Разработка средств контроля согласованности компонентов систем знаний

С.К. Дулин

Рассмотрение совокупности бинарных оценок некоторого отношения, заданного над всевозможными парами однородных объектов изучаемого множества, дает возможность классифицировать получаемую в результате установления существования этого отношения структуру только по количеству установленных отношений. Качественно новый анализ этой структуры возникает, если оценку устанавливаемого отношения между каждой парой объектов сопоставлять всякий раз со всеми остальными оценками этой пары объектов. Другими словами, оценка между каждой парой объектов дополняется всеми оценками этой пары ко всем остальным объектам. Если рассуждать с позиции каждого объекта, то все оценки его отношений к остальным объектам множества рассматриваются в совокупности с оценками между остальными объектами. Минимальный набор, в котором сохраняется возможность такого рассмотрения, — это тройка объектов. Таким образом, выбрав критерий состояния тройки объектов и разбив всю структуру оценок на тройки, мы получаем систему классификации внутреннего состояния множества взаимосвязанных объектов.

Особенность выбранного подхода к анализу совокупности взаимосвязанных объектов с точки зрения структурной согласованности заключается в рассмотрении совокупности объектов с целью их классификации или разбиения на определенное количество подмножеств исключительно на основе анализа структур связей объектов этой совокупности. Понятно, что при таком подходе объекты могут быть и данными, и знаниями, и управляющими элементами, и социальными элементами — главное, чтобы характер решаемой задачи определял в качестве доминирующего признака каждого объекта структуру его связей с остальными объектами.

Удобным инструментом для анализа тернарных отношений является геометрическая интерпретация множества элементов со связями как совокупности взаимосвязанных треугольников.

Треугольник Хайдера, интерпретирующий тернарное отношение, представляет собой тройку элементов некоторого множества, связанных попарно определенным отношением R, и в зависимости от оценки r этого отношения между парами элементов треугольник считается либо в состоянии консонанса, либо в состоянии диссонанса. Число различных состояний у треугольника Хайдера, исходя из бинарной оценки, — восемь, из них — четыре консонансных и четыре диссонансных. Сопоставляя оценку "+" с единицей,

156 пусто

а "–" — с нулем, можно ввести формальное правило соотнесения состояния треугольника Хайдера с одним из двух различимых состояний. Назовем это правило консонансной функцией $K(x_1, x_2, x_3)$ и выразим с помощью известных операций математической логики

$$K(x_1, x_2, x_3) = x_1 \& (x_2 \equiv x_3) \vee \overline{x_1} \& (\overline{x_2 \equiv x_3}),$$

где x_1, x_2, x_3 — двоичные числа, соответствующие бинарной оценке отношения R между элементами в треугольнике.

Рассмотрим множество из n объектов (элементов), между каждой парой которых можно установить отношение R так, что возникает C_n^2 связей. При этом образуется C_n^3 треугольников Хайдера, в которых перечисляются все возможные сочетания этих объектов по три с оценками отношения R.

Определение 1. *Консонансным множеством* M_k назовем множество, в котором не существует диссонансных треугольников.

Определение 2. *Ассонансным* (или *неполностью согласованным*) *множеством* M_A назовем множество, в котором одновременно присутствуют как диссонансные, так и консонансные треугольники.

Определение 3. *Диссонансным множеством* M_D назовем множество, в котором не существует консонансных треугольников.

Диссонансное и консонансное множества будем называть *тривиальными* и обозначать M_D^T и M_k^T, соответственно, если все связи в них имеют один и тот же знак.

Теорема 1. *Консонансное множество представляет собой пару подмножеств, взаимосвязанных отрицательными отношениями вида* $\{\Omega'_k \rho^- \Omega''_k\}$, *где подмножество* Ω_k *— это* M_k^T, *или два объекта, связанных положительной связью, или один объект, или* $\emptyset$; ρ^- *— связи только отрицательного знака, установленные между каждым объектом* Ω'_k *и каждым объектом* Ω''_k.

