i^q = r^z$; $k_q = k_q + 1$; $k = k_q$; $Q = Q \cup \{[i^q, m_i^q, (A)_i^q]_k\}$;

- задание индекса w в массивах $(i_w^q)_p$ и $(r_w^q)_p$ для ПД, добавляемых в группу N^z , равным 1 ($w = 1$) (значение w_p количества ПД, добавляемых в группу N^z , определено в процессе идентификации локально оптимального решения в окрестности $\{N^{z*} | z = \overline{1, Z}\}$);

- инициализация $i^{q'}$ -го типа данных, пакет которых добавляется в группу N^z , определение количества данных $r^{q'}$ в добавляемом ПД следующим образом: $i^{q'} = i_w^q, r^{q'} = r_w^q$,

- исключение ПД $i^{q'}$ -го типа в количестве $r^{q'}$ элементов из множества Q , которое реализуется следующим образом:

для $i^{q'}$ -го типа данных и их количества $r^{q'}$ определение набора параметров $N_2 = [i^{q'}, m_{i^{q'}}^{q'}, (A)_{i^{q'}}^{q'}] \in Q$, в векторе $(A)_{i^{q'}}^{q'}$ которого идентифицируется индекс h' ПД такой, что $(a_{h'})_{i^{q'}}^{q'} = r^{q'}$;

переупорядочивание элементов вектора $(A)_{i^{q'}}^{q'}$; $(a_h)_{i^{q'}}^{q'} = (a_{h+1})_{i^{q'}}^{q'}$ при $h = \overline{h', m_{i^{q'}}^{q'} - 1}$; $m_{i^{q'}}^{q'} = m_{i^{q'}}^{q'} - 1$; если $m_{i^{q'}}^{q'} \neq 0$, то удаление ПД $i^{q'}$ -го типа завершено; $m_{i^{q'}}^{q'} = 0$, $Q = Q \setminus \{[i^{q'}, m_{i^{q'}}^{q'}, (A)_{i^{q'}}^{q'}]\}$; $k_q = k_q - 1$;

- добавление ПД $i^{q'}$ -го типа в количестве $r^{q'}$ элементов в группу N^z осуществляется следующим образом:

если $(\exists k | i^z = i^{q'}$ при $[i^z, m_i^z, (A)_i^z]_k \in N^z, k = \overline{1, k_z}$), то $m_i^z = m_i^z + 1$; $(a_{m_i^z})_i^z = r^{q'}$;

если $(\exists k | i^z = i^{q'}$ при $[i^z, m_i^z, (A)_i^z]_k \in N^z, k = \overline{1, k_z}$), тогда $i^z = i^{q'}$; $m_i^z = 1$; $(a_{m_i^z})_i^z = r^{q'}$; $k_z = k_z + 1$; $k = k_z$; $N^z = N^z \cup \{[i^z, m_{i^z}^z, (A)_{i^z}^z]_k\}$;

- для векторов $(i_w^q)_p$ и $(r_w^q)_p$ параметров ПД, добавляемых в группу N^z , изменение значения индекса w : $w = w + 1$; если $w \leq w_p$, то реализуется переход к добавлению новых пакетов в N^z ; если выполняется условие $w > w_p$, то эффективное решение по составу группы N^z сформировано (в итоге сформировано новое локально оптимальное решение по составу групп ПД $\{N^{z*} | z = \overline{1, Z}\}$); осуществляется переход на шаг 1; если условие $(\nabla^- f_2)_G < 0$ не является истинным, то в окрестности решения $\{N^{z*} | z = \overline{1, Z}\}$ не найдено более эффективное решение, выполняется переход на шаг 24;

24) останов алгоритма.

