Визначені умови, при яких стан модулів обчислювальної системи визначається тільки по результатах перевірок модулями, що з'єднані з ними, для повної решітки моделей t- діагностування на системному рівні

Ключові слова: t-діагностування, локальне самодіагностування, моделі діагностики відмов на системному рівні

Исследованы условия, при которых состояние модулей вычислительной системы определяется только по исходам проверок модулями, связанными с ними, для полной решетки моделей t-диагностирования на системном уровне

Ключевые слова: t-диагностирование, локальное самодиагностирование, модели диагностики отказов на системном уровне

Conditions of the local t-diagnosability are proposed for a full lattice of the system-level fault diagnosis models

Keywords: t-diagnosability, local self-diagnosis, system-level fault diagnosis models

УДК 004.052.32

УСЛОВИЯ ЛОКАЛЬНОЙ САМО-ДИАГНОСТИРУЕМОСТИ МОДЕЛЕЙ ДИАГНОСТИКИ ОТКАЗОВ НА СИСТЕМНОМ УРОВНЕ

М.Б. Крамаренко
Кандидат технических наук, системный архитектор
Фирма „Елекс"
ул. Наукова, 7, г. Львов, Украина
Контактный тел.: (032) 297-12-51
E-mail: michaelkramarenko@yahoo.com

Е.В. Буров
Кандидат технических наук, доцент
Кафедра „Информационные системы и сети"
Национальный университет „Львовская политехника"
ул. Ст.Бандери, 13, г. Львов, Украина
Контактный тел.: (032) 258-25-38
E-mail: eugene_burov@yahoo.com

Введение и постановка задачи

Модели диагностики отказов на системном уровне (system-level fault diagnosis [1]) восходят к классической работе [2] и исходят из представления многопроцессорной вычислительной системы в виде некоторого множества модулей $U=\{u_0, u_1, \dots u_n\}$, элементы которого определяются глубиной диагностических процедур. Предполагается, что модули системы выполняют элементарные проверки (ЭП) друг друга. В некоторой ЭП модуль системы может быть либо проверяющим, либо проверяемым, но не может являться проверяемым и проверяющим одновременно. В различных ЭП один и тот же модуль может быть одновременно проверяющим и проверяемым.

Проверяющий модуль подает на вход проверяемого тестовое воздействие, а с выхода проверяемого модуля снимает результаты тестирования, на основании которых принимает решение о техническом состоянии проверяемого им модуля. Решение, принятое проверяющим модулем, представляется булевой переменной a_{ij}, которая равна 0, если проверяющий модуль u_i установил работоспособность проверяемого блока u_j, или равна 1, если проверяющий модуль ui установил отказ проверяемого блока u_j.

Решение, принятое проверяющим модулем, зависит от его технического состояния. В PMC-модели [2] предполагается, что это решение совпадает с реальным техническим состоянием проверяемого модуля, если проверяющий модуль работоспособен. В случае отказа проверяющего модуля, решение, принятое им, может быть произвольным и искажать реальное состояние проверяемого модуля.

Упорядоченное множество решений, принятых всеми проверяющими модулями, образует синдром. Синдром дешифруется специальным безотказным устройством, которое не входит в состав модулей объекта диагностирования, а служит только для обнаружения отказавших модулей. В литературе это устройство принято называть глобальным арбитром (global observer или centralized arbiter, см. например[3]).

Для определения условий дешифрации синдрома вводится параметр t – максимальное количество отказавших модулей объекта диагностирования [2].

Различают точную (t-diagnosable), приближенную (t/s-diagnosable) и вероятностную (p-t-diagnosable) дешифрацию синдрома.

Точная дешифрация ставит целью однозначное обнаружение всех неисправных модулей при условии, что их число не превосходит значения $t \leq n$, где $n=|U|$.

Приближенная дешифрация синдрома[4] предполагает определение некоторого подмножества Us из s подозреваемых модулей, среди которых только t действительно отказали (n>s>t).

Вероятностная дешифрация основывается на априорных вероятностях отказов модулей[5].