Диссонансное множество представляет собой пару подмножеств, взаимосвязанных положительными отношениями вида $\{\Omega'_D \rho^+ \Omega''_D\}$, где подмножество Ω_D — это M_D^T, или два объекта, связанных отрицательной связью, или один объект, или $\emptyset$; ρ^+ — связи только положительного знака, установленные между каждым объектом Ω'_D и каждым объектом Ω''_D.

Ассонансное множество не имеет ограничений на структуру.

Определение 4. Назовем *зоной ассонансности* матрицы связности консонансного множества квадрант с отрицательными знаками связей.

Определение 5. Определим *поликонсонанс степени n* как согласованное состояние множества, при котором это множество состоит не более, чем из n подмножеств, таких, что объекты внутри каждого из них связаны только неотрицательными связями, а вне — только неположительными связями.

Согласно этому определению обычный консонанс по критерию Хайдера — это поликонсонанс степени 2, а множество из n объектов, согласованное в смысле транзитивности, поликонсонанс степени n. Поликонсонанс степени n означает, что множество не содержит замкнутых цепей связей более, чем из n объектов, связанных только отрицательными связями.

Определение 6. *Консонансом степени n* назовем согласованное состояние множества, при котором это множество состоит точно из n подмножеств, таких, что объекты внутри каждого из них связаны только неотрицательными связями, а вне — только неположительными связями.

Консонанс степени n соответствует разности условий поликонсонанса степени n и поликонсонанса степени $n - 1$.

Для возможного рассмотрения случая неполной структуры связей (разреженного знакового графа) введем понятие индифферентной связи, соответствующей отсутствию информации о связи между парой объектов. Будем помечать ее символом 0 и считать, что ее отсутствие не влияет на определение вида состояния множества.

Определение 7. Структуры двух объектов считаются *неразличимыми*, если с каждым из остальных объектов системы эти два объекта связаны либо совпадающими по значению связями, либо одна из двух не совпадающих связей индифферентная.

Определение 8. Объекты считаются *принадлежащими одному подмножеству (классу)*, если они имеют неразличимые структуры.

Множеству в состоянии консонанса степени n соответствует блочно-диагональная симметричная матрица связности, состоящая в точности из n блоков, содержащих все имеющиеся в структуре множества положительные связи. Если одно или несколько подмножеств (блоков) оказываются пустыми, то степень консонанса множества понижается. Возможность рассмотрения множества в консонансе с ограниченным сверху числом подмножеств связывается с понятием поликонсонанса.

Тип консонансного (или диссонансного) множества степени n из N объектов задается соотношением $N_1 : N_2 : N_3 \ldots N_n$ числа объектов в n подмножествах, так что $\sum_{i=1}^{n} N_i = N$. При этом типы $N_1 : N_2 : N_3 \ldots N_n$ и $N'_1 : N'_3 \ldots N'_n$ эквивалентны, если соотношения составлены из одних и тех же чисел, т.е. соответсвующие этим типам множества имеют одно и то же разбиение объектов на подмножества, заданное с точностью до порядка перечисления.

Теорема 2. *Диссонансное множество* D_{n_1,n_2} $(n_1 + n_2 = n)$ *минимально равноудалено на* $n^2/4 - n/2$ *изменений знаков связей от типов консонансных множеств* $K_{m,n-m}$ $(\alpha_1 + \alpha_2 = m$ *или* $\alpha_1 + \alpha_2 = n - m$, *где* α_1 *объектов взято из числа* n_1 *одного подмножества* D_{n_1,n_2} *и* α_2 *объектов взято из числа* n_2 *другого подмножества* D_{n_1,n_2}), *для которых выполняется условие* $\alpha_1 - \alpha_2 = \dfrac{n_1 - n_2}{2}$.

Данная теорема конструктивна, так как помимо результата она указывает алгоритм приведения диссонансного множества в консонанс с минимальными затратами.

Следствие 1. *Консонансное множество* K_{n_1,n_2} *с подмножествами из тех же объектов, что и подмножества диссонансного множества* D_{n_1,n_2}, *максимально удалено от* D_{n_1,n_2}.