Вычислительная сложность алгоритма определена как $O(n \cdot n^i \cdot Z)$. В качестве параметра, характеризующего эффективность применения метода оптимизации групп ПД, определялось отношение разности значений общих простоев приборов КС (в течение интервалов t^z ($z = \overline{1, Z}$)) при формировании фиксированных групп пакетов (полученных при построении начального решения) и групп пакетов, составы которых сформированы в соответствии с рассмотренным методом, к значению общих простоев приборов КС для фиксированных групп N^z : $f_{\text{эмогп}} = (f_2^{\text{фикс}} - f_2^{\text{могп}}) / f_2^{\text{фикс}}$, где $f_{\text{эмогп}}$ - параметр, характеризующий степень снижения простоев приборов КС в течение всех интервалов времени ее функционирования; $f_2^{\text{фикс}}$ - значение, характеризующее простои приборов КС с течением интервалов времени ее функционирования для решений по составом фиксированных групп ПЗ (начальные решения по составам групп ПЗ); $f_2^{\text{могп}}$ - значение, характеризующее простои приборов КС в течение интервалов времени ее функционирования для решений по составом групп ПЗ, оптимизированных с использованием предложенного метода.

4. Анализ результатов исследований эффективности метода определения составов групп ПД и их сравнение с результатами, полученными метаэвристическими алгоритмами

С целью исследования эффективности метода определения составов групп ПД в рассмотрение введены следующие обозначения [24]: $\max(t_i^l) / \min(t_i^l)$ - отношение максимальной длительности обработки данных i -ых типов на l -ых сегментах конвейера к минимальной длительности обработки данных; $\max(t_{ij}^l) / \min(t_{ij}^l)$ - отношение максимальной длительности переналадки сегментов конвейера ($l = \overline{1, L}$) к минимальной длительности переналадки сегментов. Задаваемые при исследовании значения параметров: $n = 5$; $L = 5$; $n^i = 24$.

Значения параметра t^z задавались равными 100 и 200, значения параметра Z – соответственно, 2 и 4. Значения $\max(t_{ij}^l)/\min(t_{ij}^l)$ задавались равными 1, 2, 4, 8, 16, а значения отношения $\max(t_i^l)/\min(t_i^l)$ – равными 1, 2, 4, 8. При исследованиях эффективности метода определения групп ПД формировались следующие решения: фиксированные группы ПД (начальные решения по составам групп ПД, предполагающие распределение пакетов из решения $[M, A]$ с верхнего уровня по группам $N^z(z = \overline{1, Z})$ без их дальнейшей оптимизации); оптимизированные составы групп ПД (с использованием рассмотренного метода на основе начальных решений по составам групп $N^z(z = \overline{1, Z})$ сформированы эффективные решения $N^{z*}(z = \overline{1, Z})$).

Эффективность метода формирования групп ПД сравнивается с эффективностью применения метаэвристических алгоритмов (ГА). Метод оптимизации составов групп ПД, использующий ГА, предполагает, что в каждой хромосоме, соответствующей решению, выделяется n участков [24]. Каждый участок соответствует определенному i -му типу данных, количество генов в каждом участке равно значению t_i для этого типа данных в решении $[M, A]$. Значение q_{h_i} гена в i -ом участке хромосомы, соответствующего h_i -му ПД ($h_i = \overline{1, m}$), характеризует принадлежность этого ПД одной из

групп $N^z(z = \overline{1, Z})$, либо (при $q_{h_i} = 0$) – принадлежность множеству $Q(q_{h_i} \in \{0, 1, \dots, Z\})$. Формирование начальной популяции предполагает генерацию значений q_{h_i} случайным образом и проверку выполнения для сформированных решений по составам групп ПД условия (1) с учетом построенного для них расписания. Скрещивание хромосом выполняется в точках, соответствующих границам участков для i -ых типов данных. Мутация генов предусматривает изменение текущих их значений с учетом условия допустимости сформированных групп.

Графики зависимостей эффективности применения метода оптимизации групп ПД от значений входных параметров ($n = 5, L = 5, t^z = 100$ и $t^z = 200, Z = 2$ и $Z = 4$, при изменении значений $\max(t_{ij}^l)/\min(t_{ij}^l)$ и $\max(t_i^l)/\min(t_i^l)$) в сравнении с применением ГА представлены на рисунке 1, где МО СГП – метод оптимизации составов групп пакетов. По оси ординат откладывается степень снижения общих простоев приборов конвейера при обработке ПД всех групп для решения, полученного после оптимизации их составов, по сравнению с начальным решением по распределению ПД по группам (значения $f_{\text{эмопт}}$), а по оси абсцисс – значения $\max(t_{ij}^l)/\min(t_{ij}^l)$.

