SOI: 1.1/TAS DOI: 10.15863/TAS

International Scientific Journal
Theoretical & Applied Science

p-ISSN: 2308-4944 (print) **e-ISSN:** 2409-0085 (online)

Year: 2017 **Issue:** 10 **Volume:** 54

Published: 27.10.2017 http://T-Science.org

Victor Aleksandrovich Melent'ev
Philosophy Doctor, senior research associate
Rzhanov Institute of Semiconductor Physics Siberian Branch of Russian Academy of Sciences (ISP SB RAS)
melva@isp.nsc.ru

SECTION 4. Computer science, computer engineering and automation.

ON APPROACH TO THE CONFIGURING OF FAULT-TOLERANT SUBSYSTEMS IN CASE OF SCARCE TOPOLOGICAL FAULT-TOLERANCE OF THE COMPUTING SYSTEM

Abstract: *We research the problem of the organization of topologically fault-tolerant subsystems in the scalable computing system (CS) in the presence of unique nodes in the information topology of the task being solved. The method of configuring of fault-tolerant subsystems in case of scarce topological fault-tolerance of CS is offered.*

Key words: *topological fault-tolerance of the computing system, information topology of the parallel task.*

Language: *Russian*

Citation: Melent'ev VA (2017) ON APPROACH TO THE CONFIGURING OF FAULT-TOLERANT SUBSYSTEMS IN CASE OF SCARCE TOPOLOGICAL FAULT-TOLERANCE OF THE COMPUTING SYSTEM. ISJ Theoretical & Applied Science, 10 (54): 101-105.

Soi: http://s-o-i.org/1.1/TAS-10-54-20 ***Doi***: crossref https://dx.doi.org/10.15863/TAS.2017.10.54.20

О ПОДХОДЕ К КОНФИГУРИРОВАНИЮ ОТКАЗОУСТОЙЧИВЫХ ПОДСИСТЕМ ПРИ ДЕФИЦИТНОЙ ТОПОЛОГИЧЕСКОЙ ОТКАЗОУСТОЙЧИВОСТИ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СИСТЕМЫ

Аннотация: *Рассматривается проблема организации топологически отказоустойчивых подсистем в масштабируемой вычислительной системе (ВС) при наличии уникальных узлов в информационной топологии решаемой задачи. Предложен способ конфигурирования отказоустойчивых подсистем при дефицитной топологической отказоустойчивости ВС.*

Ключевые слова: *топологическая отказоустойчивость вычислительной системы, информационная топология параллельной задачи.*

Работа выполнена при поддержке Российского фонда фундаментальных исследований (проект №14-07-00169а)

1. Введение

Топологические проблемы входят в число первоочередных проблем, требующих интенсивных научных исследований вследствие их определяющего влияния на быстродействие и отказоустойчивость вычислительных систем (ВС) экзафлопного класса. В разработанной рядом ведущих в суперкомпьютерной области российских организаций и специалистов концепции [1, с. 47] отмечается необходимость исследования и разработки топологий, повышающих коммуникационные возможности, эффективность и бесконфликтность обменов, отказоустойчивость. Подчеркивается также необходимость установления сравнительных принципиальных возможностей применения тех или иных топологий мультипроцессорных сред в заданных условиях, достигаемых при этом пороговых значений эффективности, потребность в создании и использовании средств топологического резервирования и адаптации вычислительных процессов и структуры связей между процессорными элементами, обеспечивающих минимизацию расстояний и исключение конфликтов при выполнении межпроцессорных обменов даже при возникновении отказов отдельных элементов ВС [1, с. 52].

В данной работе рассмотрена проблема конфигурирования подсистем с заданными критериями топологической отказоустойчивости, в том числе в случаях, когда требуемый уровень параллелизма превышает обеспечиваемый топологией его потенциал. Используемый при этом оригинальный подход к оценке отказоустойчивости топологии интерконнекта через изменения потенциала параллелизма вычислительной системы [2, с. 101] не имеет аналогов и находится в рамках упомянутых выше проблем, что определяет актуальность, новизну и востребованность полученных в работе результатов.

2. Основные положения, определения и обозначения

Проблема топологической отказоустойчивости вычислительных систем и подсистем рассматривается в контексте модели с амортизацией отказов, согласно которой при возникновении в процессе решения задачи отказов ее ранг p (размер подсистемы) может уменьшаться до приемлемого значения [3, с. 29].

Отказоустойчивость параллельных систем и решаемых на них задач рассматривается на модели [4, с. 117-120], согласно которой потенциал параллелизма приложений ограничен только дефицитным быстродействием интерконнекта, в предположении, что ограничений в распараллеливании задач не существует.