Следствие 2. *Диссонансное множество $D_{n/2,n/2}$ из четного n числа объек-тов минимально равноудалено от всех типов консонансных множеств $K_{m,n-m}$, где m — четно. В частности, $D_{n/2,n/2}$ — единственное множество, минимально равноудаленное от тривиального консонансного множества $K_{0,n}$.*

Одновременная инверсия всех знаков консонансного множества любой степени переводит его в диссонанс и наоборот. Изменение у объекта отри-цательных знаков его связей с объектами одного из подмножеств с одновре-менным изменением всех положительных знаков его связей переводит объект в другое подмножество. При этом изменение положительных знаков на отрицательные обеспечивает вывод объекта из связи с объектами того под-множества, в котором он находится, а изменение отрицательных знаков — включение объекта в другое подмножество. Эта процедура может интер-претироваться как перевод вершины адекватного системе знакового графа из одной компоненты в другую, поэтому она названа повершинным измене-нием.

Лемма 1. *Пусть имеется два типа консонансных (диссонансных) множеств $(n_1 : n_2)$ и $(m_1 : m_2)$, причем $n_1 + n_2 = m_1 + m_2 = n$. Тогда структура связ[ей] любой вершины одного из типов множеств отличается от структуры связ[ей] любой вершины другого типа множества либо на $Q_2 - Q_1$, либо на $n - (Q_2 - Q_1)$, где $Q_1 = \min(m_1, n_1)$, а $Q_2 = \max(m_1, m_2)$.*

Теорема 3. *Перевод одного экземпляра консонансного (диссонансного) мно-жества типа $(n_1 : n_2)$ в другой экземпляр типа $(m_1 : m_2)$ не зависит от [...] типов этих множеств, а определяется только суммой количества конкрет[...] ных объектов k_1, общих для подмножеств (компонентов) из n_1 и m_1 объектов, и количества объектов k_2, общих для подмножеств из n_2 и m_2 объектов. Для перевода одного из множеств в другое требуется либо $k_1 + k_2$, либо $n - (k_1 + k_2)$ повершинных изменений. При этом, общее количество изменяемых знаков связей в обоих случаях одинаково и равно $(k_1 + k_2)[n - (k_1 + k_2)]$.*

Эта теорема, так же как и теорема 2 конструктивна, так как поми[...] результата указывает способ перевода одного множества в другое.

Следствие 3. *Минимально удаленные по сумме изменяемых связей на Z [...] $n-1$ — это ближайшие по типу и переводимые друг в друга одним повершин[...] ным изменением экземпляры консонансных (диссонансных) множеств. Мак[...] симально удаленные на $Z = [n/2](n - [n/2])$ — переводимые друг в друга $[n/$[...] изменениями.*

Теорема 4. **(устойчивости).** *Любая последовательность повершинных изме-нений не выводит множество из вида состояния.*

Следствие 4. *Набор сильных диссонансных (консонансных) связей сохра[...] ется при любых повершинных изменениях.*

Определение 9. Контуром множества m назовем совокупность множ[еств], получаемых из m всевозможными повершинными изменениями.

Контур — это класс эквивалентности множеств одного вида состоя[ния], заданных с точностью до операции повершинного изменения.

Определение 10. Подмножество контура множества m, получаемое при условии повершинного изменения каждой вершины не более одного раза, назовем *циклом*.

Следствие 5. *Множество экземпляров консонансных (диссонансных) мно-жеств образует контур.*

Следствие 6. *Контур любого множества из n объектов включает*

$$2^{n-1} - 2^{-1} C_n^{[n/2]}(n - 2[n/2] - 1)$$

множеств.

В качестве характеристики различия двух множеств, состоящих из одних и тех же объектов, введем набор из n чисел $(r_1, r_2, \ldots, r_n)$, так что каждое из r_i равно числу несовпавших знаков связей у объекта (вершины) α_i в том и другом множествах. Ясно, что r_i всегда находится в пределах $0 \le r_i \le n-1$.