При заданном t выделяют параллельную и последовательную стратегии диагностирования [1]. Стратегия последовательного t-диагностирования основана на многократном повторении диагностических процедур, на каждом шаге которой обнаруживается хотя бы один отказавший модуль. Обнаруженные отказавшие модули заменяются на работоспособные, и процесс диагностирования повторяется. Поэтому последовательное t-диагностирование называют также t- диагностированием с заменой. Стратегия параллельного t-диагностирования (или t-диагностирования без замены) ставит целью обнаружение всех отказавших модулей за один шаг.

В работах [6, 7] исследована полная решетка возможных моделей диагностики отказов на системном уровне для случая точной (t-diagnosable) дешифрации синдрома.

Наиболее проблематичным допущением моделей диагностики отказов на системном уровне является предположение о существовании глобального арбитра. Действительно, отказ глобального арбитра может привести к непредсказуемым результатам диагностирования. Кроме того, дешифрация синдрома глобальным арбитром предполагает централизованный сбор результатов ЭП из различных точек объекта диагностирования, что, с одной стороны, приводит к дополнительным расходам в области коммуникаций, а с другой стороны, предъявляет жесткие требования к их надежности.

Поэтому практический интерес представляет определение условий локальной самодиагностируемости (local t-diagnosable) для полной решетки моделей диагностики отказов на системном уровне для случая точной дешифрации синдрома. Под локальной самодиагностируемостью будем понимать дешифрацию синдрома отдельно взятым модулем на основании результатов ЭП, собранных этим модулем или модулями, имеющими с ним непосредственные связи. Модули, обладающие свойством локальной самодиагностируемости, будем называть локальными арбитрами (или, соответственно, local observer или local arbiter).

Основные определения

Множество ЭП представляется взвешенным ориентированным графом G(U,E) без петель, множество вершин которого совпадает с множеством модулей системы, а каждая дуга $e_{ij} \in$ E существует тогда и только тогда, когда вершины u_i , u_j участвуют в выполнении одной и той же ЭП. Направление дуги e_{ij} от вершины u_i к вершине u_j означает, что вершина u_i проверяет вершину u_j, а вес этой дуги (булева переменная a_{ij}) представляет решение, принятое проверяющей вершиной.

Рассматриваются устойчивые отказы вершин, т. е. каждая вершина при выполнении ЭП может находиться в одном из двух состояний: работоспособном или отказавшем.

Рассматривается только параллельное t-диагностирование.

Матрица весов дуг графа представляет синдром $\delta=\{ a_{ij}: (i,j) \in E\}$.

Множество $F\subseteq U$ неисправных вершин графа составляет образ неисправностей. Для всякого F справедливо: $| F | \leq t$.

Под локальным арбитром понимается вершина $u_n \in$ U, способная определить хотя бы один элемент множества fk $\in$ F на основании весов исходящих путей s длиной ≥ 1.

Тогда под строгим локальным арбитром (strong local arbiter) понимается вершина $u_n \in$ U, способная определить все элементы множества F на основании весов исходящих дуг.

Диагностическая модель описывается четверкой, определяющей правила порождения весов дуг [6, 7]:

a_{gg} - решение, принимаемое работоспособной проверяющей вершиной о состоянии работоспособной проверяемой вершиной;

a_{gb} - решение, принимаемое работоспособной проверяющей вершиной о состоянии отказавшей проверяемой вершины;

a_{bg} – решение, принимаемое отказавшей проверяющей вершиной о состоянии работоспособной проверяемой вершины;

a_{bb} - решение, принимаемое отказавшей проверяющей вершиной о состоянии отказавшей проверяемой вершины.

Очевидно, что a_{gg} = 0; a_{gb} = 1. Предполагается, что a_{bg}, $a_{bb} \in\{0,1,-\}$, где символ “-“ означает непредсказуемый (0 или 1) результат выполнения ЭП. Например, PMC-модель [2] определяется четверкой 01--, а BGM-модель [8] соответственно четверкой 01-1.