Суть применения такой модели состоит не в том, чтобы получить основанные на игнорировании архитектуры реальные оценки максимально возможного ускорения практически больших задач. Суть в том, что традиционно используемые в исследовании интерконнекта сетевые критерии не имеют непосредственного формального соответствия с определяющим качеством систем – с их потенциальным параллелизмом. Поэтому цель применения этой модели состоит в формальном обосновании тех ограничений параллелизма, которые вносятся именно архитектурными компонентами системы (в данном случае – топологией интерконнекта), и в получении инструмента сопоставления топологий ВС, исходя именно из этого качества. Понятно, что необходимость единообразного для всех топологий сопоставления по их влиянию на ограничения параллелизма потребовало выбора единой «точки отсчета» – эталонного приложения, обладающего идеальным в отношении параллелизма потенциалом. Только в таком случае можно считать, что все ограничения параллелизма в системе связаны исключительно с ее топологией. Заметим при этом, что если рассматривать каждый ярус (или пару ярусов) канонической параллельной формы описания алгоритмов [5, с. 104] как отдельную подзадачу, то для достаточно больших задач с шириной ярусов, многократно превышающей «высоту» алгоритма, предположение об идеальном распараллеливании «поярусных» подзадач имеет вполне реальные основания.

Совмещение свойств неограниченности в распараллеливании приложений и обусловленной архитектурой ограниченности в их параллельной реализации позволило формализовать связь объемов W вычислений и Q обмениваемых данных распараллеливаемой на p ветвей задачи с предельно допускаемыми расстояниями ∂ между информационно смежными процессорами при директивном ускорении S для функции задержки $t_{NT}(Q/p)$, присущей используемой в рассматриваемой ВС сетевой технологии. Применение полученных при этом соотношений позволило абстрагироваться от последней, классифицируя реализуемые в рассматриваемых ВС параллельные приложения по значениям предельных (при заданных ускорениях) расстояний ∂ между информационно смежными процессорами системы.

Ниже приведены определения и обозначения, используемые в данной работе.

∂ (k)-достижимость вершин графа $G(V,E)$ – вершины $u, v \in V$ взаимно ∂ (k)-достижимы, если они могут быть соединены не менее k независимыми путями, длина каждого из которых не превышает ∂.

Граф $\partial(k)$-достижимости $G_{\partial(k)}(G)$ –надграф графа $G(V, E)$, дополненный ребрами между вершинами $u, v, \in V$ при наличии между ними в графе G не менее k независимых путей с длиной, не превышающей значение заданной достижимости ∂ [6, с. 239].

Плотность $\varphi(G_{\partial(k)})$ *графа $\partial(k)$-достижимости* $G_{\partial(k)}(G)$ – число вершин в наибольшей клике графа $G_{\partial(k)}(G)$, наибольшее число вершин полного подграфа графа $G_{\partial(k)}(G)$.

Топологическая l-отказоустойчивость $\theta_{n,\partial}(l)$ системы с G-топологией ($n \equiv n(G)$) в решении ∂-задач – отношение плотности $\varphi_{\partial(k)}(G) \equiv \varphi(G_{\partial(k)})$ графа ∂ (k)-достижимости $G_{\partial(k)}$, соответствующей заданной кратности $l \geq 1$ отказов ($k = l + 1$), к исключающей наличие отказов ($l = 0$) плотности $\varphi_{\partial}(G) \equiv \varphi(G_{\partial})$ графа ∂-достижимости G_{∂} [2,с. 103]:

$$\theta_{n,\partial}(l) = \varphi_{\partial(k)}(G)/\varphi_{\partial}(G).$$

i-окрестность вершины $u \in V$ есть подграф $[u]_i \equiv G_i(u)$ графа $G(V, E)$, индуцированный множеством вершин, находящихся от вершины u на расстоянии i. Множество вершин i-

окрестности вершины u составляют ее i-окружение $\mathcal{N}_i(u)$ [7, с. 23].

3. Топологическая отказоустойчивость систем при решении параллельных задач с непаритетными ветвями

В практике параллельных вычислений далеко не редкими являются задачи, в которых отдельные параллельные ветви функционально или топологически отличны от остальных, и в этом смысле такие ветви уникальны. К примеру, в задачах со звездной топологией (например, в задачах обработки графов с помощью алгоритмов Дейкстры и Прима [8, с. 416]) уникальной является центральная вершина «звезды». То же можно сказать и про используемые в решении задач типовые схемы информационного взаимодействия параллельных ветвей задачи: наличие центрального узла свойственно трансляционной и коллекторной схемам обменов (см., например команды MPI_Bcast и MPI_Allgather [9]). И то и другое, как мы уже упоминали выше, в разной степени свойственно любому алгоритму, представленному ярусно-параллельной формой.