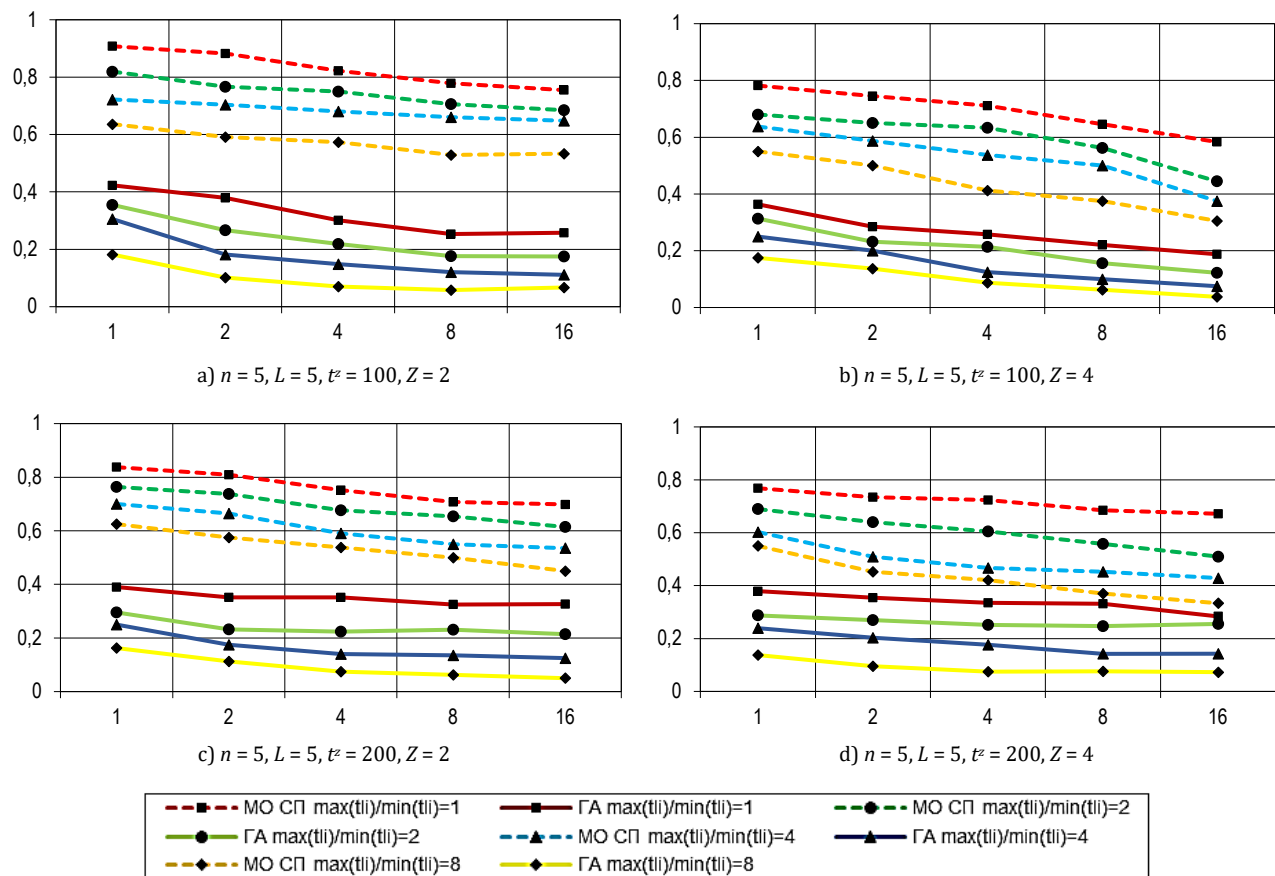


Рис. 1. Снижение общих простоев сегментов при оптимизации составов групп ПЗ

Fig. 1. Decrease of Total Segment Downtime When Optimizing the Composition of the Data Packets Groups