Определение 11. Назовем упорядоченный набор чисел $(r_1, r_2, \ldots, r_n) = \vec{r}$, характеризующий повершинное различие в знаках у двух множеств, состо-ящих из одних и тех же объектов, *вектором повершинных различий*.

Сумма чисел определенного таким образом набора равна удвоенной сум-ме несовпавших у этих множеств знаков связей.

Лемма 2. *Задание множества посредством вектора повершинных различий от некоторого другого множества m в общем случае неоднозначно.*

Лемма 3. *Рассмотрим последовательность повершинных изменений из k вер-шин. Если начальные значения повершинных различий у этих вершин с теми же вершинами другого множества были $\{r_i\}$, $i = \overline{1,k}$; то после изменений они станут равными $(n-k) - r_i + 2\beta_i$, где β_i - количество позиций в i-той строке, в которых находятся знаки взаимных связей k вершин, одновременно являющихся знаками различения, учитываемыми в r_i.*

Следствие 7. *В результате k повершинных изменений вершин множества, для которых $r_i \ge (n-k)/2$, получается вектор с минимальными значениями компонентов, если в множестве существует два подмножества из k и $n-k$ вершин, внутри каждого из которых все $\beta_i = 0$, а повершинные изменения производятся со всеми вершинами одного из подмножеств.*

Теорема 5. *Пусть множества m_1 и m_2 состоят из одних и тех же объектов. Рассмотрим в цикле множества m_1 состояние m_1^k, полученное k повершин-ными изменениями, и в цикле множества m_2 состояние m_2^k, полученное k повершинными изменениями тех же k вершин. Тогда вектора повершинных различий множества m_1 от m_2^k и множества m_2 от m_1^k совпадают.*

Эта теорема подвела нас к существенному моменту. Рассматривая в качестве m_1 произвольное ассонансное множество, а в качестве m_2 — консо-нансное, мы можем искать минимально удаленный консонансный прообраз, находясь в цикле ассонансного множества m_1, поставив затем в соответствие m_1 множество m_2^k, полученное той же последовательностью повершинных изменений, что и найденное нами минимально удаленное от m_2 состояние [...]

Теорема 6. *Если в цикле множества m_1 существуют состояния, в которых вектора повершинных различий с заданным множеством m_2 имеют все ком- поненты меньше половины связей вершины, то минимально удаленное от m_2 множество находится среди этих состояний.*

Теорема 7. *В цикле множества из n объектов может существовать нес- колько векторов повершинных различий, у каждого из которых все компо- ненты меньше половины количества связей вершины. Причем существующие состояния отстоят друг от друга не менее, чем на два повершинных измене- ния для четного n, и не менее, чем на три — для нечетного.*

Рассмотрим последовательность k повершинных перебросов из подмно- жества N_1 в подмножество N_2. В условиях поликонсонанса любой r_i может быть записан как $r_i = \beta_i + \psi_i + \nu_i$, где β_i — количество различающихся знаков связей между k объектами переброса, ψ_i — количество различающихся знаков с остальными $N_1 + N_2 - k$ объектами обоих подмножеств и ν_i ра- зличающиеся знаки с $N - (N_1 + N_2)$ объектами, не принадлежащими рас- сматриваемым подмножествам. Если начальные значения повершинных ра- зличий у этих объектов с теми же объектами другого множества были $\{r_i\}$, $i = \overline{1.k}$, то после произведенных перебросов они станут равными $N_1 + N_2 - k - r_i + 2\beta_i + 2\nu_i$. Обозначим через γ число $1/2(N_1 + N_2 - 1)$. Различающиеся знаки ν_i можно опустить из рассмотрения, т.к. они не имеют отношения к проводимым перебросам. Итак, до проводимых перебросов каждый объект из группы перебрасываемых объектов имел $\beta_i + \psi_i$ различающихся знаков со всеми остальными $N' = N_1 + N_2$ объектами обоих подмножеств. После проведенных перебросов число различий стало $(N_1 + N_2 - k) - \psi_i + \beta_i$. Пусть априори ни один объект из группы перебрасывать было нецелесообразно, т.е. все $\beta_i + \psi_i \leq \gamma$, аналогично, после произведенных перебросов мы вновь не должны выйти из локального минимально удаленного состояния, т.е. все $(N_1 + N_2 - k) - \psi_i + \beta_i$. Отсюда возникают ограничения на $\beta_i : \beta_i \leq \dfrac{k-1}{2}$ и на $\psi_i : \beta_i + \gamma - (k-1) \leq \psi_i \leq \gamma - \beta_i$. Значит, условие улучшения минимальной удаленности по знакам