Понятно, что для наделения свойством l-отказоустойчивости сконфигурированных под такие задачи подсистем процессоры, соответствующие x уникальным ветвям, должны быть l-кратно продублированы. Поэтому в сравнении с плотностью $\varphi(G_{\partial(k)})$ число процессоров, задействованных в решении таких информационно полносвязных задач, уменьшится на произведение $x \cdot l$ – соответственно уменьшаются значения топологической отказоустойчивости l-отказоустойчивой системы:

$$\theta_{\partial(l)}(G) = (\varphi_{\partial(k)}(G) - l \cdot x)/\varphi_{\partial}(G)$$

Для информационно неполносвязных задач, параллельные алгоритмы решения которых предполагают наличие уникальных ветвей ($x > 0$), информационный граф W исследуемой задачи следует дополнить такими $l \cdot x$ вершинами и инцидентными им ребрами, что окружение дублирующей вершины совпадает с окружением дублируемой уникальной вершины. Модифицированный таким образом граф задачи W обозначим W_l. Топологическая отказоустойчивость системы при реализации такой W_l-задачи зависит от порядка $n(W_l, G_{\partial(k)}) \equiv n_{\partial(k)}(W_l, G)$ максимального изоморфного графу W_l подграфа в графе $\partial(k)$-достижимости $G_{\partial(k)}$, здесь – $k = l + 1$. Способ выявления изоморфного вложения информационного графа задачи в такие графы предложен и подробно рассмотрен в [6, с. 235; 7, с. 27]. Тогда топологические отказоустойчивость и масштабируемость системы в решении таких задач определятся выражениями:

$$\theta_{\partial(l)}(W, G) = (n(W_l, G_{\partial(k)}) - l \cdot x)/\varphi_{\partial}(G).$$

Из этого выражения ясно, что использование алгоритмов с непаритетными ветвями, существенно ухудшает потенциал отказоустойчивого и параллельного решения задач даже при их полной топологической адекватности системе.

Резюмируя вышесказанное, отметим, что требования отказоустойчивого решения задач ограничивает соответствующий этим задачам потенциал параллелизма тем в большей степени, чем выше поднята планка кратности допускаемых при их решении отказов, так как $n(W_{l+1}, G_{\partial(l+2)}) < n(W_l, G_{\partial(l+1)})$ (для полносвязных задач – $\varphi(G_{\partial(k+1)}) < \varphi(G_{\partial(k)})$). При этом может случиться так, что потребное для обеспечения ускорения S задачи число процессоров p, соответствующее достижимости ∂ и заданной кратности l отказов, топологически не может быть обеспечено: $p > n(W_l, G_{\partial(l+1)})$. Возможные подходы к решению этой проблемы приведены ниже.

4. Конфигурирование отказоустойчивых подсистем в ВС с дефицитной топологической отказоустойчивостью

Пусть топология ВС задана графом G, информационная топология решаемой задачи – графом W. Кратность допускаемых при решении этой задачи отказов отлична от нуля. Необходимое для обеспечения топологической l-отказоустойчивости число k независимых путей между информационно смежными процессорами – $k = l + 1$.

Рассмотрим 1-й вариант конфигурирования подсистем. Пусть минимальное число p процессоров, необходимое для получения заданного в решении данной задачи ускорения превышает порядок максимального изоморфного графу W_l подграфа в графе $\partial(k)$-достижимости $G_{\partial(k)}$ – $p > n(W_l, G_{\partial(k)})$. Пусть при этом существует некоторая отличная от нуля величина $y \le l$, дополняющая до l значение кратности $l - y$ отказов, при которой $p \le n(W_{l-y}, G_{\partial(k-y)})$. Тогда, если в графе $G_{\partial(k-y)}$ может быть организовано $y + 1$ подграфов W_{l-y} с $(l - y)$-отказоустойчивой для рассматриваемой задачи топологией, то устойчивость к кратности l отказов в решении задачи может быть достигнута y-кратным резервированием топологически $(l - y)$-отказоустойчивых подсистем.

Продемонстрируем этот вариант на простом примере, не требующем графических иллюстраций, для чего топологию ВС зададим 4-мерным гиперкубом $G = H_4$, нумерация вершин в таких графах однозначно говорит о расстояниях между вершинами и о числе независимых путей между ними.