Анализ результатов исследований метода оптимизации составов групп ПД позволил сформулировать следующие особенности формирования решений в соответствии с введенными в рассмотрение значениями параметров:

- при малых значениях отношений $\max(t_i^l)/\min(t_i^l)$ и $\max(t_{ij}^l)/\min(t_{ij}^l)$ и (равных 1 и 2) метод оптимизации составов групп ПЗ позволяет получить решения, которые обеспечивают наиболее эффективное использование ограниченного ресурса времени функционирования КС; т. е. незначительная неоднородность длительностей обработки данных и длительностей переналадки приборов на обработку данных соответствующих типов позволяет рассматриваемому методу сформировать группы ПЗ, которые обеспечивают в полной мере использование временного ресурса приборов КС;

- по мере роста неоднородностей длительностей переналадок и неоднородностей длительностей обработки данных степень снижения суммарных простоев приборов в решениях, полученных с использованием рассмотренного метода, по сравнению с решениями, соответствующими фиксированным группам пакетов, уменьшается (уменьшение на 25–30 % при увеличении значений отношения $\max(t_i^l)/\min(t_i^l)$ от 1 до 8, уменьшение на 15–25 % при увеличении значений отношения $\max(t_{ij}^l)/\min(t_{ij}^l)$ от 1 до 16); это связано с тем, что увеличение неоднородностей указанных видов не позволяет сформировать составы групп N^z , в которых обработка ПД обеспечивает наилучшее использование ограниченного временного ресурса КС (значительные простои сегментов конвейера в ожидании готовности к выполнению заданий в пакетах и простои приборов в ожидании готовности ПД к выполнению после их (приборов) переналадки);

- увеличение количества групп ПД (количество рассматриваемых интервалов времени t^z) обуславливает незначительное (10–15 %) уменьшение значения $f_{\text{эмосгп}}$ (накапливается (суммируется) общая неэффективность использования ограниченного временного ресурса КС);

- увеличение длительностей интервалов функционирования КС обуславливает уменьшение значений $f_{\text{эмосгп}}$ на 5–8 %; это связано с тем, что при увеличении количества интервалов большее количество ПД может быть размещено в группах для их выполнения (т. е. при $t^z = 200$ группы содержат большее количество ПД, чем при $t^z = 100$); в силу наличия неоднородности длительностей обработки данных на разных приборах и неоднородности длительностей переналадок решения по составам ПД не могут гарантировать лучшего использования ресурса времени КС.

Таким образом, анализ результатов исследований при $n = 5$, $L = 5$, $t^z = 100$ и $t^z = 200$, $Z = 2$ и

$Z = 4$, при изменении значений параметров $\max(t_{ij}^l)/\min(t_{ij}^l)$ и $\max(t_i^l)/\min(t_i^l)$ в указанных диапазонах показал, что максимальное снижение суммарных простоев приборов в решениях, сформированных с использованием рассмотренного метода, по сравнению с решениями, соответствующими фиксированным группам пакетов, получено при значениях $t^z = 100$, $Z = 2$, при $\max(t_i^l)/\min(t_i^l) = 1$, $\max(t_{ij}^l)/\min(t_{ij}^l) = 1$ и составляет в среднем 65 %. Т. е. при минимальных неоднородностях длительностей обработки данных разных типов на приборах КС и длительностей переналадок приборов с обработки данных одного типа на обработку данных другого типа степень снижения суммарных простоев приборов в решениях, полученных с использованием рассмотренного метода, по сравнению с решениями, соответствующими фиксированным группам пакетов, является максимальной. Степень снижения суммарных простоев приборов в решениях, полученных с использованием рассмотренного метода, по сравнению с решениями, соответствующими фиксированным группам пакетов, уменьшается при увеличении значений отношений $\max(t_i^l)/\min(t_i^l)$ и $\max(t_{ij}^l)/\min(t_{ij}^l)$. При этом увеличение неоднородности длительностей обработки данных разных типов на сегментах конвейера влияет на уменьшение значения $f_{\text{эмосгп}}$ более значительно, чем увеличение неоднородностей длительностей переналадок этих сегментов. Увеличение количества групп ПД (с $Z = 2$ до $Z = 4$) при прочих равных значениях входных параметров приводит к уменьшению степени снижения суммарных простоев приборов в решениях, полученных с использованием рассмотренного метода, по сравнению с решениями, соответствующими фиксированным группам пакетов, на 10 % и более. Увеличение значений длительностей интервалов функционирования КС с $t^z = 100$ до $t^z = 200$ также приводит к уменьшению степени снижения суммарных простоев приборов в решениях, полученных с использованием рассмотренного метода, по сравнению с решениями, соответствующими фиксированным группам пакетов, на 5–7 %. Сравнение результатов применения разработанного метода оптимизации составов групп ПД с применением ГА показало, что использование предложенного метода позволяет получить решения, которые на 45 % более эффективны, чем результаты, полученные с использованием ГА.