Решение

Модель 0101

По определению эта модель описывает идеальный случай выполнения ЭП. Очевидно, что все n вершин графа являются строгими локальными арбитрами, поскольку веса каждой дуги, исходящей из проверяющей вершины, достоверно отражают состояние проверяемой вершины.

Из этого следует:

Теорема 1. В полносвязном графе всегда существует n строгих локальных арбитров.

Доказательство теоремы прямо следует из определения модели и структуры проверочных связей.

Модель 0100

Из определения модели следуют:

Лемма 1. Всякая дуга с единичным весом существует тогда и только тогда, если она исходит из работоспособной вершины и входит в отказавшую вершину.

Лемма 2. Если из некоторой вершины исходит хотя бы одна дуга с единичным весом, то все инцидентные ей исходящие дуги с нулевым весом однозначно определяют работоспособные вершины.

Из леммы 1 и определения модели следует:

Теорема 2. Для существования строгого локального арбитра необходимо выполнение условия $1\leq t\leq n-1$. Если $1\leq t\leq n-1$, то существует n-t строгих локальных арбитров.

Необходимость. Рассмотрим полносвязный граф, в котором $t = 0$ либо $t = n$. Тогда по определению модели в таком графе все дуги будут иметь нулевой вес, и поэтому синдром невозможно расшифровать.

Существование. Рассмотрим полносвязный граф, в котором $1 \le t \le n-1$. Тогда по определению модели в графе будет существовать n-t вершин, из каждой которых исходит t дуг с единичным весом, однозначно указывающие на работоспособность вершины, из которой они исходят. В силу полноты графа такие дуги позволяют определить все отказавшие вершины.

Модель 010-

Согласно определению модели решения, принимаемые проверяющими вершинами, в лучшем случае совпадают с решениями модели 0101, а в худшем – с решениями модели 0100.

Из определения модели следует:

Лемма 3. Всякая дуга с единичным весом существует тогда и только тогда, если она входит в отказавшую вершину.

Из этого следует:

Теорема 3. Для существования строгого локального арбитра необходимо, выполнение условия $1 \le t \le n-1$. Если $1 \le t \le n-1$, то существует как минимум n-t строгих локальных арбитров.

Необходимость. Доказывается аналогично теореме 2.

Существование. Прямо следует из полноты графа и леммы 3.

Следствие. При $t = n-1$ вершина, из которой исходит n-1 дуг с единичным весом, всегда является строгим локальным арбитром.

Модель 0111

Из определения модели следуют:

Лемма 4. Всякая дуга с нулевым весом существует тогда и только тогда, если обе вершины, ей инцидентные, работоспособны.

Лемма 5. Всякий простой путь с весами 01 входит в отказавшую вершину.

Лемма 6. Всякий простой путь с весами 10 исходит из отказавшей вершины.

Из этого следует:

Теорема 4. Для существования строгого локального арбитра необходимо выполнение условия $t \le n-2$. Если $t \le n-2$, то существует n-t строгих локальных арбитров.

Необходимость. Рассмотрим полносвязный граф, в котором $t > n-2$. Тогда по определению модели дуги в таком графе будут иметь единичный вес, и поэтому синдром невозможно расшифровать.

Существование. Рассмотрим полносвязный граф, в котором $t \le n-2$. Тогда по определению модели в графе будет существовать n-t вершин, из которых исходит по n-t-1 дуг с нулевым весом, однозначно указывающие на работоспособность вершины, из которой они исходят, и t дуг с единичным весом. Веса последних позволяют определить отказавшие вершины.

Теорема 5. Если $t \le n-2$, то каждая неисправная вершина является локальным арбитром.

Доказательство. Рассмотрим полносвязный граф, в котором $t \le n-2$. Тогда по определению модели в таком графе из каждой отказавшей вершины будет исходить n-1 дуг с единичным весом. Нарушение условия $t \le n-2 < n-1$ позволяет каждой отказавшей вершине определить собственный отказ.

Модель 01-1 (BGM)

Согласно определению модели решения, принимаемые проверяющими вершинами, в лучшем случае совпадают с решениями модели 0101, а в худшем – с решениями модели 0111.