Пусть минимальное при достижимости $\partial = 2$ число процессоров, необходимое для получения заданного в решении данной задачи ускорения, – $p = 8$, а информационная топология решаемой задачи представлена «звездой» $W = Z_8$, в которой центральная вершина должна связана с семью информационно независимыми ветвями. Необходимое для обеспечения топологической устойчивости к однократным ($l = 1$) отказам число k независимых путей между процессорами, реализующими информационно смежные в задаче ветви, – $k = 2$.

Любая проекция графа 2(2) достижимости рассматриваемой ВС содержит на первом уровне не более 6 вершин: для вершины 00 – это вершины 03, 05, 06, 11, 12, 14 (здесь и далее кодировка нумерации восьмеричная), чего, как видим, недостаточно для образования «звезды» с одной центральной и семью периферийными вершинами. Проекция же графа 2(1)-достижимости ($\partial = 2$, $k = 1$, $l = 0$) имеет на первом уровне 10 вершин: 2-окружение вершины 00 составляет множество вершин $\mathcal{N}_{2(1)}(00) = \{01, 02, 03, 04, 05, 06, 10, 11, 12, 14\}$, любые семь из вершин этого множества (например, {02, 03, 06, 10, 11, 12, 14}) вполне могут быть использованы для образования звезды $W_0 = Z_8$ (индекс 0 при W говорит о нулевой кратности допускаемых в такой подсистеме отказов). Для достижения 1-отказоустойчивости рассматриваемой задачи продублируем ее решение и образуем для этого еще одну непересекающуюся с 1-й подсистему – например, с центром в вершине 07 и ее 2-окружением $\mathcal{N}_{2(1)}(07) = \{01, 04, 05, 13, 15, 16, 17\}$, при этом $\mathcal{N}_{2(1)}(00) \cap \mathcal{N}_{2(1)}(07) = \varnothing$.

Другой вариант отказоустойчивой реализации задачи состоит в разбиении задачи на независимые подзадачи таким образом, чтобы для каждой из них топологическая отказоустойчивость перестала быть дефицитной. Продемонстрируем это на том же рассмотренном выше 4-мерном гиперкубе $G = H_4$. Пусть минимальное при достижимости $\partial = 2$ число процессоров, необходимое для достижения заданного в решении данной задачи ускорения, – $p = 13$, а информационная топология решаемой задачи представлена «звездой» $W = Z_{13}$, в которой центральная вершина должна быть связана с двенадцатью вершинами, соответствующими взаимно независимым ветвям. Необходимое для обеспечения топологической устойчивости к однократным ($l = 1$) отказам число k независимых путей между процессорами, реализующими информационно смежные в задаче ветви, – $k = 2$.

Как уже говорилось выше, любая проекция графа 2(2)-достижимости $G_{2(2)}(H_4)$ содержит на первом уровне не более шести вершин, чего явно недостаточно для образования «звезды» с одной центральной и двенадцатью периферийными вершинами. Нетрудно убедиться, что применение рассматриваемого варианта дает возможность построить две отказоустойчивые «звезды» с центрами 00 (17), 02(15) и соответствующими им 2(2)-окружениями – $\mathcal{N}_2(00) = \mathcal{N}_2(17) = \{03, 05, 06, 11, 12, 14\}$ и $\mathcal{N}_2(02) = \mathcal{N}_2(15) = \{01, 04, 07, 10, 13, 16\}$. Здесь центры каждой из звезд дублируются: вершина 17 дублирует центральную вершину 00 одной звезды, а вершина 15 – центральную вершину 02 другой звезды; заметим при этом, что 2(2)-окружения центральной и дублирующей вершин должны совпадать.

Таким образом, в отличие от предыдущего, применение второго варианта конфигурирования отказоустойчивых подсистем позволило реализовать информационную топологию $W = Z_{13}$ значительно большего порядка, несмотря на дефицитную (для заданной кратности отказов $l = 1$) отказоустойчивость гиперкуба, и это достигнуто при значительно меньшей и относительно небольшой избыточности в числе задействованных процессоров: для реализации 1-отказоустойчивой «звезды» из 1 центральной и двенадцати периферийных ветвей в этом варианте потребовалось 16 процессоров (всего три избыточных процессора), тогда как в первом варианте для реализации 1-отказоустойчивой «звезды» значительно меньшего размера (всего из одной центральной и семи периферийных ветвей) потребовалось задействовать все 16 процессоров с восемью избыточными процессорами.

Заметим, однако, что данное сопоставление может быть отнесено только к рассматренным здесь демонстрационным примерам – выбор способа решения проблемы дефицита топологической отказоустойчивости ВС зависит от топологии системы и информационной топологии задачи, от допускаемой при ее решении кратности отказов, от ограничений в применении того или иного способа и. п.