Заключение

Разработан иерархический подход к комплексному планированию обработки ПД при наличии ограничений и метод оптимизации составов групп ПД, обрабатываемых в течение заданных временных интервалов. Метод оптимизации составов групп N^z ($z = \overline{1, Z}$) предусматривает определение таких ПД, обработка которых в их позициях в по-

следовательностях π^l ($l = \overline{1, L}$) расписания обуславливает простой сегментов конвейера, являющиеся наибольшими среди всех пакетов, находящихся в этих последовательностях. Исключение пакетов из состава групп N^z ($z = \overline{1, Z}$), размещение в группах ПД, не включенных в группы, позволяет сформировать окрестности текущих локально оптимальных решений, в которых идентифицируют

ся решения по составам групп ПД. Использование рассмотренного метода позволяет в среднем до 65 % уменьшить простой сегментов конвейера по сравнению с составами групп, не предусматривающими оптимизацию и получить решения, которые на 45 % являются более эффективными, чем решения, полученные с использованием ГА.

Список используемых источников

1. Кротов К.В. Комплексный метод определения эффективных решений по составам партий данных и расписаниям их обработки в конвейерных системах // Вычислительные технологии. 2018. Т. 23. № 3. С. 58–76.
2. Mendez C.A., Cerdá J., Grossmann I.E., Harjunkoski I., Fahl M. State-of-the-art review of optimization methods for short-term scheduling of batch processes // Computers and Chemical Engineering. 2006. Vol. 30. Iss. 6–7. PP. 913–946. DOI:10.1016/j.compchemeng.2006.02.008
3. Adonyi R., Romero J., Puigjaner L., Friedler F. Incorporating heat integration in batch process scheduling // Applied Thermal Engineering. 2003. Vol. 23. Iss. 14. PP. 1743–1762. DOI:10.1016/S1359-4311(03)00141-8
4. Agha M. Integrated Management of Energy and Production: Scheduling of Batch Process and Combined Heat & Power Plant. PhD Thesis. Toulouse, France: University of Toulouse, 2009. 255 p.
5. Zeballos L.J., Henning G.P. A CP approach to the scheduling of resource-constrained multiproduct continuous facilities // Latin American Applied Research. 2006. Iss. 36. PP. 205–212.
6. Díaz-Ramírez J., Huertas J.I. A continuous time model for a short-term multiproduct batch process scheduling // Ingeniería e Investigación. 2018. Vol. 38. Iss. 1. PP. 96–104. DOI:10.15446/ing.investig.v38n1.66425
7. Ковалев М.Я. Модели и методы календарного планирования. Минск: БГУ, 2004. URL: https://www.studmed.ru/kovalev-mya-modeli-i-metody-kalendarного-planirovaniya_ca57fbd.html (дата обращения 10.09.2020)
8. Chandra P., Gupta S. Managing batch processors to reduce lead time in a semiconductor packaging line // International Journal of Production Research. 1997. Vol. 35. Iss. 3. PP. 611–633. DOI:10.1080/002075497195623
9. Bein W., Noga J., Wiegley J. Priority Approximation for Batching // Proceedings of the 41st Hawaii International Conference on Systems Science (HICSS-41 2008, Waikoloa, Big Island, Hawaii, 7–10 January 2008). IEEE, 2008. DOI:10.1109/HICSS.2008.508
10. Bein W., Noga J., Wiegley J. Approximation for Batching via Priorities // Scientific Annals of Computer Science. 2017. Vol. 17. PP. 1–18.
11. Steiner G., Zhang R. Minimizing the weight number of late jobs with Batch setup times and delivery costs on a single machine. Vienna: Itech Education and Published, 2007. DOI:10.5772/5216
