Лабораторная работа 10

Оценка информационных характеристик систем

Цель работы:

1. Изучение особенностей функционирования дискретных и непрерывных каналов с шумом и без шума
2. Изучение основных информационных характеристик каналов связи и их оценка

Задание на лабораторную работу:

1. Ознакомиться с теоретической частью, при необходимости используя дополнительную литературу
2. Исходя из полученных количества передаваемых сообщений N (см. Варианты заданий), рассчитать пропускную способность дискретного канала связи с шумами.
3. Исходя из полученных количества передаваемых сообщений N (см. Варианты заданий), рассчитать пропускную способность непрерывного канала связи без шумов.

Содержание отчета:

1. Титульный лист
2. Вариант задания
3. Результаты выполнения каждого из этапов лабораторной работы.
4. Выводы по работе

Варианты заданий

вариант	***1***	***2***	***3***	***4***	***5***	***6***	***7***	***8***	***9***	***10***	***11***
N	10	15	12	11	9	17	8	20	18	19	21
вариант	***12***	***13***	***14***	***15***	***16***	***17***	***18***	***19***	***20***	***21***	***22***
N	13	22	25	7	27	24	14	26	23	28	16

Справочные материалы

Определим пропускную способность канала как максимальное количество информации, которое можно передавать по нему в единицу времени:

$$C = \max\{Ixy\}/tx \quad \text{(бит/с}$$

Для канала без помех справедливо условие Ixy = Hx, а потому его пропускная способность:

$$C_{бп} = \max\{Hx\}/tx = \log_2 m/tx$$

В частном случае передачи двоичных разрядов (m = 2) справедливо

$$C_{бп} = 1/tx$$

Для нас важно, как соотносится величина $C_{бп}$ с потоком информации источника H'z, который определяется по формуле

$$H'z = Hz/tx \quad \text{(бит/с)}$$

Пропускная способность канала используется полностью, когда $H'z = C$.

Между тем, уменьшение энтропии *Hz* может привести к сокращению информационного потока. Чтобы его увеличить, требуется сократить время tz. Если учесть, что $tz = tx \cdot l_{ср}$ где $l_{ср}$- средняя длина кода символа, то становится ясно: чтобы полнее использовать пропускную способность канала для любого источника, нужно рационально кодировать сообщения, по возможности сокращая величину $l_{ср}$.

Если записать условие полного использования пропускной способности канала $H'z = C$ в развернутом виде, то для канала без помех оно будет иметь вид:

$$Hz/tz = \log_2 m/tx$$

а с учетом $tz = tx \cdot l_{ср}$ и $\log_2 m = 1$ (при m=2) мы получим условие:

lcp = Hz

Рассмотрим теперь вариант, когда помехи в канале вызывают появление ошибок с вероятностью p_0. В этом случае:

$$C = \max\{Hx - Hx/y\}/tx = (\log_2 m - Hx/y)/tx$$

Рассмотрим наиболее распространенный случай так называемого двоичного симметричного канала. При этом *m*=2 ($\log_2 m = 1$), а вероятности ошибки "переход "1" в "0" " "переход "0" в "1" " одинаковы.

Если теперь рассмотреть в качестве случайного события передачу разряда кода с ошибкой (вероятность p_0), то для определения энтропии, получим:

$$Hx/y = Hy/x = -p_0 \log 2 p_0 - (1-p_0)\log_2(1-p_0)$$

С учетом этого можно записать:

$$C = [1 - p_0 \log 2 p_0 - (1-p_0)\log_2(1-p_0)]/tx$$

Таким образом, пропускная способность симметричного двоичного канала с помехами определяется только скоростью передачи разрядов кода (Vx = 1/tx) и вероятностью ошибок.

Клод Шеннон показал, что за счет кодирования пропускную способность канала с помехами также можно использовать максимально полно (напомним, что сама она будет ниже, чем у канала без помех).

Способ кодирования, который позволяет этого добиться, основан на использовании избыточных кодов, когда каждый информационный блок защищается контрольными разрядами и чем больше длина блока, тем меньше удельный вес этих избыточных разрядов, позволяющих обнаружить и исправить ошибки.

Источник И передает в канал непрерывное сообщение Z(t). Формирователь сигналов Фс преобразует его в сигнал X (t), приспособленный для передачи по аналоговому каналу.

В линии связи ЛС на сигнал воздействуют случайные аддитивные помехи e(t) (для помех такого типа справедливо соотношение Y(t) = X(t) + e(t)).

Устройство распознавания сигнала восстанавливает сообщение Z(t) по полученному Y(t).

В этой схеме стадия кодирования вообще не рассматривается. Однако подход (кстати, предложенный опять-таки Клодом Шенноном) основан на тех же принципах, что и для дискретного канала, потому нам целесообразно рассмотреть этот вопрос именно здесь.

Вернемся к определению пропускной способности канала связи:

$$C_{бп} = \max\{Ixy\}/tx = \max\{Hx\}/tx$$

Величина tx в нашем случае соответствует шагу дискретизации сигнала dt. Согласно теореме Котельникова, непрерывный сигнал можно полностью восстановить по его дискретным отсчетам, если шаг дискретизации dt вдвое меньше периода самой высокочастотной составляющей f_m сигнала ($dt = 1/2f_m$). Учитывая, что любой физический канал связи всегда имеет ограниченную полосу частот, которые он в состоянии пропустить, величину f_m (а следовательно и dt) можно определить исходя из характеристик канала.

Если значение dx конечно, то непрерывный канал можно рассматривать как дискретный с объемом алфавита $m = x_m / dx + 1$. Если к тому же в канале отсутствуют помехи $(Hx/y = 0)$, то можно записать:

$$C = \max\{Hx\}/dt = 2f_m * \log_2 m = 2f_m * \log_2(x_m/dx + 1)$$

Отсюда видно, что пропускная способность непрерывного канала без помех ($dx \to 0$) стремится к бесконечности. Однако, в реальном канале помехи присутствуют всегда, при этом сколько бит информации удается "нагрузить" на один дискретный отсчет, зависит от соотношения мощности полезного сигнала на входе приемника и помехи Pc/Pn

Клод Шеннон показал, что в случае наиболее "неприятной" помехи типа "белый шум", чья мощность равномерно распределена во всей полосе частот канала, справедливо соотношение: $C_n = f_m \log_2 \left(P_c / P_n + 1 \right)$

Доказательство этой теоремы Шеннона о пропускной способности непрерывного канала весьма громоздко и мы не станем его рассматривать. Остановимся на анализе самой формулы. Итак, пропускная способность непрерывного канала с помехами:

- пропорциональна ширине полосы частот канала f_m;
- возрастает с увеличением отношения полезный сигнал/помеха (в этом случае будет уверенно распознаваться на фоне помех);
- не равна нулю даже при $P_c << P_n$ (то есть, передачу информации принципиально можно вести сигналами более слабыми, чем помехи).