5. Заключение

Наращивание ресурсов в системе и стремление к увеличению их загрузки неизбежно приводят к увеличению вероятности отказов и их кратности [10, с. 44]. В связи с этим основное требование к масштабируемым системам, состоящее в том, что они должны допускать наращивание ресурсов, обеспечивающее пропорциональный прирост производительности без глобальной перестройки архитектуры, дополняется требованием повышения или сохранения устойчивости к отказам, как минимум, на уровне, предшествующем масштабированию.

Потенциал параллелизма системы во многом ограничен топологическим потенциалом обеспечения информационно-логической целостности решаемых задач. В данной работе использована модель, формально связывающая объемные параметры параллельной задачи (объемы вычислений и обрабатываемых данных) и требуемые значения критериев актуальности (ускорения) или эффективности ее решения, с обусловленными быстродействием используемой в системе сетевой технологии числом процессоров и предельными расстояниями (достижимостью) между ними. Основанное на такой модели свойство топологической отказоустойчивости ВС оценивается относительным, при увеличении кратности l отказов, изменением плотности графа $\partial(k)$-достижимости, где $k = l + 1$ – число независимых цепей между информационно-смежными процессорами с не превышающей значения достижимости ∂ длиной.

В данной работе модель параллельных вычислений и функции топологической отказоустойчивости адаптированы к задачам, в которых отдельные параллельные ветви функционально или топологически отличны от остальных и в этом смысле являются уникальными. Рассмотрен случай с дефицитной в сравнении с заданной топологической отказоустойчивостью ВС, и предложены способы решения этой проблемы, заключающиеся в обеспечении заданной для приложения кратности отказов или дублированием отдельных подсистем, сконфигурированных для меньшей кратности отказов, или разбиением задачи на такие подсистемы, для которых топологическая отказоустойчивость системы становится бездефицитной.

Результаты работы могут быть полезны при исследовании деградации параллелизма действующих в условиях кратных отказов систем, при выборе или генерации топологий вычислительных систем, ориентированных на отказоустойчивую реализацию набора решаемых задач, а также при распараллеливании таких задач и при конфигурировании соответствующих им подсистем. Использование полученных в работе результатов открывает возможности детерминированного исследования и проектирования крупномасштабных информационных сетей с заданной устойчивостью к отказам в отношении сохранности и актуальности предоставления тех или иных информационных ресурсов, а также оптимизированного в соответствии с этим размещения их в сети.

References:

1. (2017) Koncepciya po razvitiyu tekhnologii vysokoproizvoditel'nyh vychislenij na baze superEHvm ehksaflopnogo klassa (2012-2020 гг.) Available: http://filearchive.cnews.ru/doc/2012/03/esk_tex.pdf (Accessed: 25.09. 2017).
2. Melent'ev V.A. (2016) Fault-tolerance of hypercubic and compact topology of computing systems. ISJ Theoretical & Applied Science, 12 (44): 98-105. Doi: 10.15863/TAS.2016.12.44.20
3. Abrosimov M.B. (2013) Grafovye modeli otkazoustojchivosti / Diss. na soiskanie uch. st. d. f.-m. n. Available: https://cs.msu.ru/sites/cmc/files/theses/doktorskaya_abrosimov.pdf (Accessed 18.10.2017).
4. Melent'ev V.A. (2015) On topological scalability of computing systems // Upravlenie Bol'shimi Sistemami. – 2015. – T. 58. – p. 115-143.
5. Voevodin V.V. (2015) An open AlgoWiki encyclopedia of algorithmic features: from mobile to extreme scale. Vychislitel'nye Metody i Programmirovanie - 2015, T. 16, выпуск 1, 99–111.
6. Melent'ev VA (2014) Embedding of subsystems limiting length and number of paths between vertexes of computing system graph, UBS, 47 (2014), 212–246.
7. Melentiev VA (2015) Limit configuring of subsystems in hypercubic computing systems // Informacionnye tekhnologii i vychislitelnye sistemy, 2015, No. 2, pp. 20-30.
8. Gergel' V.P. (2010) Vysokoproizvoditel'nye vychisleniya dlya mnogoyadernyh mnogoprocessornyh system / Izd-vo Nizhegorodskogo gosuniversiteta, N. Novgorod -2010, 421 p.
9. (2017) MPI: A Message - Passing Interface Standart Available: https://www.opennet.ru/docs/RUS/mpi-1/ (accessed 25.09. 2017)
10. Melent'ev VA. (2014) Reliability of elements of the computing system and its fault tolerance / ISJ Theoretical & Applied Science – 2014. - № 9 (17). p. 34-45.