12. Koehler F., Khuller S. Optimal Batch Schedules for Parallel Machines // Proceedings of the 13th International Symposium on Workshop on Algorithms and Data Structures (WADS 2013, London, ON, Canada, 12–14 August 2013). Lecture Notes in Computer Science. Berlin: Springer, 2013. Vol. 8037. PP. 475–486. DOI:10.1007/978-3-642-40104-6_41
13. Monch L., Balasubramanian H., Fowler J. W., Pfund M. E. Heuristic scheduling of jobs on parallel batch machines with incompatible job families and unequal ready times // Computers & Operations Research. 2005. Vol. 32. Iss. 11. PP. 2731–2750. DOI:10.1016/j.cor.2004.04.001
14. Dang Th.T., Frankovic B., Budinska I., Flood B., Sheahan C., Dang B.L. Using heuristic search for solving single machine batch processing problems // Computing and Informatics. 2006. Vol. 25. Iss. 5. PP. 405–420.
15. Kohn R., Rose O., Laroque Ch. Study on multi-objective optimization for parallel batch machine scheduling using variable neighbourhood search // Proceedings of the Winter Simulation Conference (WSC, Washington, USA, 8–11 December 2013). IEEE, 2013. PP. 3654–3670. DOI:10.1109/WSC.2013.6721726
16. Cheng T., Yuan J., Yang A. Scheduling a batch-processing machine subject to precedence constraints, release dates and identical processing times // Computers and Operations Research. 2005. Vol. 32. Iss. 4. PP. 849–859. DOI:10.1016/j.cor.2003.09.001
17. Van der Zee D.-J. Dynamic scheduling of batch processing machines with non-identical product sizes // International Journal of Production Research. 2007. Vol. 45. Iss. 10. PP. 2327–2349. DOI:10.1080/00207540600690537
18. Tan Y., Huang W., Sun Y., Yue Y. Comparative study of different approaches to solve batch process scheduling and optimisation problems // Proceedings of the 18th International Conference on Automation and Computing (ICAC, Loughborough, UK, 7–8 September 2012). IEEE, 2012. PP. 424–444.
19. Cheng B.-Y., Chen H.-P., Wang S.-S. Improved Ant Colony Optimization Method for Single Batch-Processing Machine with Non-Identical Job Sizes // Journal of System Simulation. 2009. Vol. 21. Iss. 9. PP. 2687–2695.
20. Ramasubramanian M., Mathirajan M. A Mathematical Model for Scheduling a Batch Processing Machine with Multiple Incompatible Job Families, Non-identical Job dimensions, Nonidentical Job sizes, Non-agreeable release times and due dates // Proceedings of the International Conference on Manufacturing, Optimization, Industrial and Material Engineering (MOIME 2013, Grand Hyatt, Bandung, Indonesia, 9–10 March 2013). IOP Conference Series: Materials Science and Engineering. 2013. Vol. 46. DOI:10.1088/1757-899X/46/1/012013
21. Ogun B., Çigdem A.-U. Mathematical models for a batch scheduling problem to minimize earliness and tardiness // Journal of Industrial Engineering and Management. 2018. Vol. 11. Iss. 3. PP. 390–405. DOI:10.3926/jiem.2541
22. Kreipl S., Pinedo M. Planning and Scheduling in Supply Chains: An Overview of Issues in Practice // Production and Operations Management. 2004. Vol. 13. Iss. 1. PP. 77–92. DOI:10.1111/j.1937-5956.2004.tb00146.x

23. Кротов К.В. Обоснование модели многоуровневого программирования для построения расписаний групповой обработки партий данных в конвейерной системе при наличии ограничений // Вестник Иркутского государственного технического университета. 2016. №1(108). С. 35–48.