Из определения модели следуют:

Лемма 7. Всякая дуга с нулевым весом существует тогда и только тогда, она входит в работоспособную вершину.

Лемма 8. Всякий простой путь с весами 01 входит в отказавшую вершину.

Из этого следует:

Теорема 6. Для существования строгого локального арбитра необходимо выполнение условия $t \le n-2$. Если $t \le n-2$, то существует как минимум n-t строгих локальных арбитров.

Доказательство теоремы аналогично теореме 4.

Модель 0110

Теорема 7. Для существования локального арбитра необходимо выполнение условия $n \ge 2t+1$. Если $n \ge 2t+1$, то существует n-t локальных арбитров.

Необходимость. Рассмотрим полносвязный граф, в котором $n=2t$. Тогда по определению модели в таком графе можно образовать два различных контура длины t с нулевыми весами, один из которых охватывает только работоспособные, а второй – только отказавшие вершины, причем дуги, соединяющие вершины, которые принадлежат различным контурам, будут иметь единичные веса. Поэтому синдром невозможно расшифровать.

Существование. Рассмотрим полносвязный граф, в котором $n \ge 2t+1$. Тогда по определению модели всякий контур с нулевыми весами длиной, большей t, будет однозначно указывать на работоспособность принадлежащих ему вершин. Тогда единичные веса, исходящие из этих вершин, позволяют определить отказавшие вершины.

По определению модели отказавшая проверяющая вершина полностью искажает состояние проверяемой вершины, т.е. правила порождения весов дуг для этой модели описывают худший случай разметки моделей 01--, 01-0, 011-.

Из этого следует, что теоремы, аналогичные теореме 7, доказываются также для моделей 01--, 01-0, 011-.

Теорема 8. Всякая вершина, из которой исходит простой путь в графе с последовательностью нулевых весов и длиной большей t, является локальным арбитром.

Доказательство. Действительно, по определению модели, всякий простой путь с нулевыми весами должен состоять либо только из работоспособных, либо только из отказавших вершин. Количество отказавших вершин ограничено теоремой 7. Следовательно, любой путь с нулевыми весами длины, большей t, можно образовать только из работоспособных вершин. Дуги с единичными весами позволяют диагностировать отказавшие вершины.

Из правил порождения весов дуг 011- следует, что аналогичная теорема справедлива также для модели 011-.

Более сильный результат дает:

Теорема 9. Всякая вершина полносвязного графа является строгим локальным арбитром.

Доказательство. Рассмотрим полносвязный граф, в котором количество отказавших вершин ограничено теоремой 7.

Пусть t=0. Тогда все элементы каждой строки синдрома имеют нулевой вес.

Пускай теперь $1<t\le(n-1)/2$. Тогда из определения модели и полноты графа следует, что на основании синдрома можно построить два полных подграфа исходного графа, причем внутри каждого такого подграфа все дуги имеют нулевой вес, а все остальные дуги исходного графа имеют единичный вес. При этом меньший подграф, состоящий из отказавших вершин, будет иметь $t\le(n-1)/2$ вершин, а больший подграф будет состоять из n- t (остальных) вершин. Следовательно, каждая строка синдрома будет содержать нулевые элементы.

Всякая работоспособная вершина u_i будет однозначно идентифицироваться нулевыми элементами в i строке синдрома, если и только если их количество больше половины количества вершин исходного графа. В таком случае каждый единичный элемент строки будет однозначно определять отказавшую вершину.

Всякая отказавшая вершина u_i будет однозначно идентифицироваться нулевыми элементами в i строке синдрома, если и только если их количество меньше половины количества вершин исходного графа. В таком случае каждый единичный элемент строки будет однозначно определять работоспособную вершину.

Пускай теперь t=1. Тогда меньший подграф стянется в одну вершину, все исходящие дуги которой имеют единичные веса, т.е. нарушено ограничение, определяемое теоремой 7. В этом случае все дуги, исходящие из вершин большего подграфа, и входящие в отказавшую вершину, будут иметь единичные веса, а остальные дуги, исходящие из них, будут иметь нулевые веса.

