

К. Б. ГУРНОВ, Г. С. ЕВСЕЕВ

## СИНТЕЗ ОПТИМАЛЬНОГО ПРАВИЛА ПРИЕМА СИГНАЛА НА ФОНЕ ПЕРЕКРЕСТНЫХ ПОМЕХ В СИСТЕМЕ WCAN

Предложен новый алгоритм приема сигналов на основе вычисления максимума функции правдоподобия для системы беспроводной связи между чипами, приводятся аналитические выкладки для расчета вероятности ошибки на бит. Представлены результаты моделирования.

*Ключевые слова:* беспроводная связь между чипами, сверхширокополосная связь, позиционная импульсная модуляция, максимум функции правдоподобия, вероятность ошибки.

**Введение.** Необходимость разработки принципиально новых технологий связи обусловлена, прежде всего, появлением сложных систем, которые могут включать большое количество плат и микросхем. Такие системы требуют все больших скоростей передачи информации, при этом обмен информации по проводным линиям связи может быть затруднен или вовсе невозможен.

Беспроводная связь между чипами (wireless chip area network, WCAN) [1—3] в настоящее время позволяет обеспечить требуемую скорость и помехоустойчивость передачи информации. Для связи между чипами широко используется диапазон, выделенный для ультраширокополосных сигналов (UWB). Он позволяет достичь высокой помехозащищенности и адаптивности к реальной эфирной обстановке благодаря низкому (шумоподобному) уровню сигнала, экономичному использованию частотного ресурса, сложности перехвата и постановки прицельных помех.

В системах данного типа широко используются различные схемы модуляции (BPSK, DPSK, PPM и т.д.). Поскольку одним из основных требований для трансивера является дешевизна и простота, то схема модуляции PPM (pulse position modulation) [4—7] является наиболее привлекательной.

Цель настоящей работы — построение модели приемника для стандарта беспроводной связи UWB с использованием PPM-модуляции.

**Модель системы с синхронным множественным доступом в канал.** Рассматривается система, абоненты которой обмениваются двоичными данными по общему каналу связи. Для передачи двоичных символов используется кодово-импульсная модуляция. При этом для передачи одного бита используется посылка в канал  $N$  импульсов, информация о передаваемом символе заключена в задержках между импульсами.

Предполагается, что в системе установлена полная синхронизация, т.е.

- время работы представляется в виде последовательности интервалов (слотов), каждый из которых имеет длительность  $2T_c$  ( $T_c$  — длительность импульса);
- $M$  последовательных слотов образуют фрейм;
- $N$  последовательных фреймов образуют гиперфрейм;
- границы всех слотов, фреймов и гиперфреймов считаются совмещенными у всех приемников и передатчиков.

Для передачи одного символа используется гиперфрейм. При этом в каждом из  $N$  фреймов гиперфрейма случайным образом выбирается слот и в нем — полуслот (правый или левый). При передаче символа „0“ импульсы передаются в выбранных полуслотах, а при передаче „1“ — в смежных полуслотах выбранных слотов. Из этого следует, что выбор полуслотов определяется либо сгенерированной случайной двоичной последовательностью длины  $N$

при передаче символа „0“, либо инверсией этой последовательности при передаче „1“. Предполагается, что такой механизм обеспечивает равновероятный выбор положения импульса в полуслотах фрейма, а также независимый выбор положения импульсов в разных фреймах гиперфрейма.

Приемник, синхронизированный с передатчиком, может быть выполнен в виде фильтра, согласованного с сигналом. При этом спустя время  $T_c$  от начала импульса (в конце полуслота) на выходе приемника формируется значение, равное энергии импульса. Будем полагать, что значения энергии импульсов, поступающих от разных передатчиков, на входе каждого приемника одинаковы. В этом случае можно считать, что на выходе приемника появляется нормированное значение, равное числу импульсов, принятых в текущем полуслоте. Предполагается, что приемнику известны номера работающего с ним передатчика и слотов, выбранных для передачи импульсов (это может быть обеспечено, например, синхронным запуском двух копий псевдослучайного датчика в передатчике и приемнике). Кроме того, считается известной двоичная последовательность длины  $N$ , определяющая выбор полуслотов для передачи импульсов. Поскольку передаваемый символ неизвестен, положение импульсов полезного сигнала остается неопределенным, потому что может задаваться либо этой последовательностью, либо ее инверсией.