24. Кротов К.В. Использование генетических алгоритмов для построения эффективных комплексных расписаний обработки пакетов данных в конвейерной системе при задании ограничений на длительность интервалов времени ее функционирования // Вестник Воронежского государственного университета. Серия: Системный анализ и информационные технологии. 2020. № 1. С. 71–86. DOI:10.17308/sait.2020.1/2594

* * *

Building Complex Schedules of Data Packets Processing with Setting Time Limits of a Conveyor System Functioning

K. Krotov¹ 

¹Sebastopol State University,
Sebastopol, 299053, Russian Federation

Article info

DOI:10.31854/1813-324X-2020-6-3-75-90

Received 18th February 2020

Accepted 1st September 2020

For citation: Krotov K. Building Complex Schedules of Data Packets Processing with Setting Time Limits of a Conveyor System Functioning. *Proc. of Telecom. Universities*. 2020;6(3):75–90. (in Russ.) DOI:10.31854/1813-324X-2020-6-3-75-90

Abstract: *The problem of planning data packet processing in a pipeline system with a time limit on the duration of its operation intervals is considered. The solution of the problem involves determining the composition of data packets, the composition of groups of data packets processed during these time intervals, and the schedules for processing packets of each group. To optimize solutions, the hierarchical game theory is applied. Conditions have been introduced that allow you to determine packages that are processed or readjusted to processing, which causes maximum downtime of pipeline segments. A method for constructing effective group compositions is proposed, which involves excluding packages that are determined in accordance with these conditions and placing packages that are not included in them in groups.*

Keywords: *hierarchical game, intervals of conveyor system functioning, data packets groups, local optimization.*

References


1. Krotov K.V. The Complex Method for Definition of Effective Decisions on Data Set Composition and Schedule for Their Processing in Conveyor Systems. *Computational technologies*. 2018;23(3):58–76. (in Russ.)
2. Mendez C.A., Cerdá J., Grossmann I.E., Harjunkoski I., Fahl M. State-of-the-art review of optimization methods for short-term scheduling of batch processes. *Computers and Chemical Engineering*. 2006;30(6-7):913–946. DOI:10.1016/j.compchemeng.2006.02.008
3. Adonyi R., Romero J., Puigjaner L., Friedler F. Incorporating heat integration in batch process scheduling. *Applied Thermal Engineering*. 2003;23(14):1743–1762. DOI:10.1016/S1359-4311(03)00141-8
4. Agha M. *Integrated Management of Energy and Production: Scheduling of Batch Process and Combined Heat & Power Plant*. PhD Thesis. Toulouse, France: University of Toulouse; 2009. 255 p.
5. Zeballos L.J., Henning G.P. A CP approach to the scheduling of resource-constrained multiproduct continuous facilities. *Latin American Applied Research*. 2006;36:205–212.
6. Díaz-Ramírez J., Huertas J.I. A continuous time model for a short-term multiproduct batch process scheduling. *Ingeniería e Investigación*. 2018;38(1):96–104. DOI:10.15446/ing.investig.v38n1.66425
7. Kovalev M.Ya. *Scheduling Models and Methods*. Minsk: Belarusian State University Publ.; 2004. Available from: https://www.studmed.ru/kovalev-mya-modeli-i-metody-kalendarного-planirovaniya_ca57fbd.html [Accessed 10th September 2020]
8. Chandra P., Gupta S. Managing batch processors to reduce lead time in a semiconductor packaging line. *International Journal of Production Research*. 1997;35(3):611–633. DOI:10.1080/002075497195623