Из изложенного следует, что во всех случаях можно определить все отказавшие вершины только на основании весов дуг, исходящих из каждой вершины.

Модель 01—(PMC)

В работах [9, 10] определены условия самоопределения вершин, основанные на обнаружении противоречий в разметки графа. Рассматриваются базовые “треугольники диагностирования”, т.е. пути вида $S_1=\{(i,j), (i,k), (j,k)\}$ и $S_2=\{(i,j), (j,k), (k,i)\}$. Показано, что все остальные треугольники эквивалентны базовым с точностью до обозначения вершин. Показано, что для путей вида S_1 веса 001 или 010 соответствуют отказавшей вершине i при любом состоянии вершин j и k. Для путей вида S_2 разметка 001 указывает на отказ вершины i, разметка 010 указывает на отказ вершины j, а разметка вида 100 – на отказ вершины k.

Из этого следует:

Теорема 10. Хотя бы одна вершина, инцидентная любому пути вида S_1 с весами 001 или 010 и пути вида S_2 с весами 001, 010, 100 является локальным арбитром.

Лемма 9. Хотя бы одна вершина инцидентная любому циклу с весами 01 является локальным арбитром.

Доказательство. Рассмотрим цикл с весами $\{a(i,j), a(j, i)\}$ =01. Положим, что вершина i работоспособна. Следовательно, вершина j также работоспособна, а вершина i признана вершиной j как отказавшая, т.е. обнаружено противоречие в разметке дуг.

Положим теперь, что вершина i отказала, тогда состояние вершины j неизвестно, но разметка возможна и указывает на отказ вершины i.

Модель 01-0

Теорема 11. Хотя бы одна вершина, инцидентная любому пути вида S_1 с весами 001 или 010 и пути вида S_2 с весами 001, 010, 100 является локальным арбитром.

Доказательство. Рассмотрим путь вида S_1 с весами $\{a(i,j), a(i,k), a(j,k)\}$ = 001. Положим, что вершина i работоспособна. Следовательно, вершина j также работоспособна, а вершина k признана одной работоспособной вершиной j как отказавшая, а другой работоспособной вершиной i как работоспособная, т.е. обнаружено противоречие в разметке дуг. Положим теперь, что вершина i отказала, тогда состояние вершин j, k неизвестно, но разметка возможна и указывает на отказ вершины i. Аналогичные рассуждения применимы для случая, когда путь вида S_1 имеет веса 010.

Рассмотрим теперь путь вида S_2 с весами $\{a(i,j), a(j,k), a(k,i)\}$ = 001. Положим, что вершина i работоспособна. Следовательно, вершина j также работоспособна, вершина k работоспособна, а вершина i признана вершиной k как отказавшая, т.е. обнаружено противоречие в разметке дуг. Положим теперь, что вершина i отказала, состояние вершин j, k неизвестно, но разметка возможна и указывает на отказ вершины i. Аналогичные рассуждения применимы для случая, когда путь вида S_2 имеет веса 010 и 100.

Модель 011-

Лемма 10. Вершины, инцидентные любому циклу с весами 01 являются локальными арбитрами.

Доказательство. Рассмотрим цикл с весами $\{a(i,j), a(j, i)\}$ =01. Положим, что вершина i работоспособна. Следовательно, вершина j также работоспособна, а вершина i признана вершиной j как отказавшая, т.е. обнаружено противоречие в разметке дуг.

Положим теперь, что вершина i отказала, тогда вершина j также отказала (по нулевому весу a(i,j)), но разметка возможна и указывает на отказ вершин i и j.

Теорема 12. Вершины, инцидентные любому пути вида S_1 с весами 001 или 010 и пути вида S_2 с весами 001, 010, 100 являются локальными арбитрами.