В подобной системе единственным источником ошибок при приеме двоичного символа являются импульсы „чужих“ передатчиков, попавшие в слоты, анализируемые приемником. Заметим, что если хотя бы в одном из  $N$  анализируемых слотов импульсы присутствуют только в одном полуслоте, возможно точно определить значение переданного символа. На этом основана работа ОР-приемника, описанного в монографии [1].

**Постановка задачи.** Из описания системы следует, что на решение приемника влияют только импульсы, расположенные в слотах, выбранных для передачи полезного сигнала. Принятие решений на приемной стороне в этом случае обеспечивает метод статистической теории решений. Очевидно, что апостериорные вероятности передачи „0“ или „1“ одинаковы. Решение при этом принимается путем вычисления функции правдоподобия и сравнения двух гипотез: что наиболее вероятно, появление „1“ или „0“.

Без ограничения общности можно считать, что при передаче „0“ все импульсы полезного сигнала содержатся в правом полуслоте, а при „1“ — в левом. Обозначим через  $x_i$  и  $y_i$  ( $i = 1, \dots, N$ ) число принятых импульсов соответственно в левом и правом полуслотах анализируемого слота в  $i$ -м фрейме гиперфрейма. В отсутствие перекрестных помех либо  $x_i = 1$ ,  $y_i = 0$  ( $i = 1..N$ ), либо наоборот. Если в канале работают  $K-1$  „чужих“ передатчиков, то  $x_i, y_i$  могут принимать значения от нуля до  $K$  (рис. 1).

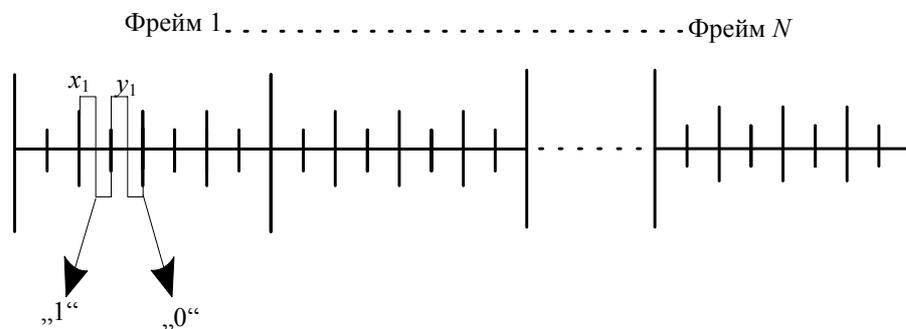


Рис. 1

Вычислим вероятность образования пар  $(x_i, y_i)$  при передаче символов „1“  $P(x_i, y_i / "1") = P(x_i - 1, y_i)$  и „0“  $P(x_i, y_i / "0") = P(x_i, y_i - 1)$  в одном фрейме

$$P(x_i, y_i / "1") = P(x_i - 1, y_i) = C_{K-1}^{x_i+y_i-1} \left(\frac{1}{M}\right)^{x_i+y_i-1} \left(\frac{M}{M-1}\right)^{K-1-(x_i+y_i-1)} C_{x_i+y_i-1}^{x_i-1} \left(\frac{1}{2}\right)^{x_i+y_i-1},$$

$$P(x_i, y_i / "0") = P(x_i, y_i - 1) = C_{K-1}^{x_i+y_i-1} \left(\frac{1}{M}\right)^{x_i+y_i-1} \left(\frac{M}{M-1}\right)^{K-1-(x_i+y_i-1)} C_{x_i+y_i-1}^{y_i-1} \left(\frac{1}{2}\right)^{x_i+y_i-1}.$$

Вычитание единицы означает, что учитываются сигналы только от других (мешающих) абонентов,  $C_{K-1}^{x_i+y_i-1}$  — число комбинаций, при которых  $(K-1)$  мешающих сигналов попадают в правый полуслот,  $\left(\frac{1}{M}\right)^{x_i+y_i-1}$  — вероятность того, что абонент передавал сообщение в левом полуслоте одного из  $M$  слотов,  $\left(\frac{M}{M-1}\right)^{K-1-(x_i+y_i-1)}$  — вероятность того, что ни один из  $K-1$  абонентов не передавал сообщений в заданном слоте,  $C_{x_i+y_i-1}^{x_i-1}$  — число комбинаций, при которых  $(K-1)$  мешающих сигналов попадают в левый полуслот,  $\left(\frac{1}{2}\right)^{x_i+y_i-1}$  — вероятность попадания мешающих сигналов в левый полуслот заданного слота.