$$\sum^{k} \beta_i + \sum^{k} \psi_i > \sum^{k} (N' - k) - \sum^{k} \psi_i + \sum^{k} \beta$$

дает

$$\sum^{k} \psi_i > 1/2(N' - k)k.$$

Кроме того, $\sum^{k} \psi_i + \sum^{k} \beta_i \leq \gamma k$, значит, $\sum^{k} \beta_i < \dfrac{k(k-1)}{2}$.

Предположим, что последовательность из $k - 1$ переброса еще не обеспечивает улучшение локального минимума, т.е.

$$\sum_{1}^{k-1} \psi_i \leq \frac{N' + k + 1)(k-1)}{2}.$$

Тогда переброс группы из k объектов будет целесообразен, если существует

$$a_k : \sum_{1}^{k-1} \psi_i + \psi_k > \frac{(N' - k)k}{2},$$

т.е.

$$\psi_k > \gamma - (k-1).$$

Автором разработана программная система DISSON, которая представляет собой диалоговую систему анализа структурной согласованности множества компонентов знаний, объединенных знаковой стуктурой связей.

Для реализации в системе DISSON анализировалось несколько вариантов алгоритма уменьшения рассогласованности. Среди них было выбрано два варианта. Первый, принятый за основу реализации, базируется на уменьшении вектора повершинных различий исходного множества и произвольно взятого консонансного множества посредством процедуры повершинных перебросов компонентов (инвертирования всех знаков связей), у каждого из которых суммарное отличие знаков связей больше половины числа связей. Тем самым, за основу этого алгоритма взята операция повершинного изменения связей компонентов, входящих в структуру, что приводит к их перераспределению по подмножествам (кластерам) всей совокупности. Второй алгоритм основан на попарном сравнении знаков связей у всех компонентов исходного множества с целью разбиения его на два или большее число заданных кластеров, содержаших компоненты, минимально отличающиеся по связям внутри каждого из кластеров. В обоих алгоритмах используется покомпонентное сравнение знаков связей.

Разработанный алгоритм уменьшения рассогласованности объединяет действие обоих вышеупомянутых алгоритмов. Второй алгоритм используется как вспомогательный для отыскания наиболее вероятного консонансного прообраза, компенсируя тем самым основную слабость первого алгоритма. Затем первый алгоритм в пошаговом режиме обеспечивает минимальное удаление от выбранного прообраза, используя при этом не только отдельные повершинные перебросы, но и перебросы компонентов блоками.

Система DISSON является законченным программным продуктом, полностью готовым к работе. Все те требования и характеристики, которые предъявлялись к ней на этапе проектирования, нашли свое отражение в реализации. Система реализована на ПЭВМ типа IBMP AT/XT на языке TURBO-PASCAL 5.5. Система обладает возможностью подстыковки к другой системе, а также выходом в режим DOS с сохранением текущего состояния.

Была разработана также система RESTRUCTOR, реализующая алгоритмы выявления и уменьшения рассогласованности в структурах взаимосвязанных объектов, которые могут находиться в разных системах знаний, поддерживаемых различными средствами управления. Система реализована на ПЭВМ типа IBM AT/XT на языке TURBO-PASCAL 6.0. Эта система обладает собственными средствами генерации и наращивания системы знаний непосредственно самим пользователем. Интерфейс данной системы с пользователем построен на основе вложенных меню, позволяющих выбирать режим работы с программой. Каждый режим имеет свое меню, что обеспечивает актуальность каждого конкретного подменю для текущего состояния системы. Режим "Импорт", в частности, позволяет загружать объекты из других баз данных (например DBase, FoxBase и др.).