Доказательство. Рассмотрим путь вида S_1 с весами $\{a(i,j), a(i,k), a(j,k)\}$ = 001. Положим, что вершина i работоспособна. Следовательно, вершина j работоспособна, а вершина k признана вершиной j как отказавшая, а вершиной i как работоспособная, т.е. обнаружено противоречие в разметке дуг. Положим теперь, что вершина i отказала, тогда вершина j, k отказали (по нулевым весам дуг, входящих из отказавших вершин), но разметка возможна и указывает на отказ вершин i, j, k. Аналогичные рассуждения применимы для случая, когда путь вида S_1 имеет веса 010.

Рассмотрим путь вида S_1 с весами $\{a(i,j), a(i,k), a(j,k)\}$ = 010. Положим, что вершина i работоспособна. Следовательно, вершина j работоспособна, а вершина k признана вершиной i как отказавшая, а вершиной j как работоспособная, т.е. обнаружено противоречие в разметке дуг. Положим теперь, что вершина i отказала, тогда вершина j отказала, вершина k также отказала (по нулевому весу a(j,k)), но разметка возможна и указывает на отказ вершин i, j, k.

Рассмотрим теперь путь вида S_2 с весами {a(i,j), a(j,k), a(k,i)} = 001. Положим, что вершина i работоспособна. Следовательно, вершина j также работоспособна, вершина k работоспособна, а вершина i признана вершиной k как отказавшая, т.е. обнаружено противоречие в разметке дуг. Положим теперь, что вершина i отказала, тогда вершины j, k отказали (по нулевым весам дуг, входящих из отказавших вершин), но разметка возможна и указывает на отказ вершин i, j, k . Аналогичные рассуждения применимы для случая, когда путь вида S_2 имеет веса 010 и 100.

Заключение

Выявленные в работе условия существования локальных и строгих локальных арбитров сведены в таблицу. Очевидно, что сложность дешифрации синдрома для строгих локальных арбитров можно оценить как O(n-1). Анализ показал, что использование локальных арбитров для дешифрации синдрома позволяет снизить требование безотказности глобального арбитра, упростить и децентрализовать процедуры дешифрации синдрома.

Полученные в статье условия локальной самодиагностируемости для полной решетки моделей диагностики отказов на системном уровне для случая точной (t-diagnosable) дешифрации синдрома могут быть использованы для построения новых алгоритмов и процедур диагностики, самодиагностируемых и отказоустойчивых технических систем.

Таблица

Условия существования локальных и строгих локальных арбитров

Модель	Мера диагностируемости	Строгий локальный арбитр	Свойство локального арбитра
0101	Не зависит от t	Существует	Вершина, из которой исходит дуга с единичным весом
0100	1≤t≤n-1	Существует	Вершина, из которой исходит дуга с единичным весом
010-	1≤t≤n-1	Существует	Вершина, из которой исходит дуга с единичным весом
0111	t≤n-2	Существует	Всякая дуга с единичным весом, исходящая из вершины, имеющей хотя бы одну входящую или исходящую дугу с нулевым весом
01-1 (BGM)	t≤n-2	Существует	Всякая дуга с единичным весом, исходящая из вершины, имеющей хотя бы одну входящую дугу с нулевым весом
0110	n≥2t+1	Существует	Всякий простой путь в графе с последовательностью нулевых весов длиной, большей t Всякая вершина полновязного графа является строгим локальным арбитром
011-	n≥2t+1		Цикл с весами 01 Пути вида S_1 с весами 001 или 010 Пути вида S_2 с весами 001, 010, 100 Всякий простой путь в графе с с последовательностью нулевых весов длиной, большей t
01-0	n≥2t+1		Пути вида S_1 с весами 001 или 010 Пути вида S_2 с весами 001, 010, 100
01— (PMC)	n≥2t+1		Цикл с весами 01 Пути вида S_1 с весами 001 или 010 Пути вида S_2 с весами 001, 010, 100