Так как искажения переданного бита в разных фреймах статистически независимы, то воспользуемся теоремой умножения вероятностей:

$$P(x_1, y_1, \dots, x_N, y_N / z) = \prod_{i=1}^N P(x_i, y_i / z), \quad z = \text{„0“}, \text{„1“}.$$

Принимая решение, необходимо сравнить полученные вероятности для символов „0“ и „1“.

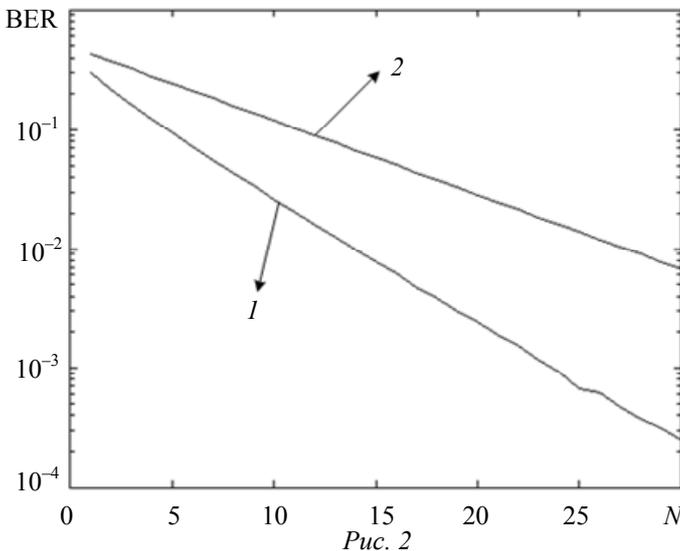


Рис. 2

$$\prod_{i=1}^N P(x_i, y_i / "1") \geq \prod_{i=1}^N P(x_i, y_i / "0").$$

После сокращения одинаковых множителей получим выражение

$$\prod_{i=1}^N C_{x_i+y_i-1}^{x_i-1} \geq \prod_{i=1}^N C_{x_i+y_i-1}^{y_i-1},$$

$$\prod_{i=1}^N x_i \geq \prod_{i=1}^N y_i.$$

Для оценки качества работы предлагаемого алгоритма было проведено моделирование. При этом производилось сравнение алгоритма оптимального приема (1) и алгоритма, используемого в OR-приемнике (2), по BER — вероятности ошибки на бит (рис. 2) для  $K=2$ ,  $M=8$ .

**Закключение.** Результаты моделирования показали эффективность предложенного алгоритма, обеспечивающего выигрыш по вероятности ошибки на бит над OR-приемником. Для рассматриваемой системы, в которой  $K=2$ ,  $M=8$ , моделированием получено, что выигрыш по вероятности ошибки на бит составляет практически два порядка.

## СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Zigangirov K. Sh.* Theory of code division multiple access communication. John Wiley & Sons, 2004. 400 p.
2. *Favi E., Charbon C.* Techniques for fully integrated intra-/inter-chip optical communication // Design Automation Conf. 2008. P. 343—344.
3. *Ando H., Kameda S., Iwata A.* Principal component analysis-based object detection/recognition chip for wireless interconnected three-dimensional integration // Jap. J. of Appl. Phys. 2008. Vol. 47. P. 2746—2748.
4. *Carusone T.* Future chip-to-chip interconnect technologies // CMOS Emerging Technologies Spring Conf. 2009. P. 156—158.
5. *Agdam M. K.* A low-power high-speed 4-bit adc for ds-usb communications // IEEE Computer Society Annual Symp. on VLSI. 2007. P. 506—507.
6. *Moore S. S. B., Sellathamby C., Iniewski K.* Chip to chip communications for terabit transmission rates // IEEE Asia Pacific Conf. on Circuits and Systems. 2008. P. 1558—1561.
7. *Прокуис Дж.* Цифровая связь. М.: Радио и связь, 2000. 798 с.

**Сведения об авторах**

- Константин Борисович Гурнов** — Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения, кафедра моделирования вычислительных и электронных систем; ассистент; E-mail: kosta4212@mail.ru
- Григорий Сергеевич Евсеев** — канд. техн. наук, доцент; Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения, кафедра моделирования вычислительных и электронных систем; E-mail: egs@vu.spb.ru

Рекомендована кафедрой  
№ 51 безопасности информационных систем

Поступила в редакцию  
01.02.13 г.