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Дулин С.К. Введение в диссонансную логику // Вычислительные машины и искусственный интеллект. — ЧССР. 1982. — Т. 1. № 4. — С. 291–299.
2. Дулин С.К. Исследование сетей с диссонансами // Изв. АН СССР. Техн. кибернетика. — 1982. — № 5. — С. 74–85.
3. Дулин С.К. Анализ структуры рассогласованных множеств // Изв. АН СССР. Техн. кибернетика. — 1985. — № 5. — С. 18–28.
4. Дулин С.К. Об одной процедуре уменьшения структурной рассогласованности системы знаний // Изв. АН СССР. Техн. кибернетика. — 1987. — № 2. — С. 22–34.
5. Дулин С.К. Согласование структур в условиях расширенного понятия консонанса // Изв. АН СССР. Техн. кибернетика. — 1989. — № 5. — С. 86–93.
6. Дулин С.К. О проблеме гомеостазиса активной системы знаний // Проблемы искусственного интеллекта. — 1992. — № 1. — С. 3–31.
7. Averkin A.N., Dulin S.K. Decrease of contradiction in active knowledge system // Computers and Artificial Intelligence (ČSSR) 1986. — V. 5, № 3. — P. 235–240.
8. Dulin S.K., Ehrlich A.I. Structural contradictions in knowledge base // SCAI"88, Springfield, VA, Amsterdam, 1988. — P. 361–372.

Об устойчивых конфигурациях в однородных структурах

Думов А.С.

Рассматривается вопрос алгоритмической разрешимости существования в однородных структурах таких конфигураций g, что $g = F(g)$, F - функция переходов ОС. Устанавливается, что это свойство алгоритмически разрешимо для линейных ОС и неразрешимо для плоских ОС.

1. Понятия и результаты

Основываясь на [1], дадим необходимые определения. Однородной структурой (ОС) S назовем набор $S = (Z^k, E_n, V, f)$, где Z^k - множество k-мерных векторов с целыми координатами, $E_n = \{0, 1, ..., n-1\}$, $V = \{a_0, ..., a_{h-1}\}$ - упорядоченный набор попарно различных векторов из Z^k, f - функция h переменных, $f : (E_n)^h \to E_n$, причем $f(0, ..., 0) = 0$. Однородную структуру S назовем плоской однородной структурой, если $k = 2$, и линейной однородной структурой, если $k = 1$. Элементы множества Z^k называются ячейками ОС S; элементы множества E_n называются состояниями ячеек; набор V, называемый шаблоном соседства, определяет для каждой ячейки a ОС S набор $V(a) = (a + a_0, ..., a + a_{h-1})$, который назовем окрестностью ячейки a; функция f называется локальной функцией переходов ОС S. Состоянием ОС S называем произвольную функцию g, определенную на множестве Z^k и принимающую значения из E_n. Если $a \in Z^k$ и g - состояние ОС S, то значение $g(a)$ называем состоянием ячейки a, определяемым состоянием g однородной структуры S. На множестве Γ всех состояний ОС S определим основную функцию переходов F однородной структуры S, полагая $F(g_1) = g_2$, если $g_1, g_2 \in \Gamma$ и выполняется тождество $g_2(a) = f(g_1(a + a_0), ..., g_1(a + a_{h-1}))$. Функционирование ОС S представляет собой последовательность ее состояний $g_0, g_1, ...$, для которых выполняется равенство $g_{i+1} = F(g_i)$, $i = 0, 1, ...$. Состояние g_0 интерпретируется как некоторое изначально задаваемое состояние. Состояние g_i иногда интерпретируется как состояние ОС в момент времени i. Если g^1 и g^2 - состояния ОС S и $g^2 = F^t(g^1)$, то говорим, что g^2 выращивается из g^1 за время t, а сам процесс называем выращиванием. Конфигурациями ОС S назовем такие ее состояния g, для которых равенство $g(a) = 0$ выполняется на множестве всех ячеек a, кроме, быть может, конечного их числа. Кроме