Литература

1. Friedman A. System-Level Fault Diagnosis./ Friedman A., Simoncini L //Computer.-1980.-13, N 3.-p. 47-33.
2. Preparata F.P. On the Connection Assignement Problem of diagnosible systems/Preparata F.P., Metze G., Chien R.T.// IEEE Trans, on Electronic Computers.-vol. EC-16, N 6 .-1967-p. 848-854.
3. Barborack M. The Consensus Problem in Fault-Tolerant Computing/ Barborack M., Malek M., Dahbura A.// ACM Computing Surveys.- Vol 25, No 2, June 1993.-p 171-220.
4. Friedman A. A new measure of digital system diagnosis/ Friedman A. // Dig. 1975 Int Symp. of fault tolerant computating, IEEE, New York, June 1975.-p.167-169.
5. Maheshwari S. On models for diagnosable systems and probabilistic fault diagnosis./ Maheshwari S., Hakimi S //EEE Trans. Computer.-1976.- Vol. C-25, N 3.-p. 228-236.
6. Крамаренко М.Б. Модели диагностирования отказов параллельной вычислительной системы/Крамаренко М.Б.// Электронное моделирование. 1989.- № 3. –с. 60-65.

7. Гуляев В. А. Алгоритмы и методы организации процедур оперативного диагностирования в распределенных управляющих вычислительных системах./ Гуляев В. А, Крамаренко М.Б –Киев, 1988.- 55с. (Препр. / АН УССР. Ин-т проблем моделирования в энергетике; 128).
8. Barsi F A theory of diagnosability of digital systems./ F. Barsi, F. Grandoni, P. Maestrini,// IEEE Trans Computers-1976, vol. C-25.- p. 585-593.
9. Димитриев Ю.К. Эффективность локального самодиагностирования в вычислительных системах с циркулянтной диагностической структурой. /Димитриев Ю.К // Математические основы надежности вычислительных и управляющих систем. 2008. № 2. –с. 96-101.
10. Димитриев Ю.К. Условия локального самодиагностирования в вычислительных системах с циркулянтной структурой / Димитриев Ю.К., Задорожный А.Ф.// Вестник ТГУ. Приложение. 2007. № 23.- с. 216 – 220.

УДК 004.43

КЛАССИФІКАЦІЯ СИСТЕМ МОБІЛЬНОГО НАВЧАННЯ

М.М. Мотін
Аспірант, асистент
Кафедра інформаційно-вимірювальної техніки
Національний технічний університет України «Київський політехнічний інститут»
пр. Перемоги, 37, м.Київ, 03056
Контактний тел.: (097) 913-59-06
E-mail: antiluck@ukr.net

Дана узагальнена характеристика систем мобільної дистанційної освіти, визначені його основні переваги і недоліки в контексті використання в цілях навчання. Приведена спроба класифікації систем мобільного навчання

Ключові слова: мобільне навчання, портативні пристрої, електронне навчання, GPRS,GSM

Дана обобщенная характеристика систем мобильного дистанционного образования, определены его основные преимущества и недостатки в контексте использования в целях обучения

Ключевые слова: мобильное обучение, портативные устройства, электронное обучение, GPRS,GSM

The generalized description of the systems of the mobile controlled from distance education is Given, its basic advantages and defects are certain in the context of the use for educating An attempt over of classification of the mobile departmental teaching is brought

Keywords: mobile educating, portable devices, e-learning, GPRS,GSM

1. Введення

Традиційна освіта здійснюється у класах, де вчитель представляє навчальний матеріал для групи студентів. Освітня технологія залежить в основному від присутності вчителя та учнів у процесі навчання. Незалежно від очевидних переваг таких як прямий контакт між вчителем і учнями і швидкий зворотній зв'язок традиційна освіта в класах має багато недоліків. Наприклад, якщо студент не має можливості відвідати кілька уроків він або вона пропустить навчальний матеріал. Ці недоліки призводять до пошуку нових, більш ефективних методів навчання.

Швидкий розвиток інформаційних і комунікаційних технологій і ріст знань комп'ютера студентами роблять можливою появу цих нових форм навчання. Якщо 15 років тому, основний акцент був на навчання за допомогою комп'ютера, в якому використовувалися прості CD і локальні мережі, як джерела інформації, то 5 років тому, акцент перемістився на використання Інтернету та навчальних управлінських систем. З'явився новий термін електронне навчання.