9. Bein W., Noga J., Wiegley J. Priority Approximation for Batching. *Proceedings of the 41st Hawaii International Conference on Systems Science, HICSS-41 2008, 7–10 January 2008, Waikoloa, Big Island, Hawaii*. IEEE; 2008. DOI:10.1109/HICSS.2008.508
10. Bein W., Noga J., Wiegley J. Approximation for Batching via Priorities. *Scientific Annals of Computer Science*. 2017;17:1–18.
11. Steiner G., Zhang R. *Minimizing the weight number of late jobs with Batch setup times and delivery costs on a single machine*. Vienna: Itech Education and Published; 2007. 436 p. DOI:10.5772/5216
12. Koehler F., Khuller S. Optimal Batch Schedules for Parallel Machines. *Proceedings of the 13th International Symposium on Workshop on Algorithms and Data Structures, WADS 2013, 12–14 August 2013, London, ON, Canada. Lecture Notes in Computer Science*. Berlin: Springer; 2013. vol.8037. p.475–486. DOI:10.1007/978-3-642-40104-6_41
13. Monch L., Balasubramanian H., Fowler J. W., Pfund M. E. Heuristic scheduling of jobs on parallel batch machines with incompatible job families and unequal ready times. *Computers & Operations Research*. 2005;32(11):2731–2750. DOI:10.1016/j.cor.2004.04.001
14. Dang Th.T., Frankovic B., Budinska I., Flood B., Sheahan C., Dang B.L. Using heuristic search for solving single machine batch processing problems. *Computing and Informatics*. 2006;25(5):405–420.
15. Kohn R., Rose O., Laroque Ch. Study on multi-objective optimization for parallel batch machine scheduling using variable neighbourhood search. *Proceedings of the Winter Simulation Conference, WSC, 8–11 December 2013, Washington, USA*. IEEE; 2013. p.3654–3670. DOI:10.1109/WSC.2013.6721726
16. Cheng T., Yuan J., Yang A. Scheduling a batch-processing machine subject to precedence constraints, release dates and identical processing times. *Computers and Operations Research*. 2005;32(4):849–859. DOI:10.1016/j.cor.2003.09.001
17. Van der Zee D.-J. Dynamic scheduling of batch processing machines with non-identical product sizes. *International Journal of Production Research*. 2007;45(10):2327–2349. DOI:10.1080/00207540600690537
18. Tan Y., Huang W., Sun Y., Yue Y. Comparative study of different approaches to solve batch process scheduling and optimisation problems. *Proceedings of the 18th International Conference on Automation and Computing, ICAC, 7–8 September 2012, Loughborough, UK*. IEEE; 2012. p.424–444.
19. Cheng B.-Y., Chen H.-P., Wang S.-S. Improved Ant Colony Optimization Method for Single Batch-Processing Machine with Non-Identical Job Sizes. *Journal of System Simulation*. 2009;21(9):2687–2695.
20. Ramasubramanian M., Mathirajan M. A Mathematical Model for Scheduling a Batch Processing Machine with Multiple Incompatible Job Families, Non-identical Job dimensions, Non-identical Job sizes, Non-agreeable release times and due dates. *Proceedings of the International Conference on Manufacturing, Optimization, Industrial and Material Engineering, MOIME 2013, 9–10 March 2013, Grand Hyatt, Bandung, Indonesia. IOP Conference Series: Materials Science and Engineering*. 2013. vol.46. DOI:10.1088/1757-899X/46/1/012013
21. Ogun B., Çigdem A.-U. Mathematical models for a batch scheduling problem to minimize earliness and tardiness. *Journal of Industrial Engineering and Management*. 2018;11(3):390–405. DOI:10.3926/jiem.2541
22. Kreipl S., Pinedo M. Planning and Scheduling in Supply Chains: An Overview of Issues in Practice. *Production and Operations Management*. 2004;13(1):77–92. DOI:10.1111/j.1937-5956.2004.tb00146.x
23. Krotov V. Validation of a Multi-Level Programming Model for Scheduling Data Series Group Processing in a Pipelined Computing System with Constraints. *Proceedings of Irkutsk State Technical University*. 2016;1(108):35-47. (in Russ.)
24. Krotov K.V. Application of Genetic Algorithms for the Design of Effective and Comprehensive Schedules for the Processing of Data Packets in a Pipeline System at Specific Time Intervals. *Bulletin of the Voronezh State University. Series: System analysis and information technology*. 2020;1:71–86. (in Russ.) DOI:10.17308/sait.2020.1/2594

Сведения об авторе:

КРОТОВ
Кирилл Викторович

кандидат технических наук, доцент, доцент кафедры «Информационные системы» Севастопольского государственного университета,
krotov_k1@mail.ru

 <https://orcid.org/0000-0002-9670-6141>